

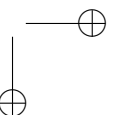
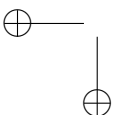
Capítulo 1

Introducción

En este capítulo se realiza una introducción a las redes inalámbricas que cada vez tienen un mayor impacto en los entornos industriales.

A continuación se describen los motivos por los que se emprendió en su momento este trabajo de tesis, motivos directamente relacionados con los objetivos planteados. Para alcanzar estos objetivos se describe la metodología de trabajo que se ha seguido a lo largo del estudio.

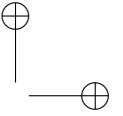
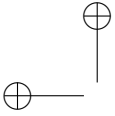
Las contribuciones más importantes a las que ha dado lugar este trabajo de tesis son descritas también en este capítulo introductorio. Y para terminar se detalla la estructura de la memoria de tesis.



1.1. Introducción

El uso de las redes inalámbricas tiene un impacto creciente en los sistemas de automatización y fabricación industrial, de control distribuido, de supervisión y cualquier otro tipo de sistemas integrados en red debido a la simplicidad en el despliegue, reducción de costes de ingeniería y de cableado, aplicaciones con movilidad y a la reducción del mantenimiento, así como a la posibilidad de instalar equipos en lugares que no pueden ser cableados, ver [LS⁺05]. Cada vez hay más situaciones y necesidades de integración que no pueden resolverse adecuadamente mediante cable, las redes inalámbricas por tanto complementan las redes cableadas. Además, son muchas e interesantes las potenciales aplicaciones industriales que pueden hacer uso de estas redes como apunta Willig en [Wil08], el control en lazo-cerrado de subsistemas móviles, la coordinación entre robots móviles o vehículos autónomos y la monitorización del funcionamiento de máquinas e instalaciones. No hay que olvidar además las aplicaciones fuera de los entornos industriales tal y como se enumera en [SLH02], edificios públicos, centros educativos, hospitales (donde se pueden actualizar los datos de los pacientes automáticamente), aeropuertos (para agilizar tareas de embarque) y centros comerciales (para ofrecer publicidad).

Incluso con estas ventajas, el uso de las redes inalámbricas en la industria es limitado debido a la necesidad de tecnologías avanzadas que implican alta confiabilidad en tiempo real de respuesta, la resistencia a las condiciones ambientales, la protección a prueba de explosión, y también por entrar en conflicto con otros protocolos wireless. Con respecto a este último punto, cabe destacar el trabajo realizado por el ISA100 Working Group (WG3), comité perteneciente al ISA (International Society of Automation, [ISA]) cuya comisión de normas aprobó en abril de 2009 una norma de comunicaciones wireless para la industria de automatización de procesos. Este nuevo estándar para la industria, ISA100.11a-2009 (Wireless Systems for Industrial Automation: Process control and related applications) ofrece una excelente compatibilidad con los sistemas existentes de instrumentación a través de protocolos



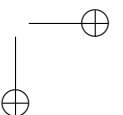
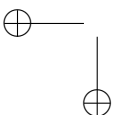
wireless como Foundation Fieldbus, HART®, Modbus y Profibus®. Según la norma puede coexistir con otros dispositivos inalámbricos que estén en uso en el área de trabajo, tales como teléfonos móviles y dispositivos basados en IEEE 802.11x, IEEE 802.15x, IEEE 802.16x, y otras normas pertinentes. Es un protocolo adecuado para una amplia gama de aplicaciones de vigilancia y control.

Un ejemplo donde las tecnologías inalámbricas han penetrado rápidamente es en el control de las redes que dan soporte a servicios públicos (utilities networks), ejemplos típicos son la supervisión y control remoto de grandes redes de distribución de agua, gas o electricidad. En estos casos, el tráfico se compone básicamente de variables de estado, eventos y la transmisión de imágenes relacionadas o no con estos. Este tipo de redes están desplegadas en entornos metropolitanos y formadas habitualmente por un nodo principal o estación central donde se procesa, almacena y controla la información de la instalación, distintas estaciones remotas y clientes remotos que pueden supervisar e incluso controlar remotamente el funcionamiento del sistema, ver [SAS04b, ASSD05]. Desde el punto de vista de las comunicaciones, cuando se trabaja con instalaciones distribuidas geográficamente, como es el caso del escenario tomado como ejemplo, se requiere el uso de redes de telecomunicaciones heterogéneas, compuestas por redes de cable y sistemas inalámbricos operados por diferentes entidades, ver [SAS06].

En la Fig. 1.1 se muestra como ejemplo un esquema de un sistema de supervisión y control. Cada estación remota constituye un ente autónomo que controla una parte de la instalación global, típicamente se utilizan buses de campo y controladores para proporcionar el comportamiento deseado en cada área. Sin embargo, para mejorar la explotación del sistema, la respuesta ante alertas y situaciones de riesgo y facilitar su mantenimiento, las estaciones remotas deben tener capacidad de intercambiar información de estado entre éstas¹ y con la estación central a través un gateway² y también, entre

¹Ver flujo A en la Fig. 1.1, donde el operario D a través del E alcanza el gateway atravesando la red heterogénea para comunicar con el operario A que está en otra estación remota.

²Ver flujo B en la Fig. 1.1, donde el operario D a través del E alcanza el gateway para comu-



usuarios dentro de la propia estación remota³. En los tres casos, un posible escenario es la generación espontánea de redes inalámbricas en las estaciones remotas de control donde cada nodo de la red está representado por un usuario/operario que además actúa como router a la hora de intercambiar información con un operario de la propia estación donde está situado, la central u otra estación remota, y para ello hace uso del resto de nodos en el caso de no alcanzar el destino deseado directamente.

Según el ámbito de aplicación, las necesidades pueden ser muy diversas. La información transmitida entre los nodos que componen esta red inalámbrica depende de los servicios a ofrecer por la instalación que se está supervisando. Los servicios ofrecidos a los usuarios en el caso de estudio se pueden dividir en servicios de media y servicios de alerta. Estos servicios suelen basarse en la información de telemetría y en la información obtenida por la supervisión de procesos, es decir, la generación y envío de alarmas y la transmisión de streaming de vídeo de la zona que se está inspeccionando entre los encargados de la supervisión de la planta o zona.

El que la red inalámbrica generada pueda ofrecer esos servicios correctamente dependerá de:

1. Las características de los distintos servicios y sus restricciones. En el caso de los servicios de alerta el volumen de información es muy bajo. Normalmente se trata de unos pocos octetos que ofrecen información sobre un determinado estado o alarma en la instalación. El usuario recibe la alarma porque está suscrito a este tipo de servicio. En el caso de los servicios de alerta, la fuente de la alerta puede ser un equipo de control en una estación remota o un usuario que active un aviso tras la supervisión de la instalación. El receptor puede estar en la sala de control central (un controlador), en una estación remota o puede ser un cliente remoto (un supervisor en ambos casos). El plazo máximo entre

nicar con la estación central de control atravesando la red heterogénea.

³Ver flujo C en la Fig. 1.1, donde el operario A necesita comunicar con C y para ello encamina la información a través de B.

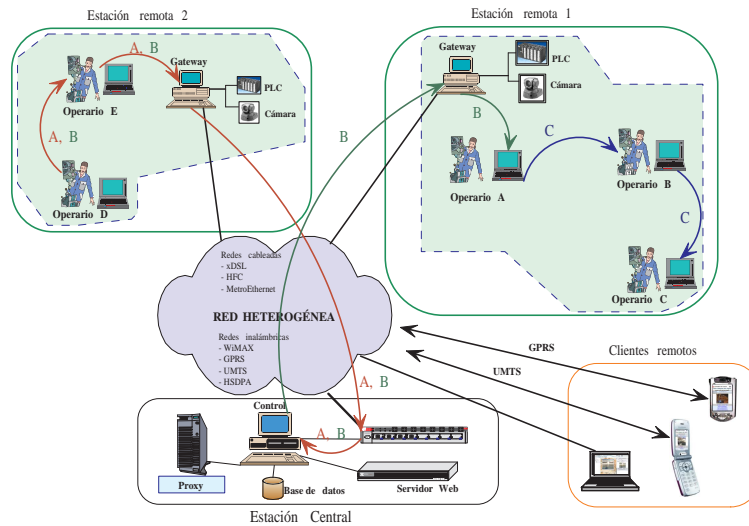


Figura 1.1: Esquema de una instalación de supervisión y control.

la producción y la recepción de la alarma debe estar acotado (típicamente menor a 1s), la alarma debe llegar y además hacerlo a tiempo. Cuando la alarma es enviada a un controlador este debe recibirla y procesarla en un tiempo máximo, cuando la alarma llega a un supervisor el deadline es más flexible, pero en ambos casos se considerará 1 segundo.

Los servicios de media normalmente ofrecen imágenes o vídeo streaming para la supervisión de la instalación y la fuente es una cámara instalada en una estación remota. Las imágenes o secuencias son ofrecidas por la cámara y se envían a un cliente situado en la propia estación, en otra estación, en la sala de control central o incluso puede ser enviado a un cliente remoto. El plazo máximo para la recepción de imágenes o streaming de vídeo desde que se solicitan hasta que el usuario las visualiza es típicamente menor o igual a 3 s.

2. El ruido e interferencias provenientes de la maquinaria instalada en la estación remota (entorno industrial), ver [CDD06]. Estos entornos

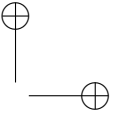
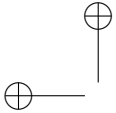
provocan cortes y fallos en la comunicación que deben tenerse en cuenta a la hora de ofrecer servicios con ciertos requerimientos temporales.

3. La movilidad de los operarios que actúan como nodos receptores a la vez de routers, del tamaño de la zona en la que estos operarios se mueven, de la propia tecnología inalámbrica utilizada, etc. ver [BCDP05, BCDG05, RRC06]. Estos factores provocan inestabilidad en las rutas provocando rupturas en las mismas por lo que se hace necesario estudiar mecanismos para su recuperación y el tiempo necesario para obtener rutas alternativas y determinar si los servicios a ofrecer por la red inalámbrica generada pueden ofrecerse.

Las redes inalámbricas generadas espontáneamente en las estaciones remotas de la instalación son redes ad hoc ya que los propios operarios/nodos actúan como routers a la hora de transmitir la información al destino. Las redes ad hoc permiten que los dispositivos inalámbricos puedan estar interconectados formando redes de comunicación sin infraestructura. El encaminamiento en entornos inalámbricos y particularmente en redes ad hoc es muy cambiante sobre todo cuando se trata de nodos móviles (MANET - Mobile Ad hoc Network) [Per98], por esta razón los protocolos de encaminamiento convencionales no son útiles en estos entornos para soportar los servicios descritos.

La inclusión de redes ad hoc inalámbricas en entornos industriales conlleva ciertos problemas: errores debidos a interferencias que dificultan la creación de rutas en los tiempos establecidos, roturas de rutas activas debido a la movilidad de los nodos, al ruido del medio o a la propia tecnología utilizada y dificultad a la hora de obtener una ruta alternativa tras una pérdida de comunicación, lo que provoca problemas a la hora de establecer una comunicación o errores y pérdidas durante la misma.

Estos problemas deben ser evaluados y dimensionados, ya que en los procesos industriales y de manufacturación se deben suministrar productos y servicios de calidad. Para conseguirlo la producción debe ser flexible y estar constantemente actualizada mejorando los productos y servicios; debe haber un control de calidad, lo que implica una coordinación en la adquisición y



análisis de los datos; se debe reaccionar a tiempo para ofrecer buenos servicios, ser competitivos y conseguir buena imagen, ver [LS⁺05].

1.2. Motivación y objetivos

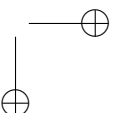
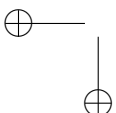
La integración de las redes ad hoc en situaciones reales se está convirtiendo en algo cada vez más común y los sistemas de supervisión y control no son una excepción. En un entorno de este tipo pueden aparecer nodos móviles de forma espontánea formando una red ad hoc para comunicarse entre sí con el fin de llegar finalmente a un nodo fijo que les puede ofrecer la información del resto del sistema en tiempo real o actuar como puerta de entrada a otras redes remotas. La eficacia de la comunicación en estas redes se rige por la zona de trabajo, el número de nodos, la movilidad, la potencia de transmisión, etc.

Aunque el estudio de las redes ad hoc ha sido muy importante en los últimos años, todavía hay muchos aspectos que mejorar y estudiar. En el caso del modelado, no hay modelos formales que tengan en cuenta una red completa con conocimiento de toda la topología y donde los nodos sean móviles.

Generalmente los estudios mediante modelos ya sea con resolución analítica o mediante simulación no consideran qué aplicación tendrá la red evaluada, por lo que los resultados ofrecidos difícilmente pueden ser extrapolados al comportamiento de una red real. Del mismo modo en las implementaciones reales existen pocos estudios dedicados a entornos industriales.

El trabajo realizado por el grupo de investigación en distintos convenios con el Ayuntamiento de Valencia y en proyectos de investigación tanto locales como nacionales⁴, todos ellos relacionados con las tecnologías de comunicaciones y su uso en entornos metropolitanos e industriales que albergan sistemas que requieren la incorporación de servicios avanzados, han ofrecido la posibilidad de estudiar la incorporación de las redes ad hoc en estos tipos de sistemas así como sus beneficios o inconvenientes.

⁴En el apéndice E se hace referencia a los proyectos más destacados.

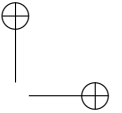
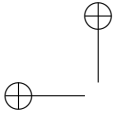


Los motivos por los que se emprendió este trabajo de investigación se resumen en los objetivos a alcanzar tras la finalización del mismo:

1. El objetivo principal de la tesis es analizar el comportamiento de las MANET en entornos de tipo industrial y estudiar cómo afecta a su funcionamiento y a los servicios ofrecidos el movimiento de los nodos principalmente, aunque existan otros factores que también repercutan en el resultado.

Para ello se deberán estudiar y definir en primer lugar los servicios a ofrecer en este tipo de instalaciones. Los servicios típicos de tiempo real en entornos industriales son alertas y streaming de vídeo. Se evaluará bajo qué condiciones los servicios pueden ser ofrecidos, por ejemplo, se estudiará el retardo máximo permitido desde que se produce una alerta hasta su recepción por parte del usuario suscrito y el retardo máximo para la recepción de streaming de vídeo o imágenes a petición de un supervisor de la instalación en función de la movilidad, tamaño del área, velocidad, etc.

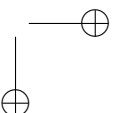
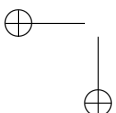
Los servicios a ofrecer deben cumplir unos mínimos de QoS, los parámetros típicos de encaminamiento para proporcionar QoS son el retardo, jitter, ancho de banda y tasa de pérdidas. Ofrecer QoS en una red ad hoc se ha convertido en un punto crítico en el diseño de las redes ad hoc inalámbricas debido a la necesidad de ofrecer aplicaciones multimedia en dichas redes. Muchos de los esfuerzos se han centrado en el diseño de los protocolos de acceso al medio, sin embargo, desasociar el encaminamiento de la provisión de QoS puede dar como resultado una elección ineficiente de rutas y esto reduce la probabilidad de obtener los requerimientos de QoS cuando lleguen las solicitudes de comunicación. Existen trabajos que tratan el soporte de la QoS en redes ad hoc, concretamente en [DR07] se propone una variación del protocolo de encaminamiento AODV denominada SD-AODV (Service Differentiation-Ad Hoc On-Demand Distance Vector), donde las solicitudes de ruta se suprimen en ciertos nodos para mantener los requerimientos de QoS



deseada para los flujos de tiempo real. El objetivo de la QoS de encaminamiento (QoS routing) es doble, en primer lugar seleccionar los caminos que pueden satisfacer los requisitos de QoS tras la solicitud de comunicación y en segundo lugar lograr una eficiencia global en la utilización de los recursos, ver [ZM05]. Se deberá evaluar si el protocolo escogido ofrece la QoS deseada aunque en este caso no sea un protocolo que soporte QoS routing.

2. Diseño de modelos matemáticos que permitan representar el comportamiento de las redes ad hoc, que pueden generarse en ambientes industriales, y de este modo poder conocer cómo afecta el movimiento de los nodos y cómo el protocolo de encaminamiento utilizado reacciona para poder ofrecer los servicios de tiempo real típicos de este tipo de escenarios definidos en el primer objetivo. Se diseñarán y resolverán modelos matemáticos inicialmente simples para terminar con modelos más complejos que puedan representar una red ad hoc completa.

El objetivo es diseñar toda la red, no interesa únicamente evaluar el comportamiento del protocolo en un solo nodo o entre fuente y destino representando de forma general el resto de la red que es lo habitual, como lo demuestra la existencia de varios trabajos, ver [ZZ03, MLSPC03]. El objetivo es modelar la red completa, pero no para estudiar el correcto funcionamiento del protocolo como se ha hecho en otros trabajos, ver [XMT02, XML04, MHW04], sino para estudiar si la red ad hoc con las características del escenario escogido puede ofrecer los servicios típicos. Además se modelará el movimiento de los nodos, puesto que es este uno de los factores más influyentes durante una comunicación entre origen y destino. El hecho de tener en cuenta la topología de la red o escenario completo y modelar el movimiento de todos los nodos que lo forman tiene una complejidad añadida, la cambiante topología de la MANET. La red tendrá las características observadas en el primer objetivo en cuanto a número de nodos, velocidad media típica, tiempo de solicitud del servicio, tamaño del área de trabajo, periodicidad de la



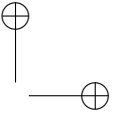
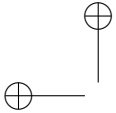
búsqueda de ruta o solicitud de comunicación, etc. Los modelos permitirán variar fácilmente el valor de estas variables hasta encontrar los valores que ofrezcan el resultado más equilibrado (número de nodos - rutas encontradas, rango de transmisión radio - rutas encontradas y mantenimiento de rutas, etc.).

Al tener en cuenta la topología completa de la red, cuando se solicite comunicación entre dos nodos se deberá conocer la ruta exacta entre origen y destino. Esto permite saber si el movimiento de alguno de los nodos que pertenecen a la ruta útil provoca una ruptura o si por lo contrario este movimiento no implica que la ruta se haya perdido. En caso de ruptura, se deberá estudiar cómo reacciona el protocolo, cuánto tiempo necesita hasta ofrecer una ruta alternativa y si esta ruta tiene más o menos saltos que la que se estaba utilizando.

Además de estudiar la posible comunicación entre origen y destino la primera vez que se solicita ruta para determinar si el protocolo es capaz de ofrecer un camino correcto, se calculará el tiempo que necesita para establecerlo y se evaluará el comportamiento de la red durante una comunicación continua durante el tiempo de selección del servicio. Son muchos los factores que pueden afectar a una ruta ya establecida y a la información que por ella se está transmitiendo, esta ruta puede perderse porque uno de los nodos se haya movido, puede haber errores en la comunicación debido a interferencias pero la ruta debe recuperarse para seguir ofreciendo la información solicitada.

3. Contrastar y verificar los resultados obtenidos con los modelos formales. Para ello se plantea la creación de un banco de pruebas donde realizar experimentos y obtener resultados que complementen los obtenidos mediante los modelos matemáticos.

Con los modelos formales se obtendrán de forma sencilla resultados que permitan tras la consecución del segundo objetivo determinar los valores (tamaño de área, n° de nodos, ...) más adecuados para que los servicios tipificados en el primer objetivo puedan ser ofrecidos. Utili-



zando estos valores se podrá implementar un banco de pruebas real que verifique los resultados y que tenga en cuenta aquellos problemas que pueden surgir en cualquier red inalámbrica y que el modelo no ha podido representar para obtener los valores que permitirán determinar si los servicios definidos pueden ofrecerse correctamente.

Estos valores serán el número medio de saltos que deben atravesar los paquetes durante una comunicación, el tiempo medio de ruta definido como el tiempo durante el cual la ruta es válida, el tiempo medio de recuperación o tiempo que tarda en recuperarse una ruta perdida ya sea la misma o una alternativa, etc.

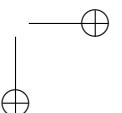
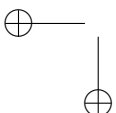
Cabe tener en cuenta que aún siendo una implementación real el banco de pruebas presentará ciertas limitaciones, las pruebas se realizarán en interior y no se añadirá movilidad a los nodos (aunque sí pérdidas y caídas de enlaces) para controlar más fácilmente la repetitividad de las pruebas.

1.3. Metodología de trabajo

Con el fin de alcanzar los objetivos presentados se plantea un conjunto de tareas como metodología a seguir:

1. Estudio y recopilación de información sobre sistemas de supervisión y control en entornos industriales y/o urbanos, servicios a ofrecer, características y requerimientos para la definición del escenario.

La redes ad hoc plantean numerosos retos para la provisión de servicios por ejemplo a nivel de encaminamiento al ser redes cuya topología y comportamiento son altamente dinámicos. Por ello, se deben identificar las necesidades de información para los usuarios, origen, destino, requerimientos de red y equipos, y características de esta información desde el punto de vista de sus parámetros básicos (principalmente el



deadline y el jitter) para determinar si dichos requerimientos pueden ser cumplidos por los protocolos de encaminamiento existentes.

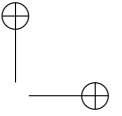
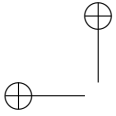
En estos sistemas de supervisión hay muchas tecnologías de comunicaciones (red heterogénea) para comunicar las estaciones remotas con la estación central. Es precisamente en las estaciones remotas donde se generan las redes ad hoc a evaluar en este trabajo. En este sentido se deben observar los sistemas industriales de supervisión y control de grandes instalaciones. Concretamente se deben estudiar las distintas alternativas de comunicaciones que pueden formar la red heterogénea de un entorno industrial de este tipo. Se debe analizar el acceso a la información (alertas e imágenes) que los sistemas industriales pueden ofrecer a un usuario remoto/móvil en tiempo real y el tipo de información de utilidad a los operarios y técnicos que trabajan en sistemas de supervisión y control.

2. Estudio exhaustivo de protocolos de encaminamiento en redes ad hoc, selección de un protocolo por sus características, propiedades y nivel de desarrollo e implantación.

En esta etapa la investigación se debe centrar en el estudio de los distintos protocolos de encaminamiento en redes ad hoc y en la selección de un protocolo para su evaluación. El protocolo AODV (Ad hoc On-demand Distance Vector), ver [PR03], junto con el OLSR (Optimized Link State Routing) (ver [JMC⁺01, CJ03]) está en estado experimental en el IETF Working Group [IET]. Estos dos protocolos son actualmente los más maduros desde el punto de vista de la implementación. Esta es la razón por la que son dos de los protocolos más estudiados, son varios los trabajos que comparan su funcionamiento tanto mediante modelado, ver [Huh04, Hol05], como mediante bancos de prueba, ver [BCDP05, Bor05, BCDG05, BCD⁺06, BD07, LUB07]

3. Estudio detallado de las características del protocolo escogido.

Se evaluará como realiza la búsqueda, mantenimiento y recuperación



de ruta, como maneja la tabla de encaminamiento, tiempos entre búsquedas, reintentos permitidos, etc.

4. Elección y descripción del escenario de trabajo para los modelos formales.

Tomando como base la información obtenida tras el estudio de los sistemas de supervisión y control se elegirá un escenario que represente este tipo de entornos. Los parámetros a elegir y describir son el tamaño de la zona de trabajo, el número de nodos más representativo, la movilidad, la velocidad de los nodos, la frecuencia con la que se deben realizar las solicitudes de ruta, los tiempos a cumplir para que se puedan ofrecer los servicios requeridos, etc.

5. Elección de la herramienta de modelado para la implementación de los modelos formales.

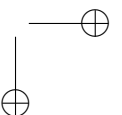
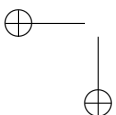
Se elegirá la herramienta de modelado para implementar los modelos que representen la red ad hoc a estudiar. Una vez elegida, se aprenderá el manejo de dicha herramienta/s para asegurar la correcta utilización e interpretación de resultados.

6. Desarrollo formal de modelos sencillos que representen una red ad hoc completa cuyos nodos sean móviles.

Una vez conocidos los requerimientos se debe evaluar si una red ad hoc con el protocolo de encaminamiento escogido es capaz de ofrecer los servicios antes mencionados con la calidad requerida por este tipo de aplicaciones. Para ello se realizarán los modelos formales que permitan conocer según cuál sea el servicio, si la red puede proporcionar los requerimientos de QoS y mantenerlos durante el tiempo que dure la sesión.

7. Validación del modelo inicial.

El objetivo del modelo sencillo inicial es el de obtener de forma simple un modelo que pueda servir como base a los modelos posteriores que



se realizarán mediante ampliaciones y cambios hasta obtener el modelo final. Por esto, el modelo inicial debe ser validado, su funcionamiento debe ser corroborado de modo que los resultados obtenidos sean coherentes.

8. Implementación de modelos complejos que representen la red ad hoc y en la que intervengan las características del protocolo de encaminamiento escogido.

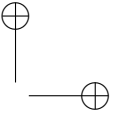
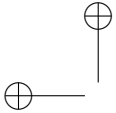
En esta tarea y en la siguiente, se propone el modelado de una red ad hoc que haga uso de un protocolo de encaminamiento. Este modelo permitirá el estudio de la probabilidad de conexión o establecimiento de ruta cuando el nodo origen solicite información al nodo destino (conexión directa (single-hop) entre origen y destino, o indirecta (multi-hop) donde se creará una ruta gracias a los vecinos más cercanos), la evaluación de la duración de esas rutas, la posibilidad de recuperación en caso de pérdida, etc.

9. Validación del modelo y verificación de comportamientos.

Al igual que con el modelo base, el resto de modelos deben ser validados y se debe verificar su comportamiento de modo que todos aquellos resultados que puedan ser predecibles deben cumplirse.

10. Planificación de medidas.

El éxito o fracaso en la conexión, el número de intentos y el tiempo para recuperar la ruta perdida vendrán determinados por distintos parámetros que deberán ser analizados: el tamaño del área de trabajo, el número de nodos de la red, la cobertura radio de los nodos, la velocidad con la que se mueven y el modelo de movimiento utilizado. Es necesario por ello realizar una planificación de medidas a realizar para que las resoluciones del modelo se realicen de forma ordenada, con coherencia y con ellas se obtengan resultados que permitan evaluar los parámetros que luego permitirán determinar el funcionamiento de la red ad hoc implementada.



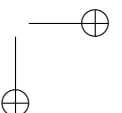
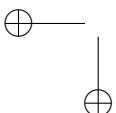
11. Interpretación de resultados.

Tras la resolución de los distintos experimentos, se dará paso a la representación gráfica para interpretar los resultados obtenidos. Esta interpretación ofrecerá las respuestas a las cuestiones planteadas, ¿puede una red ad hoc con el protocolo de encaminamiento escogido ofrecer los servicios típicos de una gran instalación?, ¿en el caso de haberlas cuáles son las restricciones?...

12. Ampliación de los modelos para representar aspectos como errores, problemas en la comunicación...

En la transmisión de la información no solo intervienen los problemas surgidos por el protocolo de encaminamiento, también intervienen otros factores como obstáculos, problemas del nodo oculto y nodo expuesto, errores por la pérdida de paquetes, etc. Sin embargo, hay que dejar aspectos fuera del estudio por cuestiones de complejidad como siempre, por lo que no se modelará al detalle el nivel físico de la red, pero se tendrán en cuenta algunos de esos aspectos para que la red tenga un comportamiento más realista.

Se observa tras el estudio de los trabajos de otros autores y después de los trabajos preliminares la necesidad de dotar a los modelos del mayor realismo posible. En varios trabajos sobre pruebas reales los autores manifiestan la dificultad de ofrecer servicios como streaming de vídeo o voz. Estudios realizados por diversos autores establecen que para ofrecer encaminamiento eficiente con QoS sobre redes ad hoc inalámbricas, deben ser estudiados más profundamente problemas como la escalabilidad, el control de potencia, el balanceo de energía y el diseño eficiente de los protocolos MAC, ver [XS01]. En el caso actual, el modelado del nivel físico se deberá simplificar realizándose diversas suposiciones, pero para dotar al modelo del mayor realismo posible se estudiará como introducir retardos, pérdidas de paquetes en la transmisión y errores en su implementación. Para ello el modelo deberá rehacerse, ampliándose y modificando ciertas partes para obtener el funcionamiento deseado.



13. Implementación real de un banco de pruebas formado por una red ad hoc con el protocolo de encaminamiento escogido donde probar los servicios definidos previamente.

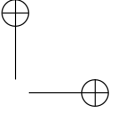
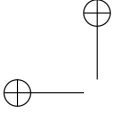
14. Planificación y realización de las pruebas en el banco de pruebas diseñado.

El banco de pruebas se implementará con el objetivo de corroborar los resultados obtenidos mediante los modelos formales además de ampliar los resultados obtenidos con los mismos por tratarse de un sistema real.

Para que los resultados sean útiles y válidos se deben planificar con detalle las pruebas a realizar. Posteriormente estas se deben llevar a cabo con rigor siguiendo una temporalización, utilizando siempre el mismo entorno, repitiendo los mismos experimentos varias veces ya que los resultados pueden ser cambiantes puesto que en un entorno real afectan muchos parámetros...

15. Análisis e interpretación de resultados.

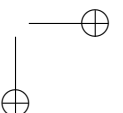
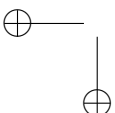
Los resultados logrados con el banco de pruebas implementado junto con los obtenidos mediante los modelos formales deben ser analizados e interpretados para obtener una visión global sobre el comportamiento de una red ad hoc que se genera de forma espontánea en un entorno industrial para la transmisión de información de supervisión y control.



1.4. Contribuciones

Las principales contribuciones de esta tesis son:

- Estudio de sistemas reales de supervisión y control de grandes instalaciones. Concretamente se ha evaluado y comprobado el funcionamiento de distintos sistemas de comunicación, ver [SSAC03, SSA03, SSAD04, SAS04a, SAS06, SSA07]. También se ha estudiado el acceso a la información (alertas e imágenes) que los sistemas industriales pueden ofrecer a un usuario remoto/móvil en tiempo real y la información de utilidad para los operarios de estos sistemas, ver [SAS04b, ASSD05]. Se ha realizado un análisis de los requerimientos y capacidades de las redes heterogéneas en aplicaciones distribuidas de ámbito metropolitano, ver [SBSPAA10], y paralelamente se ha evaluado la monitorización de secuencias de vídeo en un entorno industrial, las características y la calidad de imagen obtenida, ver [SSA04].
- Estudio del encaminamiento en redes inalámbricas, [AS10].
- Desarrollo de modelos formales que han permitido:
 - a) estudiar si el destino es alcanzable en un entorno móvil variando el tamaño de la zona de trabajo, la tasa de solicitud de ruta, la tasa de movilidad y el rango de cobertura radio, [ASM06].
 - b) determinar el número de nodos para cubrir el área del tamaño deseado de forma satisfactoria.
 - c) evaluar los beneficios en el ahorro de energía derivados de la utilización del encaminamiento multi-hop donde el nodo origen hace uso de los nodos vecinos para que la información pueda alcanzar el destino identificando cual es la cobertura radio más adecuada por ofrecer un equilibrio entre ahorro de energía y número de comunicaciones satisfactorias, [ASM07].



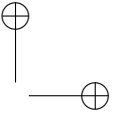
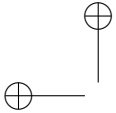
- d) evaluar el comportamiento temporal de un protocolo de encaminamiento reactivo. Se ha evaluado el tiempo que tarda en establecerse la ruta, el tiempo que se mantiene activa y el tiempo durante el cual el envío de información está en espera porque la ruta se ha roto y el protocolo está buscando una ruta alternativa, [AASPMO09, AASPMO10].
 - e) estudiar la aplicabilidad de las redes de Petri y SAN a sistemas y escenarios de gran complejidad y dinámica: ventajas, beneficios, limitaciones, etc.
- Creación de un banco de pruebas para el estudio del comportamiento del protocolo AODV en una red ad hoc multi-hop estática donde los nodos transmiten tráfico multimedia, [AASCSPMO09a, AASCSPMO09b].

1.5. Estructura de la tesis

Esta tesis está organizada en 8 capítulos. En éste se han presentado las motivaciones que han conducido a su desarrollo, así como sus objetivos, metodología y contribuciones. El resto de capítulos está organizado del siguiente modo.

En el capítulo 2 se presenta una introducción a las redes ad hoc móviles (MANET), se realiza una clasificación de los protocolos de encaminamiento en redes ad hoc más importantes, una comparativa entre protocolos y se describe el funcionamiento del protocolo de encaminamiento escogido para ser utilizado y evaluado en el escenario de trabajo.

Las distintas herramientas de modelado y evaluación utilizadas para estudiar el comportamiento de las redes de comunicaciones ad hoc se presentan brevemente en el capítulo 3 y se estudian con detalle las características de las redes de actividad estocástica (SAN) utilizadas en la tesis para el diseño de los modelos formales.



En el capítulo 4 se presenta el escenario de trabajo donde se estudia: el área de trabajo utilizada, el número de nodos a distribuir en la zona, el tamaño de la misma, el rango de cobertura radio de los nodos, la tasa de búsquedas o intentos de comunicación y se evalúan los distintos modelos de movimiento. También se evalúan los servicios a ofrecer a los usuario que hacen uso de este tipo de sistemas.

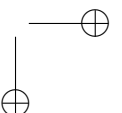
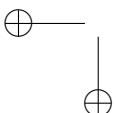
En el capítulo 5 se muestran los modelos formales implementados empezando por los modelos sencillos en una dimensión y terminando por los modelos más complejos donde se presenta una red ad hoc en un plano bidimensional donde el protocolo de encaminamiento tiene un comportamiento reactivo. Esto permite que en el capítulo 6 se estudie si el destino es alcanzable, el establecimiento y el mantenimiento de ruta, todo ello para determinar si el comportamiento de un protocolo de este tipo permite que una red ad hoc móvil pueda ofrecer los servicios definidos.

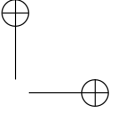
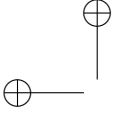
La estructura del banco de pruebas y los experimentos realizados se muestran en el capítulo 7. Se han realizado experimentos para comprobar el funcionamiento del protocolo y posteriormente se han hecho modificaciones en los parámetros del mismo para adaptar su comportamiento al tipo de tráfico que interesaba evaluar, en concreto tráfico multimedia, uno de los servicios a ofrecer por los sistemas industriales utilizados como escenario ejemplo en esta tesis.

La revisión de los objetivos, las conclusiones de este trabajo de tesis y las líneas de trabajo futuro se presentan en el capítulo 8.

Para finalizar se presentan los distintos apéndices que complementan la tesis: en A se muestran las abreviaturas y acrónimos utilizados en la tesis, en B se hace referencia a la notación utilizada, los apéndices C.1, C.2 y C.3 contienen información adicional que complementa en caso necesario la información ofrecida en los distintos capítulos, las publicaciones aportadas gracias al trabajo de tesis se enumeran en D y en el apéndice E se mencionan los proyectos en los que se ha participado y que están en el ámbito de la tesis.

Finalmente se presentan las referencias bibliográficas utilizadas.





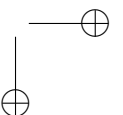
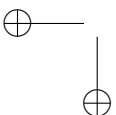
Capítulo 2

Mobile ad hoc networks

En este capítulo se definen y clasifican las redes inalámbricas, centrandó la atención especialmente en las redes ad hoc y los protocolos de encaminamiento que en ellas se utilizan.

Se realiza una breve comparativa entre los protocolos de encaminamiento más avanzados a nivel de estandarización y se escoge el protocolo a utilizar en los estudios realizados a lo largo de la tesis por ser el que mejor se adapta a las necesidades de la red según el escenario de trabajo.

Finalmente se evalúa en detalle el funcionamiento de este protocolo, analizando los mecanismos utilizados para realizar el descubrimiento, mantenimiento y recuperación de rutas.



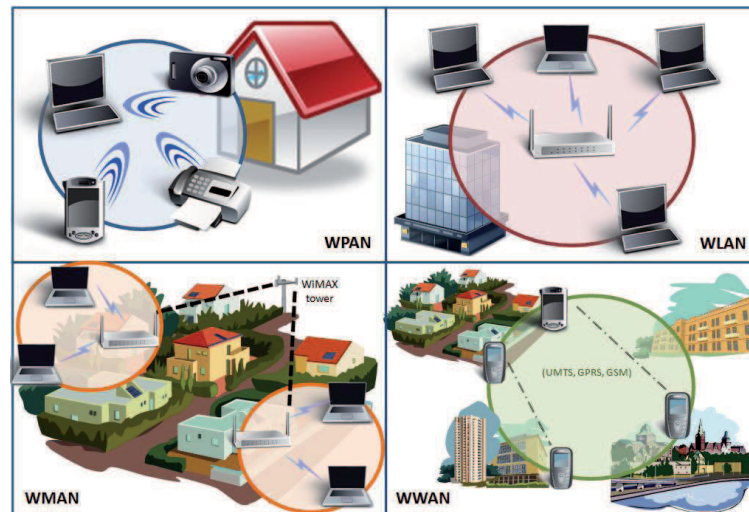


Figura 2.1: Clasificación de redes inalámbricas (WPAN, WLAN, WMAN, WWAN)

2.1. Antecedentes, definición y características

Las redes inalámbricas permiten la comunicación entre dispositivos a través de un medio inalámbrico mediante ondas electromagnéticas. Ofrecen flexibilidad y rapidez en la implantación de la red, necesitan menos mantenimiento que las redes cableadas y permiten la movilidad.

Existen distintos modos de clasificar las redes inalámbricas, el más común es el basado en su propósito y rango de transmisión radio. Dependiendo de estos aspectos, las redes inalámbricas pueden dividirse en cuatro grupos: Wireless Personal Area Networks (WPAN), Wireless Local Area Networks (WLAN), Wireless Metropolitan Area Networks (WMAN) y Wireless Wide Area Networks (WWAN), ver Fig. 2.1.

- Las Wireless Personal Area Networks, interconectan dispositivos en áreas pequeñas. El estándar utilizado es IEEE 802.15.1 basado en las especificaciones de Bluetooth. El estándar IEEE 802.15.4, [Com06], fue

aprobado en 2004 y promovido por la ZigBee Alliance, ha sido desarrollado para permitir aplicaciones que no necesiten un excesivo ancho de banda y puedan permitirse retardos, donde lo más importante es maximizar el tiempo de vida de las baterías. Estas aplicaciones se ejecutan por ejemplo en plataformas de sensores.

- Las Wireless Local Area Networks agrupan tecnologías basadas en HyperLAN (High Performance Radio LAN) un grupo dentro del ETSI (European Telecommunications Standards Institute) y Wi-Fi estandarizado bajo las series IEEE 802.11.
- Las Wireless Metropolitan Area Networks conectan varias redes LAN. WiMAX es el término utilizado para referirse a las WMAN (IEEE 802.16d, 802.16e).
- Las Wireless Wide Area Networks con tecnologías como UMTS (Universal mobile telecommunication system), GPRS (General packet radio service) y GSM (Global system for mobile communication).

Fuera de esta clasificación están las Wireless Mesh networks (WMN), las redes mesh tienen presencia en los cuatro grupos. Por ejemplo, IEEE ha creado un grupo de trabajo para definir como las redes mesh trabajan con las redes 802.11 (WLAN). Las redes 802.11s, ver [STG09], incluyen dos mecanismos de encaminamiento, una solución híbrida entre el protocolo AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) y el OLSR (Optimized Link-State Routing protocol), [LZKS04]. El estándar 802.16 (WMAN) es compatible con las redes malladas, ver [STS04], aunque no es compatible con el estándar IEEE 802.116e para redes inalámbricas metropolitanas. El estándar IEEE 802.15 define una capa física y MAC de las redes WPAN y el grupo de trabajo IEEE 802.15.5, ver [TG], está estudiando como establecer una arquitectura mesh en este tipo de redes.

Las redes mesh tienen una organización completamente plana y sin jerarquías para cubrir todas las áreas. Una WMN se define como una red compuesta por routers mesh y clientes mesh. Los routers tienen una movilidad

mínima y forman el esqueleto de la red y los clientes mesh pueden ser estáticos o móviles, y pueden crear una red mesh entre ellos y con los routers mesh. En este esquema, cada nodo actúa no sólo como receptor sino también como emisor, reenviando paquetes de otros nodos que no están dentro del alcance directo del rango de transmisión radio de sus destinos [AWW05].

Si se usa el término WMN en un sentido amplio para denotar cualquier tipo de red multi-hop, independientemente de la tecnología inalámbrica que se utilice o las características hardware de los dispositivos, una red ad hoc puede ser entendida como un subconjunto de las WMNs, por la falta de infraestructura.

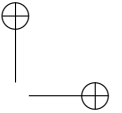
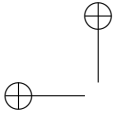
Una MANET es una estructura de red autónoma compuesta por varios nodos inalámbricos móviles formando una red temporal sin ningún tipo de administración centralizada. En este tipo de entorno puede ser necesario que un nodo necesite a sus vecinos para alcanzar el destino debido al limitado rango de propagación de cada nodo, para encaminar la información hacia el destino hacen uso de los distintos protocolos de encaminamiento existentes.

2.2. Encaminamiento en redes ad hoc

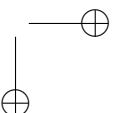
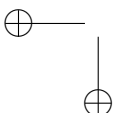
2.2.1. Clasificación de protocolos de encaminamiento

Para analizar un protocolo de encaminamiento se necesitan métricas, cualitativas y cuantitativas, con las cuales medir su desempeño y capacidades. Estas métricas permiten clasificar los distintos protocolos según diferentes criterios:

1. Según el tipo de información que intercambian los nodos y la frecuencia con la que se lleva a cabo el intercambio, se dividen en tres categorías, ver [AWD04]:
 - Protocolos proactivos, mantienen permanentemente actualizadas las rutas a través del intercambio periódico de mensajes.



- Protocolos reactivos, descubren nuevas rutas a demanda, es decir, cuando se precisa localizar la ruta.
 - Protocolos híbridos, combinan las características de los dos anteriores.
2. Según el alcance de los protocolos, se dividen en:
- Protocolos de alcance simple (*Single Scope*).
 - Protocolos de alcance múltiple (*Multi Scope*).
 - Protocolos de enrutamiento geográfico (*Geographically-Routed*).
3. Según el tipo de algoritmo de encaminamiento que utilizan los protocolos, se dividen en:
- Protocolos basados en el algoritmo de vector distancia (*Distance vector*). Los protocolos que utilizan esta técnica mantienen una tabla para la comunicación y emplean la difusión (no inundación) para el intercambio de información entre sus vecinos.
 - Protocolos basados en el algoritmo de estado de enlace (*Link state*). Esta técnica mantiene una tabla con la topología completa de la red. La topología se construye encontrando el camino más corto en términos de coste de enlace. Este coste se intercambia continuamente entre todos los nodos a través de la técnica de inundación (*flooding*). Cada nodo actualiza su tabla de encaminamiento utilizando la información del coste de enlace. Esta técnica puede causar bucles en aquellas redes que cambian rápidamente de topología, ver [[Moy95](#)].
 - Protocolos basados en encaminamiento en origen (*source routing*). En este caso, todos los paquetes de datos tienen la información de encaminamiento en su cabecera. El nodo origen toma la decisión del encaminado. Con esta técnica se pueden evitar los bucles, pero la sobrecarga es significativa. No es una técnica eficiente en topologías con rápido movimiento.



4. Además de estas clasificaciones existen otras a tener en cuenta.
- Protocolos dinámicos o estáticos. Un protocolo de encaminamiento dinámico o adaptativo cambia su comportamiento de acuerdo al estado de la red, mientras que uno estático no lo hace.
 - Protocolos centralizados o distribuidos. Un protocolo de encaminamiento dinámico puede ser clasificado como centralizado o distribuido. La clasificación se basa en qué nodos realizan las decisiones de encaminamiento. En un protocolo de encaminamiento distribuido todos los nodos son responsables de realizar sus propias decisiones de encaminado. Sin embargo, en un protocolo de encaminamiento centralizado las decisiones se llevan a cabo en un nodo central. Un ejemplo de protocolo centralizado son los protocolos de encaminamiento basados en clusters, donde el nodo central llamado clusterhead es el responsable del proceso de encaminamiento.

Centrando la atención en la primera de las clasificaciones, se van a enumerar los protocolos de encaminamiento para redes ad hoc según la categoría a la que pertenecen.

Proactivos: Estos algoritmos tratan de mantener la información necesaria para el encaminamiento continuamente actualizada en sus tablas. Cada nodo mantiene una o más tablas con los datos para encaminar hacia cualquier otro nodo de la red. Los cambios en la topología de la red propician el envío masivo de paquetes para mantener las tablas actualizadas. Como características generales de los protocolos proactivos se puede decir que exigen una respuesta rápida, se utilizará en redes donde se necesite que el procedimiento de descubrimiento de ruta no tenga una latencia excesiva pero a su vez se pueda asumir un consumo elevado de recursos como ancho de banda y energía. En la mayoría de los protocolos proactivos, la sobrecarga de los mensajes de control crece con $O(N^2)$, donde N representa el número de nodos en la red. Los protocolos de este tipo difieren en el número de tablas utilizadas y en la política de envío de paquetes para mantener las tablas actualizadas.

Las técnicas proactivas típicamente hacen uso de algoritmos como el vector de distancia y el estado de enlace.

Algunos algoritmos que pertenecen a esta categoría son: DSDV (*The Destination-Sequenced Distance-Vector Routing Protocol*) [PB94], WRP (*The Wireless Routing Protocol*) [MGLA95, MGLA96], GSR (*Global State Routing*) [CG98], FSR (*Fisheye State Routing*) [GHP02], STAR (*Source-tree Adaptive Routing*) [GLAS99], DREAM (*Distance Routing Effect Algorithm for Mobility*) [BCSW98], MMWN (*Multimedia support in Mobile Wireless Networks*) [KR97], CGSR (*Cluster-head Gateway Switch Routing*) [CWL97], HSR (*Hierarchical State Routing*) [PGHC99], OLSR (*Optimised Link State Routing*) [JMC⁺01], TBRPF (*Topology Broadcast Reverse Path Forwarding*) [OTL04].

Reactivos: A diferencia de los algoritmos basados en tablas, las rutas en este tipo de protocolos son creadas solo cuando se requieren (bajo demanda). Cuando un nodo necesita una ruta hacia un destino concreto se inicia un proceso de descubrimiento de ruta. Este proceso termina cuando se encuentra un camino hacia el destino o cuando se examinan todas las alternativas y ninguna lleva al destino final. Cuando la ruta es descubierta, es necesario mantenerla (mantenimiento de ruta) hasta que el destino se vuelva inalcanzable o la ruta deje de ser necesaria. Como características comunes destacar que aunque los recursos de la red como energía y ancho de banda se utilicen de forma más eficiente que en los protocolos proactivos, existe una latencia elevada para el primer paquete. Por otra parte, aunque la topología cambie, una ruta individual vive cierto tiempo y existe cierta independencia entre rutas. Los algoritmos de encaminamiento utilizados en los protocolos de encaminamiento reactivos son, vector de distancia y encaminamiento en origen. La sobrecarga de los mensajes intercambiados durante el descubrimiento de ruta crecen según $O(N+M)$ si existe un enlace inverso, donde N representa el número de nodos en la red y M el número de nodos en el camino de respuesta; para los enlaces unidireccionales la sobrecarga crece según $O(2N)$.

Algunos ejemplos de este tipo de protocolos son: AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*) [PR99], DSR (*Dynamic Source Routing*) [JM96,

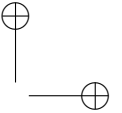
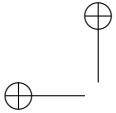
[JMB01], LMR (*Lightweight Mobile Routing*) [CE95], TORA (*Temporary Ordered Routing Algorithm*) [PC97, PC98], ABR (*Associative-Based Routing*) [Toh96], SSR (*Signal Stability Routing*) o SSA (*Signal Stability Adaptive*) [DRWT97], ROAM (*Routing On-demand Acyclic Multi-path*) [RGLA99], RDMAR (*Relative Distance Micro-discovery Ad hoc Routing*) [AT99], LAR (*Location Aided Routing*) [KV98], ARA (*Ant-colony-based Routing Algorithm*) [GSB02], FORP (*Flow Oriented Routing Protocol*) [SU99], CBRP (*Cluster-based Routing Protocol*) [JJT99], DYMO (*Dynamic MANET On-demand Routing*) [BRCJP04].

Híbridos: Los protocolos de este tipo mezclan las características de los anteriores, proactivos y reactivos. Están diseñados para aumentar la escalabilidad y reducir la sobrecarga que implica el descubrimiento de rutas. Esto es posible mediante un mantenimiento de rutas proactivo para los nodos cercanos y una determinación de rutas para los nodos lejanos mediante una estrategia de descubrimiento de ruta. La mayoría de los protocolos híbridos se basan en una partición de la red, otros agrupan los nodos en árboles o clusters.

Algunos de los protocolos híbridos son: ZRP (*Zone Routing Protocol*) diseñado a partir de los protocolos IARP, IERP (*Intrazone/Interzone Routing Protocols*) y BRP (*Bordercast Resolution Protocol*) [Haa97], ZHLS (*Zone-based Hierarchical Link State*) [JNL99], SLURP (*Scalable Location Update Routing Protocol*) [WS01], DST (*Distributed Spanning Trees based Routing Protocol*) [RRR⁺99], DDR (*Distributed Dynamic Routing*) [NLB00].

2.2.2. Comparativa de protocolos de encaminamiento

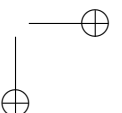
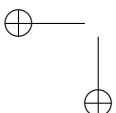
El estudio de las redes ad hoc se ha intensificado durante la última década, aportando a la comunidad científica diversos protocolos de encaminamiento, testbeds y experimentos reales, simulaciones para el estudio y mejora de los protocolos diseñados y aún así sigue habiendo todavía mucho que investigar y perfeccionar. En [CCL03] se ofrece una visión general de las MANET, su evolución junto con las distintas tecnologías inalámbricas, las características de estas redes, aplicaciones y limitaciones, en definitiva desafíos y problemas



que deberían ser investigados. Prueba del interés generado por estas redes es la existencia a día de hoy de trabajos que siguen estudiando y comparando el comportamiento de diversos protocolos de encaminamiento, ver [KRH08], al igual que hace más de una década, ver [BMJ⁺98].

Aunque son muchos los protocolos de encaminamiento diseñados, son solo algunos los que han conseguido un protagonismo destacado en los estudios de los distintos investigadores, estos protocolos son el DSDV, protocolo de encaminamiento proactivo [PB94], diseñado por Charles E. Perkins basado en el algoritmo básico de vector de distancia o Bellman-Ford que fue mejorado para evitar bucles utilizando números de secuencia. El protocolo reactivo basado en fuente DSR diseñado por Johnson y Maltz, ver [JM96, JMB01]. El AODV, protocolo de encaminamiento reactivo cuyo funcionamiento se presenta por primera vez en [PR99]. Este fue diseñado por Perkins y Roger a partir del protocolo proactivo DSDV, la mejora consistía en minimizar los mensajes broadcast necesarios para encontrar ruta. Además este protocolo ha sido ampliamente estudiado, cabe destacar al respecto dos trabajos sobre el protocolo de los mismos autores, ver [RP99, RP00]. Otro de los protocolos estudiados en profundidad es el protocolo de estado de enlace OLSR, ver [JMC⁺01]. Algunos de estos protocolos además coinciden con aquellos que están en un nivel más avanzado de estandarización y han sido promovidos por el IETF MANET Working Group que ha publicado sus especificaciones como Experimental RFC. Concretamente son AODV [PR03], OLSR [CJ03], TBRPF [OTL04] y DSR [JHM07].

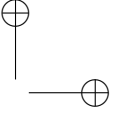
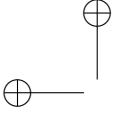
Muchos estudios de estos protocolos se basan en la comparación de sus características y funcionamiento. En [BMJ⁺98] se muestra mediante simulaciones una comparativa de distintos protocolos de encaminamiento utilizando la herramienta *ns-2* con 50 nodos móviles. Se presentan modificaciones en el simulador de redes *ns* para el modelado del MAC y así conseguir un comportamiento adecuado de la capa física del estándar IEEE 802.11. En [MBJJ99] utilizando también el simulador de redes *ns-2* se ha evaluado el funcionamiento de un protocolo reactivo. Concretamente el protocolo evaluado es el DSR en un escenario cuadrado o rectangular con 50 nodos, pero los resulta-



dos pueden ser aplicados a otros protocolos reactivos como TORA, AODV y ZRP. Se ha evaluado la latencia y coste del descubrimiento de ruta así como el efecto de un comportamiento reactivo en la consistencia de la cache de rutas. El *ns-2* es de nuevo el analizador de redes utilizado para comparar el DSR y AODV en [DPR00]. Se hicieron tests variando la carga de red, el tamaño y la movilidad de los nodos. [RT99] es otro de los primeros documentos donde se comparan protocolos de encaminamiento. Concretamente se evalúan ocho protocolos de encaminamiento para redes ad hoc basándose en una serie de parámetros como números de secuencia, número de tablas de encaminamiento que necesitan, filosofía de encaminamiento (plano o jerárquico), complejidad temporal, etc. No se realiza simulación alguna, se clasifican los protocolos según sean reactivos o proactivos y se realiza una comparación general de su comportamiento. Otros estudios donde se comparan los protocolos OLSR y AODV son [Huh04, Hol05].

Los estudios comparativos no solo se han realizado de forma matemática sino también mediante experimentos reales en distintos bancos de prueba implementados. En [BCDP05, Bor05] se describen experimentos reales donde se contrasta el comportamiento de los protocolos AODV y OLSR utilizando un número de nodos en un rango entre 5 y 12 nodos (portátiles y PDAs). Estos mismos protocolos son comparados mediante muchos otros experimentos reales, ver [LUB07, BCDG05, BCD⁺06, BD07]. Dado que son dos de los protocolos de encaminamiento para redes ad hoc más estudiados la elección se centrará en uno de ellos.

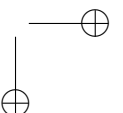
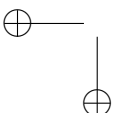
OLSR y AODV. OLSR es un protocolo proactivo eficiente en redes con alta densidad de nodos y con tráfico muy esporádico, pero su escalabilidad está limitada cuando el tamaño de la red aumenta. El tamaño de la tabla de encaminamiento aumenta de forma no lineal y los mensajes de control pueden bloquear los paquetes de datos. OLSR necesita utilizar continuamente el ancho de banda y necesita más energía porque está constantemente actualizando las tablas en lugar de recibir los mensajes de actualización únicamente cuando hay cambios en la topología. Este es a su vez uno de sus principa-



les beneficios, la reducción de la sobrecarga que conllevan los mensajes de control, principalmente se beneficia cuando el conjunto de MPRs¹ es lo más pequeño posible. OLSR no necesita tiempo extra para el descubrimiento de ruta. Puede mejorar su comportamiento acortando el intervalo de tiempo de los mensajes de control para detectar antes los cambios de topología. En cuanto a la calidad del servicio, OLSR conoce inmediatamente el estado del enlace y se puede extender la calidad de servicio, conociendo los nodos la calidad de la ruta anticipadamente. Por otra parte si se le añade calidad de servicio al protocolo, esto implica mayor latencia y sobrecarga en la red. En general se puede decir que los protocolos proactivos son más eficientes en redes con tráfico disperso, porque las actualizaciones son periódicas y no hay sobrecarga adicional. Por otra parte, utilizan más ancho de banda y más recursos. Los protocolos proactivos no deben utilizarse cuando los recursos son críticos.

El protocolo AODV es una mejora del DSR, utiliza las tablas de encaminamiento para que los paquetes no tengan que llevar la información de encaminamiento en la cabecera, esto reduce el tamaño de los paquetes que puede afectar negativamente a las prestaciones, principalmente cuando las cabeceras son muy grandes y el tamaño de los datos es pequeño. El AODV se comporta mejor en redes con tráfico estático y con un número de nodos relativamente pequeño. Utiliza menos recursos que el OLSR porque el tamaño de los mensajes de control es pequeño necesitando menos ancho de banda para mantener las rutas y la tabla de encaminamiento es también pequeña reduciendo la potencia de cálculo. El AODV puede ser usado en entornos con recursos críticos. El principal inconveniente es la sobrecarga relacionada con el descubrimiento de ruta y la actualización de las rutas útiles. AODV necesita descubrir la ruta antes de enviar los datos, aumentando la latencia del tiempo de búsqueda. La mayor cantidad de paquetes se intercambia durante

¹Los multipoint relays (MPRs) de un nodo son aquellos vecinos escogidos de manera que cada vecino a dos saltos del nodo sea un vecino que esté a un salto de un multipoint relay del nodo en cuestión. Cada nodo transmite su lista de vecinos en mensajes periódicos, de forma que todos los nodos puedan saber cuales son sus vecinos situados a dos saltos, para poder escoger sus multipoint relays.



la búsqueda de ruta. En general en una red con poco tráfico y poca movilidad los protocolos reactivos escalan perfectamente a grandes redes con poco ancho de banda y sobrecarga de almacenamiento.

Ambos protocolos tienen una escalabilidad restringida debido a sus características proactivas y reactivas. En el AODV es la sobrecarga de la inundación de mensajes en las redes con elevada movilidad, en el OLSR es el tamaño de la tabla de encaminamiento y los mensajes de actualización de la topología.

En la Fig. 1.1 del capítulo 1, se muestra un esquema del sistema de supervisión y control diseñado gracias a los distintos convenios de colaboración con el Ayuntamiento de Valencia y proyectos de investigación nacionales, ver anexo E. En él se representan dos estaciones remotas y la estación central, además de posibles clientes remotos. En las redes de saneamiento de agua² cuando se genera una red ad hoc en una estación remota, los nodos móviles están representados por los técnicos y usuarios que supervisan la instalación, no más de 5 ó 6 personas. La red ad hoc tiene un tamaño pequeño, sus nodos una velocidad moderada, con consultas de información esporádicas y en algunos casos se pueden solicitar recursos críticos (alertas). Para el acceso a la información se utilizan ordenadores portátiles, PDA o incluso teléfonos móviles, equipos que utilizan batería para su funcionamiento y no pueden permitirse un uso constante de energía. Además, estos dispositivos, especialmente las PDA y los teléfonos móviles no tienen una gran capacidad de procesamiento. Por todo ello, para el estudio a realizar se ha seleccionado el protocolo de encaminamiento reactivo AODV.

²Se ha tomado como ejemplo este tipo de instalaciones por el conocimiento adquirido gracias a los diferentes proyectos, pero podría ser cualquier otra gran instalación como una red de distribución de gas o electricidad.

2.3. Ad hoc On-demand Distance Vector

2.3.1. Introducción

El *Ad-hoc On-Demand Distance Vector* (AODV) es un protocolo de enrutamiento, experimental definido en 2003 en la RFC 3561, para redes móviles ad hoc y otros tipos de redes ad hoc inalámbricas. Está desarrollado conjuntamente por los Centros de Investigación de Nokia de las Universidades de Santa Bárbara (California) y Cincinnati por C. Perkins, E. Belding-Royer y S. Das.

El AODV permite un enrutamiento dinámico, auto-inicializable y multi-salto entre los nodos inalámbricos que participan en la red ad hoc. Teóricamente permite redes con centenares de nodos y puede manejar tasas de movilidad bajas, moderadas y relativamente altas, así como una gran variedad de niveles de tráfico. No implementa ningún mecanismo de seguridad, por lo que su uso está sujeto a redes en las que todos los nodos son confiables. Se caracteriza por su rápida adaptación a condiciones dinámicas de los enlaces, su baja necesidad de procesamiento y ocupación de memoria (siendo una opción a considerar para pequeños dispositivos como redes de sensores) y baja utilización de la red, lo que le confiere una alta escalabilidad y rendimiento. Parte de esto se debe a su comportamiento reactivo (un nodo sólo lanza una búsqueda sobre un destino cuando necesita transmitirle algo, pero no conserva rutas a todos los destinos posibles), preservando el uso del medio para aquellos que realmente lo necesiten, y evitando largas tablas de rutas con nodos a los que nunca se va a comunicar. AODV es un protocolo de vector distancia, por lo que cada nodo tendrá una tabla con aquellos destinos con los que mantenga una comunicación activa, indicando el siguiente salto y la distancia. Evita el problema de «cuenta a infinito» observado por Bellman-Ford que otros protocolos de vector distancia sí sufren, gracias al uso de números de secuencia en las actualizaciones de ruta, técnica cuyo pionero fue el protocolo ad hoc DSDV. De esta forma, si un nodo dispone de dos rutas hacia un mismo destino, la elección recae en aquella con menor número de secuencia,

pues es la que más pronto ha contestado.

Los mensajes tipo definidos en AODV son 3: solicitud de ruta (RREQ – Route Request), contestación de ruta (RREP – Route Reply) y error de ruta (RERR – Route Error). Estos mensajes se envían mediante UDP.

Cuando un nodo necesita conocer una ruta a un destino, lanza una petición a AODV. Éste, realiza un broadcast con un paquete RREQ, que los nodos siguen reenviando hacia el exterior hasta que se encuentra la ruta o expira el TTL. Una ruta queda determinada cuando el RREQ llega al nodo destino, o cuando encuentra otro nodo con una «ruta fresca» a destino. Una «ruta fresca» es una entrada válida al destino buscado dentro de la tabla de rutas de un nodo intermedio, cuyo número de secuencia asociado es al menos tan alto como el contenido en el RREQ. En cualquiera de los dos casos, la ruta se establece devolviendo un paquete de RREP con dirección UNICAST hacia el origen, siguiendo el mismo camino que el RREQ enviado. Cada uno de los nodos que pasan este RREP a su siguiente salto hacia el origen, guarda en su tabla de rutas una entrada temporal con el nodo que origina de esta petición, de forma que durante un periodo de tiempo se establece una ruta entre origen y destino.

En la Fig. 2.2 se muestra un ejemplo del funcionamiento del protocolo de encaminamiento AODV. En la Fig. 2.2(a) el nodo *A* lanza un RREQ por broadcast para buscar una ruta hasta el nodo *B*. Este RREQ lo reciben los únicos nodos con los que tiene contacto debido a la distancia. Estos dos nodos reenvían el RREQ por broadcast, y lo reciben todos sus vecinos, ver Fig. 2.2(b). Aquí es donde resulta decisivo el uso de números de secuencia: en este paso el nodo *1* lanza su RREQ al medio y lo reciben todos sus vecinos, incluyendo en nodo *2*. En este paso hay una posible colisión!!!, el nodo *6* recibe un RREQ tanto del nodo *1* como del nodo *5* que entre ellos están ocultos. En la Fig. 2.2(c) se muestra como el nodo *2* al recibir el RREQ lo vuelve a enviar por broadcast a todos sus vecinos. Como no puede seleccionar la dirección del envío, también le llega al nodo *1*. Sin embargo, el nodo *1* procesa el RREQ recibido y, al comprobar que es el mismo número de secuencia, lo descarta,

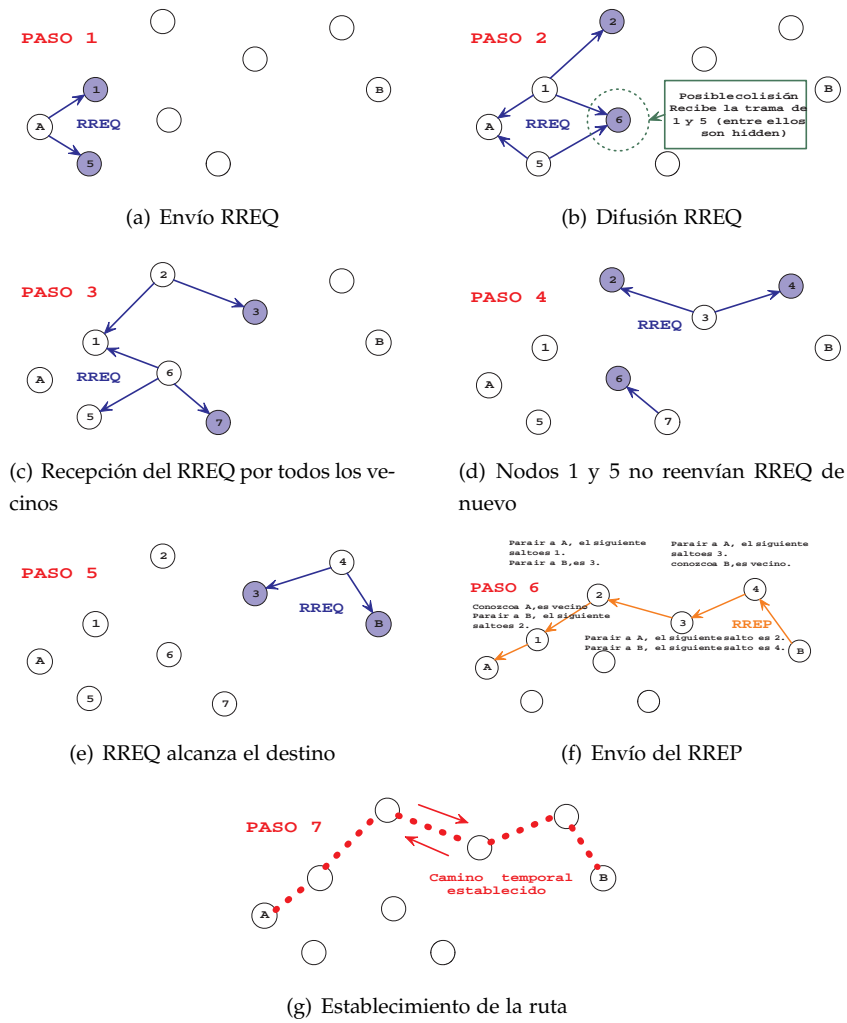


Figura 2.2: Ejemplo de funcionamiento del protocolo AODV

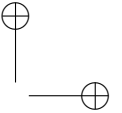
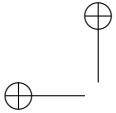
por lo que en el cuarto paso, ver Fig. 2.2(d), se puede observar que el nodo 1 ya no ha reenviado este RREQ, al igual que tampoco lo ha hecho el nodo 5. El proceso sigue hasta que se alcanza el destino (B no reenvía el RREQ porque es el destino), ver Fig. 2.2(e), momento en que se devuelve el RREP a origen por el camino seguido por el RREQ, Fig. 2.2(f). En ese proceso, los nodos intermedios guardan información para mantener la ruta entre los nodos A y B .

Para mejorar la detección de enlaces caídos, los nodos envían un mensaje RERR cuando un vecino perteneciente a una ruta activa no responde. De esta forma, con los paquetes RERR se indica que un destino ya no es alcanzable debido a un enlace roto. Los mensajes RERR no se envían por broadcast, sino que cada nodo lo envía a los vecinos implicados en la ruta activa, es decir, a sus precursores³. Estos precursores siguen pasando el mensaje de RERR a sus respectivos precursores hasta que la notificación ha llegado a todos los nodos implicados en la ruta.

AODV, se apoya en la utilización de una tabla de rutas. La información de la tabla de rutas debe mantenerse incluso para aquellas rutas con poco tiempo de vida, pues el sistema las necesita para encaminar correctamente los paquetes. En AODV, se utilizan los siguientes campos en cada entrada de ruta:

1. Dirección IP de destino
2. Número de secuencia de destino
3. Flag de validez de número de secuencia de destino
4. Otros flags de estado (p. ej. Válido, inválido, reparable o siendo reparado)
5. Interfaz de red
6. Número de saltos (para alcanzar destino)

³El precursor es el nodo del que recibe paquetes para alcanzar al nodo destino que tiene en su tabla de rutas, es decir, lo contrario del «Next Hop».



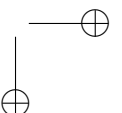
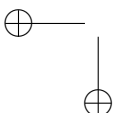
7. Siguiente salto
8. Lista de precursores
9. Tiempo de vida (expiración de la ruta)

Cuando una ruta activa se vuelve inalcanzable (por la caída o desactivación de un enlace), la ruta se marca como inválida y comienza un contador para su eliminación.

2.3.2. Mantenimiento de números de secuencia

Las entradas de la tabla de rutas de todos los nodos deben incluir la última información disponible sobre el número de secuencia del nodo de destino de esa entrada. En la Fig. 2.3 se muestra como ejemplo la tabla de encaminamiento del nodo 1 (192.168.10.1) que tiene como vecinos al nodo 2 (192.168.10.2) y 3 (192.168.10.3) en una red de tres nodos. Al arrancar el protocolo en los tres nodos, comienzan a emitirse los paquetes de HELLO para descubrir a sus vecinos. En la imagen se aprecia que el número de secuencia en este caso no varía, pero sí el tiempo de expiración que va en decremento. Además se ha señalado el segundo 52,462 (0,923 s. después de arrancar el protocolo) como el instante en el que se han encontrado los dos vecinos. Ambos nodos tienen inicialmente el número de secuencia de destino igual a 1.

El «número de secuencia de destino» se actualiza siempre que se recibe un mensaje de RREQ, RREP o RERR relacionado con el destino. AODV depende de que esta operación se realice de forma adecuada para mantener una ruta libre de bucles hasta el nodo destino. En la Fig. 2.4 se muestra un ejemplo de qué puede suceder si no se utilizan o mantienen correctamente los números de secuencia. Asumiendo que el nodo *A* desconoce la ruptura del enlace *C-D*, porque el paquete RERR enviado por *C* se ha perdido, cuando *C* inicia un descubrimiento de ruta hacia *D* el nodo *A* recibe un RREQ (a través del camino *C-E-A*). En ese momento, *A* contesta porque conoce la ruta hacia *D* a través del nodo *B*, lo que resulta en un bucle (*C-E-A-B-C*).



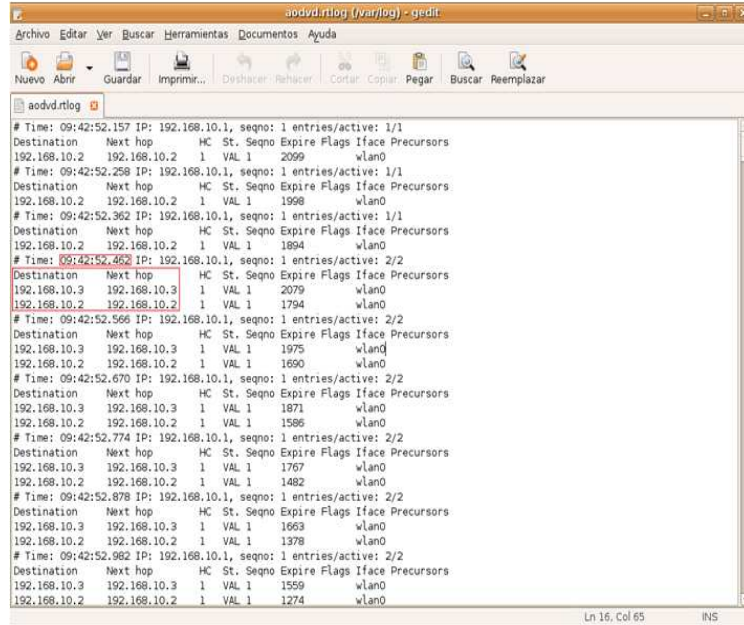


Figura 2.3: Tabla de encaminamiento donde se muestra la aparición de los dos vecinos

Un nodo incrementa su propio número de secuencia en dos situaciones:

1. Justo antes de generar un descubrimiento de ruta. Esto previene conflictos con rutas inversas establecidas previamente hacia el generador de un RREQ.
2. Justo antes de que un nodo destino genere un RREP en contestación a un RREQ, aumenta su número de secuencia al valor más alto entre su

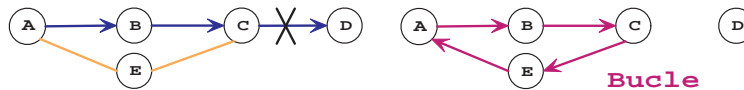


Figura 2.4: Formación de bucles si no se utilizasen los números de secuencia

Tabla 2.1: Invalidación de una ruta en la tabla de encaminamiento

```
#Time: 12:22:15.962 IP: 192.168.10.1, seqno: 18 entries/active: 2/1
```

Destination	Next hop	HC	St.	Seqno	Expire	Flags	Iface	Precursors
192.168.10.3	192.168.10.2	2	INV	12	6		wlan0	
192.168.10.2	192.168.10.2	1	VAL	1	1899		wlan0	

```
#Time: 12:22:16.066 IP: 192.168.10.1, seqno: 18 entries/active: 1/1
```

Destination	Next hop	HC	St.	Seqno	Expire	Flags	Iface	Precursors
192.168.10.2	192.168.10.2	1	VAL	1	1795		wlan0	

propio número de secuencia y el que ha recibido en el campo «Destination Sequence Number» del RREQ recibido.

El número de secuencia tiene un tamaño de 32 bits, y cuando alcanza el valor máximo vuelve a contar desde 0. Para mantener la información actualizada, cuando un nodo recibe un mensaje AODV compara el número de secuencia del paquete recibido con el que tiene almacenado. Si es menor, descarta el mensaje pues su información es obsoleta, y no lo reenvía a ningún otro nodo. Un nodo aumenta el número de secuencia de destino de una entrada de la tabla de rutas en tres situaciones:

1. Cuando el enlace con el siguiente salto hacia el destino se rompe. En ese caso, el nodo consulta su tabla de rutas para ver todos los destinos que se han vuelto inalcanzables debido a la caída del enlace con ese vecino, incrementa el número de secuencia de cada uno y marca cada entrada como inválida.

En la tabla 2.1, se muestra el momento en el que la ruta creada para que el nodo 1 alcance el nodo 3 a través de 2 desaparece por vencimiento de su timer:

Durante el periodo de invalidez, si se recibe información más actualizada sobre una ruta a ese destino, se sustituye y valida de nuevo en la tabla de rutas.

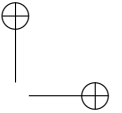
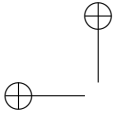
2. Si él mismo es el destino, y ofrece una nueva ruta a sí mismo.
3. Si recibe un mensaje AODV con nueva información sobre el número de secuencia del destino.

2.3.3. Entradas en la tabla de ruta y lista de precursores

Cuando un nodo recibe un paquete de control AODV de un vecino, crea o actualiza una ruta hacia un destino, comprueba si en su tabla de rutas hay una entrada para ese destino. Si no la hay, se crea con el número de secuencia contenido en el paquete de control, y si no es posible el campo de número de secuencia se establece en «false». La ruta se actualiza sólo si el nuevo número de secuencia:

1. Es mayor que el número de secuencia de la entrada de la tabla de rutas que apunta a ese destino.
2. Es igual, pero el número de saltos (del campo «Hop Count») más 1 del nuevo mensaje es menor que el que hay en la entrada de la tabla de rutas.
3. Es desconocido.

El tiempo de vida de la entrada de la tabla de rutas también queda determinado por el paquete de control, o en caso de no ser posible queda inicializado al valor ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT. Cada vez que se utiliza la ruta activa entre origen y destino para transmitir paquetes, los nodos actualizan el valor del campo «Lifetime» con un valor nunca menor que el tiempo de vida actual más ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT. Esta actualización no es bidireccional: si sólo se utiliza la comunicación en un sentido, el valor de “Lifetime” en las entradas que marcan el camino inverso no se verá actualizado. Para cada ruta válida mantenida por un nodo en su tabla de rutas, se especifica también una serie de precursores que representan el siguiente salto a destino. Estos precursores se crean en la tabla de rutas cuando se recibe y reenvía un



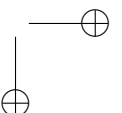
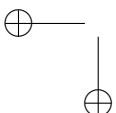
paquete RREP, y son aquellos a los que el nodo avisará en caso de que uno de sus enlaces caiga.

2.3.4. Generación de mensajes RREQ

Un nodo lanza al medio un mensaje de RREQ cuando necesita comunicar con un nodo del que no tiene una entrada en su tabla de rutas. Esto pasa tanto si el destino ha sido desconocido hasta el momento para este nodo, como si anteriormente tenía un enlace válido pero su tiempo de vida expiró y ahora está marcado como inválido. Los campos se rellenan de la siguiente forma:

- El número de secuencia de destino que se incluye en el mensaje RREQ es el último conocido por el nodo origen sobre ese destino, y se copia directamente de su entrada en la tabla de rutas. Si no se dispone de este número, se marca el flag de número de secuencia desconocido "U".
- El número de secuencia del campo "Originator Sequence Number" corresponde al del propio nodo origen, y se incrementa justo antes de que sea introducido en el paquete.
- El campo identificador de RREQ (RREQ ID) se incrementa en una unidad respecto al último RREQ enviado por el nodo origen, cada nodo mantiene la cuenta de su propio RREQ ID.
- Finalmente, el campo de "Hop Count" se pone a 0.

Antes de lanzar el broadcast al medio, el nodo origen almacena durante un tiempo PATH_DISCOVERY_TIME el "RREQ ID" y el "Originator IP Address" (su propia dirección IP) del paquete que ha formado. De esta forma, cuando el nodo reciba de nuevo este RREQ de sus vecinos, cuando ellos también hagan un broadcast de este RREQ, lo identificará y así evitará volver a procesarlo y reenviarlo. El nodo origen puede esperar mantener una comunicación bidireccional con el nodo destino, pero si un nodo intermedio (no



el destino) conoce una ruta hacia destino y contesta la petición al origen con un RREP, esto podría no suceder, generando una comunicación por dos caminos diferentes, uno de ida y uno de vuelta. Para garantizar que se utilice el mismo camino en ambos sentidos, el nodo origen puede activar el flag de RREP gratuito "G". Cuando el nodo intermedio que conoce una ruta a destino contesta al origen con un RREP, enviará también un RREP a la dirección del campo "Destination IP Address".

En la Fig. 2.5 se muestra una búsqueda de ruta desde el nodo A hacia el nodo I sin el flag activado y en la Fig. 2.6 se muestra el mismo escenario pero con el flag "G" activado.

El número máximo de mensajes RREQ por segundo que se pueden emitir viene limitado por el parámetro RREQ_RATELIMIT (10). Tras emitir un RREQ, el nodo origen queda a la espera de recibir un RREP. Si tras un tiempo NET_TRAVERSAL_TIME no se recibe ninguna ruta válida, el nodo origen puede enviar otro RREQ, hasta un máximo de RREQ_RETRIES (2) intentos con el valor de TTL máximo. La búsqueda de ruta se desencadena cuando se reciben datos que requieren ser enviados a un destino que no se conoce. Estos datos se almacenan en un buffer de tipo FIFO, y si se supera el número de intentos de búsqueda de ruta sin éxito, se descartan por completo y se envía un mensaje de "Destino Inalcanzable" a la capa de aplicación. Para reducir la congestión en la red, los intentos repetidos de alcanzar a un mismo nodo deben utilizar un tiempo de backoff de tipo binario exponencial. Es decir, tras un tiempo NET_TRAVERSAL_TIME se envía un segundo RREQ; tras un tiempo $2 \times \text{NET_TRAVERSAL_TIME}$ se envía un tercer RREQ. De esta forma, el tiempo de aumento se va multiplicando por 2 hasta el límite de RREQ_RETRIES.

2.3.5. Diseminación de paquetes RREQ

Para prevenir una diseminación innecesaria a lo largo de toda la red, AODV utiliza una técnica de búsqueda de anillo expansivo. El nodo origen utiliza un $\text{TTL} = \text{TTL_START}$ en la cabecera IP del RREQ, y utiliza

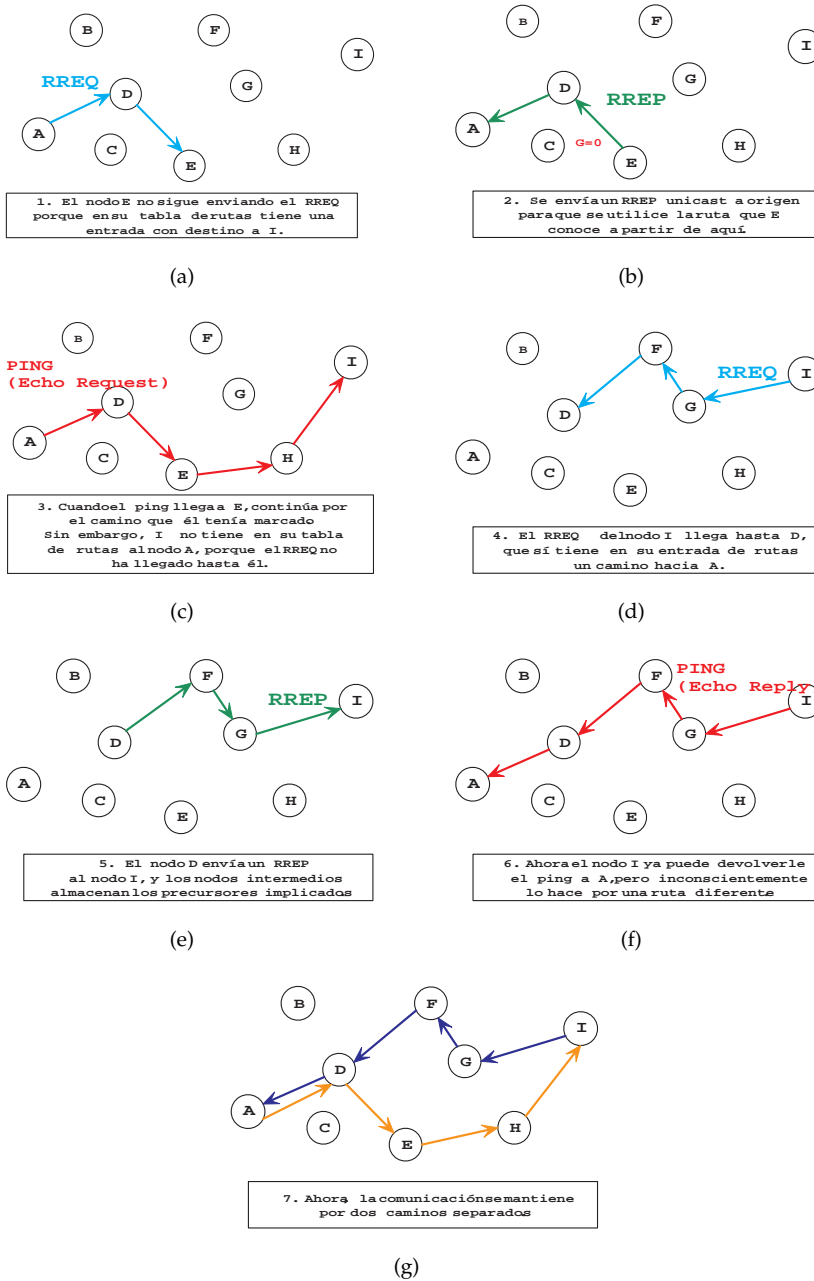


Figura 2.5: Flag de RREP gratuito (G) no activado

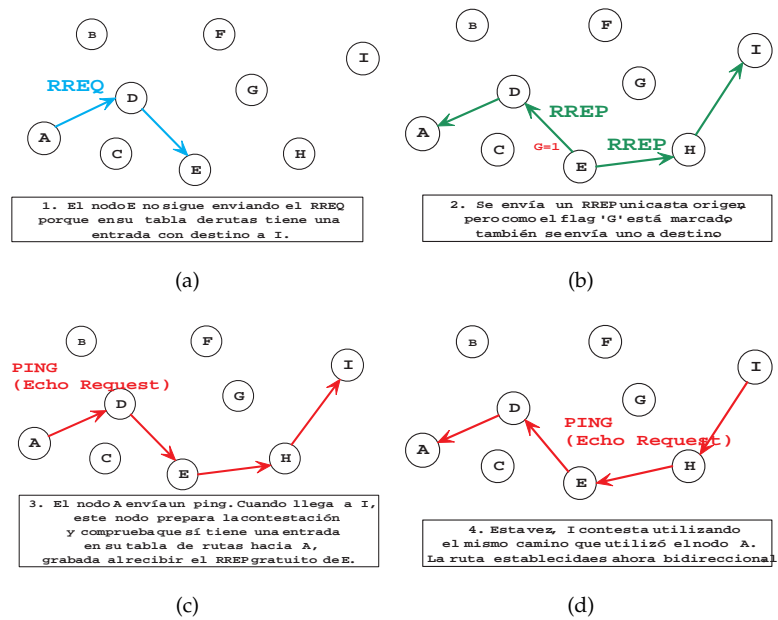


Figura 2.6: Flag de RREP gratuito (G) activado

un timeout para recibir el RREP de RING_TRAVERSAL_TIME. Cuando este timeout vence, el origen envía otro RREQ con un incremento en el TTL de TTL_INCREMENT, y así sucesivamente hasta que se alcanza el valor de TTL_THRESHOLD, a partir de donde se utilizará siempre un TTL=NET_DIAMETER en cada intento. Cuando se busca una ruta para un destino que aparece en la tabla de rutas como entrada inválida (porque el enlace ha caído y se necesita encontrar otro camino), se utiliza como TTL inicial el valor de "HOP COUNT" de esa entrada más TTL_INCREMENT.

2.3.6. Reenvío de mensajes RREQ

Cuando un nodo recibe un RREQ, el primer paso es crear o actualizar la ruta correspondiente (ver sección 2.3.3). Después comprueba si los valores de

“Originator IP Address” y “RREQ ID” son los mismos que algún otro RREQ recibido en los últimos PATH_DISCOVERY_TIME, en cuyo caso descarta el paquete. En caso de que el paquete no sea descartado:

1. Aumenta el “Hop Count” en uno.
2. Se crea o actualiza una ruta hacia el nodo origen, cuya dirección aparece en el campo “Originator IP Address”, con el “Hop Count” que marque el RREQ y con un LifeTime igual al máximo entre el ExistingLifeTime y el MinimalLifeTime, donde

$$\text{MinimalLifeTime} = (\text{tiempo actual} + 2 * \text{NET_TRAVERSAL_TIME} - 2 * \text{HopCount} * \text{NODE_TRAVERSAL_TIME})$$

3. Si el nodo no genera un RREP, y el TTL es igual o mayor a 1, actualiza y reenvía el RREQ por broadcast a sus vecinos. En esta actualización, el TTL se decrementa y el “Hop Count” se incrementa. Además, se utiliza el mayor número de secuencia de destino entre el recibido en el RREQ y el que tiene en su tabla de rutas (si fuera el caso) para el nuevo RREQ enviado, aunque si el número de secuencia recibido en el RREQ es mayor que el almacenado en la tabla de rutas, no se modifica el valor de la tabla de rutas.
4. Si el nodo genera un RREP, descarta el mensaje RREQ y no lo reenvía más.

2.3.7. Generación de mensajes RREP

Un nodo genera una contestación de ruta en dos supuestos:

1. Si él mismo es el destino.
2. Si dispone de una ruta activa a ese destino en su tabla de rutas, el número de secuencia de destino es igual o mayor que el recibido en el RREQ, y el flag de solo destino “D” del RREQ no está activo.

Una vez se crea el RREP, se envía por UNICAST al nodo origen a través del siguiente salto, y su contador "Hop Count" se va incrementando en cada salto. Cuando el RREP llega al origen, el valor de "Hop Count" representa la distancia entre origen y destino en saltos. Si el que genera el RREP es el nodo destino, éste incrementa su propio número de secuencia en una unidad si el número de secuencia en el RREQ es igual al valor incrementado. Si no, no modifica su número de secuencia antes de generar el RREP. Después, se copia el valor de MY_ROUTE_TIMEOUT en el campo "Lifetime". Si el que genera el RREP es un nodo intermedio, copia el número de secuencia a destino que tiene en su tabla de rutas en el campo "Destination Sequence Number" del RREP. Además, copia el número de saltos a destino que tiene en la tabla de rutas, al campo "Hop Count" del RREP, y en el campo "Lifetime" la diferencia entre el tiempo actual y el tiempo de expiración de la entrada en su tabla de rutas. Además, si el bit "G" está activado en el RREQ, también se enviará un RREP a destino.

2.3.8. Reenvío de mensajes RREP

Cuando un nodo recibe un mensaje RREP, busca en su tabla una ruta al siguiente salto hacia el nodo origen. A continuación, incrementa el "Hop Count" en 1 y actualiza/crea una entrada en su tabla de rutas con el nodo destino (el que ha enviado el RREP) siendo el siguiente salto el nodo que le ha pasado el RREP. Esta ruta se marca como activa, el número de secuencia de destino se marca como válido, el tiempo de expiración se calcula como el tiempo actual más el "LifeTime" del RREP, y el número de secuencia de destino es el que marca el RREP. De esta forma, el nodo puede utilizar esta nueva ruta para reenviar datos al destino.

Si el nodo no es el origen, el mensaje se reenvía al siguiente salto según su tabla de rutas. Siempre que un nodo reenvía un RREP, actualiza la lista de precursores asociada a ese destino, añadiendo el nodo del siguiente salto.

2.3.9. Mensajes HELLO

Los nodos ofrecen información de conectividad a sus vecinos mediante la emisión local de mensajes HELLO. Estos mensajes sólo los envían aquellos nodos que pertenecen a una ruta activa para demostrar que siguen vivos y que la conectividad sigue siendo viable. De esta forma, cada intervalo HELLO_INTERVAL un nodo comprueba si ha enviado algún mensaje de broadcast (como un RREQ o algún mensaje apropiado de capa 2) durante el último intervalo, y de no ser así envía un RREP con TTL=1, conocido como mensaje de HELLO, con los siguientes campos:

- Destination IP Address: la dirección IP del propio nodo
- Destination Sequence Number: el último número de secuencia del nodo.
- Hop Count: 0
- LifeTime: $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} * \text{HELLO_INTERVAL}$

Un nodo determina la conectividad con sus vecinos escuchando estos paquetes. Si durante el último DELETE_PERIOD se ha recibido un mensaje HELLO de un vecino, y después no se recibe ningún otro mensaje de este tipo durante más de $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} * \text{HELLO_INTERVAL}$, el nodo asumirá que ha perdido el enlace con su vecino. Siempre que un nodo reciba un mensaje HELLO de un vecino, debe comprobar que dispone de una ruta activa hacia él, y si no debe crearla. Si la ruta ya existe, se incrementa el "LifeTime" siendo su valor mínimo el de $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} * \text{HELLO_INTERVAL}$, y el número de secuencia se actualizará al recibido en el paquete de HELLO. Las rutas creadas por mensajes de HELLO y no se usan en otras rutas activas tienen una lista de precursores vacía y no lanzan ningún RERR en caso de caída de enlace.

2.3.10. Mantenimiento de la conectividad local

Cada nodo implicado en una ruta activa monitoriza de forma continua la conectividad con sus siguientes saltos, así como con los vecinos que han transmitido mensajes de HELLO durante el último `ALLOWED_HELLO_LOSS * HELLO_INTERVAL`. Un nodo puede mantener una información de conectividad más apurada mediante alguno de los siguientes mecanismos:

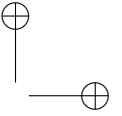
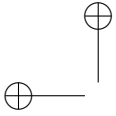
1. Mediante las notificaciones de la capa de enlace. Por ejemplo, en 802.11 se puede utilizar la ausencia de un ACK de capa de enlace o la ausencia de un CTS al emitir un RTS.
2. Usando reconocimiento pasivo. Cuando se espera que el siguiente salto reenvíe un paquete, se escucha el medio para detectar su acceso. Si durante un periodo `NEXT_HOP_WAIT` no se detecta esta transmisión, se utiliza uno de los siguientes métodos:
 - a) Recepción de cualquier paquete del nodo vecino.
 - b) Enviar un RREQ UNICAST al vecino, solicitándole ruta al siguiente salto.
 - c) Enviar un ICMP Echo Request al vecino.

Si ninguno de estos sistemas funciona, el nodo asume que el enlace ha caído, y comienza la generación de un mensaje RERR.

2.3.11. Mensajes RERR. Expiración y eliminación de rutas

Un nodo puede generar un mensaje de error RERR en 3 situaciones:

1. Si detecta la caída del enlace con el siguiente salto en una ruta activa mientras se transmiten datos (y el mecanismo de reparación de rutas no ha funcionado).
2. Si recibe un paquete de datos para un nodo con el que no mantiene una ruta activa y no está en reparación.



3. Si recibe un RERR de un vecino sobre alguna ruta activa.

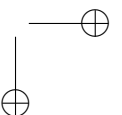
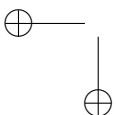
Para el primer caso, el nodo comienza generando una lista de destinos inalcanzables, relacionados con los vecinos inalcanzables. Para el segundo caso, sólo hay una dirección inalcanzable, que es el destino del paquete de datos que no se ha podido entregar. Para el tercer caso, la lista consiste en aquellos destinos que aparecen en el RERR y para los que se dispone de una entrada en la tabla de rutas. Sin embargo, algunas de las direcciones que aparecen en el mensaje RERR pueden estar incluidas en rutas activas de algún nodo vecino, por lo que también se envía un nuevo RERR para éstos. El RERR puede ser enviado por UNICAST o BROADCAST, según las necesidades. El broadcast se envía con TTL=1. Además de reenviarse, el nodo ejecuta una serie de actualizaciones en su propia tabla de rutas, afectando a las entradas que contengan esos destinos:

- El número de secuencia de destino de la entrada, si existe y es válido, se incrementa en los casos 1 y 2, y se copia del paquete RERR en el caso 3.
- La entrada se invalida marcándola como "Invalid".
- El campo "LifeTime" se actualiza al tiempo actual más DELETE_PERIOD. Antes de que finalice este tiempo, la ruta no se puede eliminar.

Hay que tener en cuenta que el campo "LifeTime" juega un doble rol: para una ruta activa es el tiempo de expiración, y para una ruta invalidada es el tiempo de borrado. Si se recibe un paquete por una ruta marcada como inválida, el campo "LifeTime" se actualiza al tiempo actual más DELETE_PERIOD.

2.3.12. Reparación local

Cuando cae un enlace en una ruta activa, el nodo de subida de esa caída (el que detecta que su vecino en dirección a destino a caído) puede intentar una reparación local del enlace siempre que el destino no esté a más de



MAX_REPAIR_TTL saltos. Para repararlo, incrementa el número de secuencia de destino y envía un RREQ preguntando por destino con un TTL inicial de:

$$\max(\text{MIN_REPAIR_TTL}, 0,5*\#\text{hops}) + \text{LOCAL_ADD_TTL}$$

donde #hops es el número de saltos hasta el origen del paquete de datos que no se ha podido entregar. Por esta razón, es habitual que los intentos de reparación local sean invisibles para el nodo origen, que seguirá enviando datos. Estos datos se almacenarán en un buffer del nodo que está intentando reparar el enlace. Si finalizado el proceso de búsqueda no se ha encontrado otra ruta, se envía un RERR sobre ese destino. Sin embargo, si recibe uno o más RREPs con nuevas rutas para llegar a destino, compara el número de saltos con el valor que aún guarda la entrada de esa ruta, ahora invalidada, en la tabla de rutas. Si la nueva ruta es más larga, se envía un RERR con el flag "N" activado, y los nodos que reciban ese RERR lo retransmitirán pero no borrarán la entrada correspondiente en su tabla de rutas. Cuando finalmente el nodo origen recibe el RERR con el flag activado, si éste se lo ha enviado su siguiente salto según la tabla de rutas para alcanzar el destino que marca el mensaje RERR, puede volver a realizar una nueva búsqueda de ruta hacia destino.

El uso de reparación de rutas generalmente desemboca en la utilización de caminos mucho más largos al mismo destino, pero evita la pérdida de los datos que se descartarían mientras se gestiona el sistema de RERR. Sin embargo, la mejor opción es obtener una ruta fresca enviando el RERR al origen.

2.3.13. Parámetros de configuración

Los valores por defecto para los parámetros asociados a las operaciones del protocolo AODV son los mostrados en la tabla:

Notas:

Tabla 2.2: Parámetros de configuración del AODV

Nombre del parámetro	Valor
ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT	3000 milisegundos
ALLOWED_HELLO_LOSS	2
BLACKLIST_TIMEOUT	$RREQ_RETRIES * NET_TRAVERSAL_TIME$
DELETE_PERIOD	ver nota
HELLO_INTERVAL	1000 milisegundos
LOCAL_ADD_TTL	2
MAX_REPAIR_TTL	$0,3 * NET_DIAMETER$
MIN_REPAIR_TTL	ver nota
MY_ROUTE_TIMEOUT	$2 * ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT$
NET_DIAMETER	35
NET_TRAVERSAL_TIME	$2 * NODE_TRAVERSAL_TIME * NET_DIAMETER$
NEXT_HOP_WAIT	$NODE_TRAVERSAL_TIME + 10$
NODE_TRAVERSAL_TIME	40 milisegundos
PATH_DISCOVERY_TIME	$2 * NET_TRAVERSAL_TIME$
RERR_RATELIMIT	10
RING_TRAVERSAL_TIME	$2 * NODE_TRAVERSAL_TIME * (TTL_VALUE + TIMEOUT_BUFFER)$
RREQ_RETRIES	2
RREQ_RATELIMIT	10
TIMEOUT_BUFFER	2
TTL_START	1
TTL_INCREMENT	2
TTL_THRESHOLD	7
TTL_VALUE	ver nota

1. MIN_REPAIR_TTL es la última cuenta de saltos a destino conocida.
2. TTL_VALUE es el valor del campo TTL en la cabecera IP durante la búsqueda de ruta (en los mensajes RREQ).
3. DELETE_PERIOD es el límite de tiempo que un nodo A puede tener a un vecino B como un siguiente salto activo para alcanzar el destino D, cuando B ha invalidado la ruta hacia D. Después de este tiempo, B puede eliminar la ya invalidada ruta a D. La determinación de este valor depende del mecanismo de monitorización con los vecinos que se utilice:
 - Si se utilizan mensajes de HELLO, DELETE_PERIOD es como mínimo de $ALLOWED_HELLO_LOSS * HELLO_INTERVAL$.

- Si se utilizan las respuestas de la capa de enlace, DELETE_PERIOD se establece como ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT.

Si se utilizan ambos mecanismos, se utiliza un: $DELETE_PERIOD = K * \max(\text{active_route_timeout}, \text{hello_interval})$ (con $K = 5$)

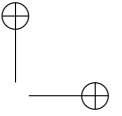
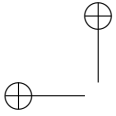
2.4. Conclusiones

El encaminamiento en las redes inalámbricas tiene una importancia creciente ya que cada vez más, las aplicaciones demandan la movilidad de los clientes. Esto obliga a implementar mecanismos de encaminamiento que faciliten la comunicación entre nodos, y que se adapten a las particularidades de este tipo de medios. Es por ello que en los entornos inalámbricos no se pueden utilizar los protocolos clásicos de encaminamiento, los protocolos necesitan ser adaptados teniendo en cuenta las características de estos entornos cambiantes.

Aunque el uso de las redes ad hoc es interesante porque son muchas sus aplicaciones, se ha de tener en cuenta que el despliegue de una red ad hoc para el intercambio de información presenta diversos problemas a tener en cuenta, ver [CM99], además de la topología dinámica como dificultad principal.

El ancho de banda disponible en un medio inalámbrico es inferior al del medio cableado, y en muchas ocasiones el máximo ancho de banda disponible es del orden de decenas o centenares de Kbps., cuanto más aumenta la distancia entre nodos el ancho de banda disponible decrece debido a la necesidad de una codificación más robusta por la menor relación SNIR (Signal to Noise and Interference).

En los enlaces inalámbricos se pueden producir pérdidas debido a la corrupción de la información, incluso en condiciones estáticas, a causa de varios fenómenos tales como la atenuación de la señal y el multi-camino. En otras



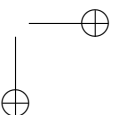
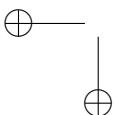
ocasiones el usuario móvil puede experimentar durante un instante una desconexión de la red, mientras conduce y atraviesa un túnel o si está en un ascensor. Durante estos períodos, el usuario no tiene conexión por lo que si tienen una duración mayor que los timers de la aplicación, las comunicaciones en curso pueden ser abortadas.

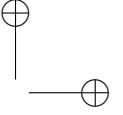
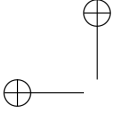
También se ha de tener en cuenta el jitter. Otro factor importante cuando se hace uso de estas tecnologías es el ahorro de energía porque la mayoría de los nodos o todos hacen uso de baterías.

Otro problema a tener en cuenta cuando se trabaja con redes inalámbricas es el problema del nodo oculto, que aparece cuando hay dos nodos dentro del rango de transmisión de un tercero pero los dos nodos no pueden comunicar entre ellos. Ambos intentan comunicar con el tercer nodo simultáneamente, y no detectan las interferencias en el medio. Por tanto, las señales colisionan⁴ en el tercer nodo, que no será capaz de recibir correctamente las transmisiones de ninguno de los otros dos, ver [Per99]. Otro problema que junto con el nodo oculto provoca significativas reducciones en el throughput de la red cuando la carga de tráfico es elevada es el nodo expuesto. Suponiendo que un nodo *B* comunica con un nodo *A*, y que un nodo *C* quiere transmitir paquetes al nodo *D*, durante la transmisión entre los nodos *B* y *A*, el nodo *C* percibe que el canal está ocupado. El nodo *C*, concluye equivocadamente que no puede enviar información hacia *D*, a pesar de que ambas transmisiones podrían realizarse con éxito. Únicamente se produciría una mala recepción en la zona entre los nodos *B* y *C*, donde no está localizado ninguno de los receptores.

Todos estos problemas complican la creación de un modelo matemático que pueda englobarlos, así como la creación de un testbed por la cantidad de dificultades que pueden encontrarse durante las pruebas, lo que hace más interesante si cabe el reto planteado de estudiar una red ad hoc con un protocolo de encaminamiento reactivo para evaluar si es capaz de ofrecer los servicios típicos de un entorno industrial de supervisión y control.

⁴La solución típica es que los nodos se coordinen en sus transmisiones mediante RTS/CTS.





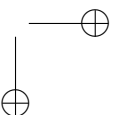
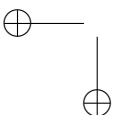
Capítulo 3

Herramientas de modelado y evaluación

El modelado y evaluación del comportamiento de las redes de comunicaciones ad hoc es un trabajo por el que muchos investigadores han mostrado su interés, de hecho en el caso concreto de las redes móviles se han publicado una gran cantidad de trabajos en los últimos años.

En este capítulo se citan las herramientas de simulación más utilizadas en redes ad hoc para dar paso a un estudio más detallado de las redes de Petri y en su extensión de las redes de actividad estocástica que es la técnica utilizada para el desarrollo de los modelos formales que se evalúan en esta tesis.

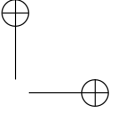
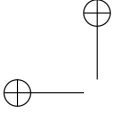
En último lugar se describen los elementos de las redes de actividad estocástica y los pasos a seguir para evaluar un modelo desarrollado con las herramientas UltraSAN y Möbius.



3.1. Introducción

Aunque el modelado y evaluación del comportamiento de las redes de comunicaciones ad hoc sea un área de investigación ya consolidada todavía hay muchos aspectos a tener en cuenta en el caso concreto de las MANET tal como apunta Conti en [CG07]. Estos aspectos van desde la simulación a la solución de los modelos y a la evaluación de los resultados. La falta de precisión en la mayoría de los estudios de simulación de MANET en uno o más de los puntos anteriores reduce drásticamente la credibilidad de la investigación sobre este tipo de redes inalámbricas. Por ello aunque la simulación sea muy útil a la hora de evaluar la operación y comportamiento de los protocolos se debe trabajar con rigor. En [AY06] los autores afirman que la falta de rigor con la que se aplica la simulación en algunos estudios amenaza la credibilidad de la comunidad que trabaja en la investigación de las MANET. En el paper se enumeran -a juicio del autor- las inconsistencias en los modelos de simulación de redes, el efecto de la falta de detalles, la validación de los resultados, la necesidad de repetitividad de las simulaciones y la precisión utilizada.

La principal característica de la mayoría de herramientas de simulación es que ofrecen en muchos casos librerías que contienen modelos predefinidos para muchos protocolos de comunicaciones (802.11, Ethernet, TCP, etc.). Las herramientas de simulación más populares en redes ad hoc son OPNET [MAR05, MLSPC03], ns-2 [MBJJ99] y Glomosim, pero no son las únicas herramientas válidas para el estudio de este tipo de redes. En [CSS02] se evalúan los simuladores más utilizados para redes ad hoc y se encuentran divergencias en los resultados debido entre otras causas a los distintos niveles de detalle a la hora de implementar y configurar los escenarios simulados. En [KCC05] se evalúan distintos estudios sobre MANET en los que se ha utilizado simulación. En esta evaluación se encuentran importantes deficiencias y muestran un resumen de los errores encontrados. Los autores discuten las herramientas disponibles que pueden contribuir al desarrollo de estudios de simulación rigurosos esperando contribuir a la mejora de la credibilidad de



los estudios de MANET basados en simulación.

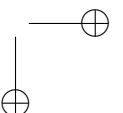
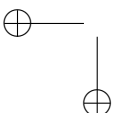
Un método a medio camino entre los modelos formales y los bancos de prueba es la emulación. Los testbeds son difíciles de implementar, normalmente caros y la repetitividad de los experimentos es complicada, la implementación formal requiere una re-implementación del software a estudiar dentro del simulador. En [KMJ00] se muestra un sistema de emulación capaz de evaluar un software real sin necesidad de realizar ninguna modificación para probarlo en los sistemas de emulación. Este sistema es repetible y detallado. Algunos emuladores destacables son MobiEmu [ZL02], y MobiNet [MRBV05].

3.2. Redes de Petri

3.2.1. Introducción

Las redes de Petri tienen su origen en la tesis de Carl Adam Petri "Communication with automata" de 1962¹. Las redes de Petri son una técnica de descripción formal y modelado de sistemas que ha tenido un enorme desarrollo y grado de utilización por su capacidad de modelar de forma clara y sencilla la concurrencia, el paralelismo y la sincronización, aspectos clave de la complejidad de los sistemas distribuidos y concurrentes, como evidentemente es una red ad hoc. Permite el diseño top-down y se pueden realizar modificaciones y ampliaciones del modelo sin cambios sustanciales del mismo. Su carácter gráfico y matricial ha permitido la facilidad intuitiva del funcionamiento del sistema modelado y el posterior análisis del comportamiento del modelo y por tanto del sistema, facilitando de esta forma tareas importantes en el diseño como son la validación, verificación y el análisis de conformidad.

¹Aunque las inventó en 1939, a la edad de 13 años, con el propósito de describir procesos químicos.



Las redes de Petri tienen dos limitaciones importantes, la primera es la limitada potencia expresiva para describir sistemas complejos como los actuales protocolos de comunicaciones, lo cual ha sido superado utilizando extensiones como las redes de Petri predicado/transición, las redes de Petri coloreadas, etc. La segunda es la carencia del factor tiempo como elemento componente del modelo, lo que limita la potencia de las redes de Petri para evaluar las prestaciones del sistema, es decir, el análisis de propiedades cuantitativas. Esta limitación ha sido superada tras la incorporación del tiempo (redes de Petri temporizadas, estocásticas, etc.) lo que ha permitido añadir funciones de evaluación del modelo al nivel de redes de colas.

3.2.2. Definición formal de una red de Petri

Una red de Petri se define como una 5-upla

$RdP = (P, T, F, W, M_0)$, donde:

$P = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ es un conjunto finito no vacío de lugares.

$T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ es un conjunto finito no vacío de transiciones.

$F \subset (PxT) \cup (TxP)$ es un conjunto de arcos dirigidos (o relación de flujo).

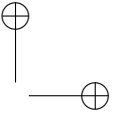
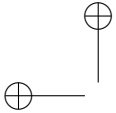
$W : F \rightarrow \{1, 2, 3, \dots\}$ es una función de pesos.

$M_0 : P \rightarrow \{0, 1, 2, \dots\}$ es el marcado inicial de la red, define un número inicial de marcas por lugar.

Y se cumple que $P \cap T = \emptyset$ y $P \cup T = \emptyset$.

El funcionamiento de una RdP obedece a las siguientes reglas de transición:

1. Una transición t está sensibilizada si cada lugar de entrada p está marcado con al menos $w(p,t)$ marcas, donde $w(p,t)$ es el peso del arco que va desde p a t .
2. Una transición sensibilizada puede o no dispararse, dependiendo de que ocurra o no el evento.



3. El disparo de una transición sensibilizada t , retira de cada lugar p de entrada a la transición t , $w(p,t)$ marcas. Y añade a cada lugar p' de salida de la transición t , $w(t,p')$ marcas.

3.2.3. Elementos de una red de Petri

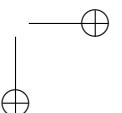
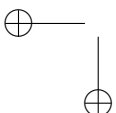
La red de Petri es representable por una clase particular de grafo dirigido asociado a un estado inicial M_0 . El grafo tiene dos clases de nodos, lugares y transiciones, unidos alternativamente por arcos dirigidos. Los arcos llevan una dirección y cambiarla modifica totalmente el comportamiento de la red. Los arcos apuntan al lugar al que llegan, que puede ser un lugar (transición) si parten de una transición (lugar).

Los lugares vienen representados por círculos que pueden o no contener marcas. El conjunto de marcas asociadas a cada uno de los lugares en un momento dado, constituye un marcado de la RdP. Las marcas albergadas en un lugar son un número nulo o positivo. Las transiciones vienen representadas por rectángulos. Para la descripción funcional de sistemas concurrentes los marcados representan estados y las transiciones sucesos, que dependen del cumplimiento de determinadas condiciones.

Los arcos llevan asignado un peso que sirve para determinar el número de marcas que eliminan (agregan) al lugar del que parten (llegan). Los arcos nunca unen nodos de la misma clase, es decir, lugar con lugar o transición con transición. El número de arcos que pueden salir o entrar a un nodo es un entero (puede ser nulo).

3.2.4. Tipos de redes de Petri

Redes de Petri con peso. Permite que múltiples tokens puedan ser eliminados (agregados) cuando se dispara una transición. Las aristas están etiquetadas con el peso (número de tokens), y si no hay ningún valor se asume que es 1.



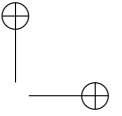
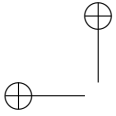
Redes de Petri coloreadas. En general, los tokens representan objetos (recursos, personas, etc) en el modelado de un sistema. Para representar los atributos de estos objetos, se utilizan las RdP coloreadas, donde los colores representan las características de los objetos modelados.

Las transiciones usan los valores de los tokens adquiridos para determinar los valores de los tokens producidos. Una transición describe la relación entre los valores de los tokens. Además, es posible especificar precondiciones, utilizando el color de los tokens para ser consumidos.

Redes de Petri jerárquicas Las especificaciones de sistemas reales tienen una tendencia a ser grandes y complejos. Un mecanismo de abstracción, estructuración jerárquica, se utiliza para poder modificar más fácilmente el modelo. La construcción jerárquica se llama subred. Una subred es un agregado de número de lugares, transiciones y subsistemas. La ordenación jerárquica se puede utilizar para estructurar grandes procesos. En determinados niveles, se quiere dar una simple descripción de un proceso (sin considerar todos los detalles). Pero a otro nivel quizás, se quiera especificar un comportamiento más detallado. Cada subred se representa con un rectángulo que encapsula parte del modelo general.

Redes de Petri temporizadas. Las Redes de Petri no incluyen concepto alguno de tiempo, por ello, solamente es posible describir la estructura lógica de los sistemas y no su evolución temporal. La introducción del tiempo en el modelo permite la descripción de comportamientos dinámicos de los sistemas, considerando la evolución de estados y la duración de cada acción tomada por el sistema.

Cuando se habla de redes de Petri temporizadas en general no se distingue en el tipo de tiempo asociado a las tareas o eventos del sistema modelado usualmente por transiciones de la red. Estos tiempos asociados a las transiciones pueden ser tiempos de duración determinista, por tanto de un valor concreto, o tiempo asociado a una variable aleatoria con una función de



densidad de probabilidad determinada (normalmente la más utilizada para obtener soluciones analíticas la exponencial negativa). Esto da lugar a cuatro redes de Petri temporizadas: redes de Petri temporizadas con tiempos deterministas o Time Petri Nets (TPN), redes de Petri estocásticas (SPN), redes de Petri estocásticas y determinísticas (DSPN) y redes de actividad estocástica (SAN).

Redes de Petri temporizadas con tiempos deterministas. En las redes de Petri temporizadas con tiempos deterministas o Time Petri Nets, las de uso más extendido son aquellas en las que a cada transición se le asocian dos valores, uno corresponde al tiempo mínimo que debe estar sensibilizada la transición al dispararse y el otro al tiempo máximo que una transición puede estar sensibilizada sin dispararse. Una RdP temporizada con tiempos deterministas (TPN, Time Petri Net) puede ser definida como:

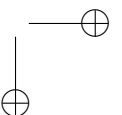
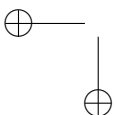
$$TPN = \{P, T, A, M_0, Q\} \text{ donde}$$

P, T, A y M_0 se definen según la definición formal de una red de Petri, y

$Q = (q_1, q_2, \dots, q_m)$ es el conjunto de retardos asociados a las transiciones.

Redes de Petri estocásticas. Las Redes de Petri Estocásticas (SPN) se obtienen asociando con cada transición en una RdP una variable aleatoria con distribución exponencial que exprese el retardo desde la habilitación hasta el disparo de la transición. Eliminando las variables aleatorias de una SPN se obtiene la RdP asociada.

Considerando una SPN y un marcado M en el cual múltiples transiciones están simultáneamente habilitadas la transición que tiene asociado el retardo más breve disparará primero. La SPN alcanza un nuevo marcado M' , en el cual algunas transiciones estuvieron habilitadas en el marcado M pero que no fueron disparadas y pueden aún estar habilitadas. Debido a la propiedad de falta de memoria de las variables aleatorias exponencialmente distribuidas, se obtiene una distribución de vida igual a la distribución del retardo de disparo en sí mismo. Se puede asumir que la actividad asociada con cada transición



empieza de nuevo con cualquier nuevo marcado. Esto es válido inclusive cuando se están modelando actividades que se suceden en forma continua: el modelo no se ve afectado por la repetición de actividades asociadas con una transición.

Una definición formal de una SPN es:

$$SPN = \{P, T, A, M_0, L\}$$

donde P, T, A y M_0 se definen como antes y

$L = (l_1, l_2, \dots, l_m)$ es el conjunto de tasas de retardos asociados con las transiciones, posiblemente dependientes del marcado.

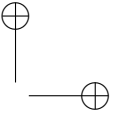
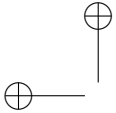
Cuando sea necesario, la dependencia con un marcado dado M se representará como $l_j(M)$.

Se puede probar que, debido a la propiedad de falta de memoria de la distribución exponencial de los retardos en los disparos, las SPN son isomórficas a cadenas de Markov de tiempo continuo. En particular, una SPN k -acotada es isomórfica a una MC finita. La misma se puede obtener aplicando las siguientes reglas:

1. El espacio de estados S de la MC corresponde al conjunto de alcance $R(M_0)$ de la red de Petri asociada con la SPN ($M_i \leftrightarrow i$).
2. La tasa de transición del estado i (correspondiente a M_i) al estado j (M_j) es $q_{ij} = \sum_{k \in H_{ij}} l_k$, donde H_{ij} es el conjunto de transiciones habilitadas por el marcado M_i , cuyos disparos generan el marcado M_j .

Una SPN se dice ergódica si genera una CTMC. Es posible mostrar que una SPN es ergódica si M_0 , el marcado inicial, es alcanzable desde cualquier M_i que pertenece $R(M_0)$.

Si la SPN es ergódica, es posible calcular la probabilidad de distribución de marcados en el estado estacionario resolviendo la ecuación matricial $\Pi Q = 0$ con la restricción adicional $\sum \Pi_i = 1$, donde Q es el generador infinitesimal cuyos elementos se obtienen por el método de construcción de la MC



anterior y p es el vector de probabilidades del estado estacionario. A partir de la distribución de probabilidades del estado estacionario es posible obtener estimaciones cuantitativas del comportamiento de la SPN.

Si a la SPN se le añade la posibilidad de incorporar transiciones inmediatas con un peso asociado, arcos inhibidores y prioridades al disparo de las transiciones se obtienen las redes de Petri estocásticas generalizadas (GSPN).

Redes de Petri estocásticas deterministas. Al combinar las transiciones con un tiempo asociado determinista con las estocásticas (DSPN) se pueden modelar con más exactitud distintos aspectos del sistema como tareas de una duración determinada y ocurrencia de eventos modelados con una variable aleatoria. Estas son las redes de Petri estocásticas más potentes. En las redes de Petri estocásticas generalizadas (GSPN) solo se admiten transiciones temporizadas con distribución exponencial, en las redes de Petri estocásticas y deterministas (DSPN) se permiten además transiciones temporales deterministas.

Bajo determinadas condiciones del modelo, como por ejemplo que no existan dos o más transiciones temporizadas de tiempo deterministas sensibilizadas simultáneamente, propiedad que SE puede determinar fácilmente analizando los invariantes de marcado de la red, existe un isomorfismo de la DSPN con las cadenas de Markov embebidas, por lo que se dispone de la misma potencia de análisis matemático exacto además evidentemente de las amplias posibilidades de simulación.

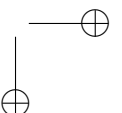
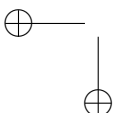
Una red de Petri estocástica determinista es una tupla $(P, \psi, T, F, H, W, I, M_0, \Omega)$ donde (P, T, F, W, M_0) es la red de Petri clásica ya definida, que sirve de base para introducir parámetros temporales:

$P = \{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ es un conjunto finito de lugares.

$T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ es un conjunto finito de transiciones.

$F \subset (PxT) \cup (TxP)$ es un conjunto de arcos dirigidos (o relación de flujo).

$H \subset (PxT)$ es un conjunto de arcos inhibidores.



$W : F \rightarrow \{1, 2, 3, \dots\}$ es una función peso.

$I : H \rightarrow \{1, 2, 3, \dots\}$ es una función de peso (la de los arcos inhibidores).

$M_0 : P \rightarrow \{0, 1, 2, \dots\}$ es el marcado inicial.

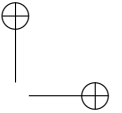
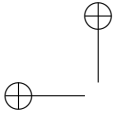
Además de una asignación de prioridades $\psi^x = \{\psi_1, \psi_2, \dots, \psi_n\}$, que asocia la prioridad más baja (0) a las transiciones temporizadas (deterministas y exponenciales), y mayores prioridades a (≥ 1) a transiciones inmediatas.

Se tiene además un vector $\Omega^x = (\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_n)$ cuyos elementos ω_i son:

- el parámetro de la distribución exponencial negativa, es decir, la tasa o la media del retardo de disparo si la transición t_i es temporizada exponencial.
- un peso usado para calcular las probabilidades de disparo de las transiciones inmediatas, si t_i lo es.
- el retardo de disparo si la transición t_i es determinista.

Redes de actividad estocástica. Las redes de actividad estocástica (SAN) además de aportar las mismas prestaciones que la DSPN desde el punto de vista del análisis cuantitativo tienen mayor potencia descriptiva al incorporar mecanismos potentes de modelado como son el finalizar una acción de distintas formas cada una de ellas con una probabilidad determinada e incorporar puertas de entrada y salida para realizar complejas relaciones entre los marcados de los lugares de entrada a la transición pudiendo, de esta forma, modelar predicados entre las condiciones de habilitación de una actividad. Así mismo, con las funciones de salida se pueden conseguir nuevos marcados, lo que potencia las posibilidades de ir a siguientes estados con un modelo gráfico sencillo.

En el siguiente apartado se profundizará en este tipo de redes, describiendo sus elementos, la evolución del marcado... por ser la técnica utilizada para representar los modelos formales diseñados.



3.3. Redes de actividad estocástica

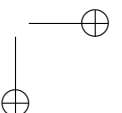
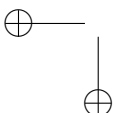
3.3.1. Introducción

Para el estudio que se aborda en esta tesis se hará uso de las redes de actividad estocástica (*Stochastic Activity Networks, SAN*). Estas se conciben al principio de los años 80, ver [MM84, MMS85] y siguen estudiándose actualmente [SM02, BACS06]. Son una extensión estocástica de las redes de Petri a las que se ha añadido la posibilidad de definir características temporales con parámetros estadísticos. Esto contribuye a incrementar la potencia de modelado de las redes de Petri con las técnicas de evaluación de rendimiento tradicionalmente basadas en aproximaciones estocásticas. Disponen de primitivas gráficas que permiten un alto nivel de especificación formal y la expresión del comportamiento y dependencia de los modelos de manera sencilla. Se puede observar la evolución del modelo a lo largo del tiempo, que viene determinada por las condiciones impuestas en su definición gráfica.

Las herramientas² usadas para implementar los modelos presentados en esta tesis son UltraSAN ([SOQW95, Per95]) y su sucesora MöbiusTM 2.3.1 (ver [San99, DDD⁺00, CCD⁺01, Per07]) diseñadas por el grupo Performance Engineering Research Group (PERFORM) de la University of Illinois (U.S.A.) a la cabeza del cual se sitúa William H. Sanders, [Gro]. Ambas soportan las especificaciones de modelos SAN (Stochastic Activity Networks), [MMS85]. Estas herramientas proporcionan una potente técnica de descripción formal y han sido utilizadas para evaluar una gran variedad de sistemas (ver www.crhc.uiuc.edu/PERFORM donde se muestra una lista parcial de referencias e información sobre cómo conseguir estas herramientas). Es un reto estudiar si SAN se puede utilizar y hasta dónde, para modelar aspectos de un sistema tan complejo y dinámico como las redes ad hoc.

Otras herramientas para evaluar redes de Petri son DSPNexpress-NG (Next Generation) y TimeNet. DSPNexpress-NG (Next Generation) es el último lanzamiento del paquete de software DSPNexpress. DSPNexpress (Deter-

²Ambas son herramientas públicas disponibles para propósitos educativos o de investigación.



ministic and Stochastic Petri Nets) es un paquete de software para analizar redes de Petri estocásticas deterministas desarrollado por el Dr. Christoph Lindermann en el GMD Institute for Computer Architecture and Software Technology de la Technical University de Berlín (Alemania). Su primera versión data de septiembre de 1992 y su distribución es gratuita para instituciones académicas. TimeNet (TIMEd Net Evaluation Tool) es una herramienta software para el modelado y análisis de redes de Petri estocásticas con distribuciones de los retardos de disparo no-exponenciales. Es una herramienta desarrollada por la Technical University de Berlín (Alemania).

UltraSAN y Möbius han sido seleccionadas como herramientas de trabajo además de por sus características, por la experiencia previa del grupo de investigación en el uso de las mismas (PFCs y tesis doctorales). No es objetivo de esta tesis realizar un análisis de las herramientas de simulación de redes de Petri existentes, pero cabe mencionar el trabajo de tesis [Sem98] donde se realizó una comparativa exhaustiva entre DSPNexpress, TimeNet y UltraSAN, seleccionando finalmente UltraSAN como la herramienta que más se ajustaba a las necesidades (soluciones analíticas, soluciones simuladas, generación de resultados y tablas, representación de la evolución del marcado, herramienta gráfica de edición...).

3.3.2. Elementos de una red de actividad estocástica

Una red de actividad estocástica contiene cinco tipos de objetos básicos: lugares, actividades, puertas de entrada, puertas de salida y arcos, ver Fig. 3.1. Las actividades (transiciones si se emplea la terminología de Redes de Petri) representan acciones en el sistema modelado. Los lugares representan el estado del sistema modelado. Las puertas de entrada se emplean para controlar la habilitación de las actividades y las puertas de salida se utilizan para cambiar el estado del sistema cuando una actividad se dispara.

Lugares: los lugares representan el estado del sistema modelado. Vienen representados gráficamente por círculos. Cada lugar aloja un cierto número de marcas, se le denomina marcado del lugar. El conjunto de los marcados

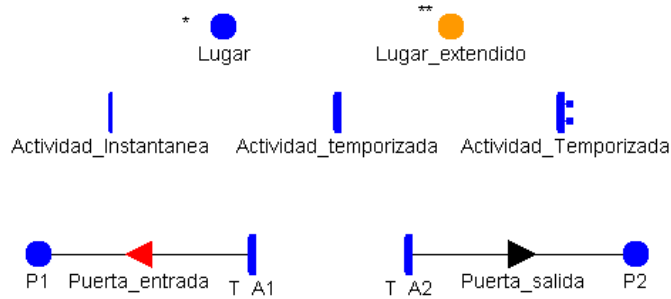


Figura 3.1: Elementos de una red de actividad estocástica en Möbius

de todos los lugares representa el marcado de la red. Es conveniente advertir que las marcas de un lugar son homogéneas, en el sentido de que solamente se conoce el número de marcas en un lugar, en este sentido no hay más marcas importantes que otras, como si pasa en las Redes de Petri coloreadas. El sentido del marcado de un lugar es arbitrario. Es decir, el número de marcas en un lugar puede representar un número de objetos, o también el número de peticiones esperando servicio. Al igual, el marcado de un lugar puede representar el número de peticiones de cierta prioridad. Esta naturaleza del marcado de los lugares proporciona un alto grado de flexibilidad en el modelo dinámico de sistemas.

Möbius tiene dos tipos de lugares, lugares representados por un círculo azul (marcado con * en la Fig. 3.1) y un lugar especial denominado "lugar extendido" representado por un círculo naranja (marcado con ** en la Fig. 3.1). Los lugares extendidos son una herramienta muy potente para modelar sistemas complejos, y pueden ser asociados con una estructura o un array.

Actividades: las actividades son el equivalente a las transiciones de las Redes de Petri. Representan acciones en el sistema modelado que requieren un cierto intervalo de tiempo para terminar. Existen de dos tipos: temporizadas e instantáneas. Las actividades temporizadas tienen una duración que influye en el comportamiento del modelo. Como ejemplos pueden tomarse el tiempo de búsqueda de una ruta o el tiempo de invalidación de una ruta de la tabla

de encaminamiento. Las actividades temporizadas vienen representadas por óvalos huecos. Cada actividad temporizada tiene asociada su duración, una función de distribución de tiempo de actividad. La función de distribución del tiempo de actividad puede ser cualquier función de distribución. Cada distribución puede depender del marcado de la red. Las actividades instantáneas representan acciones cuya duración es despreciable en comparación con otras actividades del sistema. Están representadas por segmentos verticales al igual que las transiciones inmediatas en las Redes de Petri.

Los casos de las actividades vienen representados por pequeños círculos pegados a la actividad a la que afectan. Cada caso de una actividad estocástica representa un posible resultado. Cada actividad tiene una distribución de probabilidades que se denomina distribución de casos. Esta distribución depende del marcado de la red en el momento que finaliza la actividad. En caso de que no aparezcan círculos en la actividad, se asume que sólo existe un resultado posible para esa actividad con probabilidad uno.

Además existe una reactivación asociada a cada actividad. Esta función da las condiciones de marcado bajo las cuales una actividad es reactivada. La reactivación de una actividad ya habilitada supone la detención inmediata de la actividad y la obtención de un nuevo tiempo de actividad (duración o retardo) a partir de la distribución de tiempo de la actividad (distribución del retardo). La función de reactivación consta de un predicado de activación y un predicado de reactivación. Una actividad se reactivará tras un cambio de marcado si la actividad permanece sensibilizada, el predicado de reactivación se cumple con ese nuevo marcado y el predicado de activación se cumplía para el marcado que sensibilizó originalmente la actividad.

Puertas de entrada: estas puertas controlan la habilitación de las actividades, sirven para conseguir arcos inhibidores y definen los cambios de marcado en los lugares de entrada cuando la actividad se dispare. Vienen representados gráficamente por triángulos cuyo vértice va unido a la actividad que controlan. Al lado opuesto de ese vértice llegan los arcos que parten de los lugares de entrada. Las puertas de entrada se definen con un predicado

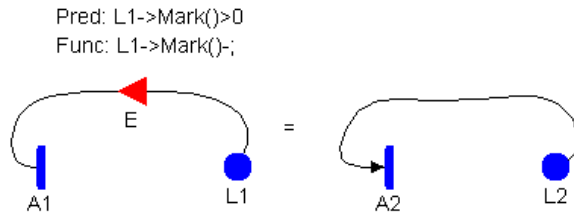


Figura 3.2: Equivalencia de una puerta de entrada simple.

habilitante y una función. El predicado habilitante es una función booleana que controla si la actividad conectada está sensibilizada o no. Puede ser una función de los marcados de los lugares de entrada. La función de la puerta de entrada define los cambios de marcado cuando la actividad se dispara. Un lugar conectado directamente a una actividad es equivalente a una puerta de entrada cuyo predicado habilita la actividad si el lugar de entrada alberga al menos una marca y cuya función reduce el marcado del lugar entrante, ver Fig. 3.2.

Puertas de salida: como las puertas de entrada, las de salida definen el cambio de marcado al dispararse la actividad de la cual dependen. La única diferencia es que las puertas de salida van asociadas a un único caso. Vienen representadas por un triángulo. Uno de los lados va conectado a la actividad (o al caso de la actividad). Del vértice opuesto parten los arcos hacia los lugares de salida. Las puertas de salida se definen con solo una función. Esta determina los cambios de marcado cuando se dispara la actividad a la

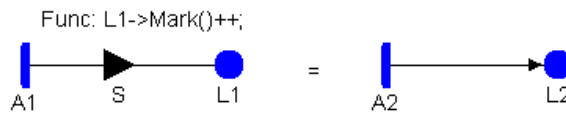


Figura 3.3: Equivalencia de una puerta de salida simple.

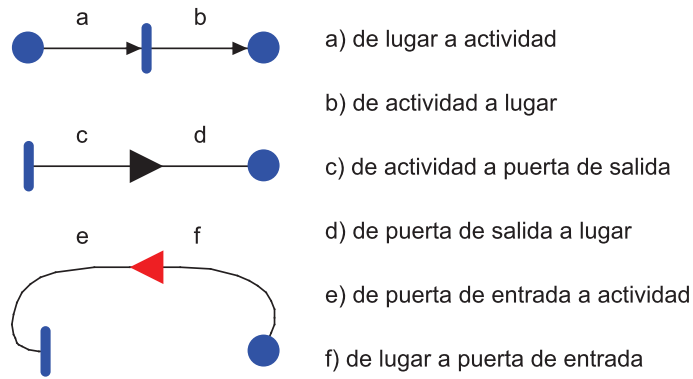


Figura 3.4: Posibles conexiones de elementos con arcos

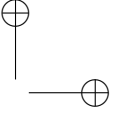
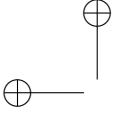
que está conectada. Conviene resaltar que una actividad unida a un lugar de salida es equivalente a un a puerta de salida cuya función aumenta en uno el total de marcas albergadas en el lugar de salida, ver Fig. 3.3.

Arcos: los arcos unen los distintos elementos de una red marcando su dependencia. A partir de este momento los arcos se asumen siempre de peso unidad (UltraSAN no permite definir el peso de los arcos). Para crear un arco de peso superior a uno se necesita una puerta de entrada cuya función reduzca el marcado del lugar de entrada en tantas marcas como peso tenga el arco que se quiera representar.

Nunca puede existir un arco uniendo dos elementos del mismo tipo. Tampoco están permitidas todas las combinaciones entre elementos. Las combinaciones posibles son las que se presentan en la Fig. 3.4.

3.3.3. Algoritmos de cambio de marcado

Durante su ejecución una red de actividad estocástica pasa por una secuencia de marcados. Un marcado estable es aquel en el que no hay actividades instantáneas sensibilizadas. En un marcado inestable existe al menos una



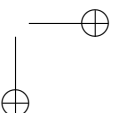
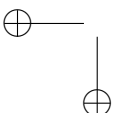
transición instantánea sensibilizada. Puesto que los marcados inestables no influyen en las variables de comportamiento, no es necesario conservar información en relación a ellos. Por tanto, el algoritmo de cambio de marcado se centra en la obtención de secuencias de disparo de actividades temporizadas y el alcance de marcados estables. Este algoritmo se describe a continuación.

Reglas de habilitación y disparo

Para que una actividad esté sensibilizada el predicado de todas sus puertas de entrada debe ser cierto y todos los lugares de entrada conectados directamente a la actividad deben albergar al menos una marca. Para que la actividad temporizada se dispare, deben cumplirse estas condiciones durante todo el periodo de espera. Las probabilidades de los casos se evalúan con el marcado existente justo en el momento en que se va a disparar la actividad. Cuando la actividad se dispara, uno de los casos es escogido, con arreglo a la distribución de probabilidades de los casos. Se tienen que seguir los siguientes pasos:

- Todos los lugares de entrada directamente conectados a la actividad disminuyen su marcado en una unidad.
- Se ejecutan todas las funciones de las puertas de entrada conectadas a la actividad.
- Todos los lugares de salida directamente conectados a la actividad incrementan en una unidad su marcado.
- Se ejecutan todas las funciones de las puertas de salida conectadas a la actividad.

El orden de los pasos que se han indicado anteriormente es el que UltraSan y Möbius siguen por programación. Las funciones de las puertas de entrada se ejecutan antes que las de las puertas de salida, pero no hay orden



especificado entre puertas de un mismo tipo. Por lo tanto, es necesario asegurarse en la fase de modelado que el orden de ejecución de las puertas de entrada (o las de salida) no influye en el comportamiento del sistema.

La elección de la actividad que se va a disparar, dado un marcado, se basa en:

- Las funciones de distribución de tiempo de actividad (distribución del retardo) asociado a cada actividad habilitada en ese momento.
- El hecho de que cualquier actividad instantánea habilitada tiene prioridad sobre las actividades temporizadas.

En los diagramas de la Fig. 3.5 quedan contempladas las 4 posibilidades de ejecución de una actividad temporizada de un modelo de UltraSAN/-Möbius. Queda claro que no contempla la norma de descuento de tiempo con memoria de disparo (RA), solamente permite programar la norma de remuestreo (RR) o la de sensibilización (RE). Las áreas sombreadas representan el tiempo durante el cual la actividad está sensibilizada. Cada línea muestra una actividad habilitada con un retardo muestreado. En cada línea se muestra una actividad que inicialmente está habilitada y tiene un tiempo de actividad previsto. En el caso (a), la actividad se dispara al vencer el temporizador, el nuevo marcado no habilita la actividad. En el caso (b) la actividad se dispara al vencer el temporizador, el nuevo marcado alcanzado si habilita la actividad, por tanto, se muestrea una nueva duración de la actividad. En (c) antes de que venza el temporizador las condiciones que habilitan la actividad dejan de cumplirse, por tanto la actividad es interrumpida y abortada. En (d), antes de que venza el temporizador la actividad es reactivada, la actividad no se dispara hasta que transcurra el nuevo tiempo de actividad.

Redes de actividad estocástica estables y bien especificadas

Para cada marcado estable es necesario determinar el conjunto de actividades que pueden dispararse, los casos que pueden ser elegidos y la distribución de probabilidades de los posibles próximos marcados estables. La

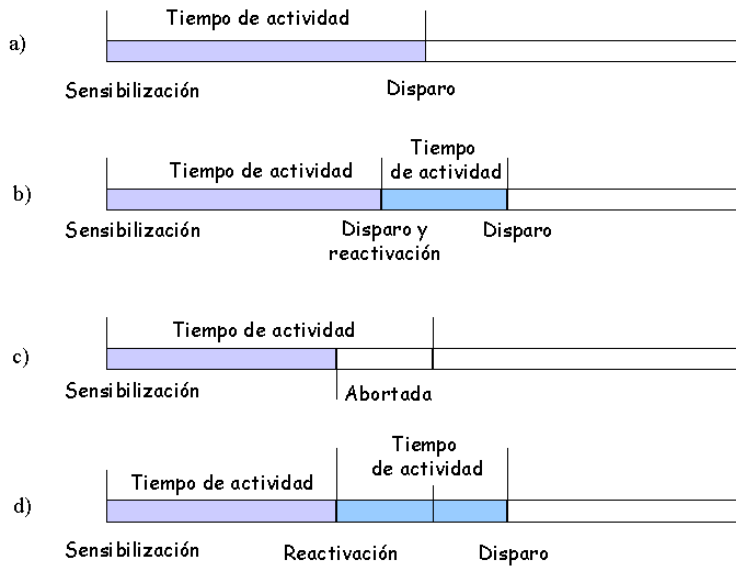


Figura 3.5: Posibilidades de ejecución de una actividad temporizada de un modelo en Möbius

elección de una actividad y un caso conlleva la ejecución de las puertas apropiadas, alcanzándose el siguiente estado que puede ser estable o no. Si se trata de un marcado estable, la probabilidad asociada a ese marcado es simplemente la probabilidad asociada al caso escogido. Si no es un marcado estable, recursivamente se debe evaluar cada posible salida de cada actividad instantánea y cada marcado inestable que resulte de sus disparos.

Existen dos importantes asuntos relacionados con las actividades instantáneas. Primero, ¿Existe algún marcado alcanzable tal que uno de los casos que se puedan escoger de una de las actividades que puedan ser disparadas en ese marcado provoque una secuencia infinita de disparos de actividades instantáneas y de marcados inestables?. Si no existe ninguno, la red de actividad estocástica es estable. Según el artículo [San88] no se puede decidir si una red de actividad estocástica es estable. UltraSan supone que una red de actividad estocástica es inestable si se rebasa la visita consecutiva de un

Tabla 3.1: Medidas de rendimiento en Möbius

Medidas de premio	Premio de impulso	Mide la finalización de una actividad
	Premio de tasa	Mide la consecución de un marcado
Medidas de actividad		Diferencia de tiempo entre dos finalizaciones de una actividad

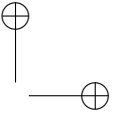
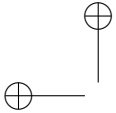
cierto número de estados inestables.

La segunda cuestión trata de modelos de redes de actividad estocástica bien especificados [San88]. Si existe más de una actividad instantánea habilitada en algún marcado alcanzable, y la distribución de probabilidades de los próximos marcados estables depende de qué actividad instantánea se dispare primero, el modelo no está bien especificado. Puesto que el orden de disparo de las actividades instantáneas no está especificado, éste no debe importar a la hora de hallar soluciones en una red de actividad estocástica. UltraSAN/-Möbius comprueba que los modelos están bien especificados cada vez que se alcanza un marcado inestable, verificando que la probabilidad de alcanzar cada posible próximo marcado estable no depende de las posibles elecciones de orden entre actividades instantáneas.

3.3.4. Medidas de rendimiento en UltraSan/Möbius

Para poder evaluar el rendimiento del modelo, se definen unas medidas que se irán tomando durante la resolución del modelo. Estas medidas de rendimiento (performability variables) son los resultados buscados y no se deben confundir con las variables globales (global variables) que se pueden introducir en el diseño del modelo para variar sus condiciones iniciales.

En UltraSAN/Möbius existen dos tipos de medidas de rendimiento: de premio (*reward variable*) y de actividad (*activity variable*), ver tabla 3.1.



Medidas de premio

Se entiende por "premio" la asociación entre un evento y unas condiciones que se establecen. Si ocurre el evento y se cumplen esas condiciones se dice que se ha conseguido un "premio". Las medidas de premio evalúan la consecución de premios en el modelo. Existen dos tipos de eventos que se pueden medir con premios. Si el evento es la finalización de una actividad se habla de premios de impulso (*impulse rewards*), mientras que si el evento es un determinado marcado se habla de premios de tasa (*rate rewards*).

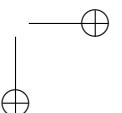
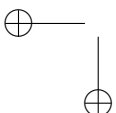
Sea cual sea el tipo de evento, se han de tener en cuenta los siguientes aspectos:

- Las medidas pueden ser tomadas en intervalos de tiempo o en instantes de tiempo.
- Los resultados se pueden obtener para transitorios o en régimen permanente.

Se puede estimar la media, la varianza o las funciones de distribución de probabilidad y de densidad de probabilidad de una medida.

Medidas en intervalo de tiempo: Ejemplos de premios acumulados en un intervalo de tiempo $[t_0, t_1]$ son el número de servicios realizados en un intervalo de tiempo o la porción de tiempo que un sistema funciona correctamente dentro de ese intervalo. Para premios de impulso (asignados a una actividad), la medida da el número de veces que finaliza esa actividad en el intervalo. Para premios de tasa (asignados a un marcado), la medida es el tiempo que el modelo está en ese marcado dentro del intervalo definido.

Medidas en instante de tiempo: Ejemplos de premios en un instante de tiempo son el número de marcas en un lugar concreto o si el sistema está funcionando correctamente o no en ese instante. Para premios de impulso (asignados a una actividad), la medida toma el valor de la tasa asociada a la anterior finalización de la actividad. Para premios de tasa (asignados a un



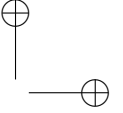
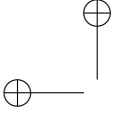
marcado), la medida toma el valor del premio asociado con el marcado en ese momento.

Transitorios o régimen permanente: Para medidas en instante de tiempo, si $t < \infty$ se habla de medida en transitorio, mientras que si $t \rightarrow \infty$ se habla de medida en régimen permanente. Para medidas en intervalo de tiempo, el régimen permanente se obtiene si se considera $t_1 \rightarrow \infty$ en $[t_0, t_1]$.

Media, varianza o distribuciones de probabilidad: Las medidas de premio son medidas aleatorias, es decir, pueden tomar diferentes valores con una determinada probabilidad. Por ello, se puede hablar de la función de distribución de probabilidad y, por lo tanto, de su media y varianza. Por ejemplo, una medida de premio que mida el número de trabajos por realizar en una cola tiene una distribución de probabilidad de todos sus posibles valores y su media corresponde al promedio de la ocupación de la cola. Puede ser interesante conocer la función de distribución de probabilidad y la función de densidad de probabilidad de la medida (para a partir de ella obtener otras características) o simplemente obtener su media y su varianza. En UltraSAN/Möbius los premios de tasa se definen por un conjunto de pares predicado-función, llamados tasas. Cuando uno de los predicados es cierto, se consigue un premio por valor del resultado de la función asociada. El total del premio es la suma de contribuciones de todas las tasas cuyos predicados son ciertos. Esto permite dar valores condicionales a la medida de premio según el marcado del modelo. Los premios de impulso se definen mediante la asignación de un valor numérico a cada actividad. Cuando la actividad finaliza, el premio suma su valor asociado. Una medida de premio puede consistir en combinaciones de premios de tasa y premios de impulso. Además, se pueden definir parámetros estadísticos para la simulación del modelo.

Medidas de actividad

Las medidas de actividad evalúan el tiempo que pasa entre dos finalizaciones de una misma actividad. Se trata de medir el tiempo entre dos finali-



zaciones consecutivas (sean la $n-1$ y la n) de una actividad, o de una serie de ellas (por ejemplo, la $n-100$ y la n).

El concepto de medidas en instante de tiempo no tiene sentido aquí, pero sí se puede hablar de medidas transitorias (n finito) o en régimen permanente ($n \rightarrow \infty$). Al igual que en las anteriores, se puede evaluar la función de distribución completa, su media o su varianza. En UltraSAN, las medidas de actividad se definen sólo mediante sus parámetros estadísticos.

3.3.5. Procesos estocásticos y la propiedad de Markov

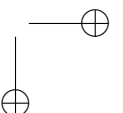
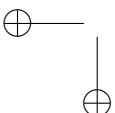
Para obtener los resultados de las medidas de rendimiento de un modelo, existen dos métodos de resolución: obtener la solución analítica [SM91] o mediante simulación [SF93].

La simulación se puede aplicar a cualquier proceso estocástico, y por lo tanto también a un modelo de red de actividad estocástica. Sin embargo, la solución analítica requiere que el modelo sea de uno de estos dos tipos:

Actividades de distribución exponencial (procesos de Markov). Para ello todas las actividades temporales deben ser exponenciales y además la función de reactivación debe ser tal que las actividades sean rehabilitadas con la suficiente frecuencia para que su distribución de probabilidad sólo dependa del marcado actual.

Actividades de distribución temporal o determinista. Para ello todas las actividades temporales deben ser exponenciales o deterministas y sólo puede haber como mucho una actividad determinista habilitada a la vez. El tiempo de una actividad determinista no depende del marcado. Y la función de reactivación debe ser tal que las actividades sean rehabilitadas con la suficiente frecuencia para que su distribución de probabilidad de la actividad sólo dependa del marcado actual.

No existe ninguna restricción para actividades instantáneas, con tal que el modelo resultante esté estabilizado y bien definido. Los mercados inestables



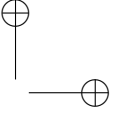
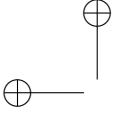
(en los que hay actividades instantáneas habilitadas) no contribuyen a las medidas de rendimiento, por lo que no se tienen en cuenta.

Para los modelos descritos anteriormente, la condición de reactivación de las actividades exponenciales es necesaria para conservar la propiedad de Markov, ya que existen modelos con todas sus actividades exponenciales que no son de Markov. Esta propiedad dice, informalmente, que el comportamiento futuro de un proceso estocástico sólo depende del estado actual, pero no de estados pasados.

Suponiendo que una actividad exponencial es habilitada en un marcado M_n y su duración depende del marcado en ese momento, es decir, es $t(M_n)$. Antes de que la actividad finalice, se alcanza un nuevo marcado M_{n+1} en el que la actividad sigue habilitada, pero el tiempo de la actividad depende el marcado anterior, por lo que no se cumple la propiedad de Markov.

Una condición suficiente para asegurar la propiedad de Markov es hacer el predicado de activación y de reactivación de las actividades iguales a 1 (verdadero). En este caso, al alcanzar un nuevo marcado en el que la actividad sigue habilitada, inmediatamente es rehabilitada tomando un nuevo valor M_{n+1} que sólo depende del estado actual.

Cuando UltraSAN/Möbius busca una solución analítica de un modelo, asume que la función de reactivación (predicado de activación y reactivación) está definida de forma que cumpla la propiedad de Markov. Si el modelo pertenece a unos de los dos tipos descritos anteriormente, definirla como 1 no modificará las propiedades estocásticas del modelo. Por otra parte, en la simulación de un modelo no se asume que la función de reactivación cumple la propiedad de Markov, ya que se pueden simular todo tipo de procesos. Definiéndola como 1, se garantiza la igualdad de condiciones en simulación con la solución analítica. Cuando se genere el espacio reducido de estados se debe tener en cuenta que para UltraSAN/Möbius un estado equivale al marcado del modelo junto con el premio de impulso asociado a la actividad que ha llevado al modelo a ese marcado. Por ello, un mismo marcado al que se llega por la finalización de dos actividades distintas da lugar a dos estados



distintos, siempre que haya definido un premio de impulso.

3.3.6. Métodos de resolución. Soluciones analíticas y por simulación

Como ya se ha comentado, UltraSAN/Möbius incorpora varios métodos analíticos y simuladores. La elección del método de resolución dependerá tanto del tipo de modelo como de las medidas de rendimiento definidas.

En general, los métodos analíticos se pueden aplicar si:

- El modelo es del tipo descrito en la sección 3.3.5 (todas las actividades son exponenciales o existe al menos una actividad determinista habilitada en cada momento).
- El modelo tiene un espacio finito de estados posibles.
- No se han definido medidas de actividad.

Los métodos analíticos que incorpora UltraSAN/Möbius son los siguientes:

- Método directo en régimen permanente (*Direct Steady State Solver, dss*).
- Método iterativo en régimen permanente (*Iterative Steady State Solver, iss*).
- Método para transitorios (*Transient Solver, trs*).
- Método adaptativo para transitorios (*Adaptative Transient Solver, ats*).
- Método de premios acumulados (*Accumulated Reward Solver, ars*).
- Método de distribución de probabilidad (*Distribution Probability, pdf*).
- Método determinista iterativo en régimen permanente (*Deterministic Iterative Steady State Solver, diss*).

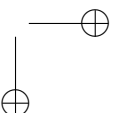
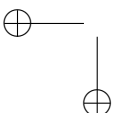


Tabla 3.2: Medidas que se pueden obtener mediante métodos analíticos

Modelos	Medidas de rendimiento			Método
Actividades exponenciales	Régimen permanente	Instante de tiempo	Media, varianza y distribuciones	dss iss
	Transitorios	Instante de tiempo ³	Media, varianza y distribuciones	trs
		Intervalo de tiempo	media distribución	ars pdf
Actividades exponenciales y deterministas	Régimen permanente	Instante de tiempo ⁴	Media, varianza y distribuciones de probabilidad	diss

Tabla 3.3: Medidas que se pueden obtener mediante la simulación

		Medidas de rendimiento	Tipo de medidas	Método
Transitorios	Instante e intervalo de tiempo	Media y varianza	Medidas de premio	TSim ITSIm
		Distribuciones de probabilidad	Medidas de actividad	TSim
Régimen permanente	Instante de tiempo	Media y varianza	Ambos tipos	SSim

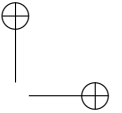
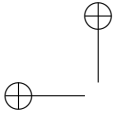
- Método avanzado determinista iterativo en régimen permanente (*Advanced Deterministic Iterative Steady State Solver, adiss*).

Los simuladores siempre pueden aplicarse a todos los modelos. Los simuladores que incorpora UltraSAN/Möbius son los siguientes:

- Simulador en régimen permanente (*Steady State Simulator, SSim*).
- Simulador por terminación (*Terminating Simulator, TSim*).
- Simulador de muestras relevantes por terminación (*Importance Sampling Terminating Simulator, ITSIm*).

Como se puede observar en las tablas 3.2, 3.3, el tipo de medida de rendimiento determina la elección de un método analítico⁵ u otro. Para los si-

⁵Métodos analíticos (sólo para modelos con medidas de premio)



muladores⁶, el método escogido sólo determina si se miden transitorios o en régimen permanente.

3.3.7. Fases del estudio de un sistema

Desde que comienza el estudio de un sistema mediante UltraSAN/Möbius hasta que se obtienen los resultados deseados para analizar el rendimiento del sistema se pasa por cuatro fases:

- Modelado del sistema.
- Definición de condiciones iniciales.
- Resolución del modelo.
- Análisis de resultados.

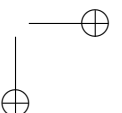
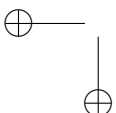
— **Modelado del sistema.** El modelo del sistema es una representación del mismo con las herramientas que las redes de actividad estocástica permiten. Habitualmente el modelo se centra en un aspecto concreto del sistema real que interesa evaluar, es decir, no es una representación fiel y total del sistema. En UltraSAN/Möbius el modelo consta de varios elementos a diseñar por pasos:

Modelos atómicos: Los modelos atómicos⁷ o subredes son los grafos que modelan gráficamente las partes del sistema. Junto al grafo es necesario incluir la especificación de todos sus elementos para que la subred esté perfectamente definida.

Modelo compuesto: Especifica la dependencia entre las distintas subredes o modelos atómicos definidos para dar lugar al modelo total. De esta forma se puede ir diseñando el modelo por partes diferenciadas para luego ensamblarlas.

⁶Simuladores (para todos los modelos)

⁷Terminología utilizada en los manuales de UltraSAN y Möbius.



Medidas de rendimiento: Para evaluar ciertas características de interés en el sistema modelado hay que definir procedimientos de medida que ofrezcan los resultados deseados.

El conjunto de estos tres elementos es lo que se ha dado en llamar *composed SAN-based reward model* [San88, SM91, SF93].

Definición de las condiciones iniciales. UltraSAN permite variar las condiciones iniciales del modelo y otras variables que hayan sido definidas en la fase anterior. Se puede estudiar el rendimiento del modelo en distintas situaciones. Para ello UltraSAN introduce los conceptos de experimento y estudio:

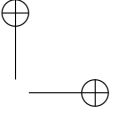
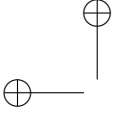
Experimento: Es una realización concreta de las condiciones iniciales para la que el modelo va a ser resuelto.

Estudio: Es un conjunto de experimentos (uno sólo o normalmente varios). Al modificar una o varias condiciones iniciales del modelo se da lugar a un estudio que evaluará su repercusión en el rendimiento del sistema.

Resolución del modelo. Según las características del modelo diseñado, se podrá resolver analíticamente o será necesario recurrir a la simulación. Ya que no existe una única técnica válida para todas las situaciones y modelos, UltraSAN/Möbius incorpora varios métodos analíticos y simuladores, cada uno de ellos enfocado a un caso específico.

Los modelos compuestos basados en medidas de rendimiento ofrecen ventajas a la hora de su resolución. Para encontrar la solución analítica, se pueden explorar simetrías en el modelo para reducir el número de estados alcanzables [SM91]. Para simulación se puede reducir la lista de futuros eventos agrupándolos por su tipo [SF93].

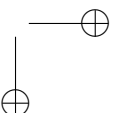
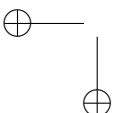
Análisis de resultados. Tras la resolución del sistema, se podrán obtener los resultados y analizarlos. Para ello se cuentan con programas de representación gráfica incluidos en UltraSAN o la posibilidad de exportar los resultados a otras aplicaciones.

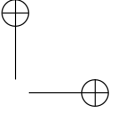
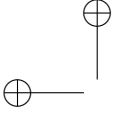


3.4. Conclusiones

Las redes de Petri y por extensión las redes de actividad estocástica (SAN) son una herramienta muy potente de modelado y evaluación, han sido ampliamente utilizadas en la evaluación de sistemas complejos (algunos ejemplos se describen más detalladamente en el capítulo 5) como son las redes de comunicaciones industriales, ver [NRD94], en la evaluación del rendimiento de protocolos de acceso al medio, en el estudio de protocolos de encaminamiento en redes ad hoc, ver [XMT02, ZZ03], estándares de comunicaciones como 802.11, ver [GH99, HG01]...

En general son una buena técnica de descripción formal para expresar mecanismos básicos utilizados por los sistemas distribuidos (intercambio de mensajes, sincronización, compartición de recursos, etc.). UltraSAN y Möbius permiten realizar un modelo compuesto a partir de distintos modelos atómicos de forma sencilla, aunque no dispongan de herramienta de verificación sí permiten obtener la evolución del marcado, lo que ayuda a comprobar si el modelo se comporta como uno espera. Desde el punto de vista del análisis son herramientas muy completas (varios métodos para las soluciones analíticas en régimen permanente y en régimen transitorio, al igual que para las soluciones simuladas), además disponen de una opción de documentación muy útil para obtener información de cada subred programada. Por todo ello, las SAN se consideran una herramienta válida para modelar una red ad hoc con un protocolo de encaminamiento reactivo como se ha expuesto en el capítulo anterior, capítulo 2, en un escenario como el que se presenta en el capítulo 4.





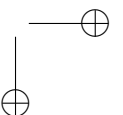
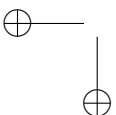
Capítulo 4

Escenario

A la hora de modelar cualquier sistema, en este caso una red de comunicaciones ad hoc, es necesario conocer las características del escenario de trabajo.

En este capítulo se analizan las características y los servicios a ofrecer en un entorno industrial real en el que se ha implantado un sistema de supervisión. En las estaciones remotas que forman parte de estas instalaciones pueden generarse de forma puntual redes ad hoc cuando los usuarios que trabajan en la instalación quieren intercambiar información.

Utilizando las propiedades del escenario y habiendo definido los servicios típicos en este tipo de instalaciones, se han definido los parámetros y valores a utilizar para representar dicho escenario en los modelos formales.



4.1. Entorno

Uno de los objetivos de esta tesis, ver capítulo 1, es analizar el comportamiento de las MANET en entornos de tipo industrial y estudiar cómo afecta a su funcionamiento y a los servicios ofrecidos el movimiento de los nodos principalmente. Para ello en este capítulo se definirán las características del escenario (número de nodos, rango de transmisión radio de los nodos, tamaño del área, velocidad de movimiento...) a utilizar en los modelos formales que se describirán en el capítulo 5, así como los servicios a ofrecer (tipo de información a transmitir entre los usuarios de la instalación).

El entorno de trabajo tomado como referencia es un sistema industrial, concretamente un sistema de gestión de aguas que actualmente está siendo explotado por el Ayuntamiento de Valencia, pero podría ser cualquier otra gran instalación como una red de distribución de energía o redes de sensores medioambientales, todos ellos operando en entornos metropolitanos.

Un ejemplo de monitorización remota de las instalaciones se presenta en [CSB⁺01] donde se expone cómo las compañías eléctricas utilizan el vídeo en tiempo real para supervisión reduciendo así la mano de obra necesaria en el control de las plantas eléctricas. Otro ejemplo es la aplicación de tecnologías inalámbricas para la mejora del proceso de producción de un astillero, ver [SLH02]. En este caso los espacios son de amplias dimensiones, con elementos móviles y metálicos donde se pueden crear redes ad hoc donde los operarios lo necesiten para ofrecer comunicación bidireccional con los centros de control y la planificación de la instalación.

El sistema del que se extraen las características para determinar el escenario a modelar es un sistema de monitorización y control que opera en un entorno urbano sobre una red heterogénea¹ mixta (pública-privada) incluyendo redes inalámbricas. Se pretende evaluar el comportamiento de las redes ad hoc que se generen en algunos de sus nodos extremos (estaciones

¹P. Neumann, aborda en [Neu07] el estudio sobre la utilización de las redes heterogéneas como la que aquí se estudia (redes de área local y banda ancha, cableadas e inalámbricas) en el dominio de la automatización industrial.

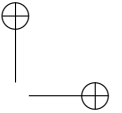
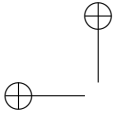
remotas) y su uso, es decir, aprovechando que los técnicos están supervisando y trabajando en la instalación, cada operario puede actuar como nodo receptor/encaminador de la información solicitada para que ésta llegue a su destino. Si tras este estudio se determina que los servicios a ofrecer por estos sistemas de supervisión y control pueden llegar al usuario final correctamente atravesando las redes ad hoc generadas, se estará aprovechando la propia topología de la red actual sin necesidad de una infraestructura adicional.

La integración de servicios avanzados de telemonitorización y telecontrol en este tipo de instalaciones aporta importantes ventajas en su gestión y explotación, pero se ha de tener en cuenta que se está trabajando en un entorno industrial, más aún cuando se está hablando de comunicaciones inalámbricas. En [DP93] Decotignie y Pleineveaux realizan un amplio estudio de las redes de comunicaciones industriales y en [CDD06] se destaca la necesidad, a la hora de diseñar los estándares y normas, de considerar las características de los entornos industriales. Estos tienen severas limitaciones y presentan unas características muy particulares (fiabilidad, interferencias con los equipos existentes, propagación multicamino, bajo consumo de energía, reconfiguración en tiempo real, seguridad...) que necesitan requerimientos específicos y eventualmente estándares. Este trabajo estudia el alcance de las tecnologías inalámbricas desde el punto de vista técnico, las limitaciones de las redes inalámbricas en los entornos industriales y concretamente del rango de transmisión.

Entre los servicios avanzados a ofrecer por estos sistemas de telemonitorización, como se explicará posteriormente, están los servicios de media. El tema de la transmisión multimedia en entornos industriales se aborda en diversos trabajos. Neumann en su análisis sobre la integración de los diferentes niveles de redes de comunicación en la automatización industrial, resalta como uno de los principales requerimientos la necesidad de soportar aplicaciones multimedia, ver [Neu01]. En [TVPF01] Tovar destaca cómo los distintos desarrollos en redes industriales (Profibus DP, Profibus 12 Mpbs) están incrementando el rango de aplicaciones de los mismos, y en especial, permitiendo la utilización de éstos para el transporte de contenido multimedia. Pacheco y

Tovar, ver [PT02], en su prospectiva sobre aplicaciones en el ámbito industrial, destacan la utilización de herramientas multimedia para monitorización, documentación, localización, videoconferencia, etc. En [SS07] se aborda el tema de la transmisión multimedia en entornos industriales, concretamente se presenta un sistema de planificación flexible para redes industriales que permite la planificación de tráfico de vídeo con fines de monitorización industrial. Como resultado hay una mejora en la calidad de las fuentes de vídeo así como en el número de fuentes, que puede coexistir con el tráfico de control sin afectar a su QoS.

Es conocido que uno de los inconvenientes que presentan los modelos formales son las simplificaciones y suposiciones introducidas. Éstas algunas veces enmascaran características importantes del comportamiento real de los protocolos. Sin embargo, es necesario e inevitable realizar algunas hipótesis, de hecho, en este trabajo a la hora de definir el escenario se van a realizar diversas suposiciones y aproximaciones: se asume que los enlaces son simétricos, se supone una detección perfecta del canal y unas condiciones del canal ideales. Por ejemplo, no se han modelado al detalle el problema del *desvanecimiento de señal* en el canal (fluctuaciones de corto plazo en la calidad del canal), el *problema del nodo oculto*, donde los nodos que no pueden establecer conexión directamente entre ellos pueden estar transmitiendo mensajes simultáneamente a un mismo vecino común a la misma frecuencia y el *problema del nodo expuesto*, donde un nodo cercano a un nodo que está enviando datos es incapaz de enviar o recibir. Tampoco se ha considerado tráfico en la red, por tanto siempre hay recursos disponibles. Es necesario realizar suposiciones a la hora de modelar (las suposiciones aquí enumeradas han sido utilizadas en otros trabajos de modelado, ver [GH99, HG01]) porque no es posible modelar todos los aspectos de una red o sistema y se debe centrar la atención y los esfuerzos en los aspectos que se consideran más importantes para el estudio, en este caso el modelado de una red ad hoc completa con nodos móviles, la obtención de la ruta exacta desde origen a destino y el modelado del tiempo de establecimiento y recuperación de una ruta, aspectos en los que se profundizará en el capítulo 5.



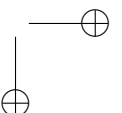
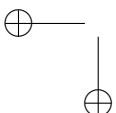
4.1.1. Área de trabajo

En cuanto al tipo de sistema bajo estudio, generalmente, una red de saneamiento de aguas está formada por una estación central y varias estaciones remotas. Desde la estación central se supervisa el sistema visualizando imágenes reales de cada una de las estaciones remotas que dan soporte al control de la instalación dispersa geográficamente, se dan órdenes (apertura de compuertas, activación/desactivación de bombas, desarenadores...) o se gestionan alarmas enviadas por los equipos que controlan la instalación. Las estaciones remotas en muchos casos son grandes instalaciones de bombeo o estaciones depuradoras. El personal técnico que trabaja en ellas a menudo necesita información en tiempo real de la instalación o actuar sobre el equipamiento de la propia estación. En este contexto se pueden formar en la estación remota de control estructuras ad hoc donde cada nodo sería un técnico que se encuentra en dicha estación. Por ello, el número de nodos que puede formar una red de estas características está relacionado con el personal que opera en dicha estación remota utilizando dispositivos móviles para obtener la información de supervisión o control. En este tipo de sistemas, como máximo el número de usuarios puede ser 5 ó 6 y pueden dispersarse a lo largo de un área que normalmente no excede los $100000 m^2$.

Plano unidimensional

Los primeros modelos realizados para esta tesis fueron situados en un escenario de una dimensión, y aunque no representan un escenario real, pueden ofrecer información en cuanto al funcionamiento de una red donde no siempre todos los nodos pueden tener comunicación directa. Sirven para plantear las primeras dificultades y sus soluciones en un entorno más sencillo y así poder ver la viabilidad del trabajo en dos dimensiones.

El escenario de trabajo es un segmento donde se sitúan los nodos de la red. Suponiendo una red de tres nodos, "A", "B" y "C", ver Fig. 4.1, para que el nodo "A" alcance al nodo "B", este debe quedar dentro de la zona



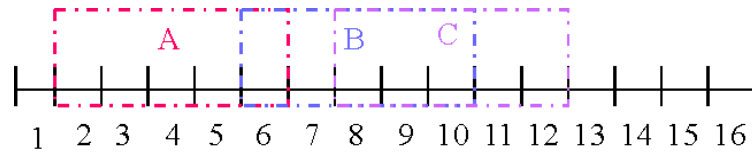


Figura 4.1: Ejemplo de tres nodos situados en un segmento donde se muestra su cobertura

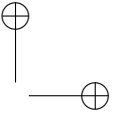
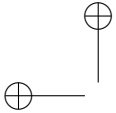
de cobertura del nodo "A". El que las zonas de cobertura se solapen no es suficiente, el nodo a alcanzar debe quedar dentro de la cobertura del nodo que quiere comunicar. En el segmento se muestra la zona de cobertura de los tres nodos, todos tienen el mismo alcance y su valor es de 2 saltos. "A" no puede alcanzar a "B", aunque sus zonas de cobertura se solapan, pues "B" no está dentro de la zona de cobertura de "A". En cambio "B" puede alcanzar a "C", pues C queda dentro de la zona de "B" y a su vez "B" también queda dentro de la zona de cobertura del nodo "C".

Plano bidimensional. Zona de trabajo dividida en celdas hexagonales

Para los modelos más complejos se trabaja en un escenario bidimensional. Se va a suponer que la superficie por la que se mueven los nodos está dividida en celdas hexagonales², lo que supone una aproximación de la realidad. Esta técnica ha sido utilizada en otros trabajos, ver [GH06, MGC05], aunque no para el caso de redes ad hoc.

La zona de trabajo presentada en este apartado es la utilizada definitivamente en todos los modelos bidimensionales mostrados en esta tesis. Se parte de lo que se denomina mosaico tipo T, donde el centro es una celda. Tal y como se muestra en la Fig. 4.2 las celdas se numeran a partir de una dada (X, Y). El modo de numerar las celdas se rige según el ángulo con el

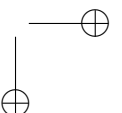
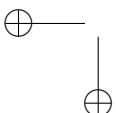
²Inicialmente se definió una zona de trabajo bidimensional formada por celdas hexagonales, pero la numeración de las celdas escogida no facilitaba el modelado de la posición de los nodos y su movimiento. Esta zona de trabajo se presenta en el apéndice C.1.



que se mueve el nodo para pasar de una celda a otra, aumentando en una unidad la numeración de una o las dos coordenadas, disminuyendo esta numeración en una unidad o manteniendo el valor de la numeración de una o las dos coordenadas de la celda. Destacar los trabajos [Gar01, CGM02], aunque originalmente fueron utilizados para modelar el área de localización de teléfonos móviles, se han utilizado como base para establecer la zona formada con celdas hexagonales y su numeración así como para implementar las subredes dedicadas a la posición y movilidad de los nodos en este trabajo de tesis.

Tras numerar las celdas dependiendo del ángulo de desplazamiento la zona de trabajo final es la mostrada en la Fig. 4.3. La zona ha sido creada a partir de un mosaico T_3 (3 anillos, sin contar la celda central). A continuación se explica porqué tiene esta forma final la zona de trabajo: dependiendo del ángulo de movimiento se puede incrementar en una unidad el valor de la coordenada o decrementar, es decir, se puede tener una suma (+1) pero también una resta (-1), y teniendo en cuenta que las coordenadas de los nodos vendrán representadas en los modelos formales por el marcado de dos lugares, la celda central no puede ser la (0, 0) ni la (1, 1), porque al calcular las coordenadas de las vecinas habría celdas con coordenadas negativas (las marcas de los lugares correspondientes no podrían representar estos valores). Por ello las coordenadas de la celda central deben coincidir con el tamaño del mosaico (área de trabajo) deseado, es decir, si la zona de trabajo parte de un mosaico T_3 , la celda central deberá ser la (3, 3). En este caso concreto se tendrían 3 anillos completos alrededor de la celda central, y además los picos de los extremos necesarios para completar la numeración de las coordenadas. De otro modo, sin estos picos (celdas de color morado) no se tendría la celda (0, 0) ni la (6, 6) entre otras, ver Fig. 4.3. Del mismo modo, una zona de trabajo que parte de un mosaico T_4 estaría formado por 4 anillos alrededor de la celda central y las celdas correspondientes de los extremos, y así sucesivamente. Sea cual sea el tamaño, la forma final del área de trabajo obtenida con esta numeración es un paralelogramo como se aprecia en la Fig. 4.3.

Cuando se utiliza el término rango de cobertura radio el concepto en el



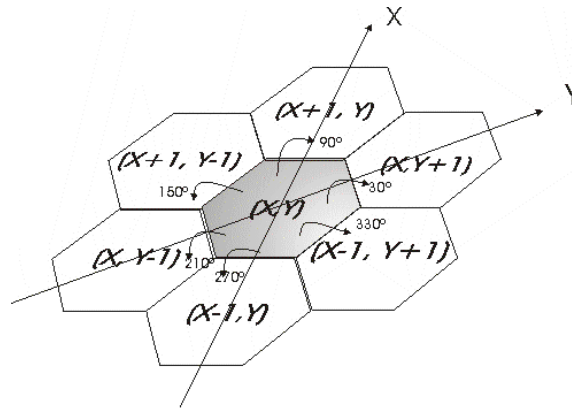


Figura 4.2: Zona de trabajo formada por celdas hexagonales. Dependiendo de la celda de partida y del ángulo de movimiento del nodo se obtienen las coordenadas de la celda destino.

escenario bidimensional es el siguiente: si un nodo tiene "cobertura" 2 este cubrirá todos aquellos nodos que estén a una distancia de dos saltos en cualquier dirección, es decir, cubrirá dos anillos alrededor de su posición actual. Por ejemplo, en la Fig. 4.3, se ha representado con celdas ralladas el alcance que tendría un nodo situado en la celda (1,1) si su cobertura radio fuese igual a 2. Nótese que se está haciendo referencia al tamaño de la zona de trabajo como mosaico $T_3, T_4...$ porque se está hablando en términos generales, al igual que se está haciendo referencia al rango de cobertura radio como una cobertura de valor 2, 3, 4.... Es evidente que esta terminología debe ser asociada con unos valores que representen la realidad, para ello se va a suponer que la celda hexagonal tiene un tamaño concreto y la terminología hasta ahora utilizada se transformará en un valor de cobertura radio medido en metros y un tamaño de la zona de trabajo representada por un área real.

Asumiendo que cada celda tiene un diámetro de 50 m, con una cobertura de valor 2 se alcanzan los nodos que están dentro de un radio de 100 m, con un valor de cobertura 3 se alcanzan los nodos que están dentro de un radio de 150 m y con una cobertura de valor 4 los nodos que están a 200 m de

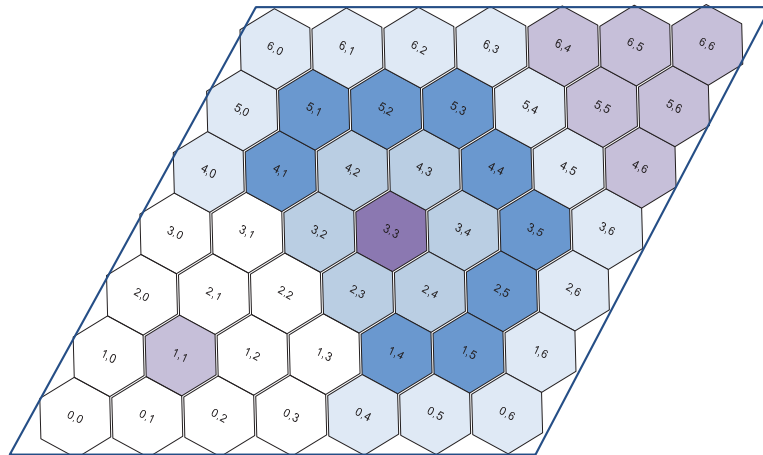


Figura 4.3: Zona de trabajo formada por celdas hexagonales que conforman un paralelogramo.

distancia, ver [MBJ99] donde se utiliza un rango de cobertura radio de 250 m, [MFHF04] donde el rango de cobertura radio es de 200 m y [BLG01] donde se utilizan los valores 100 m y 150 m y [WMF02] donde el rango de cobertura utilizado es de 100 m. Teniendo en cuenta el valor del diámetro del hexágono se va a calcular a continuación el área de la zona donde están distribuidos los nodos móviles. En la parte superior izquierda de la Fig. 4.4 se ha representado un hexágono regular, en él se pueden diferenciar los siguientes elementos:

ap (apotema): distancia desde el centro del hexágono regular al centro de uno de sus lados.

r (radio): distancia desde el centro del hexágono a uno de sus vértices. En el caso del hexágono regular el radio tiene el mismo tamaño que el lado (**l**).

Teniendo en cuenta que:

$$l = r \quad (4.1)$$

$$ap = \sqrt{l^2 - \left(\frac{l}{2}\right)^2} \quad (4.2)$$

se puede calcular la base (**b**) y la altura (**a**) del paralelogramo resultante como zona de trabajo, ver Fig. 4.4, y con estos dos valores calcular el área (**A**) de esta zona según la fórmula:

$$A = b \cdot a \quad (4.3)$$

En la Fig. 4.4 se ha representado concretamente el escenario que toma como base un mosaico T_3 , donde únicamente se han dibujado las celdas que forman el contorno del paralelogramo y aquellas que se utilizarán para el cálculo de la altura (**a**). Considerando el diámetro de las celdas igual a 50 m según la ecuación 4.1 el lado tendría un valor de 25 m, y según la ecuación 4.2 la apotema de cada hexágono tendría un valor de:

$$ap = \sqrt{25^2 - \left(\frac{25}{2}\right)^2} = 21.65 \text{ m}$$

Según la figura, la base está formada por 7 hexágonos regulares, por tanto se cumple:

$$b = 7 \cdot (2 \cdot ap) = 7 \cdot (2 \cdot 21.65) = 303.1 \text{ m}$$

Para el cálculo de la altura del paralelogramo se puede observar igualmente la Fig. 4.4, de donde se puede deducir que esta toma el valor de:

$$\begin{aligned} a &= 2 \cdot l + l + 2 \cdot l + l + 2 \cdot l + l + 2 \cdot l \\ &= 4 \cdot 2 \cdot l + 3 \cdot l \\ &= 11 \cdot l = 11 \cdot 25 = 275 \text{ m} \end{aligned}$$

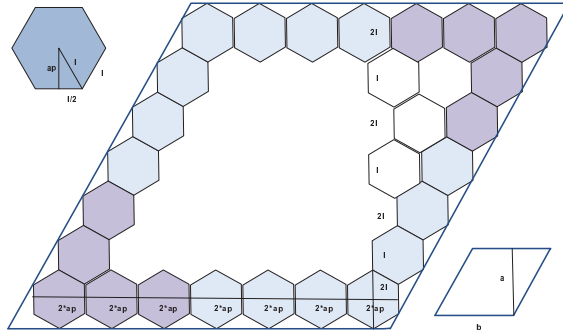


Figura 4.4: Cálculo del área del escenario donde están situados los nodos móviles. Zona basada en un mosaico T_3

Por tanto según la ecuación 4.3 el área para una zona de trabajo equivalente a un mosaico T_3 considerando el diámetro de los hexágonos de 50 m es igual a:

$$A = b \cdot a = 303.1 \text{ m} \times 275 \text{ m} = 83352.5 \text{ m}^2$$

Del mismo modo un escenario que parte de un mosaico T_4 equivaldría a un área de tamaño:

$$b = 5 \cdot (2 \cdot ap) + 4 \cdot (2 \cdot ap) = 9 \cdot (2 \cdot 21.65) = 389.7 \text{ m}$$

$$a = 5 \cdot (2 \cdot l) + 4 \cdot l = 14 \cdot l = 14 \cdot 25 = 350 \text{ m}$$

$$A = b \cdot a = 389.7 \text{ m} \times 350 \text{ m}$$

4.1.2. Número de nodos

En los modelos formales se ha realizado la representación de una red ad hoc con un máximo de 6 nodos móviles. El escenario al que se quieren

trasladar los resultados obtenidos no requiere un mayor número de nodos, porque es suficiente para cubrir el área de trabajo de una zona industrial, y normalmente no hay más de 4-6 usuarios que necesiten el intercambio de información en esas circunstancias. Además, distintos estudios han mostrado la existencia de un "horizonte ad hoc" (2-3 saltos y 10-20 nodos como máximo) después del cual los beneficios de una red ad hoc multi-hop se desvanecen, ver [TGLN05].

El objetivo por tanto es crear un escenario lo más cercano a la realidad posible, y aunque muchos estudios realizados mediante simulación utilizan un elevado número de nodos móviles (50, 100, 500 y 1000 para distintos tamaños de área en [PR99], en [MGLA95] se muestran resultados para 57 nodos, 60 nodos en [CG98], 30 nodos en [Haa97] y [BBMZ03], en [BMJ+98] se simuló el comportamiento de 50 nodos para realizar una comparativa de distintos protocolos, también se utilizaron 50 nodos en [ZL02], 40 nodos estáticos en [CVG+05] y un rango entre 50 y 300 nodos en [YPK04]), los trabajos experimentales no superan en general los 10 nodos (aunque siempre hay excepciones, ver [LLN+02] donde el testbed estaba compuesto por 9-32 nodos). Además, como Conti apunta en [CG07], no tiene sentido centrar las investigaciones en redes con cientos de nodos móviles involucrados en la transferencia de datos.

En [GWW04] se han realizado pruebas reales con 5 ordenadores portátiles que fueron utilizados para estudiar distintos protocolos de encaminamiento; en el testbed presentado en [MBJ99] se hizo uso de 5 nodos móviles y 2 fijos para una extensión de $700 \times 300 \text{ m}^2$; en [BLG01] se implementó un testbed con 6 nodos móviles; en [BCDP05] se presentan experimentos reales realizados con 8 nodos móviles que representaban personas compartiendo documentos en las instalaciones de la universidad; en [Bor05] el número de nodos utilizados está entre 5 y 12; en [BLG02] se realizaron pruebas con 6 nodos (con y sin movilidad) y 1 workstation; las pruebas realizadas en [WMF02] se realizaron en el campus de la universidad con 6 nodos utilizando un rango de transmisión radio de 100 m.

4.1.3. Modelo de movimiento. Tasa de movilidad

Dado que el análisis de las MANET a gran escala no es fácil de implementar, la mayoría de estudios en este área se centran en las simulaciones, por ello es importante estudiar distintos modelos de movilidad y analizar su efecto sobre las MANET. El comportamiento de una red ad hoc varía según el modelo de movilidad utilizado, y los resultados se verán afectados según el algoritmo escogido. Son varios los trabajos donde se evalúan distintos modelos de movilidad típicos en la simulaciones de redes ad hoc, ver [CBD02, BH04]. En todos ellos se demuestra la importancia a la hora de escoger un modelo de movilidad cuando se simula el comportamiento de este tipo de redes. Es interesante estudiar la misma red ad hoc bajo un conjunto de modelos de movilidad.

En [SBKH03] se ha desarrollado un método que combina el análisis estadístico de los datos de simulación (obtenidos con la herramienta *ns-2*) y el modelado analítico para comprender mejor el comportamiento de los protocolos DSR y AODV en presencia de movilidad. Se han examinado en detalle los parámetros estadísticos (incluyendo la PDF, Probability Density Function) y la duración de la ruta empleando un amplio conjunto de modelos de movilidad. Se evalúa cómo la duración de las rutas varía con los distintos parámetros del modelo de movilidad, velocidad relativa, número de saltos, cobertura radio, etc. parámetros también utilizados en los modelos formales diseñados en esta tesis. La movilidad actúa sobre la conectividad, lo que a su vez influye en el comportamiento del protocolo, es decir, el comportamiento de un protocolo depende de la duración de la ruta entre origen y destino, y la duración de la ruta está relacionada con la duración del enlace. Cuanto mayor es la duración de la ruta mejor es el comportamiento en términos de throughput y overhead. Aunque no se obtienen los mismos valores numéricos porque no se ha trabajado con los mismos parámetros (el número de nodos es 40 y las velocidades utilizadas son mayores 1, 5, 10, 20, 30, 40, 50 y 60 m/s), en el apartado 6.3.2, donde se muestran los resultados del tiempo medio de ruta obtenidos con los modelos formales, se hace referencia a las similitudes

encontradas con los resultados obtenidos por los autores de este trabajo.

Entre los distintos modelos de movilidad usados para las simulaciones de redes ad hoc se puede destacar el random walk (RW), modelo de movilidad muy sencillo pero muy utilizado en este tipo de investigaciones, ver [Bol01, LLN⁺02, YW02, GH06]. El nodo móvil se mueve hacia cualquiera de las posibles direcciones con la misma probabilidad independientemente de cual fuese el movimiento anterior. Se escoge una velocidad y dirección aleatoria y el nodo se mueve en línea recta. Cuando el nodo alcanza el límite de la zona de trabajo rebota con cierto ángulo, lo que al cabo del tiempo provoca una concentración de los nodos en la zona central. El nodo deja de moverse al cabo de un tiempo o tras una distancia recorrida, según se defina.

Otro protocolo destacado es el random waypoint (RWP), es uno de los más utilizados en las simulaciones de comunicaciones en redes inalámbricas y es usado en muchos de los trabajos donde se evalúa el comportamiento de protocolos en redes ad hoc, ver [BMJ⁺98, DPR00, GWW04]. Los nodos están distribuidos aleatoriamente en el área, pasado un tiempo en una posición determinada se escoge aleatoriamente un nuevo destino dentro del área de simulación y una velocidad que está uniformemente distribuida entre dos velocidades. En ese momento el nodo se mueve hasta el destino con la velocidad escogida. La diferencia con el RW es que escoge un destino aleatorio y no una dirección. Este modelo incluye tiempos de pausa entre cambios de dirección y/o velocidad. Su comportamiento es similar al del RW si no se consideran tiempos de pausa. En [BHPC04] se evalúan las características estocásticas de este modelo de movilidad, teniendo en cuenta la longitud y duración temporal del movimiento, el ángulo de dirección escogido al inicio de un movimiento y el número de cambios de celda. El estudio de estos valores permite conocer el "grado de movilidad" de un escenario concreto, esto es necesario si se quieren comparar los resultados obtenidos con el RWP y con otros modelos para identificar la influencia de la movilidad.

El random direction es otro protocolo a considerar. El nodo móvil selecciona una dirección en la que moverse, al igual que el random walk, el nodo

se mueve hasta el borde del área de simulación siguiendo esa dirección por lo que se fuerza a los nodos a viajar por la orilla del área de simulación antes de cambiar de dirección y velocidad. Una vez alcanzado el borde, el nodo deja de moverse durante un tiempo especificado, escoge otra dirección angular entre $(0, 180^\circ)$ y continúa el proceso. El modelo de movilidad modified random direction, ver [MAGECG05], es una variación que no fuerza al nodo a viajar hasta el límite del área antes de parar para escoger nueva dirección, sino que puede hacerlo antes de llegar hasta el borde del área.

En este trabajo únicamente se ha utilizado un modelo de movilidad pero con distintas velocidades (pequeñas, moderadas y elevadas) para estudiar como afectan al comportamiento del protocolo de encaminamiento. Una de las suposiciones realizadas a la hora de definir el escenario es el tiempo durante el cual un nodo permanece en la celda y después del cual se desplaza. Este tiempo está caracterizado por una variable aleatoria con una función de densidad con un valor medio igual a $1/\lambda_m$, donde λ_m es la tasa de movimiento. Considerando que cada celda tiene un diámetro equivalente a 50 m y cada movimiento equivale a un salto a una de las celdas adyacentes, la velocidad media de los usuarios puede ser calculada con la tasa de movimiento, λ_m . La velocidad de los nodos utilizada en la mayoría de los experimentos de esta tesis es de 1.38 m/s, un valor equivalente a 5 Km/h, la velocidad de una persona caminando a un ritmo normal. Sin embargo en otros casos se ha utilizado un rango de velocidades más amplio (1.38 m/s, 5 m/s, 6 m/s, 7 m/s, 8 m/s, 9 m/s, 10 m/s, 15 m/s, 20 m/s). Aunque algunas velocidades son muy elevadas considerando que se trata de operarios moviéndose por la zona de trabajo, se han utilizado para evaluar como influye la velocidad en el comportamiento de la red.

La relación entre la tasa de movimiento y la velocidad se establece del siguiente modo, si un operario realiza 5 movimientos cada 3 minutos, y teniendo en cuenta que las u.t. de los modelos formales se han establecido en segundos, se tiene

$$\lambda_m = 5 \text{ movimientos} / (3 \text{ min} \cdot 60) = 0.027 \text{ n}^\circ \text{mvtos} / \text{s}$$

Por otra parte, para conocer la velocidad media correspondiente a esta tasa de movimiento se tiene

$$(5 \text{ movimientos} \cdot 50\text{m}) / (3\text{min} \cdot 60) = 1.38 \text{ m/s}$$

de este modo, la correspondencia entre el resto de velocidades medias utilizadas y las tasas de movimiento es la siguiente:

$$\begin{aligned} v = 5\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.10 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s}; & v = 6\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.12 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s} \\ v = 7\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.14 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s}; & v = 8\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.16 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s} \\ v = 9\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.18 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s}; & v = 10\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.2 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s} \\ v = 15\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.3 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s}; & v = 20\text{m/s} &\cong \lambda_m = 0.4 \text{ n}^\circ\text{mvotos/s} \end{aligned}$$

Estas velocidades son similares o se encuentran dentro del grupo de velocidades evaluadas en otros estudios, [0 - 10] m/s en [CBD02], [1 - 20] m/s en [BMJ⁺98], [1, 2, 4, 8, 16] m/s en [YW02]. Otras velocidades utilizadas en estudios de redes ad hoc son: [0.4 - 0.8] m/s en [PR99], [0.3 - 0.7] m/s en [JM96], 1 m/s en [LLN⁺02] y [0 - 5] m/s en [AT99].

En los modelos bidimensionales implementados, cuando el nodo se mueve y abandona la celda lo hace con la misma probabilidad hacia cualquiera de las celdas vecinas (por simetría al tratarse de celdas hexagonales, $p = 1/6^3$) independientemente del movimiento anterior, por tanto el modelo de movimiento utilizado es el random walk model simplificado porque se asigna la misma velocidad media a cada nodo en todos los experimentos en lugar de escoger una velocidad aleatoria en cada caso. La distancia a recorrer en todos los casos es equivalente al salto hasta la siguiente celda (solo un cambio de celda en cada movimiento), es decir a una distancia de 50 m. Se ha escogido este modelo de movilidad porque es sencillo de implementar y además ha sido ampliamente estudiado, ver [GEM02] donde se ha modelado también este modelo de movilidad utilizando redes de actividad estocástica.

³Si el nodo está en la periferia la probabilidad de abandonar la celda actual es menor a $p = 1/6$, porque los nodos no pueden salir del área.

4.1.4. Tasa de búsqueda

La tasa de búsqueda (call rate) está relacionada con las veces que un usuario de la instalación quiere comunicar con otro usuario, obtener información para la supervisión, dar una orden o cuando una alarma debe ser enviada a este operario por estar adscrito al servicio. Los intentos de comunicación siguen un comportamiento exponencial con un tiempo medio igual a $1/\lambda_c$, donde λ_c es la tasa de búsquedas o llamadas.

La tasa de llamadas λ_c utilizada se ha relacionado con el tipo de servicio solicitado. Se ha escogido 1 intento de comunicación cada 3 minutos

$$\lambda_c = 1 \text{ llamada} / (3 \text{ min} \cdot 60) = 0.005 \text{ llamadas} / \text{s}$$

cuando se solicitan imágenes por un usuario de la instalación a una estación que tiene una cámara fija. Se ha considerado 1 intento de comunicación cada 30 segundos

$$\lambda_c = 1 \text{ llamada} / (30 \text{ s}) = 0.033 \text{ llamadas} / \text{s}$$

cuando el usuario está solicitando imágenes a una cámara que dispone de movimiento (arriba, abajo, derecha, izquierda, zoom, etc.), considerando que para cada orden de giro o posicionamiento se necesita una nueva solicitud. Esta tasa de llamadas o búsquedas también se utiliza en un escenario donde se realizan distintas órdenes remotas agrupadas en el tiempo. Los valores escogidos para las tasas de llamadas según la petición a realizar se basan en la experiencia adquirida durante el manejo del sistema de supervisión y control implantado en la red de saneamiento de aguas del Ciclo Integral del Agua perteneciente al Ayuntamiento de Valencia a lo largo de los distintos proyectos de investigación en los que se ha participado.

Definidas la tasa de búsquedas y la tasa de movimiento se puede introducir el término CMR (Call to Mobility Ratio), este relaciona ambos términos con la siguiente ecuación

$$CMR = \lambda_c / \lambda_m$$

Si un nodo móvil realiza menos intentos de comunicación en relación con los cambios de celda el CMR es bajo (<1). Si el nodo realiza tantos intentos de comunicación como movimientos, el CMR toma un valor alrededor de 1. Si se realizan más intentos de comunicación comparativamente con el número de cambios el CMR es elevado (>1). En los primeros modelos, modelos unidimensionales y modelos sencillos bidimensionales, se han utilizado distintas tasas de búsqueda y de movimiento para trabajar tanto con valores de CMR bajos, como con valores cercanos al 1 y con valores altos. En los modelos complejos, al introducir el concepto de sesión, como se explicará en la siguiente sección, se ha sustituido el parámetro del CMR por el del tiempo de sesión que se adapta mejor para expresar los resultados. El CMR indica la relación entre las llamadas y el número de movimientos, pero la tasa de llamadas varía cuando se incorpora el parámetro que determina la duración de las sesiones y la relación anterior (CMR) no es representativa en estos casos.

4.1.5. Tiempo de servicio y tiempo de simulación

El tiempo de servicio es el tiempo durante el cual el técnico o usuario de la red mantiene la «sesión» abierta tras solicitar el servicio deseado. Una sesión se describe como la conexión establecida entre el usuario y la fuente de información, podría decirse que la sesión finaliza cuando el usuario cierra la ventana de visualización. El tiempo durante el cual un usuario se mantiene atento a la pantalla de su dispositivo depende de la situación del sistema a supervisar y del servicio solicitado.

En cuanto a la situación o al modo de funcionamiento del sistema de supervisión y control se proponen dos escenarios:

- Funcionamiento normal: periodo corto de tiempo y puntual.
- Funcionamiento crítico o de alarma: una visualización que puede durar horas.

Durante el funcionamiento *normal* de la instalación, un usuario realiza

conexiones puntuales y sin alargarse en el tiempo, es decir, se pueden considerar desde los pocos segundos hasta los 2 ó 3 minutos (estos valores se han determinado por observación durante el trabajo de los operarios en la red tomada como escenario de ejemplo). Pasado ese tiempo el usuario solicita información de otra estación remota, realiza una nueva operación de control que puede suponer una orden o recibe una alarma/aviso, esto supone una nueva petición y por tanto la solicitud y el establecimiento de una nueva ruta en el caso de que el usuario que realiza la conexión forme parte de la red ad hoc o para alcanzar al destino sea necesario atravesar una red ad hoc.

Durante el funcionamiento en estado de *alarma* o *estado crítico*, lo más importante en un sistema de supervisión es la recepción correcta y rápida de los avisos apoyándose con la visualización de imágenes, lo que permite observar la instalación y actuar rápidamente y de forma precisa en caso de ser necesario. Esta visualización podría durar horas, por lo que es poco probable que se realice desde dispositivos móviles que se han desplegado de forma puntual en una de las estaciones. Este tipo de supervisión debe realizarse desde la estación central donde se pueden tomar las medidas necesarias, la comunicación es continua, sin cortes, y de mayor calidad. Por tanto, en el caso que aquí se trata únicamente se tendrá en cuenta el funcionamiento en estado *normal* del sistema. Un caso distinto es que en una situación crítica o de alerta se realice por parte de un usuario móvil una solicitud de servicio puntual.

El tiempo de sesión o tiempo de servicio típico dependerá por tanto, del estado de funcionamiento de la instalación y del servicio o tipo de información que se solicite, este tiempo de sesión se establecerá en la sección 4.2 donde se explican con más detalle los servicios ofrecidos por el sistema de supervisión y control en su modo de funcionamiento normal.

Finalmente es necesario realizar un apunte relacionado con el tiempo de servicio en los capítulos 5 y 6 donde se muestran los modelos formales y sus resultados. En los modelos más complejos, donde se incorpora el concepto "tiempo de servicio" no se utiliza la relación CMR porque la siguiente pe-

tación de ruta no se realiza hasta que no haya terminado el servicio actual (tiempo de servicio) y por tanto esta relación entre llamadas y movimiento no es representativa en estos modelos. Por ejemplo, supóngase que antes de introducir el concepto de tiempo de servicio cada nodo se mueve de media cinco veces cada tres minutos y el nodo origen realiza una llamada cada tres minutos como media. Cuando se introduce el nuevo concepto la tasa de movimiento es la misma (cinco movimientos cada tres minutos), pero aunque la tasa de llamadas no se modifique, en realidad la actividad que rige esas llamadas no está habilitada si la sesión ya se ha iniciado, por lo que no se realizará una llamada cada tres minutos si la sesión no ha finalizado. Mientras el usuario mantiene una sesión abierta y visualiza el servicio solicitado no realiza una nueva petición, lo hace cuando ya no quiere observar durante más tiempo la información actual y quiere supervisar o realizar una petición mediante una nueva solicitud, en ese caso sí que se realizará una llamada cada 3 minutos de media mientras no se consiga establecer ninguna comunicación.

Las unidades de tiempo (u.t.) con las que trabajan los modelos formales diseñados se han considerado equivalentes a segundos, por tanto, el tiempo de simulación se registrará en segundos. Por ejemplo todos aquellos experimentos que consideren un tiempo de simulación igual a 6000 u.t. representan el estudio durante 100 minutos de la red ad hoc diseñada.

4.2. Servicios y calidad a ofrecer

El modelado de una red ad hoc así como su implementación real no debe realizarse de forma generalizada. Son muchos los modelos y simulaciones que no evalúan el comportamiento de la red teniendo en cuenta su aplicación, entorno o utilidad final. Sin embargo, no tiene sentido modelar redes con enormes cantidades de nodos, ver [TGLN05], que se mueven dentro de áreas cuadradas o rectangulares de distintos tamaños sin saber que representan. La red ad hoc que se evalúe debe tener una aplicación real, el comportamiento del protocolo frente a la información transmitida al igual que

los inconvenientes y problemas encontrados serán distintos según la utilidad que se le quiera dar a la red y al protocolo de encaminamiento utilizado. Cuando se diseña una red se debe pensar conjuntamente en el protocolo, las aplicaciones de la red y en la función que va a cumplir, y no tratar de ofrecer plataformas muy generales y flexibles que pueden usarse para muchas aplicaciones, porque no responderán igualmente en cualquier entorno.

En el caso actual los servicios típicos a ofrecer son la transmisión de imágenes o streaming de vídeo y la transmisión de información de control, lo que se denomina servicios de media y alerta. Gracias a los proyectos de investigación en los que se ha participado, se han analizado e identificado los requerimientos de estos servicios desde el punto de vista de los usuarios de explotación y mantenimiento de grandes sistemas de supervisión y control. Estos requerimientos se han analizado en un entorno de red heterogénea formado por una red troncal (ESS: Extended Service Set), y celdas inalámbricas en cada una de las estaciones remotas (BSS: Basic Service Set) donde también están presentes redes ad hoc (IBSS: Independence Basic Service Set) para proporcionar los servicios a los nodos sin acceso al gateway inalámbrico que da acceso a la ESS, ver Figs. 4.5 y 4.6 donde se presenta de forma ampliada el sistema mostrado en la Fig. 1.1. Estos servicios de media continua y alerta permiten desarrollar aplicaciones para el streaming en tiempo real y diferidos, la ejecución de órdenes no-críticas puntuales, así como la notificación y gestión de alertas de forma automática a los usuarios suscritos, teniendo cada una de estas aplicaciones diferentes requerimientos de QoS que la red deberá proporcionar en los escenarios considerados desde el punto de vista de la red en:

1. comunicaciones peer-to-peer (P2P):
 - a) Las dos entidades están en una IBSS (entornos puramente ad hoc). Pasos 1'-3' de la Fig. 4.5. Imágenes proporcionadas por una cámara que se encuentra en la misma BSS que el usuario móvil que las está visualizando.
 - b) Las entidades se encuentran en BSS diferentes. Pasos 1-7 de la Fig.

4.5. Imágenes visualizadas por un cliente móvil situado en una BSS distinta a la que contiene la estación remota con la cámara que suministra las imágenes.

2. Comunicaciones cliente/servidor:

- a) El cliente está en la red ad hoc. Pasos 1-3 de la Fig. 4.6. Alerta producida en la misma BSS donde se encuentra el usuario suscrito.
- b) El cliente está en una red ad hoc distinta a la BSS donde está el servidor. Pasos 1'-7' de la Fig 4.6. Un usuario que está en una BSS remota es informado de una alerta que se ha producido en otra BSS.
- c) El cliente está en la red troncal. Pasos A-D de la Fig. 4.6. Alerta producida en una estación remota y enviada a la estación central atravesando la red heterogénea para que el controlador la procese. Pasos A'-B'-B-D de la Fig. 4.6. Alerta producida en una estación remota originada por un operario de modo que deba encaminarse la información por la red ad hoc para enviarla a la central atravesando la red heterogénea.

4.2.1. Servicios de alerta

En cuanto a los servicios de alerta, pueden darse distintos casos, generalmente la fuente de la alerta es un PLC, Programmable Logic Controller (servidor), aunque en ocasiones puede generar la alarma un usuario que está supervisando la instalación, y lo que varía es el receptor de la alerta (cliente). Existen tres posibles casos, un usuario que está en una BSS (el destino es un nodo móvil) y es informado de una alerta que se ha producido en su misma⁴ BSS; la estación central⁵ (el destino es un nodo fijo en la troncal) es informada de una alerta producida en una estación remota; un usuario (nodo móvil)

⁴Pasos 1-3 de la Fig. 4.6.

⁵Pasos A-D de la Fig. 4.6 o Pasos A'-B'-B'D de la misma figura.

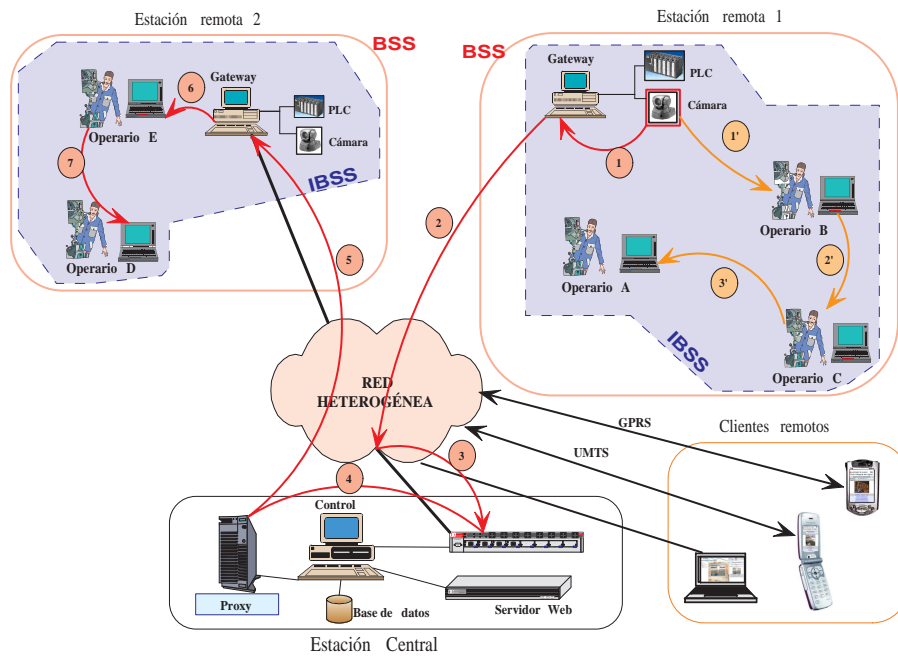


Figura 4.5: Visualización de imágenes en una instalación de supervisión y control.

que está en una BSS remota es informado de una alerta que se ha producido en otra⁶ BSS, por lo que la información deberá atravesar la red heterogénea.

En el caso de los servicios de alerta el volumen de información es muy bajo. Normalmente se trata de unos pocos octetos que dan información sobre un determinado estado (compuertas abiertas o cerradas, motores en marcha o paro, estado de los desarenadores, bombas...) o alarma en la instalación. En el caso de las alarmas, el usuario las recibe porque se ha suscrito con anterioridad a este tipo de servicio. El plazo máximo entre la producción de una orden y la recepción del cambio de estado y el tiempo desde la generación de una alarma y el envío debe estar acotado⁷, típicamente menor a 1s.

⁶Pasos 1'-7' de la Fig 4.6.

⁷Ver [Kir09], trabajo donde el profesor Kirrmann especifica las limitaciones del tráfico de

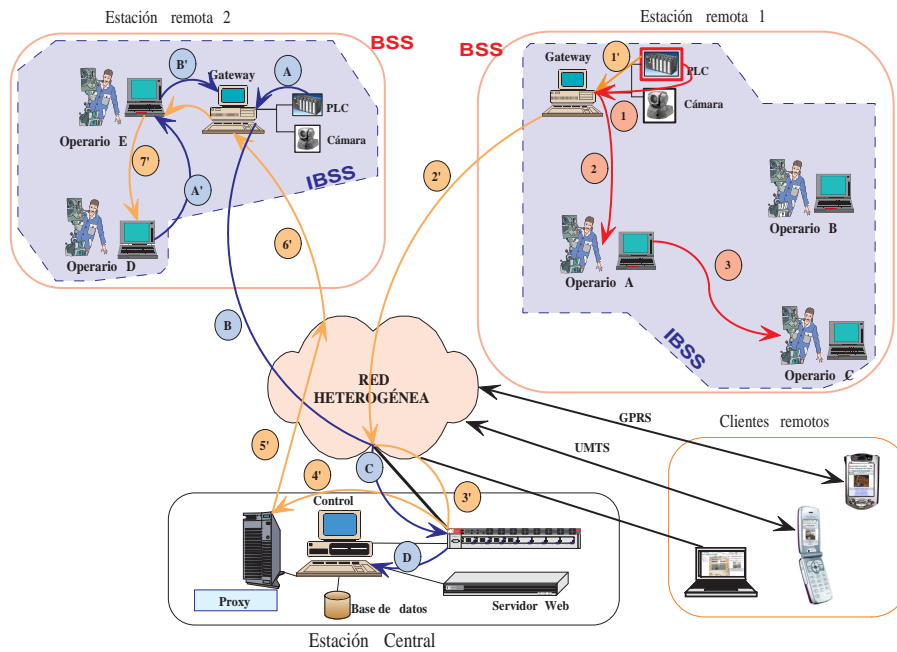


Figura 4.6: Alertas producidas en una instalación de supervisión y control

4.2.2. Servicios de media

La solicitud de un servicio de media puede realizarla un usuario que está en una BSS observando una secuencia procedente de una cámara que se encuentra en la misma BSS, la fuente (servidor) es la cámara de la estación remota y el destino (cliente) un nodo móvil en la misma⁸ BSS; o un usuario que está en una BSS observando una secuencia procedente de una cámara situada en otra⁹ BSS. La fuente en este caso es una cámara y el destino un nodo móvil (entorno ad hoc) que no está en la misma BSS, para alcanzar el destino la información debe atravesar la troncal.

tiempo real, el tiempo de reacción y el tiempo de procesado que se considera aceptable en distintas actividades típicas de la automatización industrial.

⁸Pasos 1'-3' de la Fig. 4.5.

⁹Pasos 1-7 de la Fig. 4.5.

En el sistema utilizado como referencia, las imágenes son ofrecidas por las cámaras instaladas en las estaciones remotas, pueden ser fijas para controlar una zona específica o pueden disponer de opciones de giro para posicionarlas y observar distintas ubicaciones (el tiempo de posicionamiento de una cámara es inferior a los 500 ms, según el modelo utilizado). El plazo máximo para la recepción de imágenes de la supervisión o streaming de vídeo desde que se solicitan hasta que el usuario las visualiza es típicamente menor o igual a 3 s.

Una vez introducidos los tipos de servicio y teniendo en cuenta que se trabajará en un escenario que representa un sistema en modo de funcionamiento normal y no crítico, se puede seleccionar el tiempo de sesión tal y como se introdujo en la sección 4.1.1. El tiempo de sesión es el tiempo durante el cual el usuario está observando la pantalla de su dispositivo móvil, ya sea para visualizar el resultado de una orden de control, el estado de una alerta recibida o las imágenes para supervisar una parte de la instalación. Si la información a transmitir o recibir es información de control o alertas el tiempo suele ser corto, 20 s; si se desea supervisar las imágenes ofrecidas por las cámaras para observar el funcionamiento de la instalación el tiempo será superior, entre 60 s y 180 s.

4.3. Conclusiones

Gracias a la experiencia adquirida tras la participación en distintos convenios y proyectos de investigación ha sido posible la elección de algunos parámetros que caracterizan el escenario a utilizar en los modelos formales, otros valores han sido seleccionados en base a los trabajos realizados por otros autores siempre intentando representar un escenario basado en un entorno real.

Como resumen de los escenarios descritos para los modelos unidimensionales y bidimensionales se muestran dos tablas que engloban los parámetros y valores a utilizar en el capítulo 5 que es el centro de esta tesis. En la tabla

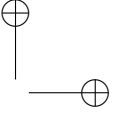
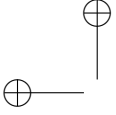
4.1 se detallan los valores de los parámetros utilizados para describir el escenario de una dimensión y en la tabla 4.2 se han resumido las características del entorno de trabajo bidimensional.

Tabla 4.1: Características y valores usados en el escenario unidimensional

Parámetro	Valor
Número de nodos	3-6
Área de trabajo	Segmento lineal
Longitud del segmento	14-20 divisiones
Rango de transmisión radio	[2-6] y [2-10] divisiones
Tasa de movilidad (nº mvts/s)	0.027, 0.05
Tasa de llamadas (llamadas/s)	0.005, 0.033
CMR	0.2, 0.1, 1.2, 0.6
Unidades de tiempo (u.t.) de la simulación	segundos
Tiempo de simulación	6000 u.t.

Tabla 4.2: Características y valores usados en el escenario bidimensional

Parámetro	Valor
Número de nodos	3-6
Área de trabajo	Basada en mosaico T_3, T_4, T_5, T_6
Tamaño de celda	50 m de diámetro
Tamaño definitivo del área de trabajo	303.1 m x 275 m
Rango de transmisión radio (m)	100 - 200
Tasa de movilidad (nº mvts/s)	0.1, 0.12, 0.14, 0.16, 0.18, 0.2, 0.3, 0.4
Velocidad (m/s)	1.38, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 15, 20
Tiempo de servicio (s)	20, 60, 180
Tasa de llamadas (llamadas/s)	0.005
Tiempo de respuesta máximo (alertas)	< 1 segundo
Tiempo de respuesta máximo (imágenes)	< 3 minutos
Unidades de tiempo (u.t.) de la simulación	segundos
Tiempo de simulación	6000 u.t.



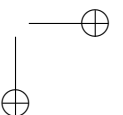
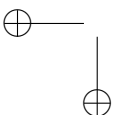
Capítulo 5

Modelos formales

Las redes de Petri se han utilizado en diversos estudios para modelar y representar distintos sistemas de comunicaciones, siendo un caso particular el de las redes ad hoc.

En este capítulo se presenta el modelado mediante redes de actividad estocástica de una red ad hoc completa con nodos móviles. El protocolo utilizado para el encaminamiento de la información es un protocolo reactivo, para representar este comportamiento en los modelos se han utilizado características y valores propios del AODV.

Los modelos formales se han desarrollado en tres etapas dada la complejidad del sistema y escenario a modelar, lo que ha permitido verificar y evaluar su funcionamiento de forma gradual empezando por un modelo unidimensional y sencillo hasta terminar con el modelo más completo y complejo.



5.1. Introducción

Las redes de Petri se han utilizado en múltiples estudios para el modelado y la representación de distintos sistemas de comunicaciones, así como el estudio de comportamiento de diferentes tecnologías. Por ejemplo, en [KLZ07] los autores realizan un modelo de simulación y validación con Hierarchical Coloured Petri Nets del módulo de intercambio cross-layer, ConEx. Esta arquitectura de intercambio se propone para redes ad hoc móviles como una solución eficiente para aplicaciones adaptativas en redes inalámbricas donde la arquitectura de los protocolos tradicionales es inadecuada. Destacar también los trabajos de German y Heindl, [GH99, HG01], que muestran unos modelos muy completos y detallados del funcionamiento del estándar IEEE 802.11 utilizando redes de Petri estocásticas. Inicialmente muestran un modelo que contempla todos los aspectos relevantes del sistema de forma concisa y es evaluado mediante simulación. Este modelo deriva en otros simplificados y más compactos que pueden ser tratados analíticamente. Ambos trabajos, especialmente [HG01] por ser más completo y extenso son buenos ejemplos de modelado mediante redes estocásticas a tener en cuenta. Destacar que la herramienta utilizada es TimeNet, herramienta pública para fines académicos al igual que las herramientas UltraSAN y Möbius utilizadas en este trabajo de tesis.

Directamente relacionados con el trabajo de tesis, actualmente existen trabajos con redes de Petri donde se han evaluado distintos aspectos presentes en las redes ad hoc. Autores como Murata et al. [XMT02], han sido los primeros en modelar y simular una MANET con CPN (*Colored Petri Net*). Han modelado al detalle el protocolo de encaminamiento AODV en una red ad hoc formada por 5 nodos. Han estudiado cómo la movilidad afecta al rendimiento del protocolo AODV, pero cabe destacar que no conocen exactamente la topología de la red. Destacan que hay pocos métodos formales disponibles para el diseño y testeo de las MANET debido a los cambios dinámicos de estructura, opinan que no es fácil construir un CPN (*Colored Petri Net*) de una MANET debido precisamente al constante cambio de topología. Por tanto,

proponen una aproximación a la topología (*TA, Topology Approximation*) para abordar el problema de la movilidad. Según Murata et. al., es posible modelar una MANET sin información sobre su estructura gráfica exacta, pero en nuestra opinión, de este modo es complicado que se pueda estudiar la ruptura de una ruta y por tanto su recuperación. De hecho, su objetivo es crear un modelo formal del protocolo AODV para determinar si el protocolo no es ambiguo, es completo y funcionalmente correcto. Evalúan si el protocolo es capaz de ofrecerles una ruta correcta, si pueden establecer comunicación entre origen y destino. En un trabajo posterior, ver [XML04], verifican que el funcionamiento del protocolo AODV está libre de bucles.

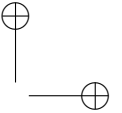
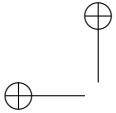
Otros autores han utilizado las Fuzzy Petri Net para diseñar un algoritmo de encaminamiento eficiente (*RRA, Reliable Routing Algorithm*) que les permite encontrar el árbol de encaminamiento desde fuente a destino en una red ad hoc, ver [MHW04]. Según los resultados obtenidos mediante simulación con una herramienta no especificada, el comportamiento del AODV ha sido mejorado obteniendo una comunicación más eficiente considerando únicamente la eficiencia a la hora de elegir ruta (en un futuro se pretenden tener en cuenta el número de saltos, el tiempo de encaminamiento, el coste, etc.). El algoritmo implementado no necesita estimar la topología de la red ad hoc, únicamente necesita conocer los vecinos de cada uno de los nodos. El objetivo es encontrar una ruta con la mayor fiabilidad, pero sin estudiar qué sucede después de obtener una de esas rutas. Este trabajo no implementa el comportamiento del protocolo AODV ni de una red ad hoc completa, sino únicamente el algoritmo RRA. También en [CH04] se implementa un algoritmo de razonamiento Fuzzy para encontrar el árbol multicast, lo que mejora el sistema de enrutamiento en la red ad hoc. El protocolo sobre el que se ha verificado este algoritmo ha sido también AODV.

Otra aproximación a la hora de estudiar una red ad hoc, es no construir la red nodo por nodo, ya que según los autores el tamaño sería demasiado grande para obtener una solución numérica exacta. En [ZZ03] se representa una red ad hoc utilizando las redes de Petri estocásticas modelando el comportamiento de un nodo bajo la carga de trabajo generada por toda la red.

Se modela la ocupación de los buffers de entrada y salida de los nodos de la red, el resto de la red se modela con una única transición. A diferencia del trabajo de Xiong [XMT02], no representa con detalle el comportamiento de un protocolo, sino la transferencia de paquetes desde el nodo actual a otro nodo y la transferencia de los nodos vecinos al nodo actual.

Otros aspectos relacionados con las redes ad hoc se han estudiado también mediante modelado y simulación aunque no con redes de Petri. Desde la elección del umbral de la portadora (PCS, Physical Carrier Sensing) para evaluar la probabilidad de colisión de paquetes mediante simulación con OPNET [MAR05] hasta la técnica de cómo aplicar métodos formales para verificar el funcionamiento de protocolos para redes móviles ad hoc, ver [CLF07]. En este último caso se presenta un método en el que de forma sencilla se pueden modelar protocolos basados en inundación (flooding) que ha permitido mediante verificación formal detectar errores en protocolos de encaminamiento como la generación de bucles y errores en la entrega de mensajes. Otro trabajo a destacar es [MLSPC03] donde se propone una combinación de la codificación multistream y el transporte multicamino para demostrar que además de las técnicas de control de errores tradicionales la diversidad de caminos en una red ad hoc proporciona un medio efectivo para combatir los errores en la transmisión. Para el estudio se han propuesto tres técnicas de predicción de movimiento compensado y se han simulado utilizando cadenas de Markov y la herramienta OPNET. Además para demostrar la viabilidad de las técnicas escogidas, se ha implementado un banco de pruebas de una red ad hoc multicamino con la transmisión de vídeo streaming. Los resultados obtenidos en [MLSPC03] demuestran la posibilidad de transmitir vídeo sobre una red ad hoc utilizando el transporte multicamino y la codificación multistream.

En los estudios citados se pudo modelar el comportamiento de una red ad hoc sin conocer la posición exacta en la red porque el objetivo era evaluar si el protocolo podía establecer o no una comunicación o se pretendía modelar un algoritmo que aplicado a un protocolo de encaminamiento incrementase las probabilidades de comunicación. Sin embargo, sin tener en cuenta la topología de la red no es posible saber la ruta exacta cuando se

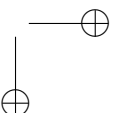
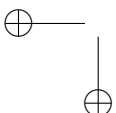


solicita una comunicación entre origen y destino, y por lo tanto es imposible saber si un movimiento posterior a la creación de la ruta implica una pérdida de la misma, puesto que no se conoce si el nodo implicado pertenece o no a la ruta activa. Se hace necesario por tanto el modelado formal de una red ad hoc completa donde se conozca la topología de la red y donde los nodos sean móviles. De este modo, además de conocer la conectividad de la red será posible conocer la ruta exacta entre origen S y destino D (S-A-B-C-D) y por tanto también se podrá estudiar qué sucede cuando esta ruta está activa y alguno de los nodos que la componen se mueve.

5.2. Metodología de modelado

Debido a la gran complejidad del sistema a modelar, una red ad hoc con un protocolo de encaminamiento que permita la comunicación entre los nodos, y del escenario, un entorno con topología variable que ha de ser conocida continuamente porque la posición de los nodos varía por su movilidad, y donde esa movilidad puede provocar la ruptura de la ruta activa creando la necesidad de encontrar una ruta alternativa, se ha realizado el diseño de la red empezando con escenarios simples para terminar con los de mayor complejidad. Aún así, ha sido necesario realizar aproximaciones. El modelado por bloques o etapas, es una modalidad que facilitan las redes de Petri que permiten añadir conceptos y complejidad al modelo utilizando lo que se ha modelado previamente. El estudio y modelado que se presenta en este capítulo se ha realizado en tres etapas, ver Fig. 5.1.

- En la primera etapa se han creado los modelos más sencillos, sección 5.3, modelos que permiten estudiar el establecimiento de la ruta. Se evalúa en qué proporción el destino es alcanzable y como varía la probabilidad de conexión según el número de nodos, el movimiento de los mismos, el tamaño de la zona de trabajo y el rango de transmisión radio.



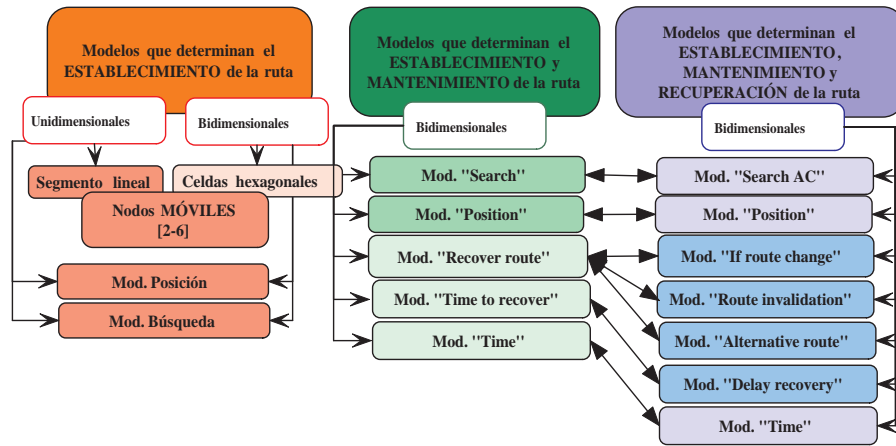
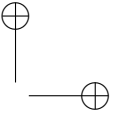
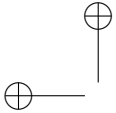


Figura 5.1: Esquema de las etapas en las que se han desarrollado los modelos formales

El trabajo aquí realizado se divide a su vez en dos partes. En primer lugar un número variable de nodos se ha situado en un escenario unidimensional. La zona de trabajo es un segmento lineal dividido en segmentos en los que se sitúan los nodos móviles.

En segundo lugar se abandona el plano unidimensional y estos modelos con 2, 3, 4, 5 y 6 nodos se trasladan a un escenario bidimensional. En este caso ha sido necesario estudiar cómo representar ese escenario, la zona de trabajo ha sido dividida en celdas hexagonales tal y como se ha explicado en la sección 4.1.1. Inicialmente se ha diseñado una zona de trabajo donde la numeración de las celdas se realiza según los anillos, ver apéndice C.1, pero esta numeración dificultaba la implementación de las subredes, véase un ejemplo en el apéndice C.2, donde se puede apreciar la dimensión que toma la subred de posición utilizando esta zona de trabajo. Buscando una numeración que permitiese un modelado más sencillo de la subred, se ha utilizado otro método para numerar las celdas, método expuesto en la sección 4.1.1 que será utilizado en todos los modelos bidimensionales expuestos en esta tesis.



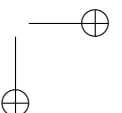
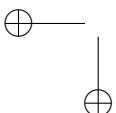
El modelo bidimensional implementado ha permitido estudiar la alcanzabilidad (probabilidad de establecer rutas directas o single-hop e indirectas o multi-hop según la movilidad de los nodos de la red). Se han variado parámetros como la movilidad, la tasa de búsqueda de ruta, la situación de los nodos en el área, el rango de cobertura radio, el tamaño del área de trabajo, etc. Además en el caso de las rutas multi-hop se ha evaluado el número de nodos que forma la ruta activa.

Tanto los modelos unidimensionales como los modelos bidimensionales de esta etapa están formados por dos tipos de modelos atómicos o subredes: los modelos de posición que representan la posición de cada nodo y su movimiento y el modelo de búsqueda, que representa el intento de comunicación entre origen y destino y en el que se modela el resultado tras la búsqueda.

- En la segunda etapa el modelo bidimensional se ha ampliado para estudiar además del establecimiento también el mantenimiento de la ruta, ver sección 5.4. En este modelo el número de nodos se mantiene fijo, 6 nodos móviles, pero sí se ha trabajado con distintos valores para el resto de parámetros, tasa de movilidad, tasa de búsqueda, rango de transmisión radio...

En este modelo las subredes de búsqueda y posición han sido levemente modificadas, "*Search*" y "*Position*", para adaptarlas al modelo compuesto ya que se han añadido otras subredes que permiten evaluar el mantenimiento de la ruta, "*Recover route*", "*Time*" y "*Time to recover*".

- El modelo atómico "*Search*" muestra los intentos de comunicación entre dos nodos.
- Los modelos atómicos "*Position*" representan la posición de cada nodo y su movimiento en el área.
- El modelo atómico "*Recover route*" permite estudiar si el camino permanece activo después del movimiento de uno de sus nodos. En este modelo si se pierde el camino se realiza una nueva búsqueda de ruta.



- El modelo atómico "*Time*" realiza el conteo del tiempo que la ruta permanece activa.
- El modelo atómico "*Time to recover*" determina el tiempo de espera hasta realizar una nueva búsqueda de ruta cuando la anterior se ha roto.

El modelo desarrollado en esta etapa y los resultados obtenidos tras la resolución de los experimentos se han publicado en [[AASPMO09](#), [ASM06](#)].

- En la tercera y última etapa se ha seguido ampliando la implementación del modelo con 6 nodos móviles, para estudiar el establecimiento de la ruta, el mantenimiento y la recuperación de la misma en caso de pérdida, ver sección 5.5. Según los resultados de los modelos más sencillos y los resultados de experimentos reales realizados por otros autores, se han escogido algunos parámetros manteniéndose fijos sin necesidad de evaluar de nuevo los resultados variando sus valores; un tamaño de área fija, una cobertura radio coherente...

Para obtener el modelo compuesto se han realizado diversos cambios en el modelo anterior y se han añadido nuevas subredes para adaptarlo y obtener el comportamiento deseado. Las subredes que intervienen en este modelo son:

- "*Search AC*", muestra los intentos de comunicación entre nodos y evalúa si dicha comunicación es posible y de qué tipo, single-hop o multi-hop. Esta subred ha sufrido cambios muy importantes para tener en cuenta el comportamiento de un protocolo reactivo a la hora de buscar ruta por primera vez tanto desde el punto de vista temporal como por los errores que se puedan producir a la hora de comunicar con un nodo que en términos de cobertura es alcanzable pero que se ve influenciado por factores externos como el ruido, el problema del nodo oculto, las interferencias de otros nodos, etc.

- Los modelos atómicos "*Position*", representan a cada uno de los nodos indicando su situación inicial en el área de trabajo y su nueva posición tras un movimiento. Estos modelos atómicos han sufrido pequeños cambios, únicamente los necesarios para adaptarse a las modificaciones realizadas en el resto de modelos atómicos.
- El modelo "*Recover route*" presentado en la sección anterior ha sido dividido en tres modelos atómicos. En "*If route change*" se evalúa tras un movimiento de un nodo que pertenece a la ruta si dicho movimiento implica la ruptura del link con su antecesor o sucesor en la ruta. "*Route invalidation*" calcula el tiempo que debe esperar el protocolo antes de invalidar la ruta que ha sufrido una ruptura por un movimiento. Y finalmente el modelo atómico "*Alternative route*" completa este grupo de modelos, en este modelo cuando la ruta es invalidada se debe buscar una ruta alternativa para que la comunicación siga su curso.
- El modelo atómico "*Delay recovery*" sustituye al modelo "*Time to recover*" expuesto en la sección anterior, con pequeños cambios para su adaptación al modelo completo. En él se calcula el tiempo que debe esperar el protocolo de encaminamiento para enviar un nuevo paquete de solicitud de ruta, RREQ.
- El modelo atómico "*Time*" permite el cálculo de los tiempos que la ruta ha estado activa y los tiempos de servicio durante los cuales el usuario ha solicitado el servicio.

Un trabajo donde se explica de forma detallada el funcionamiento de estas subredes y los resultados obtenidos con los distintos experimentos que permiten obtener los tiempos de establecimiento y recuperación de las rutas ha sido enviado para su publicación, ver [AASPMO10]¹.

Destacar los trabajos [Gar01, CGM02] ya que parte de los modelos formales que en ellos se presentan se han utilizado como base para implementar los

¹Actualmente está en periodo de revisión.

modelos atómicos dedicados a la posición y movilidad de los nodos en este trabajo de tesis, aunque los trabajos reseñados fueron diseñados para la localización de teléfonos móviles.

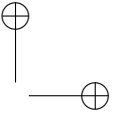
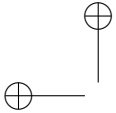
En cada etapa se han seguido distintos pasos. En primer lugar se han decidido las aproximaciones a considerar para pasar al modelado del sistema. Por ejemplo, el movimiento de los nodos en todos los modelos se representa mediante la programación del modelo de movilidad escogido, el random walk. Al movimiento viene asociada una nueva aproximación, la representación de la zona de trabajo, un segmento para el plano unidimensional y una zona dividida en hexágonos para el plano bidimensional. El tiempo entre solicitudes de ruta se ha aproximado utilizando una tasa de llamadas. Ya en el último modelo se ha realizado una aproximación de los errores que se pueden producir a la hora de encontrar o recuperar una ruta incorporando una tasa de error...

Después de la etapa de modelado, se han realizado distintas simulaciones habilitando la opción que permite obtener el marcado de los lugares. Se han evaluado estos ficheros realizando un seguimiento del marcado para validar el modelo, evaluación que ha permitido en ocasiones corregir algunos errores de programación.

Tras la validación, el siguiente paso es la resolución del modelo ya sea de forma analítica (en la primera etapa) o mediante simulación (en los modelos más complejos). Tras la resolución del modelo se han obtenido los resultados asociados a las variables de recompensa que se han creado en cada estudio.

La siguiente etapa es el análisis de los resultados obtenidos, análisis tras el cual se realiza la representación gráfica de los datos para una mejor evaluación.

El siguiente paso es la modificación del modelo, se evalúa que se debe mantener y si es necesario eliminar alguna parte, y que nuevas subredes son necesarias para ampliar y completar el modelo según la etapa.



5.3. Modelos que determinan el establecimiento de la ruta

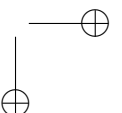
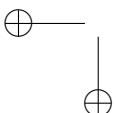
Los modelos que se presentan en esta sección permiten estudiar la posibilidad de establecer ruta entre origen y destino. Estas rutas pueden ser directas (single-hop) o indirectas (multi-hop) haciendo uso de los vecinos para alcanzar el destino final.

5.3.1. Modelos unidimensionales

Los primeros modelos han sido diseñados en el plano unidimensional, y aunque los resultados no son representativos de una situación real son la base del resto de modelos más complejos, por lo que se ha considerado importante realizar una breve descripción de los mismos. En la siguientes secciones se dará paso a la descripción de los modelos más complejos y realistas.

Red de tres nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C"

En este primer modelo, el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C". Para ello se evalúa si la distancia entre ellos, es igual o menor al rango de cobertura radio de "A" y "C". Si es así, comunicarán directamente, si no, se evaluará la proximidad del nodo "B", tanto de "A" como de "C", si "A" alcanza a "B" y "B" puede ver a su vez a "C", la comunicación entre "A" y "C" será posible a través del nodo "B". En otro caso, la comunicación no es posible. En la subred "Búsqueda AC", ver Fig. 5.2, se representa el inicio de un intento de comunicación («Inicio_búsqueda») y el proceso por el cual el nodo que quiere iniciar la comunicación busca la ruta hacia el nodo destino para saber si puede comunicar con él, y de qué modo. La actividad «Inicio_búsqueda» tiene una distribución exponencial, se modela mediante esta única transición el proceso de llegada de solicitudes de comunicación. El marcado inicial de los lugares «PA», «PB» y «PC» corresponde a la situación



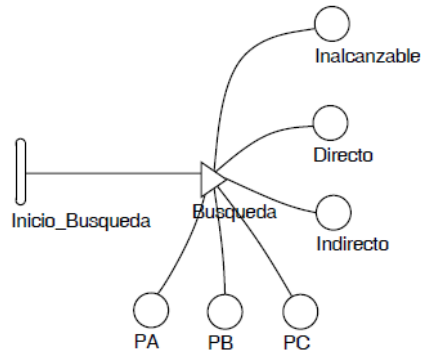


Figura 5.2: Subred "Búsqueda AC" red con tres nodos.

de los nodos en el segmento que representa el área de trabajo. Conociendo esa posición mediante la puerta de salida «Búsqueda», se calcula si el nodo con el que se quiere comunicar se puede alcanzar directamente, a través de otro nodo, o no se puede alcanzar.

En la subred de posición, ver Fig. 5.3, la actividad «Mov» representa el movimiento del nodo "A", puede moverse hacia la derecha o hacia la izquierda en el segmento donde se encuentra a partir de la posición actual. Cuando el caso escogido de la actividad es el 1 se mueve hacia la derecha con probabilidad 0 si el nodo ya está situado en el extremo derecho del segmento, con probabilidad 1 si está situado en la posición inicial del segmento, y con la probabilidad 0.5 cuando esté situado en cualquier posición del segmento. Lo mismo para el caso 2, que simula el movimiento hacia la izquierda, pero con los extremos contrarios. En el caso de que se mueva hacia la izquierda (caso 2), el nodo estará en una posición inferior a la inicial, por tanto el marcado de «PA» disminuirá en una unidad. Si por el contrario se moviese hacia la derecha, el marcado deberá aumentar en una unidad, porque cuando se dispara la actividad el marcado de los lugares que están a su entrada disminuye en una unidad. La puerta de salida «Aleja_dcha», se ocupa de sumar dos marcas, para que el marcado de «PA» definitivo aumente en una unidad. Las

subredes de posición de los nodos "B" y "C" son iguales, la única diferencia es el nombre y el marcado de los lugares que indican la posición de los nodos en el segmento.

Red con tres nodos, donde cualquiera de ellos intenta comunicar con alguno de los otros dos

En este modelo cualquiera de los tres nodos puede iniciar la búsqueda de ruta para comunicar con cualquiera de los otros dos. Además los tres nodos tienen la misma probabilidad de iniciar la búsqueda.

En la Fig. 5.4 se muestra la subred «Búsqueda A», donde es el nodo "A" el que quiere iniciar la comunicación con "B" ó "C". A diferencia del modelo anterior, ahora hay una subred de búsqueda por cada nodo que forma la red. La actividad «Comunicar» se dispara cuando en el lugar «A», hay al menos una marca, y la probabilidad de que se cumpla el caso 1 o el caso 2, es de 0.5. Por tanto, la probabilidad de que el nodo "A" quiera comunicar con el nodo "B" o con "C" es equiprobable. El marcado del lugar «A» está regido por otra subred que se explicará más adelante. Las puertas de salida «Búsqueda AB» y «Búsqueda AC» se encargan de calcular cómo el nodo "A" puede comunicar con el nodo "B" o "C" respectivamente, con la ayuda del marcado de los lugares «PA», «PB» y «PC».

Además de las tres subredes de búsqueda también forman parte de este modelo las tres subredes de posición que no han sufrido cambios respecto al

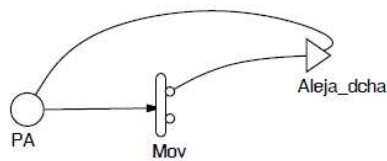


Figura 5.3: Subred "Posición A" red con tres nodos.

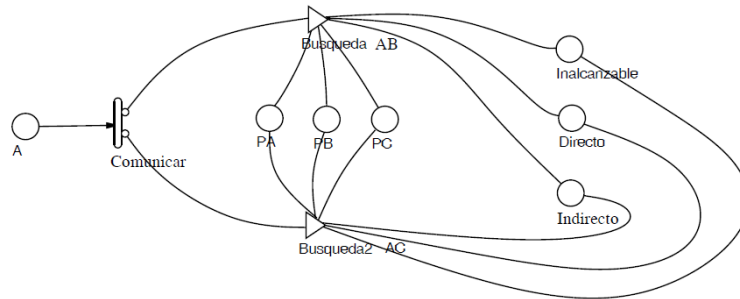


Figura 5.4: Subred "Búsqueda A" red con tres nodos

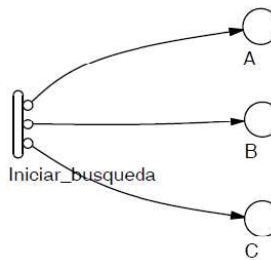
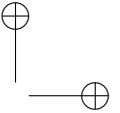
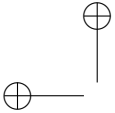


Figura 5.5: Subred "Búsqueda" red con tres nodos

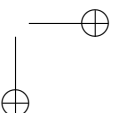
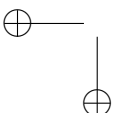
modelo anterior. Para completar el modelo la subred «Búsqueda» se encarga de colocar una marca en el lugar «A», «B», o «C», ver Fig. 5.5. Cuando alguno de dichos lugares contiene una marca, indica que ese nodo quiere comunicar con alguno de los otros dos. La marca será colocada en el lugar correspondiente que esté conectado al caso que se ejecute cuando la actividad «Iniciar_búsqueda» se dispare. La probabilidad de que se cumpla cualquiera de los tres casos es equiprobable y nunca intentarán comunicar dos nodos al mismo tiempo.



Red de cuatro (cinco y seis) nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C"

En el primero de estos modelos se ha añadido un cuarto nodo, "D". Dado que los resultados del modelo anterior donde cualquiera de los tres podía tomar la iniciativa en la búsqueda de ruta no difieren mucho de los obtenidos con el primer modelo, ver sección 6.2 donde se muestran los resultados, y teniendo en cuenta que esto simplifica el modelo puesto que únicamente es necesario un modelo atómico de búsqueda, el modelo «Búsqueda_AC», se ha considerado la opción de seguir ampliando únicamente el primer modelo. Por tanto, el comportamiento general es el mismo, el nodo "A" quiere comunicar con el nodo "C" y es el que inicia la solicitud de ruta, la única diferencia es que ahora la ruta puede tener un máximo de tres saltos. La principal modificación en este modelo además de añadir el modelo atómico «Posición_D» es la definición de la puerta «Búsqueda» en el modelo «Búsqueda_AC», ver Fig. 5.6. Ahora el nodo "A" tiene que evaluar si puede alcanzar a "C" directamente o a través de "B" y/o "D". Se deben evaluar distintas combinaciones cuando la comunicación es multi-hop; "A" puede comunicar con "C" a través del nodo "B" o a través del nodo "D". Aunque también puede comunicar con "C" si antes comunica con "D", "D" comunica con "B" y "B" definitivamente comunica con "C", o primero comunica "A" con "B", "B" comunica con "D", y es "D" el que comunica finalmente con "C".

Siguiendo la misma estructura de este modelo, se han implementado también en el plano unidimensional modelos donde se ha añadido en cada ocasión un nodo más hasta alcanzar los 6 nodos. Estos modelos no van a ser explicados, la diferencia radica en la subred "Búsqueda" donde el cálculo para conocer los nodos alcanzables debe modificarse en cada ocasión adaptándose al número de nodos de los que se dispone. Además a cada nodo añadido corresponde una nueva subred de posición.



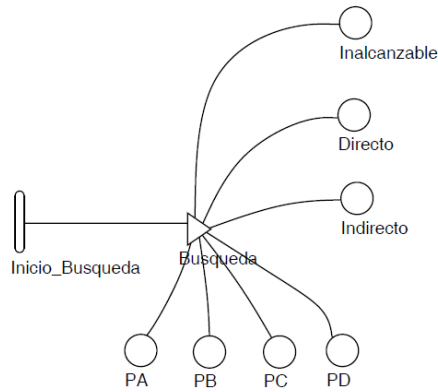


Figura 5.6: Subred "Búsqueda AC" red con cuatro nodos.

5.3.2. Modelos bidimensionales

Red de tres (cuatro, cinco y seis) nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C" en el plano bidimensional. Zona de trabajo formada por celdas hexagonales

En esta sección se describirá únicamente el funcionamiento del modelo de 6 nodos por ser el más completo, la diferencia con los modelos de 3, 4 y 5 nodos son los modelos de posición y el cálculo de las posibles rutas desde origen a destino.

El primero de los modelos es el de "Posición", al igual que en el modelo unidimensional existe un modelo de posición por cada nodo de la red, en este caso 6. En la Fig. 5.7 se muestra como ejemplo el modelo de posición del nodo móvil "A". Con estos modelos se representa la posición del nodo en el área y su movimiento a través de la misma. Las marcas o tokens de los lugares «x_MT_A» e «y_MT_A» (coordenadas X e Y) muestran en qué celda de la zona de trabajo está el nodo "A". El marcado de estos lugares está representado por variables globales², esto permite poder realizar tests

²Variables que pueden ser introducidas en el diseño del modelo para variar las condiciones

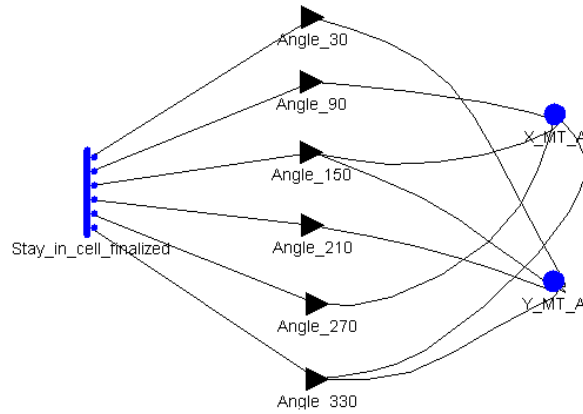


Figura 5.7: Subred "Posición A". Área de trabajo definitiva.

con distintas posiciones de los nodos.

La actividad estocástica «Stay_in_cell_finalized» define probabilísticamente con qué ángulo se mueve el nodo "A" porque su estancia en la celda ha finalizado. Dependiendo del ángulo de movimiento, representado por las puertas de salida «Angle_30», «Angle_90», «Angle_150», «Angle_210», «Angle_270» y «Angle_330», se varía el marcado de los lugares «x_MT_A» e «y_MT_A», y se conoce la nueva posición del nodo. El tiempo durante el cual el nodo móvil permanece en la celda viene caracterizado por una variable aleatoria con una densidad de probabilidad con un valor medio igual a $1/\lambda_m$, donde λ_m es la tasa de movimiento, ver capítulo 4. Cuando el nodo abandona la celda, este puede moverse probabilísticamente hacia cualquiera de sus celdas vecinas con una probabilidad igual a 1/6.

La otra subred es "Búsqueda_AC", ver Fig. 5.8. En esta se representa cómo el nodo "A" intenta comunicar con el nodo destino "C" y si este intento ha sido fructífero. Para simplificar el modelo y dado que se ha comprobado en el modelo unidimensional que es independiente qué nodo inicia el intento de comunicación, únicamente hay un modelo que representa este intento de

iniciales.

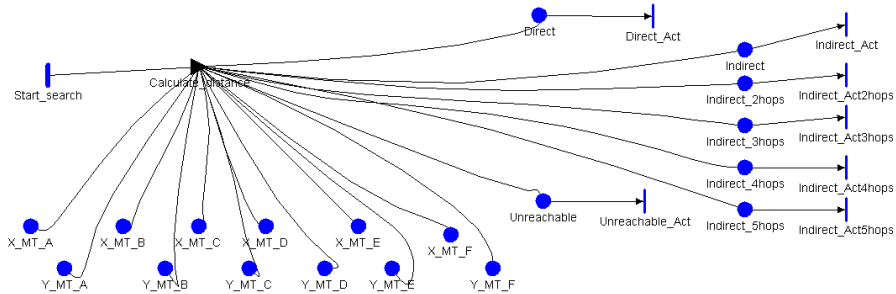
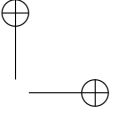
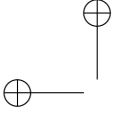


Figura 5.8: Subred "Búsqueda_AC". Área de trabajo definitiva.

comunicación y el nodo origen y destino siempre son los mismos.

La actividad que gobierna el inicio de la búsqueda «Start_search» inicialmente está habilitada, cuando esta actividad se dispara, con la puerta de salida «Calculate_distance» se calcula la distancia entre los distintos nodos. Esta distancia se puede obtener porque hay lugares cuyo marcado representa la posición de cada nodo (A, B, C, D, E, F) en el área de trabajo. Estos lugares que informan sobre la posición de los nodos son lugares comunes entre los modelos "Position" y el modelo "Búsqueda_AC".

Según los cálculos realizados en «Calculate_distance» el nodo destino será o no alcanzado por el origen y este resultado será representado por un token en los lugares «Direct», «Indirect» y «Unreachable» que inicialmente tienen el marcado a 0. En este modelo atómico se han tenido en cuenta los saltos que tiene una ruta que necesita de nodos vecinos para alcanzar el destino. Para contar los saltos, se utilizan los lugares y actividades «Indirect_Hhops» e «Indirect_ActHhops», donde H se sustituye por 2, 3, 4 y 5, en el caso del modelo con 6 nodos que es el representado en la figura.



5.4. Modelo que determina el establecimiento y mantenimiento de la ruta

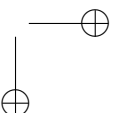
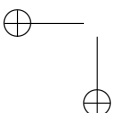
Con este modelo se puede obtener por primera vez además de la ruta single-hop o multi-hop el efecto del número de saltos, el rango de transmisión radio y la movilidad sobre el tiempo medio de ruta, es decir el tiempo medio durante el cual el destino se mantiene accesible.

Se han considerado características del AODV para plasmarlas en los distintos modelos atómicos y así representar una red ad hoc cuyo protocolo de encaminamiento es reactivo. El escenario es el presentado en la sección 4.1.1 donde la zona de trabajo es un paralelogramo formado por celdas hexagonales, donde se han situado 6 nodos móviles de forma aleatoria.

El modelo compuesto está formado por cinco modelos atómicos: "Search", "Position", "Recover route", "Time" y "Time to recover". Los modelos "Search" y "Position" son muy similares a los presentados en la sección 5.3.2 pero con algunas mejoras, el resto de modelos atómicos han sido añadidos para obtener un modelo compuesto más completo. A continuación se realizará una breve descripción de cada uno de los modelos atómicos, sin entrar en detalle en la programación de los mismos ya que en la sección 5.5 se realiza un análisis minucioso del modelo completo que amplía los modelos presentados en la sección actual.

5.4.1. Modelo atómico "Search"

Este modelo representa el intento de comunicación entre origen y destino, para ello el nodo origen envía un paquete RREQ. Tras la búsqueda el modelo determina el tipo de comunicación, single-hop, multi-hop (donde se obtiene el número de nodos que intervienen en la ruta) o inalcanzable, ver Fig. 5.9. En este modelo no se ha considerado la existencia de tráfico adicional al intercambiado entre los dos nodos que establecen la ruta, del mismo modo,



tampoco hay problemas de comunicación externos que puedan impedir el establecimiento de la ruta.

Cuando se encuentra una ruta esta es almacenada identificando el orden en el que intervienen cada uno de los nodos, esta es una de las ampliaciones y mejoras incorporadas al modelo. Si es posible establecer una comunicación entre el origen y el destino se inicia la sesión solicitada por el usuario. El inicio del servicio implica el inicio del conteo de tiempo durante el cual la ruta está activa, este conteo se lleva a cabo en el modelo atómico "Time", ver sección 5.4.4. Dicha cuenta terminará cuando el usuario no necesite observar durante más tiempo la información solicitada o cuando la ruta se rompa, ver modelo atómico "Recover route" en la sección 5.4.3.

Si después de enviar el primer paquete RREQ no hay respuesta, se inicia el proceso establecido por el AODV de forma que se inicia el conteo del tiempo de espera antes de enviar los siguientes paquetes RREQ. De este modo, antes de dar por inalcanzable el destino se solicita ruta hasta 3 veces, el primer intento y otros 2 reintentos. Después de esto si no se obtiene respuesta la ruta se marca como inalcanzable y el usuario no puede iniciar la sesión.

5.4.2. Modelo atómico "Position"

Como en los modelos anteriores, existe un modelo atómico de posición para cada nodo en la red, en este caso 6. En la Fig. 5.10 se representa la posición del nodo A. Con este modelo se evalúa la posición del nodo y su movimiento obteniendo la nueva posición³, que depende del ángulo de movimiento tal y como se ha explicado en la sección 4.1.1. Cuando el nodo cambia de celda, se calcula la distancia con el resto de los nodos para que la información esté actualizada. Además, si el nodo pertenece a la ruta es necesario revisar si el movimiento ha causado una ruptura o si la ruta permanece activa.

³Al inicio de la simulación cada nodo está solo en su celda pero durante el experimento el movimiento de los nodos puede provocar que haya más de un nodo en una misma celda.

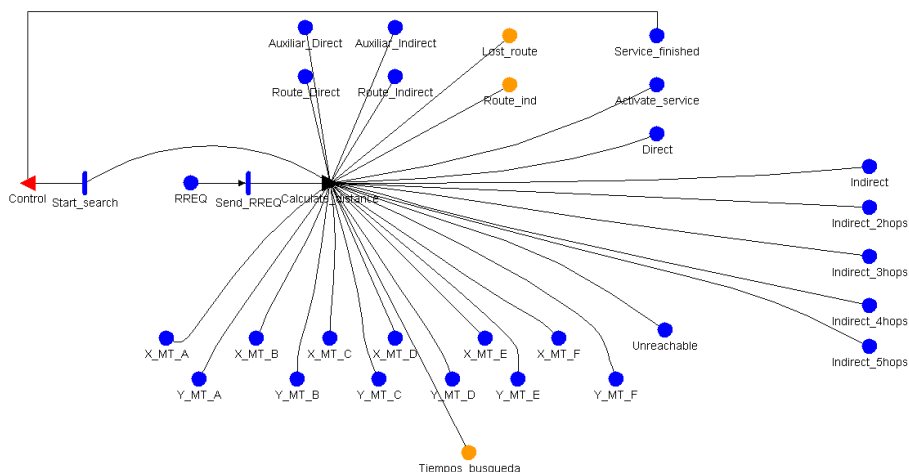


Figura 5.9: Modelo atómico "Search"

5.4.3. Modelo atómico "Recover route"

La evaluación de la ruta después de un movimiento se realiza en el modelo atómico "Recover route", ver Fig. 5.11. Hay dos posibilidades:

- No hay ruptura. La ruta permanece activa, por tanto aunque uno de sus nodos se ha movido la ruta no se ha modificado porque el nodo sigue estando al alcance de sus vecinos.
- Se ha producido la ruptura de un enlace. La distancia entre el nodo que se ha movido y sus vecinos es superior al rango de cobertura radio; por tanto se deben realizar nuevos cálculos para encontrar una ruta alternativa. La ruta alternativa que se escoja siempre será la más corta en el caso de que haya más de una posibilidad. Para encontrar esta nueva ruta el paquete de solicitud de ruta RREQ se enviará hasta 3 veces, repitiendo el mecanismo del modelo atómico "Search", ver sección 5.4.1. En este caso los distintos envíos y el tiempo de espera vienen marcados por la programación del modelo atómico "Time to recover route", ver sección 5.4.5.

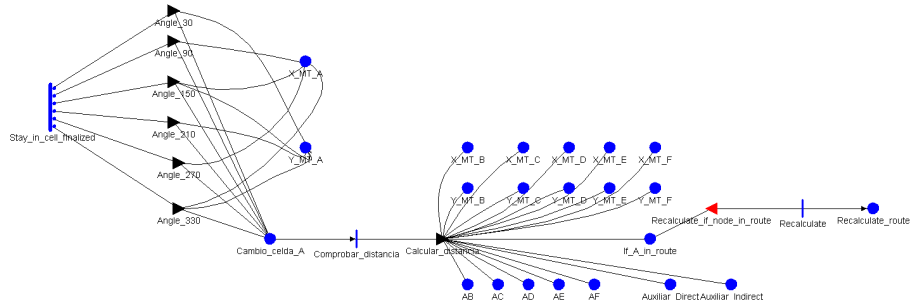


Figura 5.10: Modelo atómico "Position A"

La programación de este modelo atómico es muy compleja, principalmente la de algunas puertas de salida. La complejidad se debe a la decisión de crear un modelo de posición para conocer la situación exacta de cada nodo en la red. Sin conocer la posición exacta no es posible conocer la ruta exacta, es decir el orden de los nodos en la ruta y por tanto cuando hay un movimiento no se puede saber con exactitud si la ruta se ha roto o no.

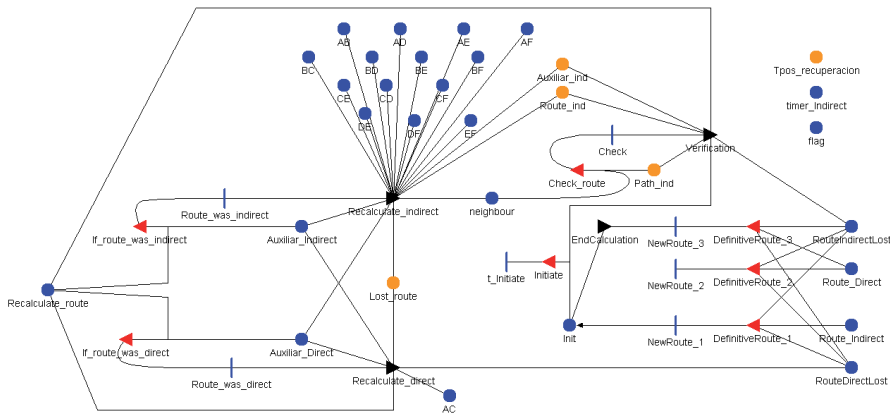


Figura 5.11: Modelo atómico "Recover route"

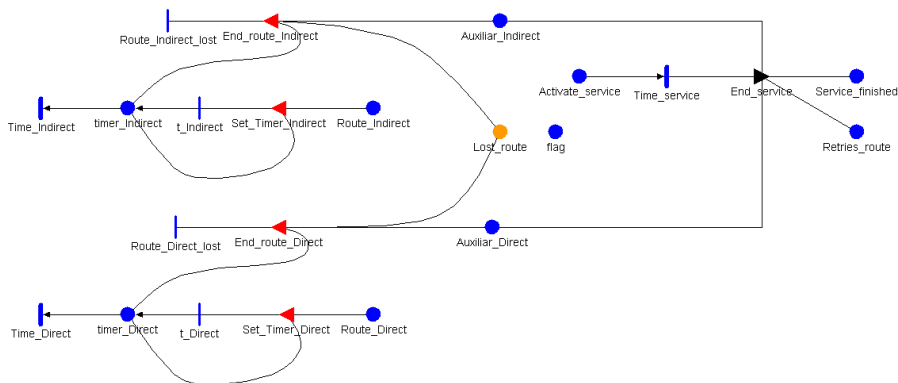


Figura 5.12: Modelo atómico "Time"

5.4.4. Modelo atómico "Time"

Este modelo permite medir el tiempo que la ruta está activa, ver Fig. 5.12. Si se encuentra ruta en el modelo "Search", se inicia la sesión y a su vez el conteo de tiempo en este modelo "Time". Cuando la ruta se rompe mientras se busca ruta alternativa, ver modelo "Recover route" en la sección 5.4.3, y cuando el usuario cierra la sesión (tiempo de sesión) se deja de contar el tiempo de ruta. Finalmente se tendrá la suma de todos los instantes de tiempo que la comunicación ha sido posible (lifetime total) y conociendo el número de rutas que se han encontrado (single-hop o multi-hop) se obtiene el tiempo medio durante el cual la ruta está activa.

5.4.5. Modelo atómico "Time to recover route"

El modelo "Time to recover route", ver Fig. 5.13, está relacionado con el modelo "Recover route" mediante el lugar «Recalculate_route». Cuando en "Time to recover route" haya transcurrido el tiempo de espera necesario entre una solicitud de ruta y la siguiente en el caso de no obtener respuesta se coloca una marca en el lugar común de modo que en el modelo "Recover

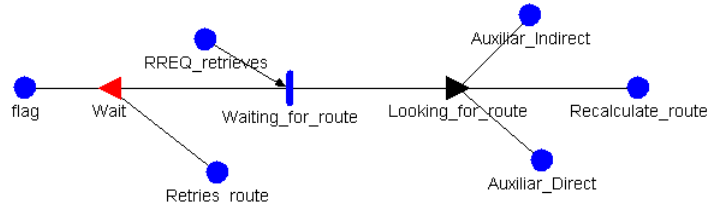


Figura 5.13: Modelo atómico "Time to recover route"

route" se inicia de nuevo la búsqueda. Este proceso de espera y envío de una nueva solicitud de ruta es el mismo que se realiza durante la búsqueda de una ruta inicial entre origen y destino con el modelo "Search", donde hay tres intentos para encontrar una ruta alternativa.

5.5. Modelo que determina el porcentaje y tiempo de establecimiento, el tiempo de recuperación y de mantenimiento de la ruta

En esta sección se presenta una colección de modelos atómicos que complementan y mejoran a los modelos presentados en la sección 5.4. Con estos modelos más complejos el objetivo es representar una red completa que haga uso de un protocolo de encaminamiento reactivo para comprobar si los servicios típicos de una gran instalación pueden ser soportados sobre el escenario definido. Se debe determinar el tiempo que tarda el protocolo en encontrar una ruta bajo demanda, el tiempo durante el cual las rutas están activas y el tiempo que el protocolo necesita para recuperar o encontrar rutas alternativas cuando se pierde la ruta activa, con esos tiempos y conociendo las restricciones de los servicios se puede determinar si el servicio puede ofrecerse al usuario de forma correcta y con la QoS requerida.

El modelo completo está formado por siete modelos atómicos: "Search_AC",

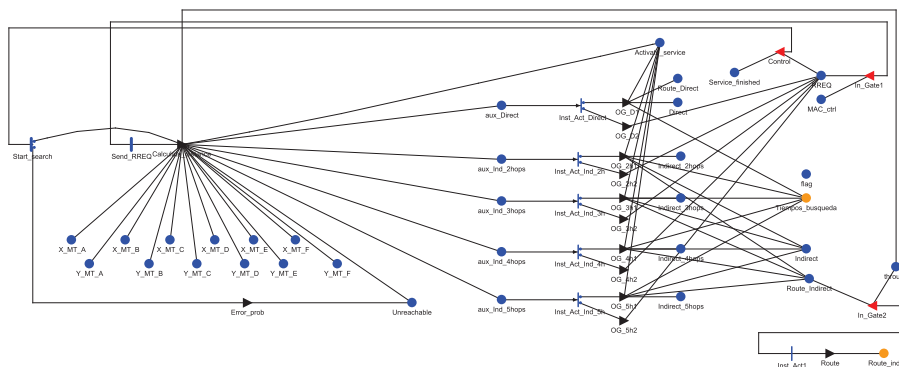


Figura 5.14: Modelo atómico "Search AC"

"Position", "If_route_change", "Route_invalidation", "Alternative_route", "Delay_recovery" y "Time".

5.5.1. Modelo atómico "Search AC"

La subred de búsqueda (ver Fig. 5.14) se utiliza cuando hay un intento de comunicación entre origen (terminal móvil A) y destino (terminal móvil C.) El nodo origen envía un paquete de solicitud de ruta RREQ para poder establecer una comunicación con el destino. Al igual que en los anteriores modelos, los nodos fuente y destino son siempre los mismos.

Con una tasa de comunicación, λ_c se dispara la actividad «Start_search». En la tabla 5.1 se presenta la programación completa de la actividad. Si se dispara el primer caso de la actividad se inicia el cálculo de ruta gracias a la puerta de salida «Calculate_distance». Conociendo la posición de cada nodo⁴ en el modelo, es posible determinar si la comunicación con el destino es single-hop (directa), multi-hop (indirecta) o si por lo contrario la comunicación no es posible. Se ha de tener en cuenta que se ha considerado un

⁴Para encontrar una ruta desde fuente a destino, el nodo fuente en el modelo debe tener identificados sus vecinos para enviarles mensajes broadcast. Ver que no es necesario para los nodos de una MANET real conocer sus vecinos antes de enviar los mensajes broadcast [XMT02].

Tabla 5.1: Timed Activity Start_search

Timed Activity:	Start_search
Distribution Parameters	Rate tasa_búsqueda
Activation Predicate	(1.0)
Reactivation Predicate	(1.0)
Case Distributions	case 1 return(1.0-p_error_search); case 2 return(p_error_search);

canal ideal porque no se han modelado los fenómenos como el nodo oculto, el nodo expuesto, etc. pero se han querido representar los problemas debidos al ruido y a los distintos fenómenos que se pueden presentar en una red inalámbrica de forma sencilla, añadiendo una tasa de error con la cual se dispara el segundo caso de la actividad «Start_search». En este caso se da por inalcanzable la ruta sin realizar ningún cálculo. Esta tasa de error aporta flexibilidad al modelo, ya que aún siendo un comportamiento muy genérico, permite comparar los entornos poco ruidosos o con problemas de visibilidad entre nodos, con aquellos más ruidosos y con muchas interferencias debidas a distintos fenómenos. El error incorporado afecta única y exclusivamente al proceso de búsqueda de ruta.

Volviendo al cálculo de la ruta, se encuentra y almacena el camino exacto⁵, es decir, los nodos que intervienen en la ruta y el orden en el que lo hacen. En el apéndice C.3 se muestran las posibles combinaciones en el orden de los nodos que pertenecen a una ruta en una red con 6 nodos. Sin un conocimiento previo, cualquier ruta es válida, por tanto en el modelo la primera ruta encontrada es la escogida, siempre primando el menor número de saltos. Si la ruta encontrada ha sido directa se almacena una marca

⁵El descubrimiento y almacenamiento exacto del camino es muy costoso en términos de programación, pero de este modo el modelo es capaz de determinar si después del movimiento de un nodo que forma parte de la ruta, esta se ha visto afectada.

en el lugar «aux_Direct», si por el contrario ha sido indirecta, dependiendo del número de saltos se coloca una marca en el lugar «aux_Ind_2hops», «aux_Ind_3hops», «aux_Ind_4hops» o «aux_Ind_5hops», ya que como máximo se tendrá una ruta con 6 nodos y por tanto, con 5 saltos.

En modelos anteriores no se contemplaban estos lugares auxiliares y en su lugar se utilizaban directamente los lugares que almacenaban tantas marcas como rutas directas encontradas, indirectas según el número de saltos e inalcanzables. Este es un modelo mejorado, se han realizado modificaciones para dotarlo de un comportamiento más real, se ha añadido esta etapa intermedia formada por los lugares auxiliares junto con las actividades «Inst_Act_Direct» e «Inst_Act_Ind_Xh» siendo X el número de saltos. Evaluando detenidamente el comportamiento del protocolo AODV y estudiando los resultados de distintas pruebas experimentales reales se puede asegurar que aunque la ruta sea posible en términos de alcanzabilidad no siempre se encuentra tras la primera solicitud, aquí interviene el valor del TTL con el que es enviado el paquete RREQ y el número de saltos que deben dar los paquetes para alcanzar el destino. Por todo ello, en esta nueva parte del modelo se ha programado un comportamiento en el que la probabilidad de dar por definitiva la ruta encontrada en ese intento dependerá no solo de que sea posible en términos de cobertura radio sino también del número de intentos realizados y del número de saltos que intervienen en la ruta encontrada. Dado que no se ha modelado al detalle el funcionamiento del AODV, si no se añadiese este mecanismo, casi el 100% de las rutas encontradas lo harían tras la primera solicitud de búsqueda, es decir todo destino alcanzable lo sería en el primer intento excepto aquellas rutas que se pudiesen formar posteriormente por el movimiento de algún nodo y lo hiciesen en las búsquedas de rutas posteriores.

Para entender la programación de cada uno de los casos de estas actividades, dependiente del número de intentos realizado se muestra un ejemplo; en la tabla 5.2 se puede ver la programación de la actividad instantánea que se activa cuando la ruta es directa. En este caso independientemente del número de intentos, marcas en el lugar «RREQ», se disparará el caso 1 de la actividad

«Inst_Act_Direct» porque el valor de la variable global ep_MAC_d1 es siempre 1.0. En la tabla 5.3, se muestran las variables globales que representan las probabilidades⁶ de encontrar ruta en el intervalo correspondiente según el número de saltos de la ruta. La puerta de salida «OG_D1» (ver tabla 5.4) se encargará de poner una marca en el lugar «Direct» para contabilizar el número de rutas directas encontradas; otra marca en el lugar «Route_Direct», marca que se mantendrá durante el tiempo que la ruta directa permanece activa; y se activará el servicio situando una marca en el lugar «Activate_service» porque una vez encontrada la ruta deseada el usuario podrá disponer del servicio solicitado. También se colocará una marca en el elemento correspondiente del vector representado por el lugar «Tiempos_búsqueda» para conocer posteriormente los intervalos de tiempo en los que se han encontrado las rutas.

«Tiempos_búsqueda» es un lugar extendido con 20 elementos, el marcado de cada uno estos elementos representa el número de rutas encontradas según el número de saltos y el intento de búsqueda correspondiente. Por ejemplo, tal y como se indica en la tabla 5.4 con la expresión 5.1, dándole al término «saltos» el valor 1 por estar en la puerta de salida cuando la ruta encontrada ha sido directa (single-hop), se calcula el elemento del vector cuyo marcado se tiene que incrementar cada vez que se encuentra ruta según la expresión 5.2.

$$indice = ((RREQ \rightarrow Mark() + saltos) + (4 * RREQ \rightarrow Mark())) - 1 \quad (5.1)$$

$$\begin{aligned} Tiempos_bsqueda \rightarrow Index(indice) \rightarrow Mark() = \\ Tiempos_bsqueda \rightarrow Index(indice) \rightarrow Mark() + 1 \end{aligned} \quad (5.2)$$

De este modo se tiene:

$$\mathbf{RREQ=0, primer intento} \implies indice = [(0 + 1) + (4 \cdot 0)] - 1 = 0$$

$$\mathbf{RREQ=1, primer reintento} \implies indice = [(1 + 1) + (4 \cdot 1)] - 1 = 5$$

⁶Con las probabilidades tachadas se representan aquellas que toman siempre el valor 0.0 porque según el número de saltos nunca se necesitan esos intentos para encontrar la ruta.

Tabla 5.2: Instantaneous Activity Inst_Act_Direct

Instantaneous Activity:	Inst_Act_Direct
Case Distributions	case 1 if (RREQ->Mark() == 0) return(ep_MAC_d1); else if(RREQ->Mark()>= 1) return (1.0);
	case 2 if (RREQ->Mark() == 0) return(1.0-ep_MAC_d1); else if(RREQ->Mark()>= 1) return (0.0);

RREQ=2, segundo reintento $\implies indice = [(2 + 1) + (4 \cdot 2)] - 1 = 10$

RREQ=3, tercer reintento $\implies indice = [(3 + 1) + (4 \cdot 3)] - 1 = 15$

Del mismo modo, se han programado las puertas de salida correspondientes para 2, 3, 4 y 5 saltos de forma que se incremente el marcado del elemento del lugar «Tiempos_búsqueda» que se corresponda con el número de saltos y el intento de búsqueda en el que finalmente se ha encontrado la ruta.

Una vez evaluado el caso de la ruta directa, se va a estudiar qué sucede cuando en esta interviene algún nodo intermedio. Si la ruta tiene 2 ó 3 saltos, casi con toda probabilidad será encontrada al igual que la ruta single-hop en el primer intento, cuando los nodos se alcanzan en términos de cobertura radio, a no ser que haya algún problema puntual. Esos problemas puntuales se representan en el modelo dando un valor inferior a 1.0 a las variables ep_MAC_2h1 y ep_MAC_2h2 para las rutas de 2 saltos (2 hops, 2h) y ep_MAC_3h1 y ep_MAC_3h2 para las rutas de 3 saltos, variables que representan la probabilidad de que la ruta de 2 ó 3 saltos sea encontrada en el intento de búsqueda actual cuando éste es el primer reintento (ep_MAC_2h1 , ep_MAC_3h1) o cuando es el segundo reintento (ep_MAC_2h2 , ep_MAC_3h2).

Tabla 5.3: Probabilidades de dar por válida la ruta encontrada en el intento actual

Direct	2 hops	3 hops	4 hops	5 hops
Ep_MAC_d1	Ep_MAC_2h1	Ep_MAC_3h1	Ep_MAC_4h1	Ep_MAC_5h1
Ep_MAC_d2	Ep_MAC_2h2	Ep_MAC_3h2	Ep_MAC_4h2	Ep_MAC_5h2
Ep_MAC_d3	Ep_MAC_2h3	Ep_MAC_3h3	Ep_MAC_4h3	Ep_MAC_5h3
Ep_MAC_d4	Ep_MAC_2h4	Ep_MAC_3h4	Ep_MAC_4h4	Ep_MAC_5h4

Ep_MAC_d1: probabilidad de que el token vaya al lugar «Direct» en el primer intento

Ep_MAC_2h1: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_2hops» en el primer intento

Ep_MAC_2h2: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_2hops» en el segundo intento

Ep_MAC_3h1: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_3hops» en el primer intento

Ep_MAC_3h2: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_3hops» en el segundo intento

Ep_MAC_4h1: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_4hops» en el primer intento

Ep_MAC_4h2: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_4hops» en el segundo intento

Ep_MAC_4h3: probabilidad de que el token vaya al lugar «Indirect_4hops» en el tercer intento

...

Si la ruta tiene 4 ó 5 saltos la probabilidad de que en realidad haya sido encontrada en el momento actual dependerá como en los casos anteriores del número de intentos que se hayan llevado a cabo. Por ejemplo, si la ruta es de 5 saltos, el protocolo nunca encontrará ruta tras el primer envío del paquete RREQ porque el valor inicial del TTL según el protocolo es 2, por tanto, solo alcanza a los nodos que disten 2 saltos. En ese caso, aunque el modelo basándose en la colocación de los nodos en el área haya encontrado ruta de cinco saltos deberá retardar ese encuentro porque según el protocolo esta ruta nunca se encontraría tras el primer intento. Para realizar el retardo el valor de la variable global *ep_MAC_5h1*, que representa la probabilidad de que la ruta de 5 saltos sea encontrada en el primer intento deberá ser 0.0. De este modo se dispara el segundo caso de la actividad «Inst_Act_Ind_5h» (ver tabla 5.5) con una probabilidad del 100% ya que se está evaluando el caso donde el lugar «RREQ» tiene un marcado igual a 0 (primer intento) y se dispara con una probabilidad $1.0 - ep_MAC_5h1 = 1.0 - 0.0 = 1.0$, y en la puerta

Tabla 5.4: Output gate OG_D1

Output Gate:	OG_D1
Function	Direct->Mark()++; Route_Direct->Mark() = 1; Activate_service->Mark() = 1; int indice; indice = ((RREQ->Mark() + 1) + (4*RREQ->Mark())) -1; Tiempos_búsqueda->Index(indice)->Mark() = Tiempos_búsqueda->Index(indice)->Mark()+ 1; RREQ->Mark() = 0; MAC_ctrl->Mark() = 1;

de salida correspondiente, en el caso de este ejemplo la puerta «OG_5h2» por ser una ruta de 5 saltos, se realizan las operaciones necesarias para que se envíe una nueva solicitud de ruta tras el tiempo de espera correspondiente, ver tabla 5.6, como es incrementar el valor del lugar «RREQ» que representa el número de intentos.

Por otra parte, si se tiene una ruta de 5 saltos y se está en cualquier otro intento, en el caso de que la ruta sea posible el modelo la marcará como definitiva en este intento según las probabilidades establecidas, para darla por válida se debe disparar el primer caso de la actividad. Al igual que se ha hecho con la ruta directa la puerta de salida «OG_5h1» se encarga de colocar una marca en el lugar «Indirect_5hops» y otra en el lugar «Indirect», lugares que sirven para controlar el número de rutas que se han encontrado con 5 saltos y el número de rutas multi-hop respectivamente. También se sitúa una marca en el lugar «Route_Indirect» que se mantendrá durante el tiempo que la ruta permanezca activa. Del mismo modo que se ha hecho para la ruta directa, se coloca una marca en el lugar «Activate_service», activándose el servicio solicitado por el usuario y también se añade la marca en el elemento correspondiente del lugar extendido «Tiempos_búsqueda».

En el caso de las rutas multi-hop, hay un último paso y es almacenar la

Tabla 5.5: Instantaneous Activity Inst_Act_Ind_5h

Instantaneous Activity:	Inst_Act_Ind_5h
Case Distributions	<pre> case 1 if (RREQ->Mark() == 0) return(ep_MAC_5h1); else if(RREQ->Mark() == 1) return (ep_MAC_5h2); else if(RREQ->Mark() == 2) return (ep_MAC_5h3); else if(RREQ->Mark() == 3) return (ep_MAC_5h4); case 2 if (RREQ->Mark() == 0) return(1.0-ep_MAC_5h1); else if(RREQ->Mark() == 1) return (1.0-ep_MAC_5h2); else if(RREQ->Mark() == 2) return (1.0-ep_MAC_5h3); else if(RREQ->Mark() == 3) return (1.0-ep_MAC_5h4); </pre>

ruta exacta que ha sido encontrada, véase el apéndice C.3 donde se muestran las posibles rutas en una red de 6 nodos. La posición de cada nodo en la ruta se indica colocando tantas marcas en el elemento correspondiente del lugar extendido «Route_ind» como su posición en la ruta. «Route_ind» está formado por un vector de cuatro elementos, el primero ha sido asignado al nodo móvil *B*, el segundo al nodo *D*, el tercero al *E* y el último al *F*, ya que el nodo *A* siempre actúa como origen de la solicitud y el nodo *C* como destino no es necesario marcar su posición en la ruta porque ya es conocida. Por ejemplo, si la ruta encontrada ha sido *A-D-B-C* los valores de marcado de

Tabla 5.6: Output gate OG_5h2

Output Gate:	OG_5h2
Function	RREQ->Mark()++; MAC_ctrl->Mark() = 1;

este lugar serán los siguientes:

$$\begin{aligned}
 \text{Route_ind}[0] = 2 &\implies \text{nodoB} \\
 \text{Route_ind}[1] = 1 &\implies \text{nodoD} \\
 \text{Route_ind}[2] = 0 &\implies \text{nodoE} \\
 \text{Route_ind}[3] = 0 &\implies \text{nodoF}
 \end{aligned}$$

Con dos marcas en el primer elemento del vector se indica que el nodo *B* ocupa el segundo lugar en la ruta, con una marca en el segundo elemento se indica que es el nodo *D* el que ocupa el primer lugar, siendo éste el nodo que enlaza con *A*. Los nodos con marcado 0 no intervienen en la ruta.

En la programación de la puerta de salida «OG_5h1» (ver tabla 5.7) se muestra cómo se establece el orden de los nodos en la ruta según la evaluación de las distancias entre ellos, colocando las marcas correspondientes en el lugar «Route_ind» como se ha explicado.

Tabla 5.7: Output gate OG_5h1

Output Gate:	OG_5h1
Function	Indirect->Mark()++; Indirect_5hops->Mark()++; Activate_service->Mark() = 1; Route_Indirect->Mark() = 1; int indice; indice = ((RREQ->Mark()+ 5) + (4*RREQ->Mark())) -1; Tiempos_búsqueda->Index(indice)->Mark() =
Continuación ...	

Tabla 5.7: Output Gate OG_5h1 (continuación)

Output Gate:	OG_5h1
	<pre> Tiempos_búsqueda->Index(indice)->Mark()+ 1; if ((distancia_12 <= cobertura) && (distancia_23 <= cobertura) && (distancia_34 <= cobertura) && (distancia_4dest <= cobertura)) { Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; Route_ind->Index(1)->Mark()= 2; Route_ind->Index(2)->Mark()= 3; Route_ind->Index(3)->Mark()= 4; } else if((distancia_12 <=cobertura)&&(distancia_24 <=cobertura) && ((distancia_34 <= cobertura)&&(distancia_3dest <=cobertura)) { Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; Route_ind->Index(1)->Mark()= 2; Route_ind->Index(3)->Mark()= 3; Route_ind->Index(2)->Mark()= 4; } else if((distancia_13 <=cobertura) && (distancia_23 <=cobertura) && (distancia_24 <= cobertura) && (distancia_4dest <=cobertura) { Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; Route_ind->Index(2)->Mark()= 2; Route_ind->Index(1)->Mark()= 3; Route_ind->Index(3)->Mark()= 4; } else if((distancia_13 <=cobertura) && (distancia_34 <=cobertura) && (distancia_24 <= cobertura) && (distancia_2dest <=cobertura)) { </pre>
	Continuación ...

Tabla 5.7: Output Gate OG_5h1 (continuación)

Output Gate:	OG_5h1
	<pre> Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; Route_ind->Index(2)->Mark()= 2; Route_ind->Index(3)->Mark()= 3; Route_ind->Index(1)->Mark()= 4; } else if(distancia_14 <=cobertura) && (distancia_24 <=cobertura) && (distancia_23 <= cobertura) && (distancia_3dest <=cobertura) { Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; oute_ind->Index(3)->Mark()= 2; Route_ind->Index(1)->Mark()= 3; Route_ind->Index(2)->Mark()= 4; } else if(distancia_14 <=cobertura) && (distancia_34 <=cobertura) && (distancia_23 <= cobertura) && (distancia_2dest <= cobertura) { Route_ind->Index(0)->Mark()= 1; Route_ind->Index(3)->Mark()= 2; Route_ind->Index(2)->Mark()= 3; Route_ind->Index(1)->Mark()= 4; } RREQ->Mark() = 0; MAC_ctrl->Mark() = 1; flag->Mark() = 1; </pre>

Finalmente, la puerta de entrada «In_Gate2» activa la actividad instantánea «Inst_Act1» si la ruta ha sido marcada como indirecta y existe alguna marca en el lugar «through», lugar que indica cual es el segundo nodo en la ruta encontrada después del nodo A que siempre es el origen. En la puerta

de salida «Route» (ver la programación completa en la tabla 5.8) se reordena la posición de los nodos en la ruta según el marcado del lugar «through» para obtener la ruta exacta.

Tabla 5.8: Output gate Route

Output Gate:	Route
Function	<pre> short Path_ind[4]; for (int i=0; i<= 3; i++) { Path_ind[i] = Route_ind->Index(i)->Mark(); Route_ind->Index(i)->Mark() = 0; } switch(through->Mark()) { case 1: for (int i=0; i<= 3; i++) { Route_ind->Index(i)->Mark() = Path_ind[i]; } break; case 2: Route_ind->Index(0)->Mark() = Path_ind[1]; Route_ind->Index(1)->Mark() = Path_ind[0]; Route_ind->Index(2)->Mark() = Path_ind[2]; Route_ind->Index(3)->Mark() = Path_ind[3]; break; case 3: Route_ind->Index(0)->Mark() = Path_ind[1]; Route_ind->Index(1)->Mark() = Path_ind[2]; Route_ind->Index(2)->Mark() = Path_ind[0]; Route_ind->Index(3)->Mark() = Path_ind[3]; break; case 4: Route_ind->Index(0)->Mark() = Path_ind[1]; Route_ind->Index(1)->Mark() = Path_ind[2]; Route_ind->Index(2)->Mark() = Path_ind[3]; </pre>
Continuación ...	

Tabla 5.8: Output gate Route (continuación)

Output Gate:	Route
	<pre>Route_ind->Index(3)->Mark() = Path_ind[0]; break; } through->Mark() = 0;</pre>

Cuando en este modelo se activa el servicio añadiendo una marca al lugar «Activate_service» se inicia el conteo de tiempo durante el cual la ruta está activa y se está ofreciendo el servicio, este conteo se realiza en el modelo atómico «Time», ver apartado 5.5.7.

Que la búsqueda de ruta no de resultado se debe a dos motivos, porque el protocolo no ha encontrado los nodos vecinos que permitan establecer un camino hacia el destino; o porque se haya encontrado ruta pero probabilísticamente no sea realista que se encuentre en el intento actual debido al número de saltos de la misma. En cualquiera de los dos casos, se incrementa el marcado del lugar «RREQ», este marcado indica el número de intentos realizados y se inician los reintentos de búsqueda. Que el marcado sea distinto de 0 habilita la actividad «Send_RREQ», ver tabla 5.9, ésta se dispara con una tasa dependiente del número de reintentos. Según el número de nodos de la red que se está estudiando y los parámetros del protocolo reactivo AODV cuyas características han sido utilizadas para el modelado del protocolo evaluado, la actividad se disparará 0.4 s después de la primera búsqueda de ruta, este es el tiempo de espera después del primer intento tras el cual el protocolo enviaría el siguiente paquete de búsqueda de ruta en el caso de no obtener respuesta⁷. El siguiente reintento se realizaría al cabo de otros 0.8 s que corresponden al tiempo de espera antes de una nueva solicitud⁸. Desde

⁷Si una ruta no se recibe al cabo de NET_TRAVERSAL_TIME milisegundos, el nodo debe volver a intentar descubrir una ruta difundiendo un nuevo paquete RREQ, ver [PR03], en nuestro caso $NET_TRAVERSAL_TIME=2 \times NODE_TRAVERSAL_TIME \times NET_DIAMETER=2 \times (40 \text{ ms}) \times 5 = 400 \text{ ms} = 0.4 \text{ s}$

⁸Según la RFC del protocolo AODV, cuando se calcula el tiempo de espera para la recepción del RREP después de enviar el segundo RREQ, el nodo fuente debe usar un incremento

Tabla 5.9: Timed Activity Send_RREQ

Timed Activity:	Send_RREQ
Distribution Parameters	Value 0.4*pow(2.0, RREQ->Mark()-1.0)
Activation Predicate	(none)
Reactivation Predicate	(none)

ese momento el protocolo esperarí la llegada de un paquete RREP durante 1.6 s⁹ mas, o sea 2.8 s (0.4 s + 0.8 s + 1.6 s) desde su solicitud inicial.

Según la tabla 5.9 con la expresión 5.3 se obtienen los tiempos de espera deseados.

$$0,4 * 2^{RREQ \rightarrow Mark() - 1} \tag{5.3}$$

En el primer reintento $RREQ \rightarrow Mark() = 1 \implies 0,4 * 2^0 = 0,4$

En el segundo reintento $RREQ \rightarrow Mark() = 2 \implies 0,4 * 2^1 = 0,8$

En el tercer reintento $RREQ \rightarrow Mark() = 3 \implies 0,4 * 2^2 = 1,6$

5.5.2. Modelo atómico "Position"

Este modelo representa la posición de cada nodo en el área y su movimiento a través de la misma, ver Fig. 5.15. Existe por tanto al igual que en los modelos anteriores, un modelo atómico de posición por cada nodo o terminal móvil. El marcado de los lugares «x_MT_A» (eje X del terminal móvil A) e «y_MT_A» (eje Y del terminal móvil A) indica en qué celda de la zona exponencial binario (binary exponential backoff). Esto es, el tiempo de espera para el RREP correspondiente al segundo RREQ es $2 * NET_TRAVERSAL_TIME$ milisegundos = 0.8 s.

⁹Si no se recibe un paquete RREP dentro del periodo de tiempo correspondiente, debe ser enviado otro RREQ, hasta alcanzar RREQ_RETRIES intentos adicionales después del primer RREQ enviado. Para cada intento adicional, el tiempo de espera para el RREP es multiplicado por 2, por tanto $2 * 2 * NET_TRAVERSAL_TIME = 1.6$ s

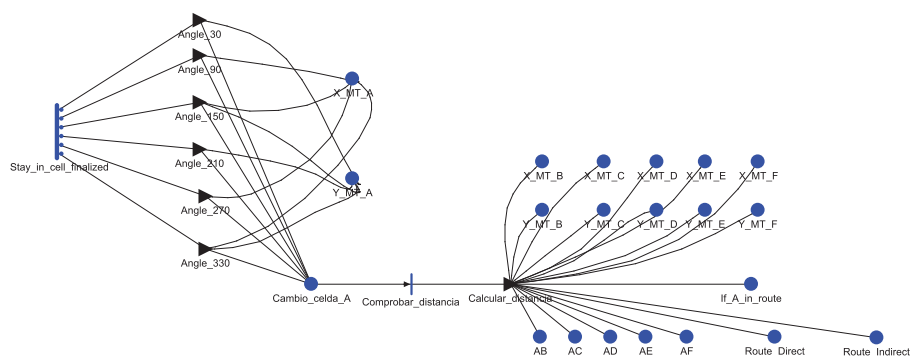


Figura 5.15: Modelo atómico "Position MT A"

de trabajo se encuentra el terminal móvil o nodo A. Inicialmente el marcado de los lugares es el mostrado en la tabla 5.10. Este marcado se representa con variables globales, lo que permite variar la posición inicial del nodo en la zona de trabajo en los distintos experimentos. El disparo de la actividad «Stay_in_cell_finalized», define probabilísticamente con qué ángulo se mueve el terminal móvil A. Según el ángulo de movimiento, como se aprecia en la tabla 5.11, variará el marcado de los lugares «x_MT_A» e «y_MT_A» indicando la celda en la que estará el terminal después de su movimiento. De todos modos, un movimiento no siempre implica un cambio de celda.

Si el nodo cambia de celda se indica con una marca en el lugar «Cambio_celda_A» y se debe actualizar la distancia entre el nodo que ha realizado el movimiento y el resto. Los cálculos de distancias se realizan en la puerta de salida «Calcular_distancia» conociendo la posición del resto de nodos gracias a sus coordenadas («X_MT_B», «Y_MT_B», «X_MT_C», «Y_MT_C», «X_MT_D», «Y_MT_D», «X_MT_E», «Y_MT_E», «X_MT_F», «Y_MT_F») y la del nodo actual («X_MT_A», «Y_MT_A»). La distancia se representa con un número de marcas igual al número de anillos que separa a los nodos, este marcado se colocará en el lugar correspondiente, «AB», «AC», «AD», «AE» y «AF» en el caso del modelo de posición para el nodo «A»¹⁰. Ha de tener-

¹⁰Los lugares donde se almacena la distancia entre nodos varían según el modelo atómico de

Tabla 5.10: Bucket attributes of Position MT A

Place Names:	Initial Markings
AB	ABini
AC	ACini
AD	ADini
AE	AEini
AF	AFini
Cambio_celda_A	0
If_A_in_route	0
Route_Direct	0
Route_Indirect	0
X_MT_A	x_MT_Aini
X_MT_B	x_MT_Bini
X_MT_C	x_MT_Cini
X_MT_D	x_MT_Dini
X_MT_E	x_MT_Eini
X_MT_F	x_MT_Fini
Y_MT_A	y_MT_Aini
Y_MT_B	y_MT_Bini
Y_MT_C	y_MT_Cini
Y_MT_D	y_MT_Dini
Y_MT_E	y_MT_Eini
Y_MT_F	y_MT_Fini

se en cuenta que este cálculo es un "artefacto del modelo"; en la red real la distancia entre nodos no es conocida a priori.

Si el nodo que ha cambiado de celda pertenece a una ruta activa, es necesario evaluar si este movimiento implica un ruptura de enlace con alguno de los nodos, y por tanto una pérdida de ruta o si por lo contrario a pesar del movimiento la ruta permanece inalterada. Si el nodo que se ha movido es A o C y existe una marca en el lugar «Route_Direct» o «Route_Indirect» significa que existe ruta y que esos nodos están en ella porque siempre se han posición que se esté evaluando.

Tabla 5.11: Timed Activity Stay in Cell Finalized

Timed Activity:	Stay_in_cell_finalized
Distribution Parameters	Rate tasa_desplazamiento
Activation Predicate	1.0
Reactivation Predicate	1.0
Case Distributions	case 1 return(Pm);
	case 2 return(Pm);
	case 3 return(Pm);
	case 4 return(Pm);
	case 5 return(Pm);
	case 6 return(1.0-5*Pm);

definido como nodo fuente (*A*) y nodo destino (*C*). En cualquiera de estos casos se añade una marca al lugar «If_A_in_route» o «If_C_in_route» según el modelo de posición que se esté evaluando para tener en cuenta que el nodo que se ha movido pertenece a la ruta activa. En el resto de modelos de posición (ver el ejemplo el modelo de posición *B*, Fig. 5.16), para saber si el nodo pertenece a la ruta se evalúa el marcado del lugar «Route_ind». Este es un Extended place, por lo que representa un vector de marcas, si el elemento del vector que representa dicho nodo tiene un marcado distinto de 0 significa que pertenece a la ruta, añadiendo una marca en el lugar correspondiente «If_X_in_route», donde *X* puede ser el nodo *B*, *E*, *D* o *F*, se indica que el nodo que se ha movido está en la ruta lo que habilita la posterior evaluación de la misma.

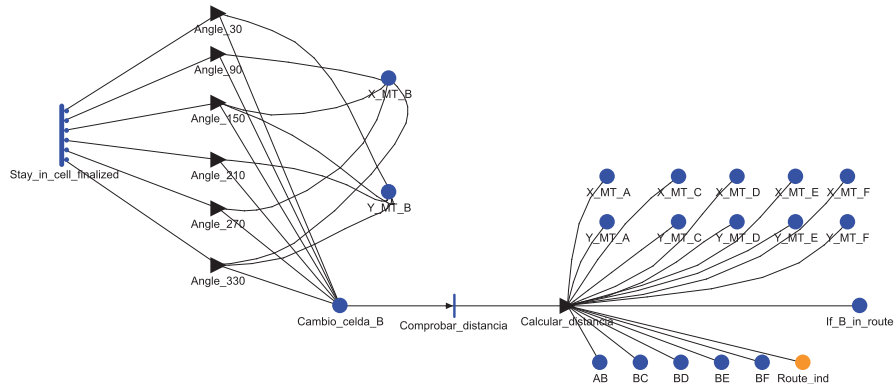


Figura 5.16: Modelo atómico "Position MT B"

5.5.3. Modelo atómico "If route change"

"If route change" es uno de los tres modelos atómicos que sustituyen al modelo "Recover route" presentado en la sección anterior para así representar con mayor precisión el funcionamiento del protocolo reactivo. En este modelo se evalúa si el movimiento de un nodo que pertenece a la ruta activa ha provocado la ruptura o no de la misma, Fig. 5.17. El funcionamiento de este modelo atómico está ligado al de los modelos de posición, los lugares «If_X_in_route» siendo X cualquiera de los 6 nodos, tendrán una marca que habrá sido colocada si el nodo que se ha movido pertenece a la ruta activa. Si alguno de esos lugares tiene una marca se habilita la actividad «Inst_Act1» y se dispara el caso de la actividad que corresponde al nodo que ha realizado el movimiento, de este modo en las puertas de salida «A_moved», «B_moved», «C_moved», «D_moved», «E_moved» y «F_moved» se evalúa conociendo la ruta actual el enlace o enlaces del nodo con sus vecinos en la ruta.

La ruta actual se obtiene evaluando en la puerta de salida «Calculate_distance» el lugar extendido «Route_ind». Por ejemplo, si el nodo que se ha movido es A o C y todos los elementos del lugar extendido tienen el marcado

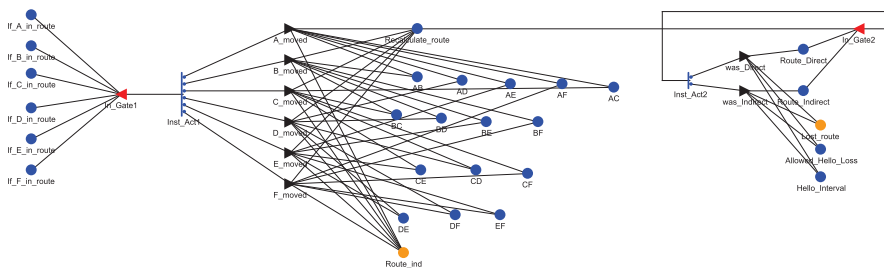


Figura 5.17: Modelo atómico "If route change"

a 0 significa que la ruta es directa y se evalúa únicamente la distancia entre A y C con el lugar «AC». Si el marcado de «AC» es menor o igual que el valor de cobertura radio con el que se está trabajando en el experimento actual, la ruta se mantiene activa. Por lo contrario, si la distancia actual es superior a la cobertura radio los nodos ya no son alcanzables entre sí y se añade una marca en el lugar «Recalculate_route». Siguiendo con el ejemplo, cuando se mueve A o C si existe algún otro nodo en la ruta se evalúa en el caso de A cuál es el que tiene el marcado a 1 en el lugar «Route_ind» porque A solo puede tener un sucesor; en el caso de que se mueva C se evalúa qué nodo es el último por orden en la ruta, porque C únicamente puede tener un antecesor. Si el nodo que se mueve es cualquiera de los otros cuatro, en la puerta correspondiente y evaluando el marcado del lugar «Route_ind» se estudia cual es su posición en la ruta y por tanto quien es su antecesor y sucesor para evaluar únicamente si la distancia a estos dos nodos es superior a la cobertura radio. Si no lo es, no se realiza ninguna acción y la ruta continua siendo la misma y si alguna distancia es superior a la cobertura radio debe buscarse una ruta alternativa, esto se indica colocando una marca en el lugar «Recalculate_route».

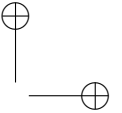
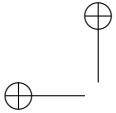
Una marca en «Recalculate_route» y en «Route_Direct» o «Route_Indirect» indica que la ruta directa o indirecta que permanecía activa ha cambiado por el movimiento de un nodo. En este caso, se habilita la actividad «Inst_Act2» disparándose el primer caso con una probabilidad del 100% si la ruta activa era directa o se dispara el segundo caso de la actividad cuando

la ruta era indirecta. En las puertas de salida «was_Direct» y «was_Indirect» se da por perdida la ruta colocando la marca en el lugar «Lost_route» y se elimina el marcado del lugar «Route_Direct» o del lugar «Route_Indirect» según fuese la ruta directa o indirecta respectivamente, ya que estos lugares mantienen su marcado mientras la ruta directa o indirecta permanece activa. Además se activa el tiempo de invalidación, al cabo del cual realmente la ruta se marca en la tabla de encaminamiento como inválida, acto que permite realizar una nueva búsqueda de ruta.

Según las especificaciones del AODV si un nodo se mueve, aunque la ruta se pierda, en la tabla de encaminamiento no aparece tal pérdida de forma instantánea, no se da por perdida hasta que no se supera el tiempo de invalidación. Es decir, durante ese tiempo en realidad el servicio no podrá ser visualizado por el usuario porque la ruta se ha roto y los paquetes de datos no llegan a su destino, pero el protocolo sigue considerando esa ruta como válida. La ruta se marca como inválida tras el tiempo de invalidación que viene determinado por el valor de $\text{Allowed_Hello_Loss} * \text{Hello_Interval}$. Por defecto el protocolo permite la pérdida de 2 paquetes Hello ($\text{Allowed_Hello_Loss} = 2$) para determinar que ha perdido contacto con sus vecino, y los paquetes Hello se envían cada segundo ($\text{Hello_Interval} = 1000$ ms). Cuando la ruta ha sido invalidada en la tabla de encaminamiento puede iniciarse la búsqueda de una nueva ruta.

En el diseño de este modelo atómico se ha realizado una aproximación¹¹. Cuando el movimiento implica la ruptura de la ruta, ésta se marca como perdida con un token en el lugar «Lost_route», aunque el protocolo no la considera rota hasta que no detecta la pérdida de dos paquetes Hello (2 s). En el caso del modelo, lo que interesa es calcular el tiempo que la ruta permanece

¹¹La aproximación será válida siempre y cuando durante los 2 s de espera la ruta perdida no se haya recuperado gracias al movimiento de algún nodo. Si fuese así, al cabo de 2 s se buscará de nuevo ruta y se encontrará pero se determinará que es una nueva cuando en realidad es la misma recuperada gracias al movimiento de alguno de sus nodos. Se ha considerado que afecta menos a los resultados contabilizar como ruta nueva una ruta que ya existía que contabilizar tiempo válido de ruta cuando no lo es.



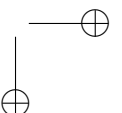
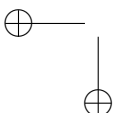
activa ofreciendo el servicio, por tanto es necesario marcarla como perdida porque como se verá en la sección 5.5.7, es en el modelo atómico «Time» donde al detectar una ruta perdida se deja de contar el tiempo de ruta activa. Si se marcarse como perdida la ruta al cabo de 2 s, tiempo en el que se marca como inválida, en el modelo «Time» se hubiesen contabilizado 2 s más de ruta activa durante los cuales es falso que se haya podido establecer comunicación entre origen y destino y por tanto que se haya podido ofrecer el servicio. El modelo si que contempla el tiempo de invalidación y el hecho de que pasado este momento se puede iniciar la búsqueda de una nueva ruta y no antes aunque sea conocido que exista una ruta alternativa.

5.5.4. Modelo atómico "Route invalidation"

En la Fig. 5.18 se muestra este modelo donde se calcula el tiempo de invalidación según el producto $\text{Allowed_Hello_Loss} * \text{Hello_Interval}$. El producto de estos dos parámetros es la tasa con la que se dispara la actividad determinista «Invalidation_time», actividad que ha sido habilitada cuando en el modelo atómico "If route change", ver sección 5.5.3, se ha añadido una marca en los lugares «Allowed_Hello_Loss» y «Hello_Interval». Por tanto, la actividad se dispara al cabo de 2 s si se consideran los valores por defecto del protocolo AODV. Tras el disparo se inicializan los valores de los lugares Allowed_Hello_Loss y Hello_Interval, y se coloca una marca en el lugar «Invalidated», lugar compartido por la subred «Alternative route», ver sección 5.5.5.

5.5.5. Modelo atómico "Alternative Route"

En este modelo atómico se representa la búsqueda de una ruta alternativa a la que se estaba utilizando y que ha sido invalidada tras la ruptura debida al movimiento de un nodo, ver Fig. 5.19. El marcado del lugar «Invalidated» habilita la actividad «InstAct_Invalidated», que se dispara de forma instantánea. Al igual que sucede en el modelo "Search_AC", ver sección 5.5.1, se



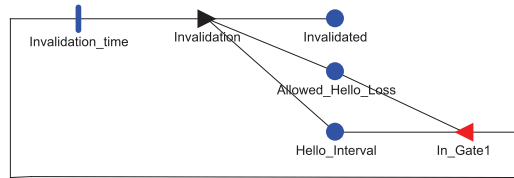


Figura 5.18: Modelo atómico "Route invalidation"

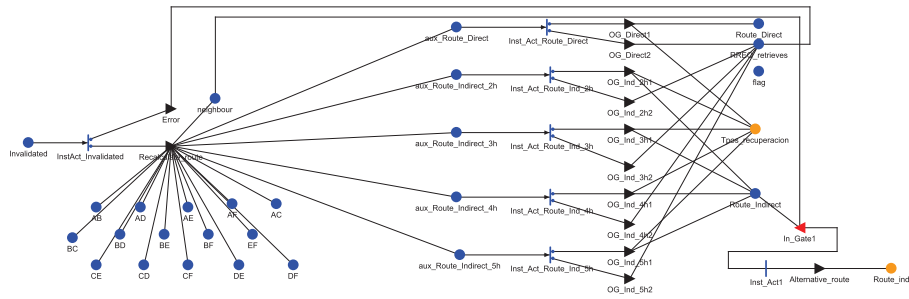


Figura 5.19: Modelo atómico "Alternative route"

ha modelado una probabilidad de error¹² a la hora de buscar la ruta alternativa, error que representa problemas de comunicación y evita que la ruta se establezca aunque exista en términos de alcanzabilidad. Al dispararse el primer caso de la actividad «InstAct_Invalidated» la puerta de salida «Error» incrementa en una unidad el marcado del lugar «RREQ_retrieves». Mientras el marcado de este lugar no alcance el umbral, 2 según los parámetros por defecto del protocolo AODV, pasado el tiempo de espera correspondiente se realizará de nuevo una solicitud de ruta, ver 5.5.6.

Si por lo contrario se dispara el segundo caso de la actividad «InstAct_Invalidated» se inicia en la puerta de salida «Recalculate_route» la búsqueda de una ruta alternativa. Los cálculos se realizan conociendo la distancia entre nodos representada por el marcado de los lugares «AB», «AC», «AD», etc.

¹²El valor de la tasa de error es el mismo en los dos modelos atómicos.

De forma similar a como se ha modelado en "Search_AC" si existe una posible ruta se coloca una marca en el correspondiente lugar auxiliar «aux_Route_Direct» para la ruta directa o cualquiera de los lugares «aux_Route_Indirect_Xh» siendo X igual al número de saltos cuando la ruta es indirecta. Cada uno de estos lugares habilitará su actividad correspondiente, actividad en la que los casos se dispararán según las probabilidades aplicadas en función del número de saltos (determinados por la propia actividad) y al número de reintentos que se hayan llevado a cabo durante la búsqueda de esta ruta alternativa. Este mecanismo es el mismo que el programado en "Search_AC" para evitar que la ruta siempre se encuentre en el primer intento de búsqueda consiguiendo que el comportamiento sea más realista. Si probabilísticamente la ruta encontrada debería hacerlo en el siguiente intervalo de búsqueda y no en el actual, en la puerta «OG_Direct2» u «OG_Ind_Xh2» correspondiente se incrementará el número de reintentos llevados a cabo siempre y cuando no se haya superado el umbral establecido, 2 según el protocolo. Cuando se encuentra ruta y se dispara el primer caso de cualquiera de las actividades («Inst_Act_Route_Direct» o «Inst_Act_Route_Ind_Xh»), se coloca una marca en el lugar «Route_direct» o «Route_indirect» según corresponda, se inicializa el valor de reintentos «RREQ_retrieves» y en el caso de ser indirecta se dispara la actividad «Inst_Act1» y con la puerta de salida «Alternative_route» se almacena el orden exacto de los nodos en la ruta utilizando el marcado del lugar extendido «Route_ind».

5.5.6. Modelo atómico "Delay recovery"

En este modelo se ha implementado el tiempo que debe transcurrir tras cada intento de búsqueda, ver Fig. 5.20. Según el protocolo AODV si al enviar un paquete RREQ no se ha obtenido respuesta al cabo de NET_TRAVERSAL_TIME milisegundos, el nodo debe intentar obtener ruta realizando de nuevo un envío broadcast del paquete RREQ. Este proceso debe repetirse hasta un máximo de RREQ_RETRIES veces con el máximo TTL permitido. Cuando se calcula el tiempo que debe esperar el nodo fuente a recibir un

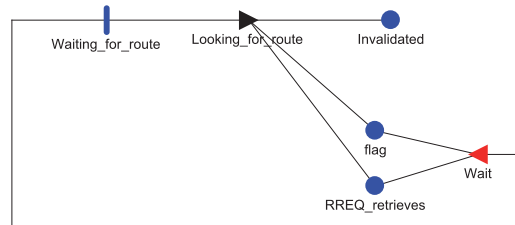


Figura 5.20: Modelo atómico "Delay recovery"

RREP después de enviar un RREQ se debe utilizar un tiempo de espera exponencial binario. Es decir, tras el primer intento el protocolo espera un tiempo igual a $NET_TRAVERSAL_TIME$ milisegundos, el tiempo de espera tras el segundo RREQ es de $2 \times NET_TRAVERSAL_TIME$ milisegundos, así hasta $RREQ_RETRIES$ adicionales después del primer RREQ.

Por tanto, cuando en el modelo atómico "Alternative route", ver sección 5.5.5, la ruta alternativa no ha podido ser encontrada y se incrementa el número de intentos realizados, se habilita la actividad «Waiting_for_route» de este modelo para que se dispare al cabo del tiempo programado. Así la puerta de salida «Looking_for_rotue» se encarga de añadir una marca al lugar «Invalidated» para que de nuevo se active el funcionamiento de la actividad «InstAct_Invalidated» del modelo atómico "Alternative route".

5.5.7. Modelo atómico "Time"

Este modelo se utiliza para contabilizar el tiempo medio que la ruta permanece activa y determinar el tiempo de servicio, ver Fig. 5.21. Cada vez que se encuentra una ruta, ya sea cuando el usuario solicita un servicio (modelo "Search_AC") o cuando la ruta que se ha encontrado es una alternativa a una perdida mientras el servicio estaba en marcha (modelo "Alternative_route"), se deposita una marca en el lugar «Route_Direct» o «Route_Indirect» de estos modelos atómicos. Estos lugares son comunes al modelo atómico que se está evaluando, si su marcado es distinto de 0 se dispara la actividad

«t_Direct» o «t_Indirect», disparos que se contabilizan para conocer el número de rutas directas e indirectas encontradas durante el tiempo de simulación del experimento. Simultáneamente, cuando se encuentra ruta se añaden tantas marcas en los lugares «timer_Direct» o «timer_Indirect» como el tiempo de simulación utilizado, lo que habilita la actividad «Timer_Direct» o «Timer_Indirect» según corresponda, con cada disparo de la actividad se decrementa en una unidad el marcado del lugar correspondiente «timer_Direct» o «timer_Indirect». Mientras existan marcas en los lugares de timer se dispara la actividad pertinente lo que posteriormente se utilizará para saber el tiempo total que la ruta ha permanecido activa durante el experimento. Conociendo este tiempo total y el número de rutas encontradas (directas e indirectas) se obtiene el tiempo medio de ruta durante el cual la ruta ha estado activa.

Si se está contabilizando el tiempo que la ruta está activa y se produce una ruptura pueden suceder dos cosas, si existe una marca en el primer elemento del lugar extendido «Lost_route» se habilita el disparo de la actividad «Route_Direct_lost»; si la marca está en el segundo elemento del lugar extendido es porque la ruta perdida era indirecta y por tanto se habilita el disparo de la actividad «Route_Indirect_lost». Los disparos de estas actividades se contabilizan para conocer el número de rutas perdidas directas e indirectas.

También se ha programado en este modelo el tiempo que el servicio permanece activo. Cuando se ha encontrado una ruta en el modelo "Search_AC", ver sección 5.5.1, se activa el servicio colocando una marca en el lugar «Activate_service» que comparten ambos modelos atómicos y empieza a contabilizarse el tiempo de servicio. Es durante ese tiempo cuando se estudia el comportamiento del protocolo porque es cuando un usuario quiere visualizar la información de media o alerta. El servicio finaliza a petición del usuario cuando se dispara la actividad «Time_service», este tiempo ha sido tipificado según el tipo de servicio que se esté visualizando. Al finalizar el servicio en la puerta de salida «End_service» se inicializa el marcado de todos los lugares y deja de contabilizarse el tiempo que la ruta está activa¹³.

¹³Aunque la ruta permanezca activa cuando el usuario deja de visualizar la información, en el

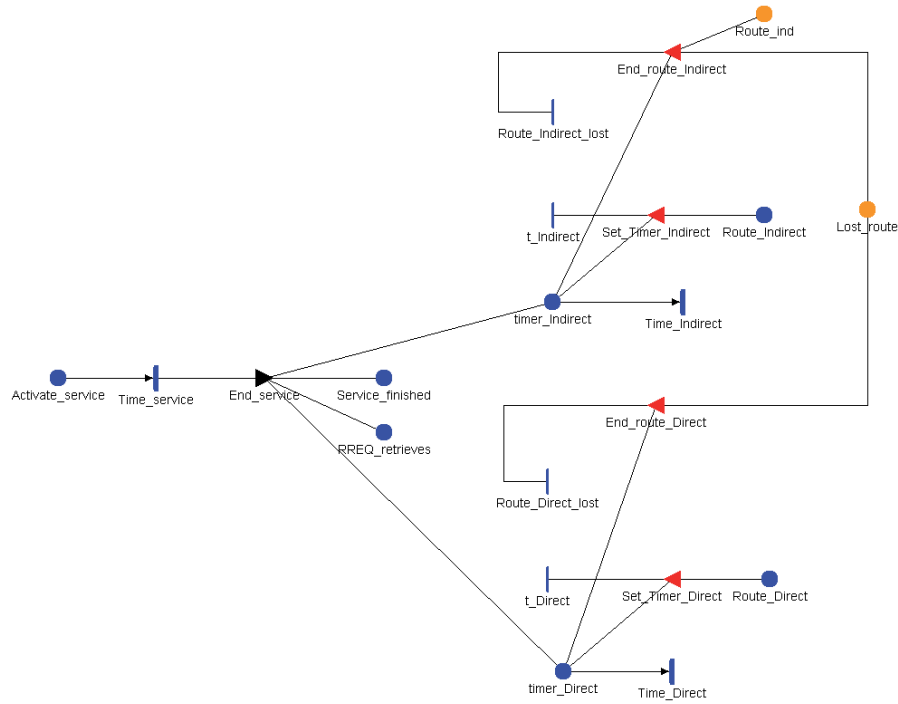


Figura 5.21: Modelo atómico "Time"

5.5.8. Modelo compuesto

El modelo compuesto está formado por los modelos atómicos relacionados entre sí gracias a los lugares comunes que comparten. Esta forma de compartir los estados se denomina *equivalence sharing (intercambio de equivalencia)*, dado que todos los modelos tienen la misma relación con las variables de estado compartidas.

En la tabla 5.12 se muestra un resumen de los lugares comunes (shared state variables) y los modelos atómicos en los que aparecen (submodel state modelo se deja de contar ese tiempo de mantenimiento de ruta porque lo que interesa es saber el tiempo que la ruta se mantiene mientras el servicio está en marcha.

variable name) además de una breve descripción.

Nótese que se han obviado algunos lugares como *BC*, *BD*, *BE*, *BF*, *CD*, *CE*, *CF*, *DE*, *DF* por tener la misma utilidad que *AC*, *AB*... Del mismo modo no se han añadido los lugares *If_B_in_route*, *If_C_in_route*, *If_D_in_route*, *If_E_in_route* ni *If_F_in_route* con una función similar al lugar *If_A_in_route*. Por último únicamente se han añadido los lugares que representan las coordenadas X e Y del nodo A y se debe tener en cuenta que actúan del mismo modo los lugares que representan las coordenadas de posición del resto de los nodos móviles.

Tabla 5.12: State variables

Shared state variable	Interpretation	Submodel state variable name
AB	Distancia entre el nodo A y B	Alternative_route->AB If_route_change->AB Position_MT_A->AB Position_MT_B->AB
AC	Distancia entre el nodo A y C	Alternative_route->AC If_route_change->AC Position_MT_A->AC Position_MT_C->AC
AD	Distancia entre el nodo A y D	Alternative_route->AD If_route_change->AD Position_MT_A->AD Position_MT_D->AD
AE	Distancia entre el nodo A y E	Alternative_route->AE If_route_change->AE Position_MT_A->AE Position_MT_E->AE
AF	Distancia entre el nodo A y F	Alternative_route->AF If_route_change->AF Position_MT_A->AF
Continuación ...		

Tabla 5.12: State variables (continuación)

Shared state variable	Interpretation	Submodel state variable name
		Position_MT_F->AF
Route_Direct	La ruta activa es directa	Alternative_route->Route_Direct If_route_change->Route_Direct Position_MT_A->Route_Direct Position_MT_C->Route_Direct Search_AC->Route_Direct Time->Route_Direct
Route_Indirect	La ruta activa es indirecta	Alternative_route->Route_Indirect If_route_change->Route_Indirect Position_MT_A->Route_Indirect Position_MT_C->Route_Indirect Search_AC->Route_Indirect Time->Route_Indirect
Route_ind	Array que representa la posición exacta de cada nodo en la ruta activa	Alternative_route->Route_ind If_route_change->Route_ind Position_MT_B->Route_ind Position_MT_D->Route_ind Position_MT_E->Route_ind Position_MT_F->Route_ind Search_AC->Route_Indirect Time->Route_Indirect
Activate_service	Servicio activado	Search_AC->Activate_service Time->Activate_service
Allowed_Hello_Loss	Activación para la invalidación de la ruta	If_route_change->Allowed_Hello_Loss Route_invalidation->Allowed_Hello_Loss Time->Allowed_Hello_Loss
Hello_interval	Activación para la invalidación de la ruta	If_route_change->Hello_interval Route_invalidation->Hello_interval
Continuación ...		

Tabla 5.12: State variables (continuación)

Shared state variable	Interpretation	Submodel state variable name
		Time->Hello_interval
If_A_in_route	El nodo que se ha movido pertenece a la ruta	If_route_change->If_A_in_route Position_MT_A->If_A_in_route
Invalidated	Ruta invalidada	Alternative_route->Invalidated Delay_recovery->Invalidated Route_invalidation->Invalidated Time->Invalidated
Lost_route	Se ha perdido la ruta	If_route_change->Lost_route Time->Lost_route
RREQ_retrieves	N. de reintentos	Alternative_route->RREQ_retrieves Delay_recovery->RREQ_retrieves Time->RREQ_retrieves
Service_finished	Servicio finalizado	Search_AC->Service_finished Time->Service_finished
X_MT_A	Coordenada X de la posición del nodo A	Position_MT_A->X_MT_A Position_MT_B->X_MT_A Position_MT_C->X_MT_A Position_MT_D->X_MT_A Position_MT_E->X_MT_A Position_MT_F->X_MT_A Search_AC->X_MT_A
Y_MT_A	Coordenada Y de la posición del nodo A	Position_MT_A->Y_MT_A Position_MT_B->Y_MT_A Position_MT_C->Y_MT_A Position_MT_D->Y_MT_A Position_MT_E->Y_MT_A
Continuación ...		

Tabla 5.12: State variables (continuación)

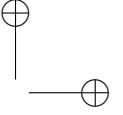
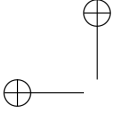
Shared state variable	Interpretation	Submodel state variable name
		Position_MT_F->Y_MT_A
		Search_AC->Y_MT_A

5.6. Conclusiones

Autores como Murata, ver [XMT02], y otros, ver [ZZ03], han destacado la complejidad de modelar con redes de Petri una MANET completa debido al constante cambio de topología, pero esto es posible, eso sí realizando algunas simplificaciones que permitan centrar la atención en el modelado de lo que realmente interesa estudiar. Gracias a la modularidad que permite la herramienta de modelado utilizada se ha podido simplificar inicialmente el problema a evaluar para ir completando el modelo a medida que lo diseñado anteriormente había sido validado.

En este capítulo se ha seguido la evolución de los modelos formales diseñados en la tesis desde los más sencillos hasta llegar al modelo compuesto más complejo con el que estudiar el comportamiento ante la movilidad de sus nodos de una red ad hoc completa regida por un protocolo de encaminamiento reactivo y ubicada en un entorno industrial, con unas características concretas de espacio, número de nodos, velocidad de movimiento, tiempo de conexión e información a intercambiar.

Las medidas y resultados que se pueden obtener gracias a estos modelos se muestran en el capítulo 6, así como una evaluación de los resultados para determinar los servicios que pueden ser ofrecidos y con qué restricciones. Los resultados de los modelos iniciales, más sencillos, han sido obtenidos mediante resolución analítica, pero el espacio de estados de los modelos complejos era muy grande por lo que los resultados de estos modelos se han obtenido mediante simulación.

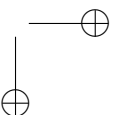
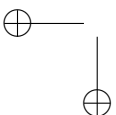


Capítulo 6

Resultados de los modelos formales y evaluación

Siguiendo el mismo esquema que se ha utilizado en el capítulo anterior, los resultados obtenidos con los modelos desarrollados se presentan en tres bloques.

En este capítulo se muestra la evolución de los resultados y se evalúan en cada caso los parámetros más representativos que permiten finalmente determinar si los servicios de media y alerta solicitados en instalaciones de supervisión pueden ser ofrecidos de forma adecuada a los usuarios cuando se hace uso de una red ad hoc para la transmisión de la información desde fuente a destino.



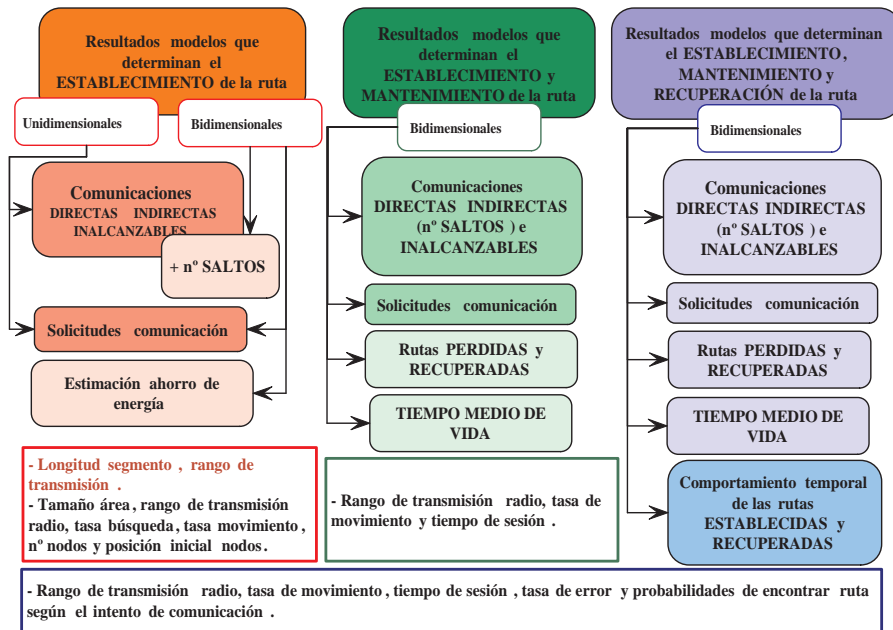


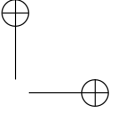
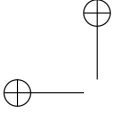
Figura 6.1: Esquema de las medidas realizadas en las tres etapas de modelado. Parámetros utilizados en cada etapa

6.1. Metodología de medidas

La complejidad de los modelos diseñados lleva asociada una dificultad a la hora de seleccionar los parámetros que permitan obtener los resultados más representativos para estudiar el sistema modelado, así como una dificultad añadida a la hora de la interpretación de los mismos.

En la Fig. 6.1 se presenta un esquema de las tres etapas de modelado expuestas en el capítulo 5. En cada etapa se hace una reseña a las medidas realizadas, diferenciando dentro de una misma etapa (con otro color) aquellas medidas que son distintas respecto a las realizadas con modelos anteriores o en la etapa anterior.

En todos los modelos aquí representados, para realizar las medidas se



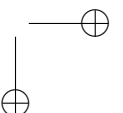
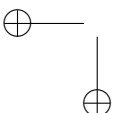
han utilizado variables de recompensa. Estas variables pueden ser de dos tipos: por tasa, se recibe la recompensa por alcanzar el sistema un estado en particular; por impulso, se recibe la recompensa cuando se dispara una actividad determinada. A continuación se enumeran los valores que se han obtenido gracias a las variables de recompensa utilizadas.

En la primera etapa se ha modelado una red ad hoc en un plano unidimensional y bidimensional, estas medidas se muestran en la sección 6.2 del capítulo actual. En primer lugar se han realizado medidas para obtener el número de rutas directas o single-hop, indirectas o multi-hop, el número de rutas inalcanzables y el número de solicitudes de comunicación realizadas. En los modelos bidimensionales de esta misma etapa, se han realizado las mismas medidas, pero además se ha obtenido el número de saltos en las rutas multi-hop y se ha realizado un estudio sobre la estimación del ahorro de energía gracias al uso de las rutas multi-hop frente al uso de las single-hop. Véase como las medidas ampliadas en el modelo bidimensional respecto a las del modelo unidimensional se presentan en un tono de color distinto en el esquema de la Fig. 6.1.

En la segunda etapa, se ha trabajado únicamente con modelos en el plano bidimensional. Se han realizado las medidas realizadas en la etapa anterior, a excepción del estudio sobre el ahorro de energía, y se ha añadido la obtención de medidas que permiten contabilizar el número de rutas perdidas y de rutas recuperadas tras la pérdida, así como el tiempo medio de vida de la ruta. Estos resultados se representan y evalúan en la sección 6.3.

En la tercera y última etapa de modelado, cuyos resultados se muestran en la sección 6.4, se han estudiado los mismos parámetros añadiendo además el comportamiento temporal del protocolo a la hora de establecer la ruta y recuperarla. Es decir, se ha evaluado cuánto tiempo tarda la ruta en ser encontrada y en ser recuperada.

Cuando se dice que se han realizado las mismas medidas que en el modelo o etapa anterior, es evidente que no se han obtenido exactamente los mismos resultados, sino que se han medido los mismos parámetros pero debido a



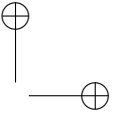
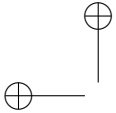
los cambios que sufren los modelos, los valores varían ya que el modelado representa de forma más precisa una red ad hoc en el entorno de trabajo de tipo industrial. Aunque varíen levemente los resultados, lo que no varía es la tendencia y comportamiento de los mismos como se verá en la evaluación de los resultados en este capítulo.

Lo que diferencia las medidas y resultados evaluados y representados para cada una de las etapas, no es solo la ampliación y modificación del modelo, sino los parámetros con los que se evalúan (lo que se denomina variables). Para la resolución de los modelos se han creado en cada caso distintos estudios, cada uno formado por diferentes experimentos según la combinación de los valores asignados a las variables. Por ello, en el esquema también se representan las variables más importantes utilizadas en cada una de las etapas.

En los modelos más simples, se ha variado el valor de la longitud del segmento y del rango de transmisión radio. En la ampliación de los mismos, pero ya en el plano bidimensional se han incorporado nuevos parámetros: se han evaluado los resultados para distintos valores del tamaño del área de trabajo, el rango de transmisión radio, la tasa de búsqueda de ruta, la tasa de movimiento de los nodos, se ha trabajado con distinto número de nodos y esto se ha combinado a su vez con una posición inicial de los nodos diferente.

En la segunda etapa, cuadro verde del esquema, se ha variado el valor del rango de transmisión radio, de la tasa de movimiento y del tiempo de sesión, parámetro incorporado que no se utilizaba en la etapa anterior. Aunque se han utilizado también parámetros que representan el tamaño del área y la tasa de búsqueda de rutas, estos parámetros permanecen fijos en este modelo, y por eso no se han añadido al esquema, ya que gracias a los resultados de la etapa anterior se han seleccionado los valores más representativos del escenario a evaluar para variar solo los valores de aquellos que se consideran importantes para la obtención de los resultados finales.

En la última etapa los parámetros con los que se trabaja para estudiar los resultados variando sus valores son los mismos que en la etapa anterior, pero



además se han incorporado otros como la tasa de error que se aplica a la hora de encontrar o recuperar ruta y las probabilidades con las que se trabaja para determinar si la ruta se encuentra en el intento de búsqueda actual o en el siguiente, parámetro que permite que no se encuentren todas las rutas en el primer intento y que el comportamiento se acerque al real según los resultados obtenidos gracias a los testbeds realizados por otros autores.

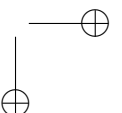
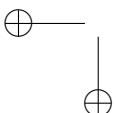
6.2. Resultados de los modelos que determinan el establecimiento de la ruta

A continuación se presentan los resultados de los modelos presentados en la sección 5.3. En primer lugar se exponen los resultados obtenidos tras la resolución de los tres modelos unidimensionales, ver sección 5.3.1, haciendo hincapié en aquellas medidas cuyos valores seguirán la misma tendencia en el resto de modelos presentados en la tesis. En segundo lugar se realiza una evaluación más extensa, por ser un modelo mejorado, de los resultados del primer modelo bidimensional presentado en la sección 5.3.2.

6.2.1. Modelos unidimensionales

Resultados red de tres nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C"

La resolución se ha realizado analíticamente. Los estudios tienen como base la combinación de la tasa de desplazamiento (λ_m) y la tasa de búsqueda (λ_c), además de distintas combinaciones según la colocación inicial de los nodos dentro del segmento de pruebas. La recompensa por tasa se utiliza para obtener el número de comunicaciones directas, indirectas e inalcanzables, y la recompensa por impulso para obtener el número de veces que se ha disparado la solicitud de comunicación entre el nodo "A" y el nodo "C".



Inicialmente el segmento de trabajo tenía 14 divisiones. Se han realizado cambios en el modelo para que la longitud no fuese fija, creando una variable global "long_max", a la que se le han asignado valores dentro del intervalo [14-20]. También se ha modificado el valor del rango de transmisión radio de cada nodo, [2-6]¹. El caso peor es el estudio donde el rango de transmisión radio toma el valor 2, y la longitud máxima del segmento es 20, y el caso mejor corresponde al rango de transmisión radio de valor 6, y a la longitud máxima de 14.

Los resultados de comunicaciones directas (single-hop), indirectas (multi-hop) e inalcanzables han sido los mismos independientemente de la posición inicial de los nodos. Por otro lado, para una misma posición inicial de los nodos, al ir aumentando la longitud del segmento, cada vez son menos las comunicaciones directas entre origen y destino, aumentando las comunicaciones fallidas.

Destacar el comportamiento de las comunicaciones multi-hop, cuando la longitud máxima del segmento es 14, a partir del valor de rango de transmisión radio igual a 5 se aprecia un cambio de pendiente. Este cambio no se observa en las comunicaciones directas ni en las inalcanzables. Por ello, se ha decidido resolver un nuevo experimento aumentando el valor de la zona de cobertura de cada nodo, [2-10], estos resultados se muestran en la Fig. 6.2. En la gráfica se aprecia como cuando el rango de transmisión radio supera el valor 6 y el segmento está formado por 14 divisiones, el número de comunicaciones indirectas empieza a disminuir. Ese punto donde la pendiente es descendente varía según la longitud del segmento. Cuando el rango de transmisión de los nodos es bastante amplio, estos pueden comunicar directamente, por ello disminuyen las comunicaciones a través de un tercer nodo. Destacar que este comportamiento, el punto de inflexión que aparece en las comunicaciones indirectas, se observará también en los resultados del resto de modelos que se han diseñado en esta tesis.

¹Nótese que se está trabajando en un segmento, el rango de transmisión viene definido por el número de divisiones del segmento que el nodo puede abarcar. Posteriormente será necesario determinar qué distancia real (m) corresponde a cada división.

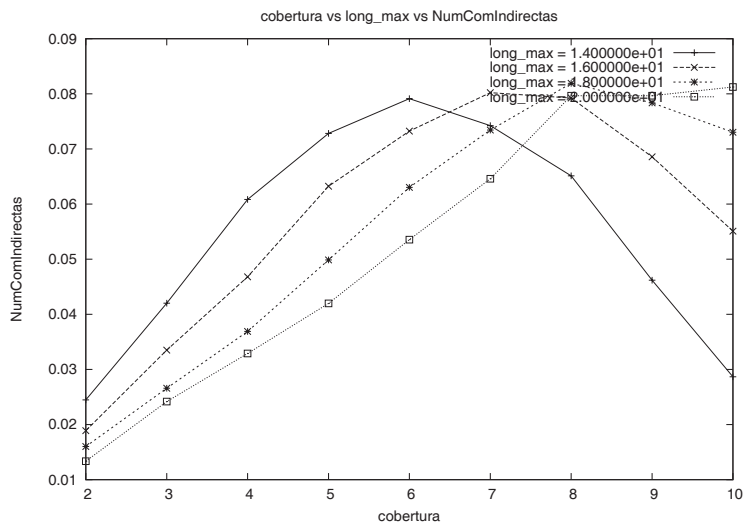


Figura 6.2: Punto de inflexión en las comunicaciones multi-hop en el modelo de 3 nodos móviles. Variación del tamaño del segmento de trabajo y rango de transmisión radio.

Resultados red con tres nodos, donde cualquiera de ellos intenta comunicar con alguno de los otros dos

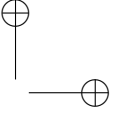
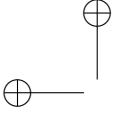
La definición de las variables de recompensa para el cálculo de las comunicaciones directas, indirectas e inalcanzables es muy similar a la realizada en el modelo anterior. En general, el número de comunicaciones inalcanzables supera a las directas y las comunicaciones indirectas son muy bajas. Se han resuelto distintos estudios y experimentos y los valores no son iguales que los obtenidos en el modelo anterior, pero la diferencia es muy pequeña. Por tanto se puede considerar que el comportamiento del modelo donde un solo nodo quiere comunicar con alguno de los otros dos es muy similar al comportamiento del modelo donde indistintamente cualquiera de los tres nodos solicita la búsqueda de ruta.

Resultados red con cuatro (cinco y seis) nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C"

Se han comparado los resultados del modelo donde la red está formada por 4 nodos con los resultados de la red formada por 3 nodos. Hay un incremento importante de las comunicaciones indirectas, aunque siguen sin superar a las comunicaciones directas y a las comunicaciones fallidas. Los resultados se han obtenido analíticamente y para una misma tasa de desplazamiento y tasa de búsqueda aunque los nodos inicialmente se coloquen en posiciones distintas los resultados son similares. Por tanto, se puede afirmar de nuevo que las posiciones iniciales de los nodos no influyen en los resultados.

En los modelos de 5 y 6 nodos los resultados se han obtenido variando el rango de transmisión radio de los nodos con valores comprendidos en el rango [2, 12] y la longitud máxima del segmento con valores dentro del rango [20, 70]. Además se ha variado la tasa de búsqueda y tasa de desplazamiento. No se ha modificado la posición inicial de los nodos, porque ha quedado demostrado que estas no influyen en los resultados.

Tras la resolución de los experimentos se observa cómo aumenta el porcentaje de comunicaciones directas a medida que aumenta el rango de transmisión radio. Para las comunicaciones indirectas se observa un punto de inflexión que ya aparecía en los modelos con 3 y 4 nodos, existe por tanto un valor de rango de transmisión radio en el cual el número de comunicaciones indirectas disminuye a cambio de un aumento en las comunicaciones directas. Además, cada vez que se añade un nodo más a la red se ha observado un aumento del porcentaje de comunicaciones que utilizan algún nodo intermedio (multi-hop). En cuanto a las comunicaciones inalcanzables, disminuyen cuanto mayor es el rango de transmisión radio de los nodos de la red y disminuyen también al aumentar el número de nodos de la red, cuanto mayor es el número de nodos menor es la posibilidad de que el nodo origen no pueda alcanzar al nodo destino.



6.2.2. Modelos bidimensionales

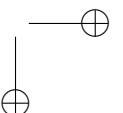
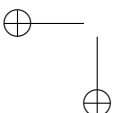
Los experimentos evaluados en esta sección han sido resueltos por simulación. Tal y como se ha explicado en la sección 3.3.6, los métodos analíticos se pueden aplicar si todas las actividades son exponenciales o existe al menos una actividad determinista habilitada en cada momento, el modelo tiene un espacio finito de estados posibles y no se han definido medidas de actividad.

En el caso de los modelos que se presentan en esta sección y siguientes no todas las actividades son exponenciales, existen actividades deterministas, aunque en ningún caso hay dos habilitadas simultáneamente. Suponiendo que el modelo tiene un espacio finito de estados posibles y teniendo en cuenta que no se han definido medidas de actividad, se cumplen los tres requisitos para evaluar un modelo de forma analítica.

Aún así, al seleccionar la generación del espacio reducido de estados, la herramienta indicaba problemas con las actividades instantáneas. No existe límite en el número de actividades instantáneas a utilizar, pero según los desarrolladores a los que se consultó, si existe un límite en el número de esas transiciones que pueden ser disparadas antes de que se alcance un estado estable.

Al no poder utilizar la generación del espacio reducido de estados, se evaluó la posibilidad de generar el espacio simbólico de estados (symbolic SSG), módulo añadido a partir de la versión 1.6.0 de la herramienta Möbius. En este caso, también hay una serie de requisitos a cumplir, y en los modelos diseñados no se cumple uno de ellos, concretamente no pueden definirse medidas de recompensa por impulso y en este modelo y posteriores si que se han utilizado este tipo de medidas.

Por todo esto, el análisis numérico no ha sido posible debido al elevado tamaño del espacio de estados y se han resuelto los modelos por simulación.

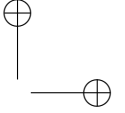
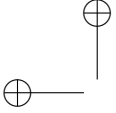


Resultados red de tres (cuatro, cinco y seis) nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C" en el plano bidimensional. Zona de trabajo formada por celdas hexagonales

Con los modelos bidimensionales presentados en la sección 5.3.2 se ha estudiado la alcanzabilidad de los nodos al realizar un intento de comunicación (comunicaciones single-hop, multi-hop y comunicaciones fallidas), los resultados se pueden ver afectados por las búsquedas de ruta y el movimiento de los nodos. Aprovechando que estos son los primeros modelos que evalúan con detalle la ruta multi-hop, ya que además de indicar que la comunicación no es directa entre el origen y el destino también se almacena la ruta exacta que deben seguir los paquetes de datos y con ello el número de saltos; se ha realizado un estudio para obtener una estimación del ahorro de energía que puede suponer el uso de las rutas multi-hop frente a las rutas single-hop.

El comportamiento en general de estos cuatro modelos en el plano bidimensional es el mismo, al igual que en los modelos unidimensionales, por esto se van a describir los resultados de forma conjunta destacando en el caso de que sea necesario alguna característica particular según el número de nodos (3, 4, 5 ó 6), el tamaño del área o el rango de transmisión radio. Todos estos resultados se han evaluado para un nivel de confianza del 0.95 y un intervalo de confianza de 0.1, esto es, el valor medio de los resultados no será satisfactorio hasta que el intervalo de confianza esté dentro del 10% de la estimación media el 95% del tiempo. El tiempo de simulación utilizado ha sido de 6000 u.t. (unidades de tiempo).

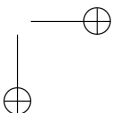
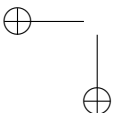
Comunicaciones single-hop. Se ha observado, para cualquier número de nodos que forma la red, que a mayor rango de transmisión radio el número de comunicaciones single-hop es mayor, al contrario que las comunicaciones inalcanzables que siguen la tendencia opuesta tal y como se ha visto anteriormente en los modelos unidimensionales. Siguiendo con las comunicaciones directas entre origen y destino, el comportamiento es el mismo independientemente del tamaño del área de trabajo, de la tasa de movimiento y de la tasa



de búsqueda utilizada en los distintos experimentos, las comunicaciones aumentan con el incremento del rango de transmisión radio. Por otra parte si se comparan las comunicaciones directas para un mismo número de nodos en la red pero variando el tamaño del área, estas aumentan cuando el tamaño del área es menor, evidentemente porque los nodos están más cerca y por tanto más agrupados que si se sitúan en una zona más extensa, ver Fig. 6.3 donde se muestran los resultados para una red de 6 nodos móviles. Además de ese comportamiento general, los resultados varían según la relación entre el movimiento de los nodos y las solicitudes de ruta realizadas, concretamente si se observan los resultados de una red con 6 nodos móviles para un valor de $CMR=10$ (Call to Mobility Ratio), esto es un ratio de 10 intentos de comunicación cada movimiento, los valores no varían aunque se modifique el tamaño del área, Fig. 6.3. Concretamente en este caso, los resultados para una zona que toma como base un mosaico T_4 , T_5 y T_6 son los mismos. Esto se debe a que los nodos se mueven muy poco comparado con las veces que el nodo origen solicita comunicar con el nodo destino, si el nodo destino era alcanzable antes del primer intento de comunicación, también lo será después porque a penas se ha movido entre un intento y otro, y lo mismo en el caso contrario, si la comunicación no fuese posible.

Comunicaciones multi-hop. En términos generales en las comunicaciones indirectas o multi-hop los resultados muestran un punto de inflexión, desde ese punto las comunicaciones de este tipo empiezan a disminuir aunque el rango de transmisión radio aumente, ver Fig. 6.4 donde se han representado como ejemplo los resultados para una red de 6 nodos. Al aumentar el rango de transmisión radio, a partir de cierto valor es posible la comunicación directa² entre nodo y destino y ya no se necesita un nodo intermedio para alcanzarlo. Recordar que el punto de inflexión ya se había observado en los resultados de los modelos unidimensionales. Antes de llegar al punto de inflexión para cualquier tamaño del área, las comunicaciones indirectas como ya se ha comentado incrementan con el aumento del rango de trans-

²Las comunicaciones directas son preferentes frente a las indirectas.



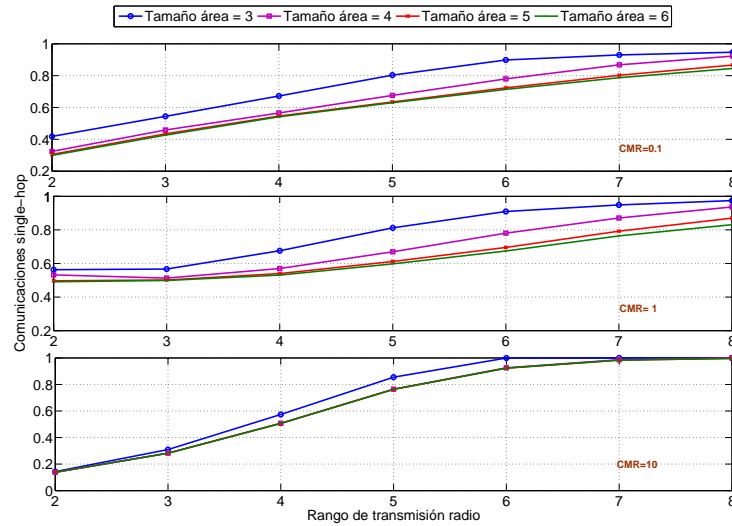


Figura 6.3: Comunicaciones single-hop en el modelo de 6 nodos móviles cuando se utilizan distintos tamaños del área de trabajo. Variación del rango de transmisión radio, tasa de movimiento y tasa de búsqueda.

misión, pues el nodo origen necesita de un nodo intermedio para alcanzar el destino. Se observa en esta misma figura, como antes de ese punto las comunicaciones indirectas son mayores para la zona basada en el mosaico T_3 , los otros dos tamaños de mosaico tienen menos comunicaciones de este tipo porque abundan más las comunicaciones inalcanzables. Después del punto de inflexión, las comunicaciones a través de otro nodo disminuyen significativamente, pues si el rango de transmisión es mucho mayor, los nodos origen y destino pueden verse sin necesidad de un tercero. También después del punto de inflexión se producen más comunicaciones indirectas en la zona basada en un mosaico T_5 que en un mosaico T_3 , para un mismo rango de transmisión radio el área es mucho mayor siendo más difícil que las comunicaciones indirectas sean sustituidas por las directas.

Siguiendo con las comunicaciones multi-hop, decir que para un mismo

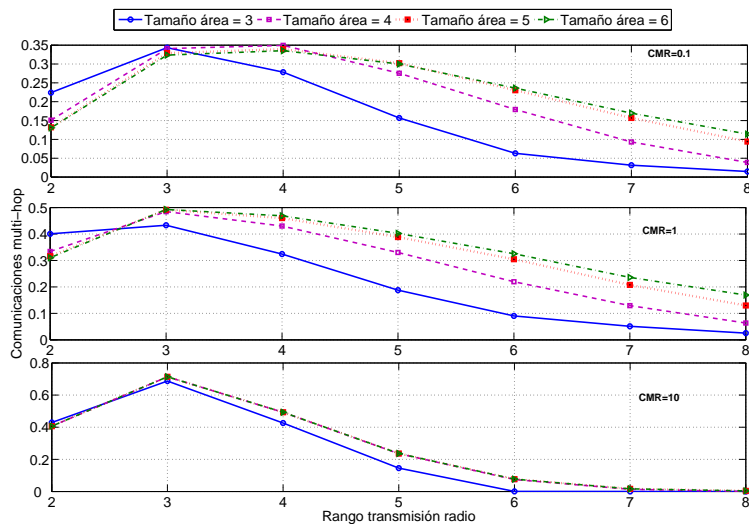


Figura 6.4: Comunicaciones multi-hop en el modelo de 6 nodos móviles cuando se utilizan distintos tamaños del área de trabajo. Variación del rango de transmisión radio, tasa de movimiento y tasa de búsqueda.

número de nodos en la red este punto de inflexión se observa en distintos valores del rango de transmisión radio según cual sea el tamaño del área. Por ejemplo, en el caso de una red con 3 nodos, si el área de trabajo está basada en un mosaico T_3 (tres anillos alrededor de la celda central más las celdas de los extremos, ver sección 4.1.1) el punto de inflexión en las comunicaciones multi-hop se obtiene con un rango de transmisión radio igual a 4, para el área basada en un mosaico T_4 y T_5 el punto de inflexión se presenta para un valor de rango de transmisión radio igual a 6, ver primera gráfica de la Fig. 6.5.

Si en lugar de variar el tamaño del área con un número fijo de nodos, se mantiene fija la zona de trabajo y se varía el número de nodos en la red, se observa que las comunicaciones indirectas aumentan a medida que se añade un nodo en el escenario. El porcentaje máximo de este tipo de comunicaciones (que coincide con el punto de inflexión) es mayor cuando el número de

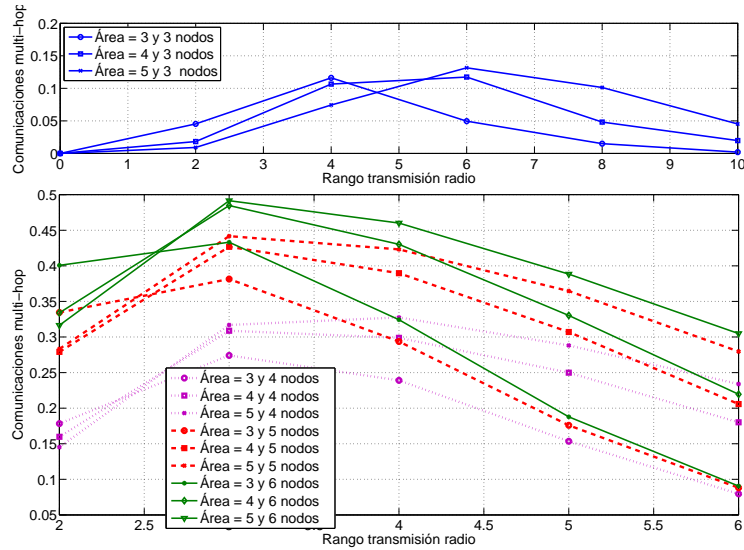
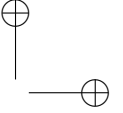
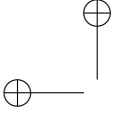


Figura 6.5: Comunicaciones multi-hop donde se utilizan 3, 4, 5 y 6 nodos móviles. Tasa de movimiento y tasa de búsqueda fijos, variación del tamaño del área y el rango de transmisión radio

nodos de la red es mayor. Además tal y como se muestra en la Fig. 6.5 cuanto mayor es el número de nodos, son menores los valores del rango de transmisión radio a los cuales se alcanza el punto de inflexión. Esto es razonable dado que hay más parejas de nodos que pueden comunicar aunque el rango de transmisión radio sea inferior; las comunicaciones indirectas aumentan a expensas de un decremento de las inalcanzables. Debido a esta diferencia en el punto de inflexión, los resultados para el modelo de tres nodos se muestran en una gráfica distinta del resto de resultados; mientras el punto de inflexión para los modelos de 4, 5 y 6 nodos se encuentra para los valores de rango de transmisión igual a 3 ó 4, el punto de inflexión para el modelo de 3 nodos no se alcanza hasta que el rango de transmisión radio no toma un valor de 4 ó 6, dependiendo del tamaño del área. Es importante destacar que a priori no era posible determinar con qué valor de rango de transmisión radio se obtendría el mayor número de comunicaciones multi-hop para un tamaño de

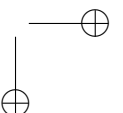
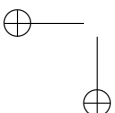


área concreto y un número de nodos determinado, y con la herramienta y los modelos diseñados se ha podido fijar dicho valor.

Si además del comportamiento general de las comunicaciones multi-hop se centra de nuevo la atención en la relación que representa el CMR, se puede ver en la Fig. 6.4 como el punto de inflexión se muestra para un valor de rango de transmisión radio de 3 ó 4 cuando el CMR es 0.1, y con un valor de rango de transmisión radio de 3 si el CMR tiene un valor de 1 y 10. Esto se debe a que con un CMR igual a 0.1 los nodos cambian su posición más veces que intentos de comunicación realiza el nodo origen; por tanto es más difícil comunicar en este caso que en los casos en los que el CMR es mayor. Por ello, en las gráficas se observa como para un CMR igual a 0.1 y un rango de transmisión radio igual a 3 el porcentaje de comunicaciones multi-hop conseguidas es menor que el conseguido para un CMR igual a 1, y a su vez este porcentaje es menor que el conseguido cuando el nodo se mueve unas 10 veces menos que el número de veces que el nodo origen intenta comunicar con el destino, CMR 10.

Con este modelo las comunicaciones multi-hop pueden ser expresadas según el número de saltos que intervienen en la ruta. Los experimentos muestran para cualquier tasa de búsqueda y de movimiento que las comunicaciones que utilizan 2 saltos son mayoritarias, seguidas de aquellas con 3 saltos y así sucesivamente, siendo las comunicaciones con 5 saltos³ casi despreciables. En la Fig. 6.6 se muestran las comunicaciones multi-hop en una red de 6 nodos según el número de saltos para distintos tamaños del área de trabajo. Se han representado los resultados para un valor de CMR igual a 0.2, un intento de comunicación cada cinco movimientos y CMR igual a 1.2, seis intentos de comunicación cada 5 movimientos. Por ello, en la gráfica el número de comunicaciones para un CMR=0.2 es mucho menor que las rutas multi-hop obtenidas para un CMR=1.2, donde en el mismo tiempo y con la misma tasa de movimiento de los nodos se han realizado 5 solicitudes de ruta más. En ambas se observa como a menor tamaño de área, menores son

³5 es el número máximo de saltos que puede haber en una red con 6 nodos móviles.



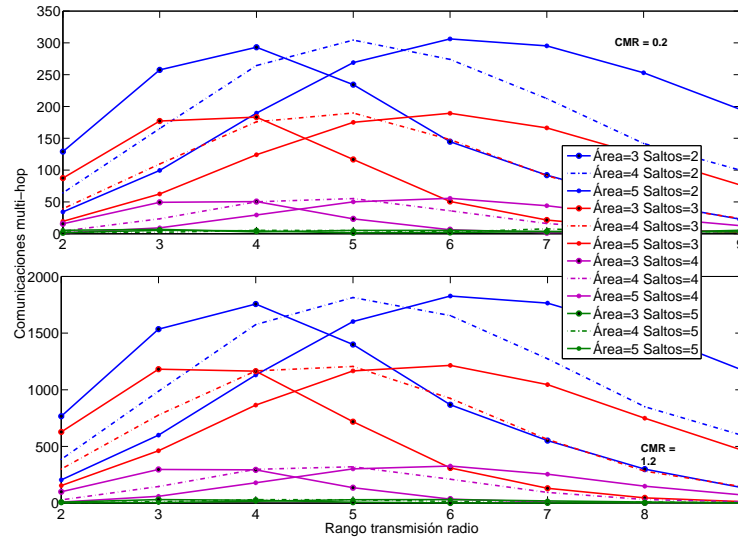


Figura 6.6: Comunicaciones multi-hop según el número de saltos en una red con 6 nodos móviles. Tasa de movimiento y tasa de búsqueda fijos, variación del tamaño del área y el rango de transmisión radio

los valores del rango de transmisión a los que se consigue el punto de inflexión para un mismo número de saltos. Cuanto menor es el tamaño del área, es más fácil con un rango de transmisión menor alcanzar el máximo número de comunicaciones indirectas. Además, en cuanto al punto de inflexión se observa que las comunicaciones indirectas aumentan ligeramente cuando el área aumenta, esto es, cuando el área es mayor el máximo número de comunicaciones indirectas es mayor. Para un mismo número de saltos, cuando el área es mayor, los vecinos son más necesarios para alcanzar el destino.

Comunicaciones fallidas. En cuanto a las comunicaciones que no se pueden llevar a término, éstas disminuyen al aumentar el rango de transmisión radio independientemente del tamaño del área utilizado, claro está cuanto menor sea el área menos comunicaciones fallidas porque los nodos están

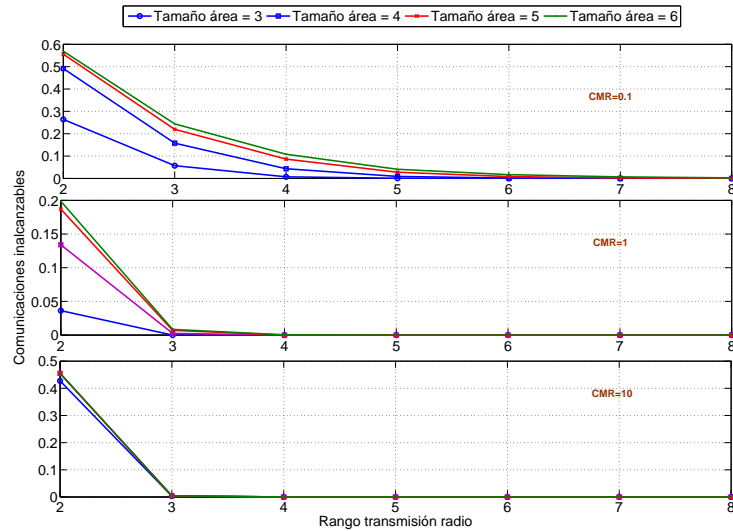


Figura 6.7: Comunicaciones fallidas en el modelo de 6 nodos móviles cuando se utilizan distintos tamaños del área de trabajo. Variación del rango de transmisión radio, tasa de movimiento y tasa de búsqueda.

más cercanos, ver Fig. 6.7. Por otra parte, para un mismo valor de rango de transmisión radio y tamaño del área las comunicaciones no posibles son mucho menores para el modelo de 6 nodos que para el modelo de 3 nodos. Al aumentar el número de nodos se han favorecido las rutas multi-hop y han disminuido las comunicaciones no posibles, ver Fig. 6.8.

Estimación del ahorro de energía Aprovechando que este modelo bidimensional es capaz de obtener los nodos que intervienen en una comunicación multi-hop y teniendo en cuenta que las comunicaciones indirectas suponen un ahorro de energía frente al uso de las comunicaciones directas como se va a demostrar a continuación, es lógico buscar el rango de transmisión radio y el número de nodos que ofrezcan los mejores resultados. Actualmente son muchos los autores que trabajan en el estudio del ahorro de energía

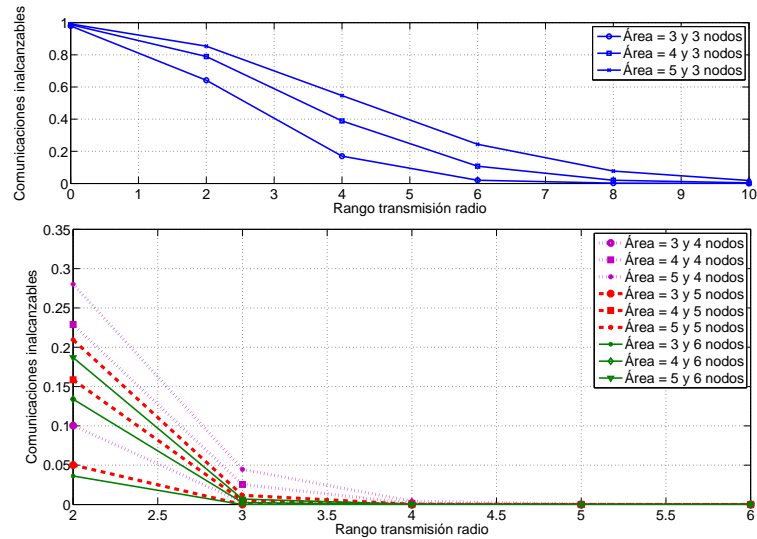


Figura 6.8: Comunicaciones fallidas donde se utilizan 3, 4, 5 y 6 nodos móviles. Tasa de movimiento y tasa de búsqueda fijos, variación del tamaño del área y el rango de transmisión radio

en las redes ad hoc, claramente es un área importante en este tipo de redes. En [BM03] se muestra una técnica de encaminamiento que encuentra los caminos óptimos para un menor uso de potencia en las comunicaciones multisalto. Muchos trabajos se han basado en la búsqueda de la potencia de transmisión óptima, y otros se han centrado en la búsqueda del rango de transmisión o el alcance radio óptimo, según [GBH05] la mitad de la potencia puede ser ahorrada si el alcance radio se ajusta apropiadamente. Otro modo útil de conseguir un ahorro de energía es la introducción de un nodo fijo en la red, lo cual puede ser posible en el caso de los sistemas de tratamiento de aguas cuyas características se están utilizando en los modelos presentados en esta tesis. Este nodo facilitaría las retransmisiones, lo que significa que se necesitaría menos potencia. Además la extensión del rango de transmisión proporcionado por un nodo fijo es un gran beneficio [MSM01]. A pesar de los beneficios de las comunicaciones multisalto, en [LWS06] los autores ad-

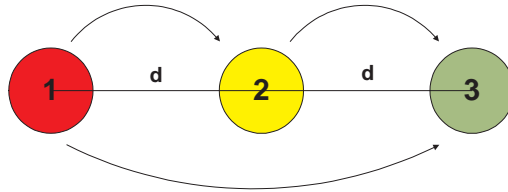


Figura 6.9: Red ad hoc con tres nodos, donde la comunicación puede ser single-hop del nodo 1 al 3 o multi-hop transmitiendo los datos del nodo 1 al 2 para realizar esta transmisión hacia el 3.

vierten de la necesidad de una buena planificación en cuanto al número de nodos, para que éste no sea muy elevado, ya que se introducirían más saltos y por tanto más retardos en la transmisión. A continuación no se pretende hacer un estudio exhaustivo del ahorro energético que pueden suponer las comunicaciones multisalto, pero sí que se va a realizar una aproximación teniendo en cuenta que el modelo ofrece la posibilidad de conocer el número de nodos que intervienen en las rutas multi-hop obtenidas. Para ello se va a realizar un breve estudio de la potencia utilizada.

Se asume que la potencia recibida es inversamente proporcional a la distancia transmitida elevada a un factor de pérdidas, esto es, considerando que cada nodo envía información con una potencia P_t y que el nodo receptor obtiene la información con un nivel de potencia P_r , asumiendo el uso de antenas direccionales y que los receptores de los nodos son homogéneos, estas dos potencias mantienen la siguiente relación, ver [BM03]:

$$P_r = k \cdot \frac{P_t}{d^\alpha} \tag{6.1}$$

donde k es la constante de proporcionalidad y toma el valor $k = 1$ asumiendo que las interferencias de los vecinos son prácticamente despreciables. Normalmente el coeficiente de pérdida de ruta α es 2 para distancias cortas (100 m) y 4 para enlaces mayores en la banda de transmisión de los 2.4 GHz que es el caso bajo exposición en este estudio.

Para el estudio se van a relacionar estas dos potencias con el número de

saltos que intervienen en la ruta, ver Fig. 6.9. Siendo la potencia de transmisión y recepción para un único salto⁴ (*sh*, single-hop) P_{t_sh} y P_{r_sh} respectivamente, P_{t_mh} y P_{r_mh} las potencias de cada nodo⁵ que participa en una comunicación multisalto (*mh*, multi-hop), d la distancia entre nodos y d_{total} la distancia total⁶ al destino, se obtendrían teniendo en cuenta la ecuación 6.1 las siguientes relaciones:

$$P_{r_sh} = \frac{P_{t_sh}}{d_{total}^\alpha} = \frac{P_{t_sh}}{n^\alpha \cdot d^\alpha} \quad (6.2)$$

$$P_{r_mh} = \frac{P_{t_mh}}{d_{total}^\alpha} = \frac{P_{t_mh}}{d^\alpha} \quad (6.3)$$

siendo n el número de saltos. Para que hasta el nodo destino llegue el mismo nivel de señal en la comunicación single-hop y en la comunicación multi-hop se debe conocer la potencia de transmisión necesaria en cada caso, se deben igualar las ecuaciones 6.2 y 6.3 obteniéndose:

$$P_{r_sh} = P_{r_mh} \longrightarrow \frac{P_{t_sh}}{n^\alpha \cdot d^\alpha} = \frac{P_{t_mh}}{d^\alpha} \longrightarrow P_{t_sh} = n^\alpha \cdot P_{t_mh} \quad (6.4)$$

En el caso de los enlaces single-hop, se deberá transmitir con una potencia proporcional al número de saltos elevado a la cuarta potencia, considerando que α toma el valor 4, si se quiere obtener el mismo nivel de potencia recibida en el nodo destino que si el enlace fuese multi-hop. Por tanto, considerando que se tienen 6 nodos en la red se puede calcular el ahorro de energía obtenido según el número de saltos. Para esto, se debe tener en cuenta además que si se utiliza una comunicación multi-hop cada uno de los nodos fuente (excepto el receptor) está transmitiendo con un nivel de potencia, por tanto se tendrá:

$$P_{t_sh(total)} = n^\alpha \cdot P_{t_mh} \quad (6.5)$$

⁴En el caso mostrado en la Fig. 6.9, la potencia P_{t_sh} es la transmitida por el nodo 1 y P_{r_sh} es el nivel de potencia recibido por el nodo 3 en la comunicación single-hop.

⁵En este caso, P_{t_mh} es la potencia de transmisión del nodo 1 y 2, y P_{r_mh} es la potencia recibida por el nodo 2 y el nodo 3.

⁶ d_{total} en el caso del ejemplo sería igual a $2d$.

$$P_{t_mh(total)} = n^{\circ} \text{ transmisores} \cdot P_{t_mh} = n \cdot P_{t_mh} \quad (6.6)$$

Relacionando las dos potencias especificadas en las ecuaciones 6.5 y 6.6 se tiene:

$$\frac{P_{t_sh(total)}}{P_{t_mh(total)}} = \frac{n^{\alpha} \cdot P_{t_mh}}{n \cdot P_{t_mh}} = n^{(\alpha-1)} \longrightarrow P_{t_sh} = n^{(\alpha-1)} \cdot P_{t_mh(total)} \quad (6.7)$$

Si se considera $\alpha = 4$, cuando se tienen rutas con 2 saltos, el uso de energía utilizando una comunicación multi-hop es 8 veces inferior a la que se utilizaría si se realizara una comunicación con un único salto, cuando el número de saltos es 3 en lugar de una comunicación directa la energía utilizada es 27 veces inferior y así sucesivamente.

Con este estudio se pretende encontrar el rango de transmisión radio y el número de nodos que ofrezcan los mejores resultados. Según la Fig. 6.6, considerando un rango de transmisión radio de 150 m y un área que toma como base un mosaico T_3 , según la fórmula 6.7 teniendo en cuenta que son esos valores el número total de rutas multi-hop representa el 24.46 % de las rutas totales, se estima un ahorro de energía del 22.48 % comparándola con la energía necesaria si la transmisión fuese single-hop.

Se puede pensar que aumentando el rango de transmisión radio el número de comunicaciones satisfactorias también aumentará, y es cierto, con un valor de 200 m (valor con el que se obtiene el máximo número de comunicaciones indirectas para ese tamaño de área) el origen alcanza al destino con una probabilidad del 90.78 %. Sin embargo, aún con ese incremento de la potencia las comunicaciones indirectas que pueden suponer un ahorro de energía no superan a las directas. Por tanto, para un rango de transmisión de 200 m se obtendrá un ahorro de energía el 26.5 % de las veces, sólo un 2.04 % más que con un rango de transmisión de 150 m, necesitándose a su vez transmitir con mayor potencia, lo que implica más interferencias. Debido a esto, y dado que es necesario encontrar un balance entre el ahorro de energía y de ancho de banda y el número de comunicaciones satisfactorias que se quieren obtener el rango de transmisión radio a escoger sería de 150 m.

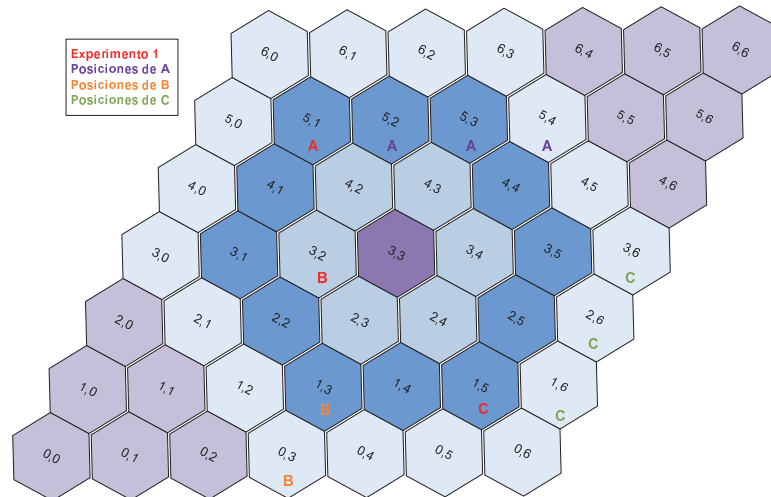
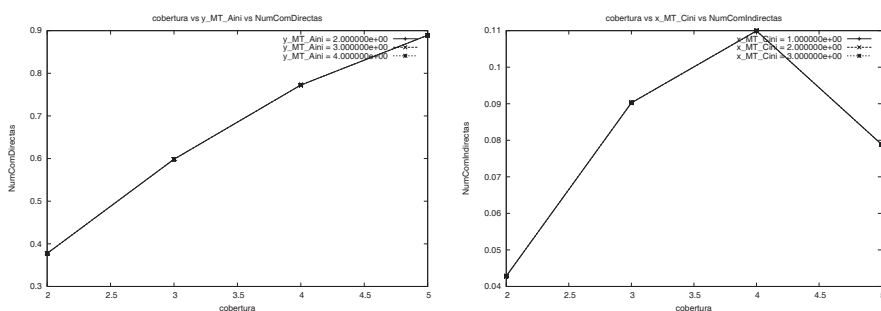


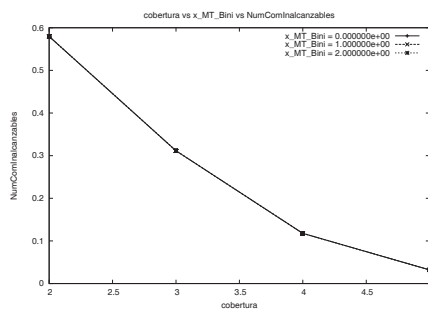
Figura 6.10: Zona de trabajo bidimensional con distintas posiciones iniciales de los nodos. Red con 3 nodos móviles.

Variación de la posición inicial de los nodos Al igual que ya se hizo en el modelo unidimensional, con este modelo bidimensional se ha variado la posición inicial de los nodos para comprobar su efecto sobre los resultados. Para mostrar el comportamiento se van a utilizar los resultados del modelo que representa una red ad hoc con 3 nodos móviles. En la Fig. 6.10, la posición marcada como «Experimento 1» muestra la posición utilizada hasta ahora en todos los experimentos, a continuación se han representado las distintas posiciones que se han utilizado para los nodos A, B y C. Para el nodo A se ha mantenido la coordenada X fija, $X=5$, y se ha variado la posición de la coordenada Y tomando los valores del intervalo [2, 4]; para B se mantiene fijo el valor de la coordenada $Y=3$ y se ha variado la coordenada X, tomando los valores [0, 1]; C mantiene el valor de la coordenada $Y=6$ y varía

X en el intervalo [1, 3]. La combinación de estas posiciones ha generado 108 experimentos, y se han seleccionado algunos de ellos para su resolución.



(a) Single-hop. Variando coordenada Y del nodo A (b) Multi-hop. Variando coordenada X del nodo C



(c) Inalcanzables. Variando coordenada X del nodo B

Figura 6.11: Porcentaje de comunicaciones single-hop, multi-hop y comunicaciones inalcanzables para distintas posiciones iniciales de los nodos. Red ad hoc formada por tres nodos móviles.

En la Fig. 6.11 se muestra una representación de los experimentos resueltos, siendo imposible representar todos los resultados. Para las comunicaciones single-hop se muestra la gráfica donde se ha variado la posición inicial del nodo A, ver Fig. 6.11(a); con la variación de la coordenada X de la celda donde se sitúa el nodo C se muestran las comunicaciones multi-hop, ver

Tabla 6.1: Posiciones iniciales de los nodos A, B, C, D, E y F.

	Exp1		Exp2		Exp3		Exp4	
	X	Y	X	Y	X	Y	X	Y
A	1	1	1	1	5	1	3	3
B	1	1	2	1	3	2	1	3
C	1	1	6	6	1	5	5	1
D	1	1	1	6	2	1	2	1
E	1	1	6	0	4	4	3	1
F	1	1	3	3	5	3	2	6

Fig. 6.11(b); y finalmente un ejemplo de los resultados de las comunicaciones fallidas se ha representado variando la posición inicial del nodo *B*, ver Fig. 6.11(c). En cualquier caso se aprecia como no varía el comportamiento del modelo cuando se colocan los nodos en una posición inicial diferente en cada experimento. Por tanto, al igual que sucedía en el modelo unidimensional, la posición inicial de los nodos no afecta a los resultados.

En último lugar se van a mostrar nuevos experimentos realizados para demostrar que finalizado el tiempo de simulación la posición inicial de los nodos no influye en el resultado. En la tabla 6.1 se indica la posición inicial de los nodos. En este caso se van a mostrar los resultados de la red formada por 6 nodos móviles, aunque experimentos similares se han realizado para 4 y 5 nodos. En este caso, en *Exp1* todos los nodos se han situado inicialmente en la misma celda, en *Exp2* se han escogido posiciones iniciales de modo que los nodos estaban inicialmente muy distantes, con *Exp3* se han utilizado las posiciones iniciales utilizadas en los experimentos resueltos hasta el momento (incluyendo los modelos realizados con Ultrasan), posiciones aleatorias que no están ni muy alejadas ni muy cercanas entre sí, con *Exp4* se muestran otras posiciones iniciales cualquiera.

En la Fig. 6.12 se representan las comunicaciones single-hop para los cuatro experimentos, donde se combinan distintas posiciones iniciales en la red de 6 nodos móviles.

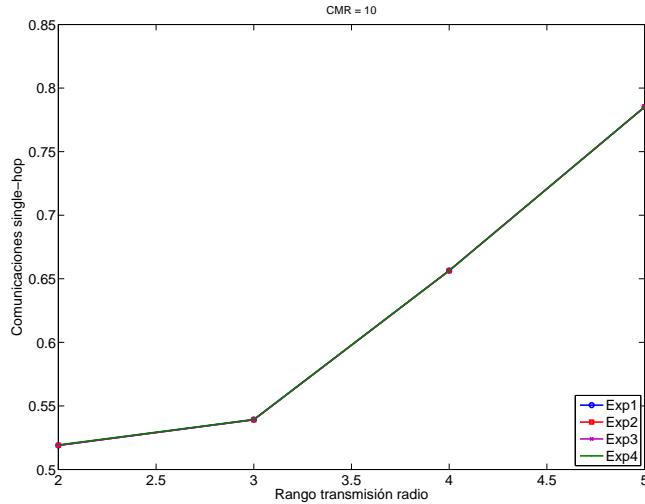


Figura 6.12: Porcentaje de comunicaciones single-hop para distintas posiciones iniciales en una red ad hoc formada por seis nodos móviles.

6.3. Resultados del modelo que determina el establecimiento y mantenimiento de la ruta

Con el modelo presentado en la sección 5.4 además de analizar al igual que con los anteriores cómo el destino es alcanzable tras la solicitud de ruta, se han evaluado en primer lugar las rutas perdidas y recuperadas y en segundo lugar el tiempo medio de vida de ruta, es decir, el tiempo medio que la ruta se mantiene activa.

La tasa de movilidad (λ_m) utilizada para resolver los experimentos representa 10 movimientos cada 6 minutos, por tanto teniendo en cuenta que el diámetro de las celdas que forman la zona de trabajo tiene un valor de 50 m la velocidad de movimiento de los nodos es equivalente a 1.38 m/s. Esta velocidad es utilizada en todos los experimentos excepto en los del cálculo del tiempo medio de ruta donde se ha utilizado un rango de velocidades más

amplio, [1.38, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 15, 20] m/s. Los valores del parámetro λ_m en esos casos son: 0.1, 0.12, 0.14, 0.16, 0.18, 0.2, 0.3, y 0.4. Estos valores permiten observar la evolución del tiempo medio de vida de la ruta con la velocidad y comparar los resultados con los obtenidos en [IB04].

La tasa de llamadas (λ_c) escogida representa un intento de comunicación cada 180 s ($\lambda_c=0.005$), es decir, el usuario solicita información de la instalación cada 180 s a lo largo de 6000 s, que es el tiempo de simulación utilizado. Esto implica que en cada experimento se realiza más de una solicitud de ruta. Es necesario clarificar un punto relacionado con este parámetro; las solicitudes de ruta en cada simulación según este parámetro deberían ser aproximadamente 33 ($6000/180 = 33$), pero el número en realidad es inferior porque en este modelo se ha implementado un tiempo de sesión, y no puede haber una nueva solicitud por parte del usuario mientras mantiene abierta la sesión actual. Destacar también que estudios anteriores que evalúan el comportamiento del AODV con redes de Petri, ver [XMT02, MHW04], solo realizan una búsqueda de ruta en cada simulación. El tiempo de sesión utilizado ha sido 20 segundos, 1 y 3 minutos, como se ha descrito en el capítulo 4.

6.3.1. Rutas establecidas, perdidas y recuperadas

En la Fig. 6.13 se muestra el comportamiento del protocolo AODV ante las búsquedas, pérdidas y recuperación de ruta. La curva **A** representa el porcentaje total de rutas encontradas con respecto a las que se han solicitado. Es evidente que el porcentaje aumenta cuando se incrementa el rango de transmisión radio utilizado. Con 100 m, el porcentaje de rutas posibles es 36.65%, sin embargo, con 150 m, el 71.11% de las rutas solicitadas son posibles, y si se incrementa el rango de transmisión radio a 200 m el porcentaje alcanza el 91.54%.

La figura también muestra el porcentaje de rutas directas e indirectas perdidas debido al movimiento de alguno de sus nodos, ver las curvas **B** y **C** en la Fig. 6.13. Las rutas perdidas son inferiores cuando el rango de transmisión

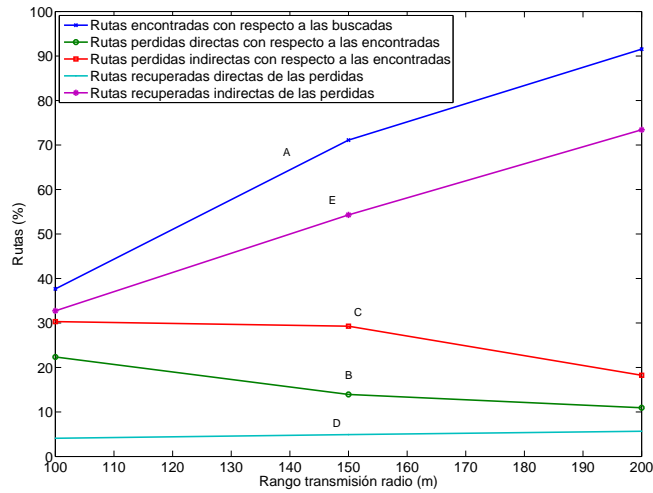


Figura 6.13: Porcentaje de rutas encontradas con respecto a las solicitudes realizadas^(A), rutas directas^(B) o indirectas^(C) perdidas con respecto a las rutas establecidas y rutas recuperadas a través de rutas single-hop^(D) o multi-hop^(E) cuando la comunicación se había perdido.

radio es mayor, como era de esperar. Se observa que las rutas multi-hop sufren más pérdidas. Esto es debido a que participan más nodos en este tipo de comunicación, por tanto la probabilidad de que un nodo se mueva es superior, y la probabilidad de que se produzca una ruptura es mayor que en un camino formado por dos nodos, fuente y destino.

Finalmente, se muestra el porcentaje de rutas directas e indirectas recuperadas comparadas con el número de rutas perdidas, curvas **D** y **E** respectivamente. Es lógico que si el rango de transmisión radio aumenta, las rutas recuperadas aumenten como se muestra en **D** y **E**. Dado que el AODV da preferencia a las rutas single-hop sobre las multi-hop, la mayoría de las rutas recuperadas deberían ser directas, pero los resultados indican que la mayoría de rutas recuperadas son rutas multi-hop. Hay dos razones que justifican

este comportamiento, por una parte la baja probabilidad de perder la ruta directa a medida que se incrementa el rango de transmisión radio provoca a su vez que se tengan que recuperar pocas rutas directas; por otra parte si la ruta directa se pierde y es posible una nueva ruta esta será casi el 100% de las veces una ruta indirecta, ya que solo podría ser directa si fuente o destino se vuelven a mover para ser de nuevo alcanzables.

En la tabla 6.2, con la etiqueta «Rutas perdidas» se muestra la suma de porcentajes de rutas directas e indirectas perdidas con respecto a las rutas activas. Los resultados se muestran para los tres rangos de transmisión radio utilizados. Bajo la etiqueta «Rutas recuperadas» se muestran dos porcentajes; el primero (*) es la suma de los porcentajes de rutas recuperadas directas e indirectas comparadas con las rutas perdidas; el segundo (**) muestra las rutas recuperadas comparadas con las encontradas tras una solicitud, es decir las rutas activas. El segundo porcentaje de «Rutas recuperadas» se ha obtenido mediante los otros dos porcentajes. El hecho de mostrar el mismo resultado de dos modos distintos permite evaluarlo desde dos perspectivas diferentes. Las rutas recuperadas con respecto a las perdidas (*) permiten ver como reacciona el protocolo ante la ruptura de un enlace y la pérdida de una ruta. Las rutas recuperadas comparadas con las rutas activas (**), permiten entender en qué medida las rutas que se han utilizado para la transmisión de la información pueden tener problemas debidos a pérdidas momentáneas del camino.

Según la tabla, con un rango de transmisión radio de 100 m, el 52.68% de las rutas activas se rompen en algún momento (suma de rutas directas e indirectas perdidas, curvas **B** y **C** en la Fig. 6.13). Del total de rutas perdidas, el 36.83% fueron recuperadas, lo que es equivalente a decir que se ha recuperado el 19.4% de las rutas activas tras su pérdida. Se puede asegurar que el 19.4% de las ocasiones, la información ha sido enviada y algunos paquetes se han perdido debido a momentáneas pérdidas de ruta, pero ha sido posible continuar enviando información porque la ruta se ha recuperado dentro del tiempo establecido por el AODV. Del mismo modo, se puede asegurar que el 47.32% (100% - 52.68%) de las comunicaciones totales establecidas se han

Tabla 6.2: Porcentaje de rutas perdidas y recuperadas para distintos rangos de transmisión radio

	Rango de transmisión radio (m)		
	100	150	200
Rutas perdidas	52.68 %	43.24 %	29.21 %
Rutas recuperadas			
(*) con respecto a las rutas perdidas	36.83 %	59.22 %	79.09 %
(**) con respecto a las rutas activas	19.4 %	25.6 %	23.10 %

completado sin problemas. Este es el porcentaje de las rutas que no se han perdido comparadas con las rutas activas. Para un rango de transmisión de 150 m en el 43.24 % de las rutas activas se ha perdido algún enlace, causando la pérdida de la ruta. El 59.22 % de las veces, los enlaces perdidos fueron recuperados, lo que es equivalente a recuperar el 24.6 % de las rutas activas que se han perdido. Cuando el rango de transmisión radio es de 200 m, solo el 29.21 % de las rutas activas se pierden, y de esos caminos perdidos el 79.09 % han sido recuperados. Esto es lo mismo que decir que en el 23.10 % de las rutas activas hay problemas en algunas ocasiones durante la transmisión, y en el 6.11 % (29.21 %-23.10 %) de las rutas activas estos problemas no han podido ser solucionados sin pérdida de información.

6.3.2. Tiempo medio de vida útil de la ruta

El tiempo medio de vida útil de ruta es el tiempo total (la suma de las partes si hay rupturas) al final del experimento durante el cual hay un camino posible entre origen y destino, dividido por el número de rutas totales. En la Fig. 6.14 se muestra un ejemplo donde se verá en primer lugar el tiempo de vida de ruta ideal, este es el tiempo durante el cual el origen y el destino pueden mantener la comunicación, single-hop o multi-hop, hasta que el origen y el destino están definitivamente fuera de cobertura.

En segundo lugar, el cronograma muestra el tiempo de vida de ruta real. El camino está disponible cuando después de una solicitud de ruta (RREQ),

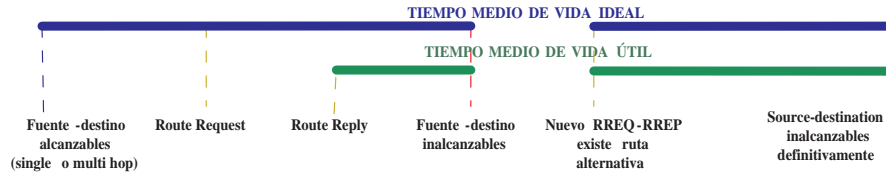


Figura 6.14: Diagrama de tiempos. Tiempo de ruta ideal y tiempo de ruta real.

hay una respuesta de ruta (RREP), y es en este momento cuando el tiempo útil empieza a contabilizarse. En ambos casos cuando el origen y destino están fuera de cobertura el conteo de tiempo se paraliza y continúa si hay un nuevo camino después de una nueva búsqueda. El tiempo medio de vida de la ruta se obtiene mediante la suma de los tiempos útiles⁷ dividida por el número de caminos encontrados durante el tiempo de simulación. El tiempo medio de ruta se ha obtenido para distintos tiempos de sesión, 20 segundos, 1 y 3 minutos.

En la Fig. 6.15, se ha representado el tiempo medio de ruta para un tiempo de sesión de 180 segundos. Esta gráfica muestra como el tiempo medio disminuye con la velocidad desde 1.38 m/s hasta 20 m/s. Cuando el rango de transmisión radio es mayor el tiempo medio que la ruta permanece activa es mayor. Los resultados obtenidos son comparables a los de Ishibashi (ver Fig. 15 in [IB04]), donde se presenta el efecto de la movilidad en una red ad hoc. Aunque el tiempo medio es solo dependiente de la movilidad y del rango de transmisión radio, la densidad de los nodos en la red afecta a la cantidad de enlaces que se pueden crear. En [IB04] los autores usan 50 nodos y el modelo de movilidad utilizado es random waypoint. Por esto, no se puede realizar una comparación directa entre ambos resultados, pero sí es posible observar que el comportamiento en términos generales es el mismo. La velocidad de

⁷Es importante reseñar que durante la resolución de un mismo experimento se realiza más de una solicitud de ruta, y es por lo que en la Fig. 6.14 donde se muestran los tiempos, se repite tantas veces como solicitudes haya, y se puede definir el tiempo medio como la suma de estos tiempos dividida por el número de rutas totales.

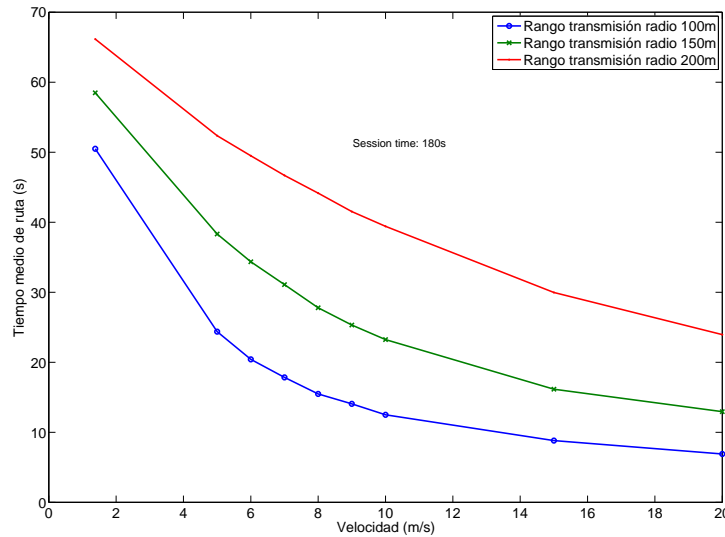


Figura 6.15: Tiempo medio de vida útil de la ruta para una sesión de 180 s.

los nodos afecta notablemente al tiempo medio de ruta. Del mismo modo, en [SBKH03] donde se propone un modelo analítico que relaciona la duración de las rutas con el comportamiento de los protocolos reactivos, tras haber estudiado el comportamiento de distintos modelos de movilidad, se llega a las siguientes conclusiones comparables con los resultados que se han obtenido en esta sección: 1) cuando la velocidad media relativa aumenta, la duración de los enlaces disminuye y por tanto el tiempo medio de ruta disminuye, 2) cuando el rango de transmisión R aumenta, la duración de los enlaces aumenta y por consiguiente la duración del tiempo medio de ruta también y 3) cuando mayor es el número de saltos en la ruta mayor posibilidad de que esta se rompa y por tanto el tiempo medio disminuye.

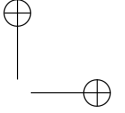
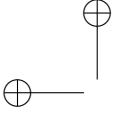
6.4. Resultados del modelo que determina el establecimiento, mantenimiento y recuperación de la ruta

Los resultados que se muestran en esta sección han sido obtenidos por simulación, el análisis numérico no es posible debido al elevado tamaño del espacio de estados por la complejidad del modelo diseñado, ver sección 5.5. Estos resultados se han dividido en tres grupos, en primer lugar se muestra la alcanzabilidad de la red cuando se usa un escenario como el planteado con un protocolo reactivo. En segundo lugar se determinará el comportamiento del protocolo en cuanto a tiempos de establecimiento de ruta, tiempo de mantenimiento y tiempo de recuperación de una ruta perdida. Y en tercer lugar se calcula el tiempo medio durante el cual la ruta entre origen y destino está activa.

El tamaño del área de trabajo utilizado para todos los experimentos que se muestran en esta sección es de $250 \times 300 m^2$, ver sección 4.1.1, se han utilizado 6 nodos móviles donde todos tienen la misma velocidad, esta velocidad se ha variado según el experimento dentro del rango [1.38 m/s, 20 m/s]. El rango de transmisión radio se ha variado dentro del margen [100 m, 200 m]. Se han establecido distintas tasas de error (incorporadas durante la búsqueda de ruta) de distintos valores, 1 %, 10 %, 20 %, 30 %, 40 %, 50 %, 60 % y 70 % para evaluar su efecto en el comportamiento de la red. El tiempo de servicio utilizado, tiempo durante el cual un usuario está visualizando la información de estado, alertas o imágenes, se ha establecido en 20 segundos y en 3 minutos.

6.4.1. Alcanzabilidad

Al igual que en el modelo anterior donde se estudia básicamente la alcanzabilidad de los nodos, en este modelo más complejo se han evaluado las rutas single-hop (directas), multi-hop (indirectas) y las comunicaciones que no han sido posibles porque los nodos no eran alcanzables debido a su posi-

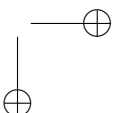
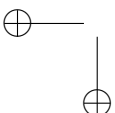


ción en el área, por problemas de ruido, etc. Las Figs. 6.16 y 6.17 representan los porcentajes de estos tipos de comunicación, a diferencia de los modelos anteriores estas gráficas se han obtenido incorporando problemas de comunicación a la hora de establecer el camino.

En general se observa para las menores tasas de error que a mayor velocidad mayor es el porcentaje de comunicaciones satisfactorias (tanto single-hop como multi-hop) debido a que intervienen más cambios de ruta por el movimiento de los nodos. Cuando la tasa de error aumenta, las curvas son cada vez más planas sin cambios apenas con respecto a la velocidad, ver Fig. 6.17(d). A mayores valores de rango de transmisión radio mayores tasas de comunicaciones single-hop⁸. Sin embargo, en las comunicaciones multi-hop el comportamiento es distinto, por ejemplo en la Fig. 6.16(a) para un rango de transmisión radio de 100 m las comunicaciones indirectas alcanzan su mínimo, y para un rango de 150 m las comunicaciones aumentan, pero curiosamente las comunicaciones multi-hop para 200 m son las mismas que para un rango de transmisión radio de 150 m o incluso para algún valor de velocidad, los valores son inferiores a los obtenidos con ese rango de transmisión. Para entender este comportamiento, se debe pensar en el comportamiento de las comunicaciones multi-hop para un único valor de velocidad y distintos valores de rango de transmisión radio, en este caso, es conocido que existe un punto de inflexión, en el caso actual éste se observa para un valor de rango de transmisión radio igual a 150 m, por eso con 200 m (tramo descendente después del punto de inflexión) se obtienen porcentajes inferiores de comunicaciones multi-hop. Este comportamiento de las comunicaciones multi-hop se observa para cualquier tasa de error, cuando el rango de transmisión radio es muy elevado las comunicaciones single-hop son posibles en la mayoría de los intentos de comunicación disminuyendo las comunicaciones multi-hop a partir de ese valor de rango de transmisión.

Es obvio decir que a medida que se incrementa la tasa de error utilizada en el proceso de búsqueda, el protocolo encuentra más dificultades para esta-

⁸Siempre se da preferencia a las rutas de menor número de saltos.



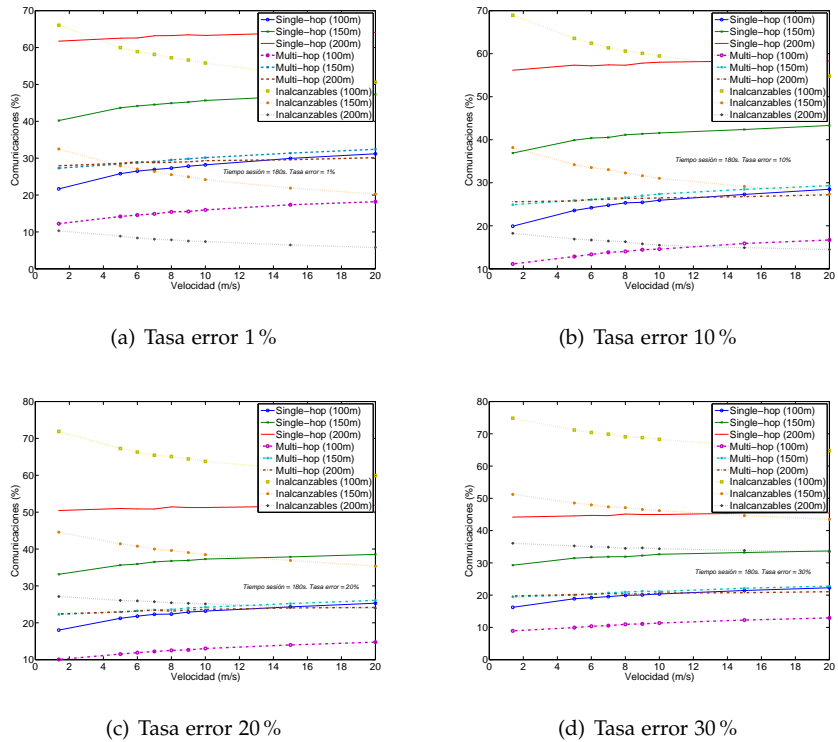


Figura 6.16: Porcentaje de comunicaciones single-hop, multi-hop y comunicaciones inalcanzables para distintos valores de rango de transmisión. Tiempo de servicio 180 s, tasa de error del 1 %, 10 %, 20 %, 30 %, distintas velocidades de los nodos.

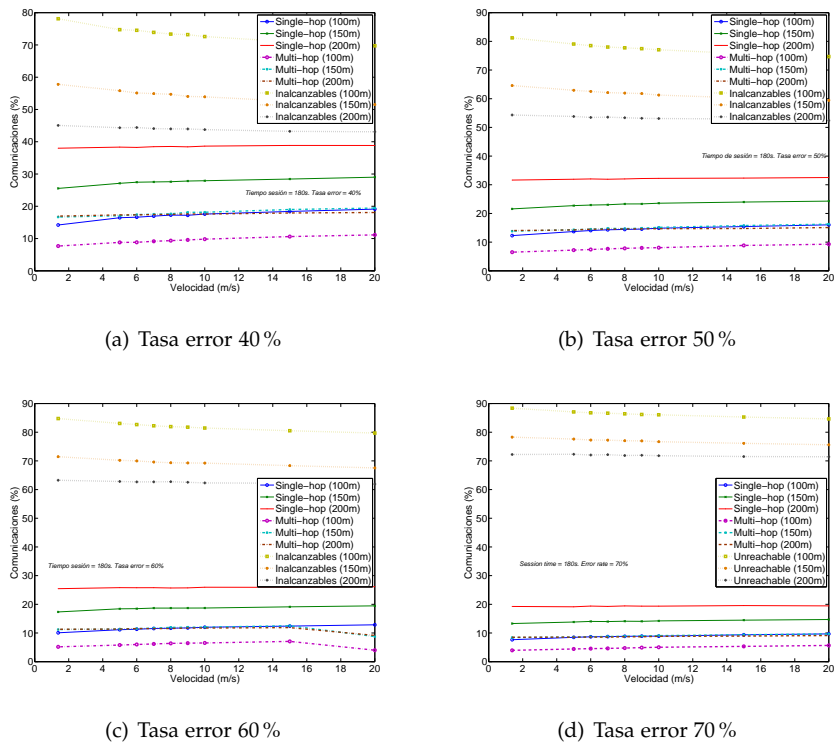


Figura 6.17: Porcentaje de comunicaciones single-hop, multi-hop y comunicaciones inalcanzables para distintos valores de rango de transmisión. Tiempo de servicio 180 s, tasa de error del 40%, 50%, 60% y del 70%, distintas velocidades de los nodos.

blecer una ruta entre origen y destino alcanzando hasta un 90 % de intentos de comunicación fallidos, ver Fig. 6.17(d).

Para realizar una comparativa entre los resultados obtenidos se ha escogido la mínima y la máxima tasa de error utilizada en las simulaciones, los resultados se presentan en la Fig. 6.18 donde se han representado las comunicaciones single-hop y multi-hop así como los intentos fallidos para las dos tasas de error, pero escogiendo únicamente una velocidad para el movimiento de los nodos (1.38 m/s). El comportamiento observado para una tasa de error del 1 % es el comportamiento típico ya obtenido con modelos anteriores, las comunicaciones single-hop aumentan con el rango de transmisión, las comunicaciones multi-hop muestran un punto de inflexión para un valor de rango de transmisión radio de 150 m y las comunicaciones fallidas disminuyen cuando se incrementa el valor del rango de transmisión radio utilizado. Por lo contrario para una tasa de error del 70 % las comunicaciones con éxito representan un porcentaje muy bajo, aunque siguen predominando las single-hop (el protocolo escoge la ruta más corta), hay pocas variaciones con el rango de transmisión y las rutas inalcanzables representan un porcentaje muy elevado.

En la Fig. 6.19(a) se muestra el porcentaje de rutas single-hop y multi-hop perdidas respecto a las perdidas totales, para las tasas de error del 1 % y el 70 %. Independientemente de la tasa de error, respecto al total de rutas perdidas las rutas single-hop perdidas disminuyen a medida que aumenta el rango de transmisión radio, pero al llegar al valor de 150 m aumentan. El hecho de que se rompa un porcentaje menor de rutas a medida que aumenta el rango de transmisión se debe al mayor alcance radio (100 m a 150 m), pero el hecho de que haya más rutas perdidas para un rango de transmisión radio de 200 m que para un valor de 150 m aunque no parezca lógico, se debe simplemente a que se han creado más rutas cuando el rango de transmisión radio es 200 m y por tanto hay una probabilidad mayor de rupturas. El comportamiento de este último tramo en las comunicaciones single-hop es justamente lo que sucede cuando se evalúan las rutas multi-hop perdidas, al aumentar el rango de transmisión radio las pérdidas de rutas multi-hop respecto al total aumen-

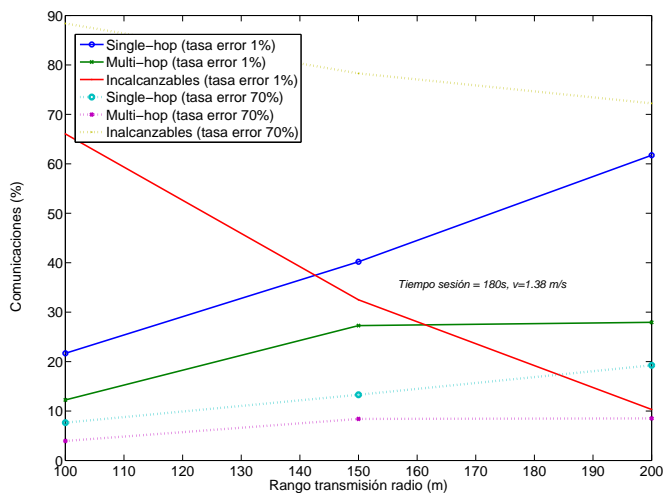
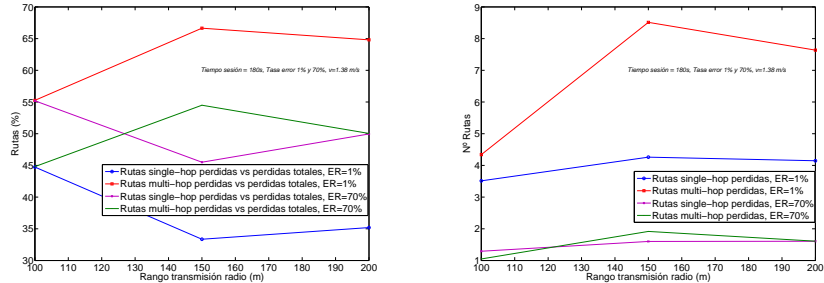


Figura 6.18: Porcentaje de comunicaciones single-hop, multi-hop y comunicaciones inalcanzables. Tasa de error del 1% y del 70%. Tiempo de servicio 180 s, velocidad de los nodos de 1.38 m/s.

tan, encontrándose el mayor porcentaje de rutas perdidas en 150 m de rango de transmisión radio, valor donde se alcanza el máximo de rutas multi-hop encontradas y recuperadas. No se pierden más rutas porque haya un rango de transmisión mayor, sino porque con ese rango se han encontrado más rutas multi-hop y por tanto existen más rutas multi-hop que pueden romperse. Si se tiene en cuenta el comportamiento particular según la tasa de error, se aprecia como para una tasa de error del 1% son mayores las rupturas de rutas multi-hop que las single-hop, en términos generales cuantos más nodos intervienen en la ruta mayor posibilidad de que alguno de ellos se mueva y por tanto de que el camino se rompa.

Se observa en la figura que el porcentaje de rutas perdidas para una tasa del 70% es superior al porcentaje para una tasa del 1%, pero estos valores no son comparables, puesto que cada porcentaje ha sido calculado con respecto



(a) Porcentaje de rutas perdidas single-hop y (b) Número de rutas perdidas single-hop y multi-hop. ER 1 % y 70 %

Figura 6.19: Porcentaje de rutas perdidas single-hop y multi-hop y número de rutas perdidas single-hop y multi-hop. Tasa de error del 1 % y 70%. Tiempo de servicio 180 s, velocidades de los nodos de 1.38 m/s.

al total de rutas perdidas para cada tasa de error. Por ello, se muestran las rutas totales perdidas tanto single-hop como multi-hop en la Fig. 6.19(b). La gráfica muestra que se pierden más rutas (single-hop y multi-hop) para una tasa de error del 1 % que para el 70 % y es lógico, ya que para una tasa del 70 % el número de rutas encontradas es muy bajo.

Con las anteriores figuras se ha podido estudiar cual es el comportamiento de las rutas perdidas si estas se dividen en single-hop y multi-hop. Pero también se plantea una pregunta, ¿cuál es el porcentaje de rutas encontradas que se pierde?, para responder a esta pregunta se muestra la Fig.6.20 que representa el porcentaje de rutas encontradas tras la búsqueda inicial, el porcentaje de rutas perdidas (divididas en single-hop y multi-hop) de aquellas que se habían encontrado y estaban activas, y por último el porcentaje de rutas que habiéndose perdido se han podido recuperar. Se han representado tres gráficas, la diferencia entre ellas es la tasa de error utilizada a la hora de buscar ruta o recuperarla tras una pérdida.

Se ha escogido para esta representación la tasa de error del 1 %, esta representaría un escenario con pocos problemas a la hora de comunicar los

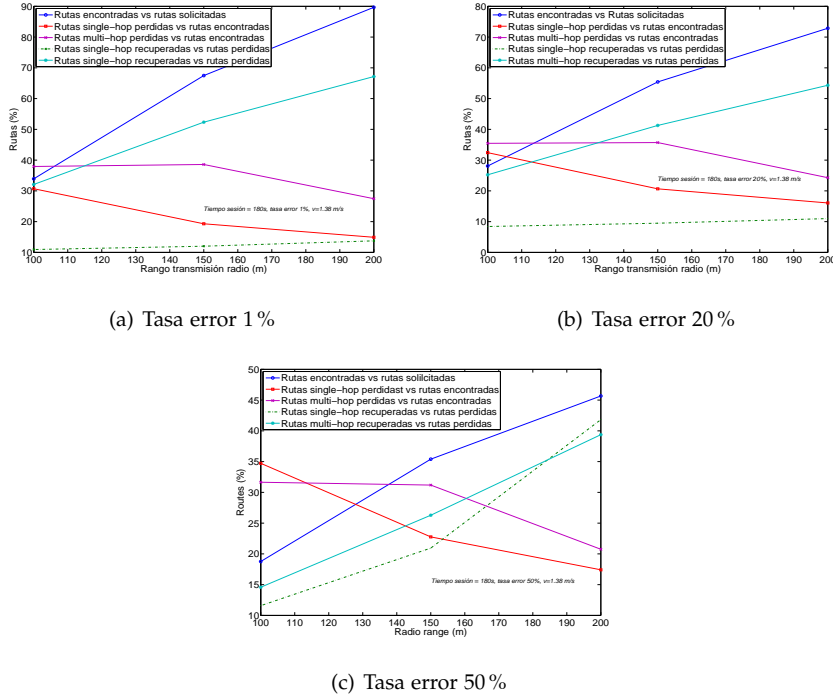


Figura 6.20: Rutas establecidas tras la búsqueda, rutas perdidas respecto a las encontradas y rutas recuperadas de las perdidas. Tasa de error del 1%, 20% y 50%, rango de transmisión variable desde 100 m hasta 200 m, velocidad de los nodos de 1.38 m/s y un tiempo de servicio de 180 s.

nodos; una tasa de error del 20%, que representa una tasa de error bastante elevada teniendo en cuenta que son problemas de comunicación añadidos a los propios del protocolo, alcanzabilidad de los nodos, tiempos de espera, etc.; finalmente se ha escogido la tasa de error del 50% como valor representativo de un escenario muy ruidoso, aunque se han realizado simulaciones con una tasa del 70% se ha de tener en cuenta que este valor se ha utilizado para forzar el sistema al máximo y ver su comportamiento, pero a la hora de elegir un valor representativo, se debe pensar en un valor que se acerque a la

realidad y la tasa de error escogida (50 %) representa 1 fallo cada 2 intentos, suficiente para un entorno ruidoso.

Cuanto mayor es el porcentaje de error menor es el porcentaje de rutas totales establecidas respecto a las búsquedas realizadas. En cuanto a las pérdidas, en las tres gráficas se observa en términos generales el mismo comportamiento, se pierden siempre más rutas indirectas que directas y la tasa de error no afecta a las rutas perdidas porque únicamente se aplica durante la solicitud de las mismas. En cuanto a las rutas recuperadas las rutas directas obtenidas tras la ruptura de la ruta activa son mínimas y las indirectas recuperadas disminuyen cuando aumenta la tasa de error.

6.4.2. Establecimiento y recuperación de las rutas en los distintos instantes de tiempo

Para evaluar los tiempos de búsqueda y recuperación de las rutas se van a mostrar distintas gráficas, en primer lugar se representa el número de rutas encontradas o recuperadas totales durante el tiempo de simulación; en segundo lugar, estos mismos resultados se muestran divididos en diferentes gráficas según el intento de búsqueda de ruta (RREQ); a continuación se representan los porcentaje de rutas encontradas e inaccesibles en lugar de los valores absolutos; y por último se muestra el porcentaje de rutas pero con las rutas multi-hop divididas según el número de saltos, de este modo se estudia con más detalle cómo se distribuyen en el tiempo las rutas encontradas según los nodos que en ellas intervienen. Los resultados que se muestran en esta sección han sido obtenidos para 6 nodos móviles con una velocidad media de 1.38 m/s, y el tiempo de simulación es 6000 u.t. en todos los casos. Aunque se han resuelto los experimentos para distintas tasas de error incorporadas durante el mecanismo de búsqueda, la tasa de error utilizada para la obtención de los resultados mostrados a continuación es del 1 %. Aunque es evidente que los resultados según la tasa de error son distintos, con estas gráficas se evaluará la tendencia y comportamiento del protocolo mas que

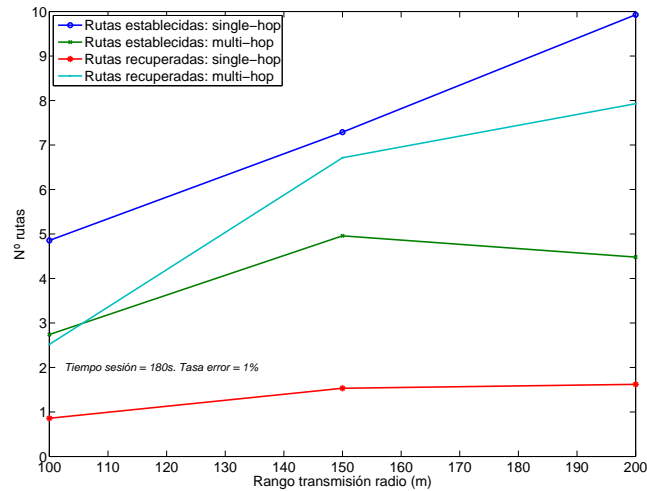


Figura 6.21: Número de rutas encontradas y recuperadas para una tasa de error del 1%, una velocidad media de los nodos de 1.38 m/s y un tiempo de servicio de 180 s. Rutas single-hop y rutas multi-hop

los valores concretos obtenidos sin ser necesario representar las gráficas para todas las tasas de error.

La Fig. 6.21 muestra el número de rutas encontradas cuando un usuario solicita un servicio y es necesario establecer comunicación entre origen y destino y el número de rutas recuperadas tras una ruptura. Se han diferenciado las rutas single-hop de las multi-hop. Se aprecia como las rutas directas encontradas aumentan con el rango de transmisión. Las rutas indirectas encontradas muestran un punto de inflexión, que ya se había presentado en anteriores resultados, cuando el rango de transmisión radio es de 150 m. Las rutas recuperadas de un solo salto son escasas, esto es debido a que las rutas recuperadas tras una ruptura son mayoritariamente indirectas. Por otra parte, la curva que representa el número de rutas indirectas cambia de pendiente al pasar de un rango de transmisión radio de 150 m a 200 m pero no

se observa ningún punto de inflexión. Es posible que este punto se encuentre para rangos de transmisión mayores.

En el modelo no se ha evaluado el comportamiento del protocolo en cada instante de tiempo, sino que se ha estudiado el comportamiento según los intervalos de tiempo representados por los diferentes intentos de búsqueda de ruta. Si los resultados presentados en la Fig. 6.21 se dividen según el intento de búsqueda de ruta se obtienen las gráficas representadas en la Fig. 6.22. Los resultados se distribuyen en cuatro grupos según el intento de comunicación, "Primer (RREQ)" (primer intento de búsqueda), "Primer reintento (RREQ)" primer reintento de búsqueda tras la búsqueda fallida, y así sucesivamente hasta el tercer⁹ y último reintento.

El periodo de tiempo evaluado en "Primer RREQ" comprende desde los 0 s hasta los 0.4 s, 0.4 s es el tiempo de espera después del primer intento tras el cual el protocolo enviaría el siguiente paquete de búsqueda de ruta en el caso de no obtener respuesta. El periodo de tiempo evaluado en "Primer reintento (RREQ)" es el comprendido entre los 0.4 s y los 1.2 s (0.4 s + 0.8 s, 0.8 s es el nuevo tiempo de espera antes de una nueva solicitud). Si fuese necesario llegar al segundo reintento, este se realizaría al cabo de 1.2 s desde la solicitud inicial, desde ese momento el protocolo esperaría la llegada de un paquete RREP durante 1.6 s más, o sea 2.8 s desde su solicitud inicial.

Tras la primera solicitud de ruta, el comportamiento es exactamente el mismo que el presentado en la Fig. 6.21, es decir aquí se encuentran la mayoría de las rutas y por tanto el comportamiento general no cambia respecto al que se ha mostrado inicialmente donde los resultados eran globales y no se diferenciaban según los intentos de búsqueda.

⁹Según los parámetros por defecto del AODV hay una primera solicitud de búsqueda y como máximo dos reintentos (RREQ_RETRIES=2), estos son los parámetros utilizados en el modelo. El hecho de que aquí se represente un "Tercer reintento (RREQ)" es otro "model artifact". Para conocer si tras el tiempo de espera correspondiente después del segundo reintento se debe dar la ruta por inaccesible el modelo necesita realizar una nueva búsqueda aunque esta no se produzca en los experimentos reales, si tras esa búsqueda no existe ruta, ésta se marca como inalcanzable o irrecuperable.

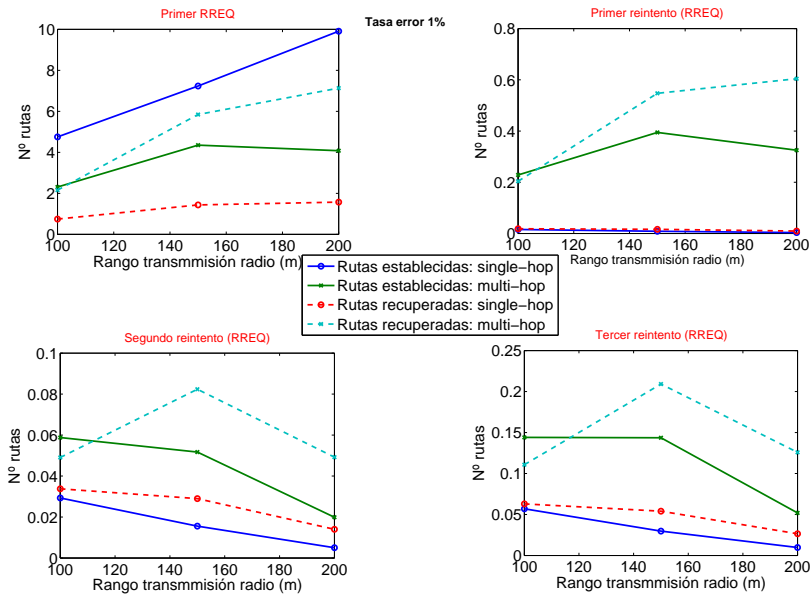


Figura 6.22: Número de rutas encontradas y recuperadas en cada solicitud de búsqueda de paquete para una tasa de error del 1%, una velocidad media de los nodos de 1.38 m/s y un tiempo de servicio de 180 s. División de rutas single-hop y rutas multi-hop encontradas según el intento de búsqueda

En el primer reintento, las rutas mayoritarias son las indirectas ya sean rutas establecidas inicialmente o rutas recuperadas, esto es debido a que las rutas directas se encuentran en términos de alcanzabilidad en el primer intento. Si no hay ruta en el primer intento pero hay movimiento durante el tiempo de espera hasta realizar el primer reintento, es posible que haya algún caso de ruta directa, pero pocos durante este intervalo que no es demasiado largo ya que la velocidad considerada en este experimento, 1.38 m/s no permite muchos cambios de posición. En las rutas indirectas encontradas tras la búsqueda de ruta se aprecia de nuevo el punto de inflexión¹⁰ en los 150 m de

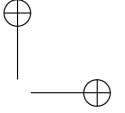
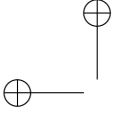
¹⁰Ver Fig. 6.5, en esta gráfica se muestra como el punto de inflexión se alcanza en distintos

rango de transmisión radio. En la gráfica de las rutas indirectas recuperadas la pendiente disminuye pero no es decreciente.

En el segundo reintento (tercera gráfica), el comportamiento es completamente distinto al observado en las dos gráficas anteriores de esta misma figura. Aquí sí que se aprecia el punto de inflexión de las rutas indirectas recuperadas en un rango de transmisión radio de 150 m. Curiosamente para las rutas encontradas tanto directas como indirectas, y para las rutas que se han recuperado de forma indirecta la pendiente es descendente a medida que aumenta el rango de transmisión radio. Esto se debe a que con un rango de transmisión de 150 m y 200 m es más fácil encontrar ruta en los intentos anteriores, es decir tras el primer intento y tras el primer reintento, simplemente por cuestiones de alcanzabilidad, ya que al tener un rango de transmisión radio superior no es necesario esperar varios intentos para poder alcanzar el destino ya sea de forma directa o indirecta. En el tercer reintento de búsqueda de ruta el comportamiento de la red es exactamente el mismo, las pendientes son descendentes.

En el primer intento de búsqueda se concentra el mayor número de rutas encontradas o recuperadas, en el primer reintento el porcentaje disminuye bastante, en el segundo reintento sigue bajando (el porcentaje obtenido en este intervalo es el mínimo) pero en el tercer reintento (última gráfica) el porcentaje es superior en general al del segundo reintento (tercera gráfica). Evaluando este comportamiento detenidamente se puede decir que el mayor porcentaje de rutas se encuentra en el primer intento porque las rutas mayoritarias son las de 1, 2 y 3 saltos, y de éstas, las rutas de 1 salto se encuentran siempre el 100% de las veces en el primer intento, y las de 2 y 3 saltos aunque pueden encontrarse tras otros intentos lo hacen mayoritariamente en el primero. En general las rutas de 2, 3, 4 y 5 saltos aún siendo posibles por

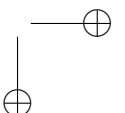
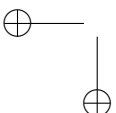
valores de rango de transmisión radio según sea el número de nodos utilizado y el tamaño del área donde estos se sitúan. Pero concretamente para una zona de trabajo basada en un mosaico T_3 y 6 nodos, el rango de transmisión radio donde se alcanza el punto de inflexión toma el valor de 3, equivalente para unas celdas cuyo diámetro es de 50 m a 150 m de rango de transmisión radio.



cobertura en el primer intento, se pueden encontrar probabilísticamente en otros intervalos de tiempo por el modo en el que se ha programado el funcionamiento del protocolo (según el número de saltos y el número de intentos ya realizados se encontrará ruta en el intervalo actual o se deberá realizar un nuevo intento). Esto provoca que en el primer intento se tenga la mayor concentración de rutas, en el primer reintento disminuya, en el segundo reintento siga disminuyendo y en el tercero todas aquellas rutas que teniendo en cuenta el rango de transmisión radio son posibles pero que probabilísticamente no se han encontrado en un intervalo anterior, se dan por válidas finalmente en este último intervalo, por eso el porcentaje vuelve a incrementarse siendo superior que el porcentaje de rutas de la tercera gráfica (segundo reintento).

El número de rutas totales encontradas y recuperadas durante el tiempo de simulación permite ver el comportamiento del protocolo, aunque no hay que olvidar que la cantidad de rutas establecidas entre origen y destino depende mucho del número de nodos, del tamaño del área, de los errores durante la comunicación, etc. Por esto, para evaluar de forma generalizada la tendencia de los resultados en cada intento de comunicación estos mismos resultados en valores absolutos se calculan con respecto al total de rutas encontradas o recuperadas.

En la Fig. 6.23 se observa como en el primer intento de búsqueda en las rutas indirectas tanto encontradas inicialmente como recuperadas tras una pérdida, se sigue observando el punto de inflexión en 150 m de rango de transmisión radio como cabía esperar. Además se muestra como para este mismo valor de rango de transmisión radio el porcentaje de rutas directas de ambos tipos disminuyen. El número de rutas directas ha ido aumentando con el rango de transmisión como se podía ver en la Fig. 6.21, pero como las rutas indirectas tienen en este punto su máximo valor, al calcular el porcentaje respecto al total de rutas (directas e indirectas) se aprecia como el porcentaje de directas disminuye. Destacar que tras el primer intento, las rutas directas recuperadas tras una ruptura son las que tienen un menor peso.



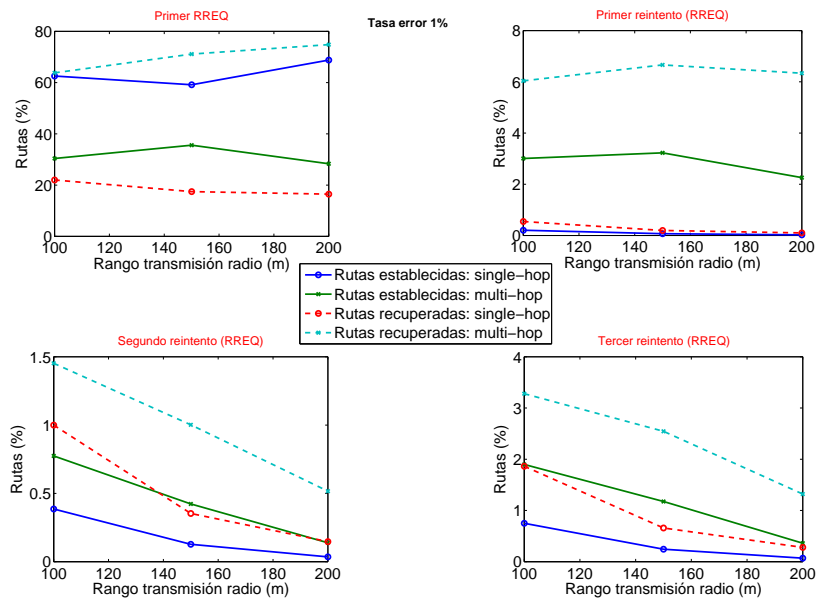
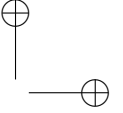
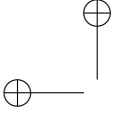


Figura 6.23: Porcentaje de rutas encontradas y recuperadas en cada solicitud de búsqueda de ruta para una tasa de error del 1 %, una velocidad media de los nodos de 1.38 m/s y un tiempo de servicio de 180 s. Porcentaje de rutas single-hop y rutas multi-hop encontradas según el intento de búsqueda

En el primer reintento, segunda gráfica de esta figura, el porcentaje de rutas indirectas es en los dos casos, superior al de directas, es lógico puesto que tal y como se ha visto en las anteriores figuras el número de rutas indirectas es mayoritario a partir del primer reintento. Ambas curvas de comunicaciones indirectas tienen de nuevo el punto de inflexión en un valor de rango de transmisión radio igual a 150 m.

En el segundo y tercer reintento de la Fig. 6.23, al igual que sucedía en esos mismos casos en la Fig. 6.21, se aprecia una pendiente descendente porque sobre el total de rutas encontradas o recuperadas en estos intervalos, las obtenidas con 150 m y 200 m de rango de transmisión radio son las mínimas, ya que por alcanzabilidad se han encontrado antes, y no han necesitado

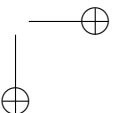
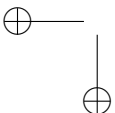


más tiempo (esperando posibles movimientos) para que las rutas fuesen posibles. Observar también que se muestran los menores porcentajes de rutas encontradas y recuperadas en el segundo reintento, resultado directamente relacionado con el comportamiento explicado en la Fig. 6.21.

En la Fig. 6.24 se muestran 4 gráficas en las que se han representado los porcentajes de las rutas encontradas tras la búsqueda de un camino para poder establecer una comunicación entre origen y destino y las rutas recuperadas tras la pérdida de la ruta activa. La diferencia con las anteriores figuras de esta sección es que ahora se han representado las rutas según el número de saltos por lo que se muestran 5 curvas, las rutas single-hop (1 salto), y multi-hop (2, 3, 4 y 5 saltos). La velocidad de los nodos es 1.38 m/s, la tasa de error del 1% y se han utilizado tres rangos de transmisión radio distintos, 100 m, 150 m y 200 m.

Observando la figura se aprecia que la mayor concentración de rutas se ha encontrado/recuperado tras el primer intento (Primer RREQ). En esta gráfica se observa que:

- Las rutas encontradas (líneas continuas) de 1 salto son mayoritarias, seguidas de las de 2, 3, y así sucesivamente. Esto se debe a que se da preferencia a la hora de elegir ruta a la de menor número de saltos siempre que sea posible.
- En cambio las rutas recuperadas (líneas discontinuas) no se distribuyen del mismo modo, hay más rutas recuperadas de 2 saltos que de 1 salto, si se pierde la ruta actual es difícil que la alternativa sea directa. Las rutas mayoritarias son directas, ya que el protocolo de encaminamiento da preferencia a las rutas más cortas. Por tanto, todas las rutas que se pierdan directas no se podrán recuperar con una nueva directa, lo lógico es que lo hagan con una indirecta. Sí que lo harán con una directa cuando no haya ninguna posibilidad de ruta y pasado más tiempo (o sea no en la primera solicitud de ruta que es la que se está valorando) por el movimiento de algún nodo sea posible de nuevo establecer una ruta directa. Además cuando una ruta se rompe por el movimiento



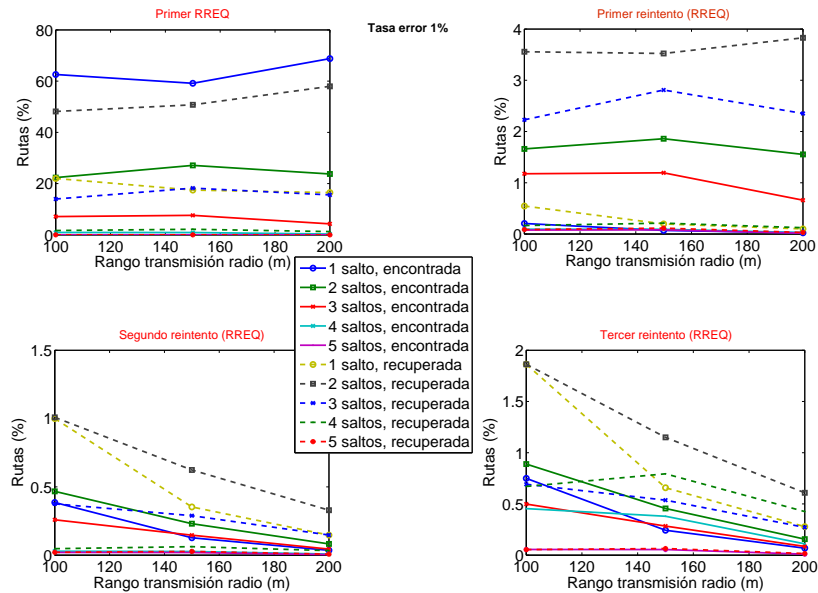
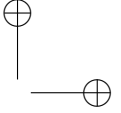
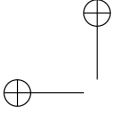


Figura 6.24: Porcentaje de rutas encontradas y recuperadas en cada solicitud de búsqueda de paquete para una tasa de error del 1%, una velocidad media de los nodos de 1.38 m/s y un tiempo de servicio de 180 s. División de las rutas en número de saltos.

de alguno de los nodos, es más probable que gracias a uno o varios nodos la ruta se pueda establecer de nuevo y de forma indirecta, si fuese posible la ruta directa, ésta hubiese sido la que se hubiese escogido inicialmente y sería la ruta actual que se acaba de perder.

- Se aprecia que las rutas de 4 saltos son muy escasas y las rutas de 5 saltos son inexistentes. Según el funcionamiento del AODV no es posible alcanzar en el primer intento nodos a una distancia de 5 saltos.

Los motivos de que no se encuentre ruta en el primer intento pero pueda encontrarse en los siguientes pueden ser varios: porque no exista ninguna ruta inicial pero el movimiento de los nodos haga posible la creación de un



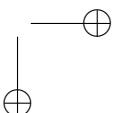
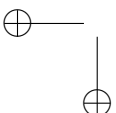
camino y este se encuentre en los siguientes intentos; por problemas a la hora de establecer la comunicación entre los nodos debidos a interferencias, ruido, etc... que dificulten el establecimiento de la comunicación pero tras varios intentos sea posible; o porque el número de saltos de la ruta sea igual o superior a 5 y según el protocolo el primer mensaje RREQ se genera con un valor de 2 en el campo TTL de la cabecera IP, lo que hace imposible encontrar una ruta con ese número de saltos la primera vez, pero si puede encontrarse a partir del segundo intento porque el segundo RREQ se genera con los mismos parámetros pero con un TTL incrementado, $TTL=4$.

Con los resultados del primer reintento (segunda gráfica de la Fig. 6.24) se obtienen las siguientes conclusiones:

- Solo se concentra en este intervalo de tiempo el 3.5 % de las rutas encontradas/recuperadas totales teniendo en cuenta siempre los parámetros utilizados.
- Se aprecia como cambia la distribución, las rutas encontradas de 1 salto ya no son mayoritarias, lo son las de 2 y 3 saltos, esto es lógico, puesto que las rutas de 1 salto se encuentran con mayor probabilidad tras el primer intento.
- Tras este intento existe alguna ruta de 5 saltos aunque el porcentaje es muy bajo (próximo al 0.1 %).
- El porcentaje de rutas recuperadas para cualquier número de saltos en este intervalo siempre supera al porcentaje de las rutas encontradas.

En cuanto al segundo reintento (tercera gráfica) se puede decir que:

- El porcentaje de rutas recuperadas (línea discontinua) vuelve a ser superior al de las rutas encontradas. Principalmente se recuperan rutas donde únicamente intervienen 1 ó 2 saltos, estas rutas se han recuperado porque durante la espera se ha movido algún nodo que ha dado lugar a una posible ruta, si no hubiese sido así se deberían haber encontrado/recuperado en el primer intervalo, al menos las de 1 salto que se



encuentran el 100 % de las veces tras la primera búsqueda. A diferencia de los dos intentos anteriores, a medida que aumenta el rango de transmisión radio los porcentajes de las rutas disminuyen como también se ha podido apreciar en la Fig.6.23.

- Según el comportamiento explicado en este reintento se encuentra el menor porcentaje de rutas encontradas y recuperadas.

Para finalizar el análisis de esta Fig. 6.24, se describe el resultado mostrado en la última gráfica (tercer reintento en la búsqueda de ruta).

- Las rutas recuperadas de 1 y 2 saltos destacan sobre las rutas encontradas. Cuando ha habido una ruptura, hay casos en los que no se ha podido recuperar la ruta hasta pasado todo este tiempo (tres reintentos), en este momento se ha encontrado una ruta alternativa por el movimiento de algún nodo/s, y ha sido suficiente un único salto o dos en la mayoría de los casos para llegar al destino.
- En este caso ya tienen representación las rutas de 5 saltos, aunque el porcentaje de rutas con esta cantidad de saltos sigue siendo muy bajo.
- Al igual que en el reintento anterior, también disminuyen los valores con el aumento del rango de transmisión.

En las tablas 6.3, 6.4, 6.5 y 6.6, se muestra el porcentaje de comunicaciones single-hop y multi-hop en las rutas encontradas y recuperadas.

6.4.3. Tiempo medio de vida útil de la ruta

En la Fig. 6.25 se han representado las rutas totales contabilizadas durante la resolución del modelo para las distintas tasas de error utilizadas según el rango de transmisión radio y la velocidad de los nodos. La tasa de error modelada sólo se aplica a la hora de encontrar/recuperar ruta y no mientras la ruta ya está establecida, por tanto la tasa de error afecta directamente al

Tabla 6.3: Rutas encontradas y recuperadas tras el primer RREQ

Radio coverage (m)	1 hop (%)	2 hops (%)	3 hops (%)	4 hops (%)	5 hops (%)
Rutas encontradas					
100	63.1382	22.1879	6.9532	0.8884	0
150	59.5689	26.9123	7.4912	0.8832	0
200	68.9328	23.6651	4.2599	0.2853	0
Recuperadas					
100	22.7841	51.7941	13.8726	1.6270	0
150	17.9375	54.1005	17.7790	2.0266	0
200	16.4943	61.2492	14.7120	1.1360	0

Tabla 6.4: Rutas encontradas y recuperadas tras el primer reintento

Radio coverage (m)	1 hop (%)	2 hops (%)	3 hops (%)	4 hops (%)	5 hops (%)
Rutas encontradas					
100	0.1966	1.6316	1.1461	0.0918	0.0747
150	0.0670	1.8215	1.1760	0.0894	0.0783
200	0.0238	1.5508	0.6520	0.0281	0.0161
Recuperadas					
100	0.4719	3.0372	1.7812	0.1285	0.0646
150	0.1722	3.0043	2.2198	0.1670	0.0858
200	0.0811	3.2352	1.7787	0.0876	0.0200

Tabla 6.5: Rutas encontradas y recuperadas tras el segundo reintento

Radio coverage (m)	1 hop (%)	2 hops (%)	3 hops (%)	4 hops (%)	5 hops (%)
Rutas encontradas					
100	0.3758	0.4496	0.2528	0.0281	0.0187
150	0.1185	0.2304	0.1446	0.0266	0.0204
200	0.0341	0.0788	0.0445	0.0079	0.0038
Recuperadas					
100	0.7010	0.6679	0.2390	0.0303	0.0128
150	0.2333	0.3914	0.1838	0.0369	0.0165
200	0.0967	0.2036	0.0880	0.0195	0.0040

Tabla 6.6: Rutas encontradas y recuperadas tras el tercer reintento

Radio coverage (m)	1 hop (%)	2 hops (%)	3 hops (%)	4 hops (%)	5 hops (%)
Rutas encontradas					
100	0.7342	0.8552	0.4852	0.4378	0.0541
150	0.2287	0.4441	0.2717	0.3744	0.0529
200	0.0653	0.1514	0.0829	0.1081	0.0092
Recuperadas					
100	1.0568	0.9920	0.3679	0.3436	0.0277
150	0.3554	0.5937	0.2738	0.3906	0.0320
200	0.1459	0.3064	0.1294	0.2044	0.0079

número de rutas encontradas/recuperadas, e indirectamente al tiempo medio de ruta. A medida que aumenta la velocidad de los nodos el número de rutas se incrementa levemente, a mayor velocidad más rupturas y rutas que recuperar y por tanto más rutas totales. De todos modos, para un mismo valor de rango de transmisión radio se aprecian pocas diferencias aunque se modifique la tasa de error cuando las velocidades son bajas. Para velocidades superiores para un mismo valor de rango de transmisión radio las curvas se separan y el número de rutas disminuye cuando la tasa de error es mayor.

La combinación de parámetros que más rutas totales proporciona es la de un rango de transmisión radio de 200 m y la tasa de error mínima evaluada, 1%. A mayor rango de transmisión más solicitudes de búsqueda de ruta dan como resultado un camino hacia el destino y a su vez una tasa de error mínima, permite que la mayoría de rutas posibles se encuentren sin problemas. Para la tasa de error máxima utilizada, 70%, el número de rutas varía muy poco con la velocidad para un mismo valor de rango de transmisión radio. Además, con esta tasa las curvas tampoco varían mucho aunque el rango de transmisión radio cambie. De hecho para esta tasa de error las tres curvas (rango de transmisión radio 100 m, 150 m y 200 m) ofrecen el mínimo número de rutas.

En la Fig. 6.26 se muestra el tiempo medio de ruta para una tasa de error del 1% durante un tiempo de servicio de 20 segundos, 1 y 3 minutos. Se aprecia en las tres gráficas, como es lógico, que a mayor rango de transmisión radio el tiempo medio que la ruta permanece activa es mayor. Además, a menor velocidad de los nodos mayor es el tiempo medio ya que las rutas se ven afectadas en menor medida que a velocidades elevadas.

6.5. Conclusiones

Los resultados presentados en este capítulo permiten ver el comportamiento global de una red ad hoc formada por nodos móviles donde el protocolo de encaminamiento tiene un comportamiento reactivo como podría

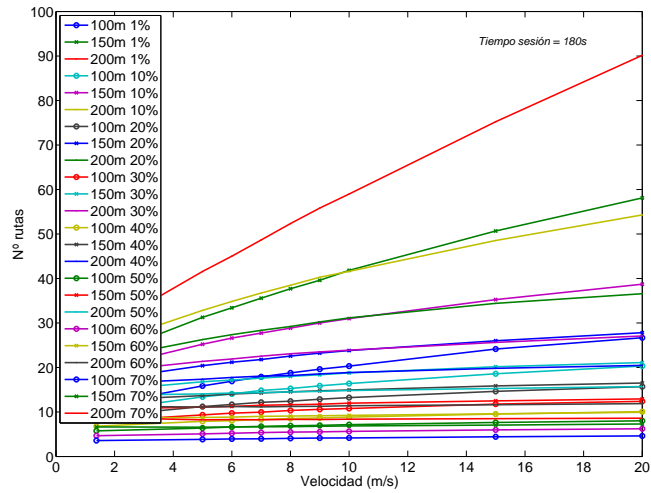
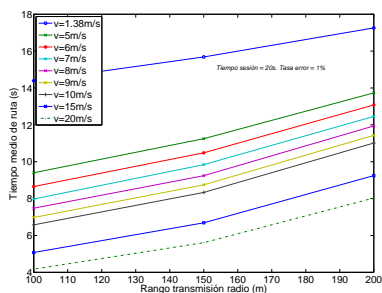


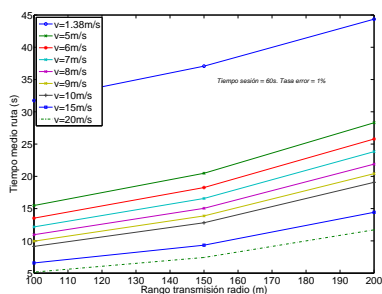
Figura 6.25: Número de rutas para distintas tasas de error, una velocidad media de los nodos variable desde 1.38 m/s hasta 20 m/s y un tiempo de servicio de 180 s.

ser el del AODV y las características del escenario son las que se podrían encontrar en un entorno industrial donde se realizan tareas de supervisión.

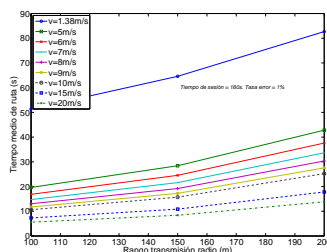
Se han mostrado inicialmente resultados que aunque no definitivos por haber sido obtenidos con los modelos más sencillos (plano unidimensional), mostraban un comportamiento válido y la tendencia de los valores se ha continuado observando incluso en los modelos más complejos demostrándose su utilidad. Con los modelos más sencillos se han variado los valores de distintos parámetros, tamaño del área de trabajo, número de nodos de la red, rangos de transmisión radio, etc. para terminar concretando finalmente algunos de esos valores según el escenario real de trabajo para el que se quiere realizar el estudio como es una zona de trabajo de $250 \times 300 \text{ m}^2$, un número final de 6 nodos móviles, un rango de transmisión radio variable pero acotado entre 100 m y 200 m...



(a) Tiempo sesión 20 s



(b) Tiempo sesión 60 s



(c) Tiempo sesión 180 s

Figura 6.26: Tiempo medio de ruta para una tasa de error del 1 %, rango de transmisión radio variable desde 100 m hasta 200 m y un tiempo de servicio de 20 s, 60 s y 180 s.

Con los resultados de los últimos modelos, es posible entender mejor el comportamiento temporal de las rutas creadas con este algoritmo. Se ha evaluado el tiempo de establecimiento, el tiempo de mantenimiento de la ruta y el tiempo de recuperación. Los valores obtenidos permiten evaluar qué servicios pueden ser ofrecidos en un entorno con las características de la red ad hoc descrita en la tesis; donde nodos móviles pueden solicitar o recibir información en tiempo real (imágenes o alertas) para la supervisión de una zona industrial.

Establecimiento de la conexión. Escogiendo la velocidad mínima simulada, 1.38 m/s (velocidad de una persona caminando), un rango de transmisión radio de 150 m por ser un valor coherente además de ser el valor en el que las comunicaciones multi-hop son máximas lo que representa un ahorro de energía, y centrándose en un tiempo de servicio de 3 minutos (tiempo típico de supervisión de una escena en un proceso), se puede afirmar que en un entorno poco ruidoso aproximadamente el 70 % de las comunicaciones solicitadas han sido satisfactorias; si el escenario presenta un porcentaje mayor de problemas a la hora de comunicar, debido a interferencias, obstáculos, etc. el porcentaje de rutas establecidas disminuye alcanzando aproximadamente un 55 %; para un entorno muy ruidoso, únicamente el 35 % de las rutas que se han querido establecer han sido posibles. Esto implica que cada vez que el usuario ha solicitado el servicio solo cuando la tasa de error es del 1 % se puede decir que el sistema ha respondido satisfactoriamente, ya que para el resto de los casos como mucho se ha conseguido establecer comunicación el 50 % de las veces aproximadamente.

Mantenimiento de la conexión. Junto con el establecimiento de las rutas se debe considerar el mantenimiento de las mismas, para ello se han estudiado las rutas perdidas y recuperadas. Con los parámetros antes escogidos, cuando las rutas establecidas representan el 70 % de las solicitudes, más de la mitad, el 57 % de estas rutas se pierden (el 19.3 % son pérdidas de rutas single-hop y el 38.7 % de rutas multi-hop), recuperándose el 64.3 % de las rutas perdidas (el 12 % se han recuperado mediante rutas single-hop y el 52.3 % mediante rutas multi-hop). Cuando la tasa de error es del 20 %, el 56.3 % de las rutas encontradas se han perdido (20.6 % single-hop y 35.7 % multi-hop). Se aprecia poca diferencia en el comportamiento de las rutas perdidas comparando los resultados para ambas tasas de error, ya que la tasa de error no afecta en los modelos diseñados a la pérdida de rutas. Únicamente se han evaluado pérdidas de ruta debidas al movimiento de los nodos, pero se debe tener en cuenta que se han perdido más del 50 % de las rutas cuando solo se habían llegado a establecer la mitad de las rutas solicitadas. De las rutas perdidas, el

porcentaje de recuperadas es inferior por la tasa de error incorporada, en este caso se recupera aproximadamente el 50 % de las rutas perdidas (9.49 % rutas recuperadas single-hop y 41.27 % recuperadas multi-hop). A medida que se incrementa el ruido en la zona de trabajo el comportamiento es el mismo, se establecen menos rutas iniciales y de las rutas activas que se pierden se recupera un porcentaje menor.

Tiempo de establecimiento y recuperación. También afectan al servicio el tiempo de establecimiento de una ruta y el tiempo de recuperación. El tiempo de establecimiento, se define como el tiempo que transcurre desde que el usuario solicita un servicio hasta que este es ofrecido, para ello se ha tenido que crear una ruta entre origen (usuario que realiza la petición) y destino (equipo que ofrece el servicio solicitado).

El tiempo de establecimiento será válido o no según se compare con el tiempo de reacción definido para cada servicio, el caso más restrictivo es el de los servicios de alerta, donde el tiempo máximo desde que se produce una alerta y su recepción es típicamente menor a 1 s. Cuando el tiempo de servicio es de 20 s aproximadamente el 95.5 % de las rutas que se han encontrado lo han hecho tras el primer intento, esto es, desde la solicitud hasta la recepción de la información han pasado como máximo 0.4 s en el caso del escenario evaluado. Con esto, se puede considerar que los servicios de alerta pueden ser ofrecidos por el protocolo cumpliendo los requisitos temporales.

En el caso de los servicios de media, el plazo máximo de recepción de las imágenes es, como se ha definido en el capítulo 4, de 3 s. En este caso, los resultados muestran un porcentaje de rutas encontradas en el primer intervalo del 94.8 %, pero además todas aquellas rutas encontradas tras el primer intento, intervalo de tiempo entre 0.4 s y 1.2 s, así como las del segundo rein-tento, intervalo comprendido entre 1.2 s y 2.8 s, también se recibirían dentro del plazo máximo definido, esto sumaría aproximadamente un 4 % más a las rutas establecidas finalmente. Por tanto, en el caso de los servicios de media no es el tiempo de establecimiento el que impide su correcto funcionamiento,

sino como se ha demostrado anteriormente el tiempo medio de ruta y las pérdidas de ruta.

En cuanto al tiempo de recuperación, este no está ligado directamente con el tiempo de reacción a cumplir en cada servicio, sino con el tiempo medio de vida de la ruta que ya ha sido analizado. Cuanto mayor sea el tiempo de recuperación menor será el tiempo medio total que la ruta permanece activa. Y en cuanto a los servicios, si durante una transmisión hay una pérdida de ruta y esta tarda en recuperarse, el servicio no se visualizará correctamente. En realidad al servicio que más afectan las pérdidas de ruta es al servicio de media, ya que las pérdidas provocan cortes en la visualización de las imágenes y en el streaming de vídeo, pérdidas que son molestas a la hora de estar visualizando esta información. Para un tiempo de servicio de 3 minutos el 74 % de las rutas recuperadas lo han hecho antes de los 0.4 s, en cambio para un tiempo de servicio de 20 s el porcentaje de rutas recuperadas en el primer intento es superior, 92.3 %.

Tiempo de mantenimiento. Las pérdidas de ruta y su recuperación influyen claramente en la calidad con la que se ofrece el servicio ya que determinan el tiempo de mantenimiento de la ruta. Teniendo en cuenta la tasa de movilidad más baja (velocidad=1.38 m/s), un escenario poco ruidoso (tasa de error=1 %) y los distintos tiempos de servicio utilizados, se puede decir que para un tiempo de servicio de 20 s la ruta es estable entre el 70 % y el 85 % del tiempo que se visualiza¹¹ la alerta recibida; para un tiempo de servicio de 60 s la ruta tiene un tiempo de vida medio entre el 53 % y el 75 % del tiempo y para un tiempo de servicio de 180 s la ruta permanece activa aproximadamente entre el 30 % y el 50 % del tiempo que se está visualizando el servicio de media.

¹¹En el caso de las alertas una vez se ha recibido la información, que la ruta se corte durante la visualización en la pantalla de la misma no afecta al servicio, lo importante es que llegue a tiempo. En el caso de que el receptor no sea un usuario móvil que visualiza la información en su dispositivo inalámbrico, sino un controlador que la deba procesar inmediatamente, si se cumple el deadline es suficiente, independientemente de que después haya problemas de comunicación por pérdidas de ruta.

Cuando la movilidad es mayor, el tiempo medio durante el cual la ruta es estable es todavía inferior, pero hay que recordar que en el entorno que se está estudiando es la velocidad de 1.38 m/s la que representa la velocidad a la que los técnicos de la instalación pueden desplazarse, por tanto es la velocidad considerada a efectos de obtener las conclusiones finales.

En resumen, con los valores por defecto del protocolo AODV es posible ofrecer correctamente los servicios de alerta que necesitan como mucho unos 20 s para ser controlados, ya que para un rango de transmisión de 150 m la ruta es estable aproximadamente durante 14 s. Aunque más que el tiempo de visualización, en las alertas el parámetro que determina si se puede ofrecer este servicio correctamente es el retardo máximo desde que se genera hasta que se recibe, en el que interviene el tiempo de establecimiento. Por contra, los servicios de media se verían muy degradados puesto que el tiempo medio de vida útil para los tiempos de sesión de 1 y 3 minutos están en algún caso por debajo del 50 %, representando como se ha visto muchos cortes y recuperaciones que imposibilitarían visualizar correctamente las imágenes o el streaming de video a los usuarios de la instalación.

Percepción del usuario. Desde el punto de vista del usuario, los servicios ofrecidos por el sistema se pueden percibir con una calidad baja o inaceptable; una calidad aceptable, que aunque sea mala o presente problemas en la recepción se pueda tolerar; y una calidad buena y que permita llevar a cabo la supervisión visual de los procesos de forma adecuada así como la recepción de las alarmas con el tiempo suficiente para reaccionar o actuar en el caso de ser necesario.

Teniendo en cuenta que algunos de los parámetros que afectan a la percepción con la que el usuario recibe la información son: el tiempo de espera desde que solicita el servicio hasta que se le ofrece o tiempo de entrega en el caso de las alertas, ambos relacionados con el tiempo de establecimiento de la ruta; y el tiempo durante el cual el servicio se está ofreciendo correctamente con el que está directamente relacionado el tiempo medio de ruta al

que le afecta el movimiento de los nodos, el tiempo de recuperación de ruta en caso de pérdida y el ruido medioambiental, se puede clasificar, siempre teniendo en cuenta que la clasificación es válida para el escenario evaluado, la percepción con la que el usuario recibe la información.

Para realizar esta clasificación, se ha tomado como referencia una velocidad de los usuarios típica en estos escenarios ($v=1.38$ m/s) donde el movimiento se ha representado mediante el modelo de movilidad random walk, un rango de transmisión radio de 150 m, una tasa de error debida al ruido medioambiental considerada a la hora de establecer y recuperar ruta del 1%, o sea una tasa de error baja, un tiempo de sesión de 20 s para la visualización de alertas y 180 s para la visualización de imágenes y streaming. Con estas consideraciones y los datos obtenidos mediante los modelos formales se puede decir que:

- En el caso de las *alertas* se cumplen los requerimientos temporales en cuanto al tiempo de recepción en aquellos casos en los que se ha podido establecer la comunicación, ya que el 95.5% de las rutas establecidas lo hacen tras el primer intento de búsqueda, tiempo menor a 1 segundo que es el tiempo máximo establecido.
- En el caso de las *imágenes* o *streaming de vídeo*, también se cumplen los tiempos de entrega en aquellas rutas que se han podido establecer, ya que el 94.8% de las rutas encontradas (el 70% de las solicitadas) lo hacen en un tiempo inferior a los 3 segundos establecidos como umbral.

Además del retraso que el tipo de servicio permite, para evaluar la percepción con la que lo recibe el usuario, se van a tener en cuenta las rutas que se establecen y no se pierden, aquellas que se establecen y se pierden pero se recuperan rápidamente, las que no se recuperan, etc. Partiendo de los resultados obtenidos con los modelos matemáticos, en la tabla 6.7 se presentan los valores aproximados de la probabilidad con la que el usuario percibe la calidad de los servicios (clasificada en tres grupos) respecto a las veces que ha solicitado tal información.

Tabla 6.7: Percepción de la información por el usuario en el escenario planteado

	Inaceptable	Aceptable	Buena
Alertas	28.2 % ⁽¹⁾ +3.84 % ⁽²⁾ 32.04 %	-	0.86 % ⁽³⁾ +10.32 % ⁽⁴⁾ +56.78 % ⁽⁵⁾ 67.96 %
Imágenes	30 % ⁽¹⁾ +14.2 % ⁽²⁾ 44.2 %	6.67 % ⁽³⁾ +18.98 % ⁽⁴⁾ 25.65 %	30.15 %⁽⁵⁾
Streaming	30 % ⁽¹⁾ +14.2 % ⁽²⁾ +6.67 % ⁽³⁾ 50.87 %	18.98 %⁽⁴⁾	30.15 %⁽⁵⁾

(1) Clasificado como inaceptable porque no se ha entregado el servicio.

(2) Rutas que se establecen, se pierden y no se recuperan.

(3) Rutas que se establecen, se pierden y no se recuperan en el primer intento.

(4) Rutas que se establecen, y aunque se pierden se recuperan al instante.

(5) Rutas que se mantienen estables sin pérdidas de enlace.

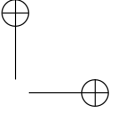
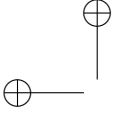
Se han clasificado como “inaceptables” aquellas alertas que no llegan porque no se ha podido establecer ruta, o los casos en los que la ruta se ha establecido pero se ha roto sin recuperación y es probable que lo haya hecho antes de que sea enviada/recibida la información.

No existen alertas clasificadas como “aceptables”, porque en el caso de este servicio o llega a tiempo o la información no es útil. Una vez la alerta ha llegado cumpliendo el tiempo de retardo máximo, que la ruta momentáneamente se pierda con posterioridad no influye en el servicio. En el caso de que la alarma la reciba un controlador, si cumple el deadline realizará el procesamiento correspondiente, en el caso de que el usuario suscrito sea un supervisor una vez haya recibido la información ésta se mantendrá en pantalla independientemente de que la ruta se pierda después. Teniendo en cuenta estos valores se puede decir que la red ad hoc con las características evaluadas permite en un alto porcentaje ofrecer las alarmas al usuario suscrito.

En el caso de la visualización de imágenes o streaming los resultados obtenidos son los mismos puesto que se ha evaluado este servicio cuando el tiempo de visualización es de 60 s o 180 s. La diferencia está en la permisivi-

dad del servicio, por ejemplo en la recepción de imágenes se pueden permitir como “aceptables” aquellas que se reciben a través de una ruta que cuando se pierde no se recupera de forma instantánea, ya que al ser imágenes fijas, una pérdida de ruta momentánea no influye en como se puedan percibir el resto de imágenes, ver tabla 6.7. Para ambos casos, únicamente se perciben las imágenes con una calidad “buena” desde el punto de vista del usuario el 30.15% de las veces que se solicita el servicio. Además se ha de tener en cuenta que el tiempo medio durante el cual se muestra la información en pantalla en estos casos según los resultados, es de 50 s de los 180 s que se mantiene de media la sesión abierta para su supervisión, por lo que este servicio en general será visto por el usuario con una calidad pobre por los continuos cortes y el poco tiempo que permanecerá estable en pantalla.

Si bien el modelado de los protocolos de encaminamiento o de una red ad hoc permite evaluar matemáticamente su comportamiento facilitando la obtención de resultados con tan solo modificar los valores de los parámetros o variables que conforman el modelo, además de evaluar distintos aspectos únicamente implementando nuevas subredes, es cierta la necesidad de contrarrestar y complementar los resultados obtenidos mediante simulación con experimentos reales, ver [MBJ99, MBJ01, TGLN05]. El modelado por minucioso que sea siempre es una abstracción de la realidad, por tanto se hace necesario realizar pruebas reales para comprobar el comportamiento en un escenario real con los problemas e inconvenientes que esto implica, ver [NGL05, BCDP05]. Por ello, los resultados presentados en este capítulo pueden ser comparados con los obtenidos en un banco de pruebas real creado para probar el funcionamiento del protocolo de encaminamiento AODV en una red ad hoc estática. Los resultados obtenidos con el banco de pruebas complementan a los resultados obtenidos con los modelos diseñados en este capítulo, el banco de pruebas y sus resultados se muestran en el capítulo 7.

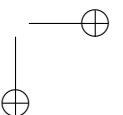
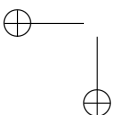


Capítulo **7**

Banco de pruebas

Para complementar el estudio del comportamiento de las redes ad hoc móviles utilizadas para supervisión de procesos en entornos industriales realizado mediante los modelos formales, se ha implementado un banco de pruebas para analizar el comportamiento del protocolo AODV.

En este capítulo se presentan pruebas prácticas y reales realizadas en laboratorio con una red ad hoc estática, lo que ha permitido tener un entorno controlado en el que evaluar problemas o resultados difíciles de obtener mediante los modelos formales. De este modo, las pruebas reales completan y corroboran los resultados obtenidos con los modelos desarrollados.



7.1. Introducción

Aunque siguen siendo escasos, son varios los bancos de prueba implementados en los últimos años para testar redes ad hoc, se han realizado muchos de ellos de forma más intensa durante la última década pero todavía se aprecia una falta de madurez e integración, por lo que los esfuerzos deberían dedicarse a mejorar ese aspecto de la investigación.

Son muchos los autores que apuntan la necesidad de crear testbeds para generalizar el despliegue de las redes ad hoc, pero a su vez entienden que hay muchos problemas a la hora de su creación. En [TGLN05] se destaca la necesidad de complementar los trabajos de simulación con experimentos reales y la importancia de implementar los protocolos de encaminamiento en sistemas reales, ya que muchas veces la teoría difiere en gran medida de la práctica. Los autores evalúan de forma exhaustiva los trabajos previos realizados, implementación, integración y experimentación y aunque son muchos los artículos publicados sobre MANET apuntan que no ha habido una transferencia real de investigación en cuanto a productos a gran escala. Sólo algunos de los prototipos implementados son accesibles para la comunidad investigadora, como es el caso del testbed APE (Ad hoc Protocol Evaluation testbed) descrito en [LLN⁺02]. En ese trabajo se muestran resultados haciendo uso desde 9 hasta 37 nodos. El objetivo es disponer de una plataforma escalable donde poder reproducir los experimentos, tema a tener en cuenta en cualquier implementación real. La capacidad de repetitividad se basa en «coreografías» o escenarios diseñados, siguiendo estos escenarios es posible repetir los experimentos con cierta precisión. APE ha sido usado para comprobar el comportamiento de las implementaciones reales de los protocolos de encaminamiento AODV, TORA y DSR. En [NGL05] los mismos autores tratan a fondo el tema de la repetitividad de las pruebas. Los experimentos realizados con MANET están sometidos a factores estocásticos como son el entorno radio y la movilidad de los nodos. Para lograr la repetitividad de las pruebas estos factores estocásticos deben ser controlados o evaluados para poder obtener resultados concluyentes. Por ello, los autores presentan una

metodología que permite la repetitividad y describen cómo el uso de esa metodología les ha guiado en el diseño del banco de pruebas APE. Por último, mediante el uso de APE, muestran los resultados de una comparativa entre protocolos, demostrando que hay fenómenos que solo pueden ser detectados en las pruebas reales y que no pueden ser estudiados mediante simulación (gray zone).

Aunque la posibilidad de realizar varios experimentos reales en las mismas condiciones es complejo y dificulta la creación de testbeds éste no es el único inconveniente. En [MBJ99, MBJ01] se citan otros como el número de nodos, la diversidad de nodos es interesante pero cara. La limitación del número de nodos viene dada también por las personas disponibles a participar en los experimentos, muchas veces personas no involucradas directamente en las pruebas y a las que se les deben explicar las pruebas, la metodología a utilizar, el modo de recuperar resultados, etc. Además, una prueba completa puede durar entre 3 y 4 horas. La monitorización y el análisis si se incluye movimiento es complicada, en el caso de estos dos trabajos los autores han utilizado la información proporcionada por un GPS.

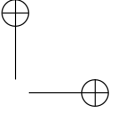
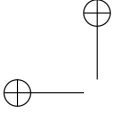
Los protocolos evaluados en los testbeds son diversos, DSR en [MBJ99, MBJ01] donde se realiza un estudio básico de su comportamiento con nodos móviles situados en un entorno externo. Se fuerza al protocolo a adaptarse al entorno y se comprueba el efecto de los cambios de temperatura, el movimiento de los coches y los transeúntes y la presencia de edificios, en definitiva elementos que afectan a la propagación de las señales de radio. En [GWW04] se evalúa cómo afecta al throughput de una transmisión TCP utilizando el protocolo de encaminamiento AODV la movilidad de los nodos, el impacto del tamaño de la red y el número de saltos que debe atravesar la información en la red hasta alcanzar el destino. En la segunda fase del estudio se modifican algunos parámetros del AODV para estudiar cómo afectan estos cambios al resultado. En [LUB07] se muestra una comparativa entre los protocolos AODV y OLSR, se hace uso del AODV-UU y OLSR-UU, ambos implementados por la Universidad de Uppsala, versiones muy utilizadas por la comunidad investigadora.

Un objetivo de esta tesis es la creación de un banco de pruebas que complemente los modelos formales desarrollados donde experimentar y estudiar bajo qué condiciones los servicios requeridos por el usuario en los entornos industriales a evaluar donde las interferencias son frecuentes pueden ser ofrecidos por las redes ad hoc y el protocolo de encaminamiento utilizado.

La finalidad por tanto de este capítulo es conocer el funcionamiento y rendimiento de un protocolo de encaminamiento reactivo: el protocolo AODV, y analizar la viabilidad de su aplicación en tareas de tiempo real. Para ello se presentan una serie de pruebas en laboratorio (pruebas de interior) y en entornos estáticos, obtenidas gracias a la creación de un banco de pruebas con el que se han realizado mediciones reales del funcionamiento del protocolo. Se van a estudiar las tablas de encaminamiento y los cambios producidos en ellas antes y durante la transmisión de datos, además de los tiempos de establecimiento de ruta y de recuperación y las pérdidas de paquetes. Concretamente se va a probar el funcionamiento para distintos servicios como streaming de vídeo y transferencia de ficheros.

Diversos estudios realizados por Borgia y otros, ver [BCDP05, BCDP05, Bor05, BCD⁺06, BD07], han demostrado resultados pobres del protocolo de encaminamiento AODV en redes con más de tres saltos, generando a menudo pérdidas de paquetes significativas (llegando a veces incluso al 100%) y una latencia elevada. El tráfico no es fluido y se generan largos tiempos de espera, así como considerables reducciones en la tasa de transferencia. Pero, ¿qué está causando estos problemas, es posible mejorar el rendimiento del protocolo en estos aspectos?

Gracias al banco de pruebas se van a evaluar los problemas que puedan surgir en una red basada en el estándar IEEE 802.11b y AODV a través de pruebas experimentales, así como las causas de estos problemas y sus posibles soluciones. Se analizarán los parámetros que influyen en la viabilidad de las aplicaciones a evaluar (streaming y transferencia de ficheros) y se ofrecerán soluciones o mejoras del protocolo AODV. Los resultados de estas pruebas se podrán comparar con los resultados obtenidos mediante los mo-

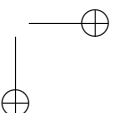
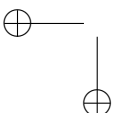


delos formales. Si bien es cierto, que las pruebas reales se verán afectadas por parámetros o problemas difícilmente controlables y a tener en cuenta en un modelo matemático, como es el ruido en el medio, la climatología...

El banco de pruebas permite darle a este trabajo de tesis un enfoque más práctico y realizar mediciones que puedan ser comparables con los resultados obtenidos en los modelos formales, por lo que el escenario de estas pruebas deberá tener similitudes con el escenario usado para los modelos. Además, las pruebas permiten realizar medidas donde se vean involucrados parámetros y comportamientos difíciles de modelar.

Los valores utilizados en este estudio para los distintos parámetros (número de nodos, tamaño del área, rango de cobertura radio...) guardan relación con los utilizados en otros testbeds. En [MBJ99, MBJ01] se ha creado un testbed con 8 nodos (5 móviles y 2 fijos) en un área de $700 \times 300 m^2$, la velocidad de los nodos se ha variado entre 25 y 40 Km/h y el rango de cobertura es aproximadamente de 250 m. Comparando estos valores con los escogidos para los modelos formales donde se han utilizado 6 nodos móviles, en un área de $250 \times 300 m^2$, una velocidad de los nodos entre 1.38 m/s y 20 m/s y un rango de cobertura entre 100-250 m se puede afirmar que los valores escogidos han sido razonables.

En el caso del testbed que se ha implementado y se muestra en este capítulo, los nodos son estáticos, por tanto no es comparable la velocidad ni el rango de transmisión radio, pero sí el número de nodos utilizado, 6. Este valor es comparable también al utilizado en [GWW04], donde se usaron 5 nodos (ordenadores portátiles). En [BLG01] se implementó un testbed con 6 nodos móviles al igual que en [WMF02], 8 en [BCDP05], entre 5 y 12 nodos en [Bor05] y en [BLG02] se realizaron pruebas con 6 nodos (con y sin movilidad) y 1 workstation.



7.2. Descripción del banco de pruebas

7.2.1. Implementación del protocolo AODV utilizada

En la web oficial del protocolo AODV, [[AODa](#)], alojada en la Universidad de Santa Bárbara (California) se ofrece un listado de implementaciones reconocidas por los desarrolladores del protocolo, así como comentarios sobre recomendaciones e interoperabilidad de protocolos:

- KERNEL-AODV NIST Implementation, RFC compliant (recommended interoperability tested).
- AODV-UU Uppsala University Implementation, RFC compliant (recommended interoperability tested).
- UoBWinAODV Windows Implementation.
- AODV-UIUC Implementation.
- AODV-UCSB Implementation, draft v6 (interoperability tested), no longer recommended.
- UoB-JAdhoc AODV Implementation, RFC 3561.
- AODV For IPv6.
- HUT AODV For IPv6.
- MAODV-UMD, Multicast Extensions of AODV.
- Mad-hoc Implementation (not recommended - no longer supported).
- TinyAODV for TinyOS.
- Simulation and partial implementation of AODV for IPv6 (mostly userspace python).

De la lista, actualmente sólo hay dos implementaciones (KERNEL-AODV NIST y AODV-UU) que están recomendadas por los desarrolladores del protocolo, así como probada su interoperabilidad. Este punto es muy importante, puesto que es necesario que el protocolo a utilizar sea compatible con la norma y pueda utilizarse con otras implementaciones sin provocar problemas. Entre ambas se ha escogido la implementación AODV-UU, que pertenece a la Universidad de Uppsala por las siguientes razones:

1. Es la más actualizada, su última versión es de 2007 (mientras que KERNEL-AODV NIST se liberó en 2004).
2. Se aporta el código fuente en *c*, y está preparado para sistemas Linux con kernel 2.4 y 2.6, y el simulador ns-2.
3. Está preparado para compilación cruzada en dispositivos basados en ARM/Mips como el iPAQ, Zaurus y el conocido y versátil router modelo WRT54G, aumentando el número de nodos de la red de forma económica.
4. Soporte para subredes, múltiples puertas de enlace y tunnelling.
5. Implementado como un demonio de espacio de usuario con componente de kernel.
6. Dispone de una implementación para IPv6.

Además, esta implementación ha sido utilizada en muchos trabajos de investigación donde se indica como el más eficiente de su clase, ver [LUB07, BCDP05, Bor05, GWW04, GCM⁺05, CBR02], tanto por estabilidad como por tiempos de resolución y reacción. Por ello, el protocolo utilizado ha sido el AODV-UU en su versión 0.9.5 del 23-07-2007 [AODb]. Además, los autores de esta implementación dan acceso al código fuente para realizar modificaciones, lo que facilita la modificación de parámetros en el caso de que se considerase necesario.

7.2.2. Equipamiento y software

A continuación se describe el equipamiento utilizado para crear el testbed así como el software y las herramientas utilizadas más importantes. Se ha utilizado un Switch D-Link 8 puertos 10-100 Mbps, 3 PCs de sobremesa (clónicos con procesador Intel Pentium 4 CPU 3GHz doble núcleo, tarjeta gráfica ATI Radeon X300, 1GB de memoria RAM, tarjeta wireless PCI DLINK_520+) y 3 ordenadores portátiles (2 x DELL Inspiron 510 m, procesador Intel Pentium M CPU 1400 MHz, tarjeta gráfica Intel Corporation 82852/855GM, 512 MB de memoria RAM, tarjeta wireless Broadcom Corporation BCM4306 rev02 y 1 x INVES Duna 3424, procesador Intel Pentium M CPU 1800 MHz, tarjeta gráfica Intel Corporation 82852/855 GM, 512 MB de memoria RAM, tarjeta wireless Intel PRO/Wireless 2200BG rev05), además del cableado necesario.

Para que los equipos estuviesen sincronizados y trabajasen sobre una misma base temporal, se ha utilizado NTP (Network Time Protocol). Este es un protocolo de Internet utilizado para sincronizar relojes de sistemas informáticos a través del enrutado de paquetes en redes con latencia variable (RFC 778, RFC 891, RFC 956, RFC 958 y RFC 1305). NTP utiliza UDP (User Datagram Protocol) en la capa de transporte con el puerto 123. Está diseñado para resistir los efectos de la latencia variable y en su actual versión (NTPv4) puede mantenerse sincronizado con una diferencia máxima de 10 milisegundos (1/100 segundos) a través de Internet, y puede llegar a acercarse hasta 200 microsegundos (1/5000 segundos) o más en redes de área local sobre condiciones ideales. El modo de operar ha sido el siguiente, un PC se ha conectado a Internet y su reloj se ha sincronizado con un servidor de tiempo atómico. Este mismo equipo se utiliza como servidor de tiempo para el resto de los equipos de la red local de pruebas. El resto de equipos son clientes NTP, de forma que solicitan una sincronización de sus relojes justo antes de comenzar las pruebas. Aunque sobre Internet este protocolo ofrece una precisión de 1/100 segundos (10 ms), sobre una red de área local se alcanzan precisiones de 1/5000 segundos (200 μ s), por lo que no será necesario utilizar protocolos de más exactitud como PTP (Precision Time Protocol, IEEE 1588-

2002), que alcanza una precisión en el rango de nanosegundos. Un punto a tener en cuenta es la plataforma sobre la que se realizará esta operación. No sería correcto sincronizar los equipos directamente sobre la red wireless ad hoc que se desea estudiar, puesto que precisamente se quiere comprobar si existen retardos en las transmisiones, ya que se estaría utilizando la red experimental que se está testando para preparar el propio escenario. Por lo tanto, se ha utilizado una red cableada Ethernet para conectar todos los equipos a un switch.

Para poder consultar la MIB (Management Information Base) del sistema y comprobar datos importantes para la evaluación del protocolo como el número de datagramas reenviados por otra ruta porque no se es el destinatario final, datagramas descartados por no encontrar ruta, descartados por errores con la dirección o entregados a la capa superior, se ha utilizado SNMP (Simple Network Management Protocol). Cada uno de los registros de esta base de datos se direcciona mediante un OID (Object Identifier).

Al tener que realizar pruebas repetitivas por comodidad se han controlado todos los equipos desde una sola estación, para ello se ha utilizado SSH (Secure SHell) para acceder de forma segura.

Para monitorizar la conexión inalámbrica se ha utilizado la herramienta WAVEMON, basada en niveles de radio, obteniendo parámetros como calidad y niveles de señal además de datos importantes como la frecuencia y la sensibilidad de la señal, modo inalámbrico, dirección MAC, e IP que tenga la interfaz que se esté utilizando.

Otra herramienta utilizada es VLC (VideoLAN Client, ahora VLC media player), este es un reproductor multimedia portable que soporta una gran cantidad de codecs de audio y vídeo, así como diversos protocolos de streaming. Funciona además como servidor de videostreaming y como cliente en redes unicast y multicast, y permite recodificar el vídeo en tiempo real para su envío.

A la hora de evaluar las tramas se ha utilizado Wireshark. Este sniffer es la evolución del Ethereal, y se considera uno de los mejores en la actualidad.

Utiliza una base de tiempos relativa al inicio de la aplicación, de modo que la primera trama capturada se inicia en 00:00:00. Para las pruebas realizadas, se ha optado por utilizar una base de tiempos común entre equipos (NTP) y aplicaciones, por lo que se ha modificado esta característica y muestreado las tramas con la misma base de tiempos que el PC.

El S.O. utilizado en los equipos del testbed ha sido Linux (distribución Ubuntu 7.10).

7.3. Pruebas realizadas

Como en todas las pruebas posteriores, la ausencia de visibilidad entre nodos se ha simulado mediante el uso de reglas iptables, ver [Ipt], bloqueando las direcciones MAC de los dispositivos. Este enfoque es distinto al de un escenario de campo, donde la señal sufre una degradación y una pérdida progresiva de potencia. Sin embargo, en este caso no se pretende medir este efecto, sino realizar pruebas en un entorno controlable. Este método es muy recurrido cuando se trabaja con nodos estáticos donde todos están muy cerca entre sí. Por ejemplo, en [LUB07] se realiza una comparativa entre los protocolos AODV y OLSR, el escenario está formado por nodos inalámbricos estáticos en modo ad hoc conectados mediante el estándar IEEE 802.11b. En [GCM⁺05] se evalúa el protocolo AODV y la conectividad se controla mediante el uso de iptables, al igual que en [CBR02] en aquellos experimentos realizados en laboratorio. La habilitación o no de las conexiones inalámbricas se lleva a cabo descartando los frames de acuerdo a su dirección hardware en la capa MAC. Aunque éste sea un buen sistema para simular la imposibilidad de dos vecinos de formar un enlace, no simula la distancia real entre nodos, por lo que son inevitables las colisiones radio por el uso compartido del medio.

La Fig. 7.1(a) muestra un escenario con falta de visibilidad por distancia (y no por filtro MAC). El nodo B puede sufrir colisiones en su espacio con el nodo A y el nodo C; sin embargo, el nodo D está alejado y no tendría

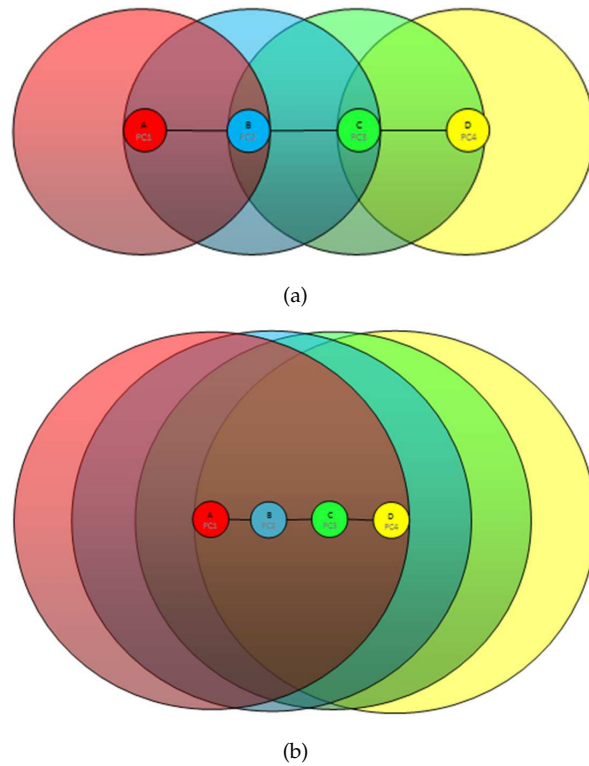


Figura 7.1: Visibilidad entre los nodos y rango de cobertura radio

ninguna influencia. En la Fig. 7.1(b), sin embargo, se muestra el escenario del laboratorio. La visibilidad entre nodos queda limitada por el filtro MAC, pero aún así la señal de radio de todos los nodos comparte el mismo espacio, por lo que la probabilidad de colisión es mucho mayor. De todas maneras, no se considera una desventaja para estas pruebas ya que, de esta forma, se simula un escenario más real en el que hay otros nodos ajenos a la comunicación introduciendo ruido, y por tanto interfiriendo de igual forma en las comunicaciones.

7.3.1. Influencia del número de saltos en la comunicación

Aunque AODV está diseñado para el encaminamiento a través de cientos de nodos, las pruebas experimentales demuestran que en realidad hay un límite muy inferior en cuanto al número de saltos, ver [TGLN05], debido no al protocolo de encaminamiento, sino al protocolo de acceso al medio. En primer lugar, la comunicación multi-salto significa que los datos deben ser transmitidos entre pares de nodos intermedios, y cada salto representa una lucha por el acceso al medio y una transmisión completa entre dos nodos, lo que significa que hay un período en el que el resto de los nodos dentro de su radio de transmisión no pueden transmitir. Esto reduce drásticamente el rendimiento con cada nuevo salto en la comunicación. En segundo lugar, la transmisión se realiza sobre un medio compartido, lo que significa una alta probabilidad de pérdidas. Cada nuevo salto del paquete transmitido aumenta las posibilidades de que se pierda, por lo que en redes muy largas, hay una gran posibilidad de que el paquete sufra una colisión y necesite ser reenviado.

En este test se estudia la influencia que ejerce el número de saltos de la red para llegar a un destino en la tasa de transferencia, la tasa de errores y la latencia. Para ello, se han configurado las tarjetas a una tasa de transmisión de 2Mbps, y se ha comprobado la velocidad por pares, de forma que todos los nodos tengan el mismo ancho de banda de trabajo.

Las pruebas de **1 salto** son aquellas donde la comunicación se realiza entre vecinos, estas son las más efectivas, puesto que no utilizan intermediarios ni necesitan enrutamiento para alcanzarse. Además, el paquete solo sale 1 vez al medio para alcanzar su destino, teniendo una probabilidad de colisión mucho menor que en escenarios con más saltos. Esto genera una latencia mínima, por lo que la tasa efectiva de datos es la más alta. En el testbed la latencia media obtenida con el envío de 150 pings entre los dos nodos, es de *2,298 ms*, y no se ha observado pérdida de paquetes. Además, para comprobar la eficiencia del enlace en la comunicación entre estos dos nodos, se ha utilizado la transferencia de un archivo a través del protocolo FTP.

El tráfico FTP durante 120 segundos ha sido de 25.005.700 bytes (según la captura de Wireshark), de los que el cliente ha tomado 21.782.264 bytes como correctos (según cliente FTP), lo que corresponde a una tasa de eficiencia del 87,11 %. Añadiendo la carga del protocolo, se obtiene un 93,11 %, por lo que se deduce que la tasa de errores en esta configuración es del 6,89 %.

Cuando la ruta está formada por 3 nodos, la información debe realizar **2 saltos**, aquí es necesario el mecanismo de búsqueda de rutas de AODV, así como un enrutamiento por el nodo intermedio. Además, el tener más nodos generando paquetes aumenta el riesgo de colisión sustancialmente. Se podrá estudiar tanto la necesidad de enrutamiento y generación/pérdida de rutas como la presencia de ruido y colisiones en el medio que producen un descenso de la efectividad del enlace respecto a la configuración anterior de 1 salto. Para estas pruebas se ha utilizado la herramienta ping con intervalos de 1 segundo y 150 repeticiones, obteniéndose una latencia media de 5,107 ms, con una pérdida del 1 % de los paquetes. El tráfico FTP durante 120 segundos ha sido de 17.873.742 bytes (menor que en la prueba anterior debido al aumento de retardo y errores, se ha tenido que disminuir la ventana, y consecuentemente la velocidad de transmisión), de los que el cliente ha tomado 13.680.704 bytes como correctos, lo que corresponde a una tasa de eficiencia del 76,54 %. Añadiendo la carga del protocolo, se obtiene un 82,54 %, por lo que se deduce que la tasa de errores en esta configuración es del 17,46 %.

En las pruebas de **3 saltos** se ha utilizado también la herramienta ping con intervalos de 1 segundo y 150 repeticiones obteniéndose una latencia media que se sitúa en 8,291 ms, con una pérdida del 4 % de los paquetes. El tráfico FTP durante los 120 segundos ha sido de 12.918.180 bytes (según la captura de Wireshark), de los que el cliente ha tomado 10.441.528 bytes como correctos, lo que corresponde a una tasa de eficiencia del 80,83 %. Añadiendo la carga del protocolo se obtiene un 86,83 %, por lo que se deduce que la tasa de errores en esta configuración es del 13,17 %.

En las pruebas con rutas de **4 saltos** la latencia media obtenida ha sido de 11,512 ms, con una pérdida del 10 % de los paquetes. El tráfico FTP durante

Tabla 7.1: Latencia (ms) según el número de saltos

	Mínima	Media	Máxima
1 salto	2,158	2,298	5,061
2 saltos	4,449	5,107	8,735
3 saltos	6,485	8,291	47,505
4 saltos	7,838	11,512	77,718
5 saltos	9,281	15,422	110,929

120 segundos ha sido de 5.037.166 bytes (según la captura de Wireshark), de los que el cliente ha tomado 4.351.240 bytes como correctos, lo que corresponde a una tasa de eficiencia del 86,38 %. Añadiendo la carga del protocolo se obtiene un 92,38 %, por lo que se deduce que la tasa de errores en esta configuración es del 7,62 %.

Por último las pruebas con **5 saltos** han mostrado una latencia de *15,422 ms*, con una pérdida del 16 % de los paquetes. La tasa de eficiencia se sitúa en el 90,09 % y la tasa de errores en esta configuración es del 9,91 %.

En relación con la latencia, los valores que realmente interesan son el mínimo (puesto que representa el menor tiempo posible en llegar de origen a destino) y el medio (que representa el valor medio esperado para que cualquier paquete llegue a destino). Sin embargo, el máximo representa a paquetes que han tenido problemas puntuales en alcanzar el destino, y no aportan ninguna información estadística importante. La latencia media aumenta de forma lineal con el aumento de saltos. De esta forma, cada nodo añadido aumenta la latencia de extremo a extremo en 3 ms aproximadamente.

Cada vez que un paquete es lanzado al medio por un nodo, tiene una probabilidad de colisión. En el test de 5 saltos, hay 6 nodos emitiendo paquetes al medio de forma continua (generando por lo tanto ruido) y, además, para que cada paquete enviado por el origen llegue de forma exitosa a su destino, debe pasar por los 5 saltos al medio (cada uno con su probabilidad de colisión, que se suma a la del salto anterior). La probabilidad de que sufra

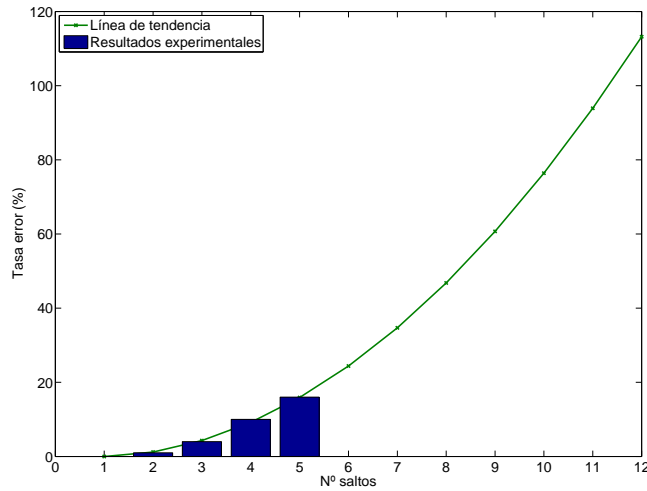


Figura 7.2: Tasa de error experimental y línea de tendencia obtenidas con el envío de pings durante 2 minutos

una colisión o interferencia en alguno de estos saltos es por tanto muy alta. Según los resultados obtenidos en los distintos tests se puede decir que en aplicaciones sin control de errores (por ejemplo ICMP a través de la herramienta ping) cada salto añadido aumenta exponencialmente la probabilidad de error, llegando a un punto en el que la probabilidad de que el paquete sufra una interferencia en algún salto es prácticamente absoluta, ver Fig. 7.2. En la gráfica además de los datos obtenidos experimentalmente en las pruebas se ha representado la tendencia para ver el comportamiento según el número de saltos y se observa como a partir de los 12 saltos se perderían casi la totalidad de los pings enviados.

Por contra, en la aplicación de FTP la tasa de errores oscila entre el 5% y el 17% cuando varía el número de saltos, ver Fig. 7.3(a). Las colisiones provocan que los paquetes no lleguen dentro del tiempo esperado al destino,

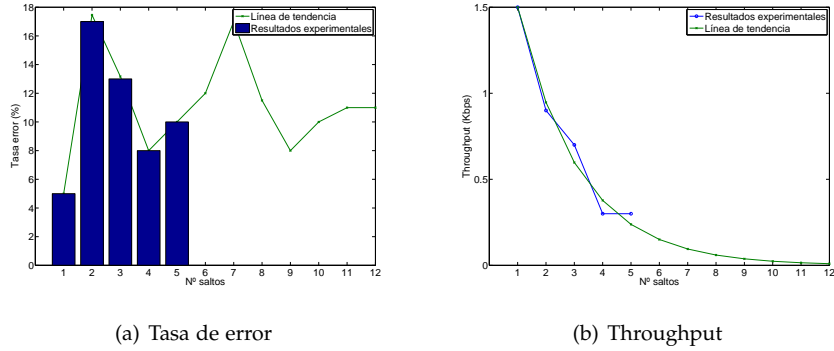
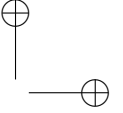
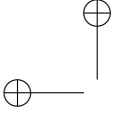


Figura 7.3: Tasa de error y throughput durante una transferencia FTP

por lo que la capa TCP disminuye el tamaño de ventana hasta un punto en que la comunicación sea fluida. Sin embargo, aunque gracias a ello la tasa de errores no aumente con el número de saltos, sí influye directamente en la velocidad de transferencia según la ecuación 7.1. De esta forma la tasa de transferencia y por tanto el throughput desciende a medida que aumenta el número de saltos, ver Fig. 7.3(b).

$$\text{Max. Data Transfer rate} = \text{Window size} / \text{RTT} \quad (7.1)$$

Como conclusión, el aumento de nodos en una red ad hoc aumenta la latencia de forma lineal en unos 3 ms, pero el diámetro de la red queda limitado por el aumento exponencial en la probabilidad de pérdida de un paquete en alguno de los saltos a destino. La velocidad de transferencia disminuye drásticamente en aplicaciones TCP debido al ajuste de la transmisión para reducir la tasa de errores. En las siguientes pruebas, se evaluará el comportamiento en redes de diámetro comprendido entre 2 y 6 nodos.



7.3.2. Generación y eliminación de rutas en topologías de un solo camino

En este test se ha estudiado la puesta en marcha del protocolo, el tiempo de búsqueda y adición de vecinos, el tiempo de descubrimiento de rutas (tiempo que tarda el nodo origen en hallar una ruta válida a un nodo destino alcanzable pero no visible), su permanencia en las tablas internas y la política de eliminación de rutas. Para ello, se ha utilizado un entorno de pruebas que representa una red con una longitud de 2, 3 y 4 saltos. Las pruebas realizadas tienen una precisión de 1 ms, aceptable para aplicaciones que necesitan calidad de servicio.

Tras las pruebas se ha observado que inicialmente los nodos están con el servicio wireless activo pero sin estar asociado a ninguna red, por lo que no hay ningún vecino en la tabla de rutas. Al arrancar el protocolo en todos los nodos, comienzan a emitirse los paquetes HELLO para descubrir a sus vecinos. De forma predeterminada, desde que se ejecuta el protocolo hasta que se emite el primer paquete de HELLO por la interfaz transcurren 15 segundos. Si al ejecutar el protocolo AODV ya hay nodos visibles emitiendo paquetes de HELLO¹, el nodo los recibe, procesa y añade a su tabla de rutas de forma instantánea. Si todos los nodos son visibles se tendrá una red en la que todos emitirán paquetes HELLO de forma periódica (según las pruebas realizadas, 1 paquete por segundo, que se corresponde con el parámetro HELLO_INTERVAL= 1000 ms). Inicialmente aunque los nodos sean visibles entre sí no aparece ninguna ruta entre ellos. AODV es un protocolo reactivo, de forma que en la tabla de rutas sólo aparecen aquellos equipos con los que se mantiene un enlace directo, es decir, los vecinos de primer grado, con los que se utiliza el sistema de HELLO explicado anteriormente; y los equipos lejanos con los que se mantiene una comunicación activa. Toda ruta que deba

¹Esta es una diferencia muy importante respecto a la RFC del AODV, donde se indica que sólo aquellos nodos asociados a una ruta activa pueden emitir mensajes de HELLO, sin embargo la modificación de Uppsala obliga a que todos los nodos de la red emitan estos mensajes, manteniendo siempre en sus tablas de rutas al menos a sus vecinos.

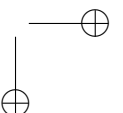
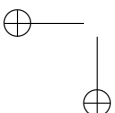


Tabla 7.2: Generación de rutas con 2 saltos

	Envío RREQ	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
1	42,448418	42,455918	42,459000	0,007500	0,003082	0,010582
2	56,098292	56,108681	56,113000	0,010389	0,004319	0,014708
3	24,656533	24,665692	24,668000	0,009159	0,002308	0,011467
4	2,744073	2,751937	2,755000	0,007864	0,003063	0,010927
5	52,464738	52,472615	52,475000	0,007877	0,002385	0,010262
Promedio				0,008558	0,003031	0,011589
Máximo				0,010389	0,004319	0,014708
Mínimo				0,007500	0,002308	0,010262

ser descubierta y trazada hacia un equipo más alejado sólo se desencadenará cuando se requiera enviar un paquete a dicho equipo, y tras mantener esta ruta un cierto tiempo, se desechará de nuevo. Una vez establecida una ruta esta desaparece 15 segundos después del vencimiento del timer activado durante el último uso (parámetro que equivale al DELETE_PERIOD de la RFC). En las pruebas se ha observado como pasados los 15 segundos la entrada de la ruta al nodo era eliminada.

Para evaluar el tiempo de generación de rutas en primer lugar se ha evaluado una ruta de 2 saltos. En este caso el test se ha repetido 5 veces. En la tabla 7.2 en la columna «Paquete ruta» se ha representado el tiempo que transcurre entre la emisión de un RREQ (Route Request) por el origen y la recepción del RREP (Route Reply). En «Inserción ruta» se ha calculado el tiempo que tarda el nodo en incorporar la ruta a su tabla de encaminamiento desde que recibe el paquete de respuesta RREP. Con «Tiempo total descubrimiento» se muestra la suma de ambos valores, que representa el tiempo total que tarda el nodo en obtener una ruta válida a un destino. Con estos resultados se concluye que se tarda una media de 11 ms en encontrar una ruta válida, siendo 14 ms el peor caso y 10 ms el mejor.

Tabla 7.3: Generación de rutas con 3 saltos

	Envío RREQ	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
1	18,537254	18,548841	18,552000	0,011587	0,003159	0,014746
2	52,551886	52,568613	52,571000	0,016727	0,002387	0,019114
3	9,511190	9,534579	9,538000	0,023389	0,003421	0,026810
4	57,344202	57,354275	57,357000	0,010073	0,002725	0,012798
5	1,629256	1,643313	1,646000	0,014057	0,002687	0,016744
Promedio				0,015167	0,002876	0,018042
Máximo				0,023389	0,003421	0,026810
Mínimo				0,010073	0,002387	0,012798

El siguiente paso es modificar la topología para conseguir una ruta de 4 nodos y por tanto con 3 saltos. Los resultados se presentan en la tabla 7.3, donde se muestra que el tiempo medio para encontrar una ruta válida es de 18 ms (7ms más que en la topología anterior), siendo 26 ms el peor caso y 12 ms en el mejor de los casos.

Para la topología de 4 saltos se ha realizado un número superior de repeticiones. La causa es el tiempo de respuesta medio, éste ha sufrido un incremento considerable por lo que se ha considerado la necesidad de realizar más pruebas para estudiar este comportamiento con mayor exactitud. Se ha pasado de los 18 ms en la topología de 3 saltos a 517 ms en la de 4 saltos. Estos valores son comparables a los obtenidos por Gupta en [GWW04], donde la media con 2 saltos eran 7 ms, 10 ms para 3 saltos y 331 para 4 saltos. En el caso de nuestro testbed, se observan dos grupos claros de valores: pruebas en las que la ruta se ha encontrado en aproximadamente en 340 ms, y pruebas en las que ha tardado unos 820 ms. Además, hay tres situaciones especiales que dan resultados diferentes al resto de las pruebas, y sitúan el tiempo de resolución en 1475 ms, 2020 ms y 2031 ms. Observando la tabla de resultados 7.4, se comprueba que el primer grupo pertenece a las pruebas en las que el protocolo ha necesitado 2 paquetes RREQ para recibir respuesta, y el segun-

do grupo corresponde a las pruebas en las que se han necesitado 3 paquetes RREQ. Este es un cambio importante respecto a las pruebas con 2 y 3 saltos, donde el protocolo enviaba un único RREQ y recibía de forma inmediata una respuesta válida, por lo que es necesario un estudio más exhaustivo sobre el comportamiento del protocolo en estos casos.

Tabla 7.4: Generación de rutas con 4 saltos

	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
1	42,344	2	42,683	42,685	0,338	0,002	0,341
2	35,751	2	36,102	36,105	0,351	0,003	0,354
3	20,648	3	21,469	21,471	0,821	0,002	0,823
4	14,219	2	14,554	14,557	0,335	0,003	0,338
5	46,551	2	46,880	46,892	0,329	0,012	0,341
6	47,380	2	47,727	47,730	0,347	0,003	0,350
7	26,236	2	26,577	26,579	0,341	0,002	0,343
8	3,588	3	4,405	4,407	0,817	0,002	0,819
9	11,524	2	11,869	11,872	0,345	0,003	0,348
10	37,483	2	37,821	37,824	0,338	0,003	0,341
11	22,699	2	23,041	23,044	0,342	0,003	0,345
12	54,321	2	54,658	54,661	0,337	0,003	0,340
13	39,502	3	40,308	40,311	0,807	0,003	0,809
14	26,401	2	26,737	26,739	0,336	0,002	0,338
15	34,483	3	36,501	36,503	2,018	0,002	2,020
16	50,294	2	50,638	50,640	0,344	0,002	0,346
17	51,942	2	52,283	52,285	0,341	0,002	0,343
18	32,766	2	33,107	33,109	0,340	0,002	0,343
19	7,500	2	7,838	7,840	0,338	0,002	0,340
20	33,142	2	33,478	33,481	0,336	0,003	0,339
21	34,274	2	34,622	34,624	0,348	0,002	0,350
22	15,632	3	16,457	16,461	0,825	0,004	0,829

Continuación ...

	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
23	28,072	2	28,410	28,412	0,338	0,002	0,340
24	56,899	2	57,245	57,247	0,347	0,002	0,348
25	13,711	2	14,054	14,057	0,343	0,003	0,346
26	22,848	2	23,180	23,183	0,332	0,003	0,335
27	43,653	4	45,125	45,128	1,472	0,003	1,475
28	56,234	2	56,599	56,602	0,365	0,003	0,368
29	23,089	2	23,455	23,458	0,366	0,003	0,369
30	0,505	2	0,842	0,845	0,337	0,003	0,340
31	34,682	2	35,017	35,019	0,335	0,002	0,337
32	15,979	3	16,793	16,795	0,814	0,002	0,816
33	11,544	2	11,881	11,884	0,337	0,003	0,340
34	9,205	2	9,538	9,540	0,333	0,002	0,335
35	0,367	2	0,762	0,765	0,395	0,003	0,398
36	53,368	2	53,709	53,712	0,341	0,003	0,344
37	31,342	2	31,678	31,681	0,336	0,003	0,339
38	44,861	3	46,889	46,892	2,028	0,003	2,031
39	14,666	2	15,011	15,014	0,345	0,003	0,348
40	29,677	2	30,010	30,013	0,334	0,003	0,336
				Promedio	0,514	0,003	0,517
				Máximo	2,028	0,012	2,031
				Mínimo	0,329	0,002	0,335

Mientras que en las rutas de 2 y 3 saltos era suficiente con el envío de un paquete RREQ, por lo contrario en la tabla 7.4 se muestra que como mínimo es necesario el envío de 2 mensajes de solicitud de ruta e incluso en algunas ocasiones son necesarios 3 ó 4 paquetes RREQ . El hecho de necesitar como mínimo 2 solicitudes es debido al mecanismo que tiene el protocolo AODV para evitar la inundación de la red cuando la distancia al destino o a un nodo que lo conozca es pequeña, el aumento progresivo del TTL, ver Fig. 7.4. El

primer mensaje RREQ se genera con un valor de 2 en el campo TTL de la cabecera IP, que coincide con el valor del parámetro «TTL_START_HELLO», equivalente al parámetro «TTL_START» especificado en la RFC, pero nótese que en el caso del AODV-UU el valor inicial del TTL es 2 cuando en la RFC² el valor especificado es 1. Si durante los reenvíos del RREQ este valor llega a 0 y el paquete no ha alcanzado a un nodo que conozca el destino, se desecha sin avisar al origen³. El nodo origen, por otro lado, espera un tiempo predefinido «RING_TRAVERSAL_TIME»⁴. Si no llega ninguna contestación (RREP) durante ese tiempo, envía un segundo RREQ con los mismos parámetros que el anterior pero con un TTL incrementado⁵, aumenta el timer de espera, y espera ese nuevo tiempo a recibir una respuesta⁶. Este proceso se repite hasta que el valor del TTL en la cabecera IP del paquete RREQ alcance el valor límite (TTL_THRESHOLD = 7 por defecto), en ese caso, el resto de paquetes RREQ se envían con un TTL igual a NET_DIAMETER.

Cuando se recibe una ruta válida se envía un mensaje a la capa superior de «Destination Unreachable». Este sistema, aunque limita el alcance de los paquetes RREQ en caso de que el destino esté cerca, retrasa considerablemente la resolución de rutas para nodos lejanos (en tests posteriores un nodo a 6 saltos se descubre en 845 ms, cuando sin este mecanismo se descubriría en 20 ms). Por lo tanto, es un aspecto a tener en cuenta, según la aplicación y el escenario a utilizar, pues puede evitarse utilizando un valor de TTL inicial elevado, o incluso con un valor dinámico de NET_DIAMETER-1.

En el caso de estudio de esta tesis, aunque se han realizado pruebas eliminando este mecanismo de TTL incremental y se han obtenido mejores tiem-

²Los valores especificados en la norma deben servir de referencia, pero no son obligatorios.

³En los paquetes de tipo broadcast no se envía el mensaje ICMP «Time Exceed» al origen cuando el TTL llega a 0, ya que al ser broadcast sí que lo han recibido todos los equipos del camino.

⁴ $RING_TRAVERSAL_TIME = 2 * NODE_TRAVERSAL_TIME * (TTL_VALUE + TIMEOUT_BUFFER) = 2 * 40 * (2 + 2) = 320 \text{ ms.}$

⁵TTL=4 resultado de incrementar al anterior el valor TTL_INCREMENT = 2.

⁶En el caso de que la encuentre lo hará aproximadamente a los 20 ms, de aquí el tiempo de resolución de ruta de 340 ms obtenido en alguna de las pruebas, 320 ms + 20 ms.

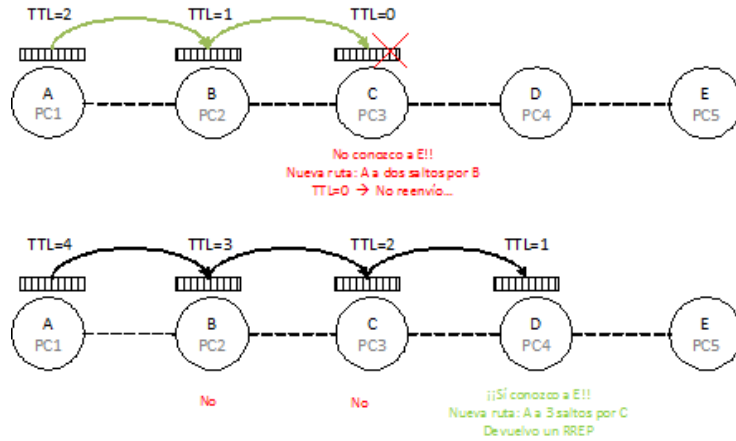


Figura 7.4: Envío de varios RREQ para resolver rutas de 4 saltos. Incremento progresivo del TTL

pos de resolución, se ha optado finalmente por no prescindir de él. Este retardo sólo sucede al buscar la ruta a destino, y no supone una diferencia apreciable realizar la conexión inicial en 20 ms o en 2 segundos para el caso del streaming de vídeo. Durante las pérdidas de conexión y reenrutados, este sistema no se utiliza de la misma forma, no suponiendo un problema para ofrecer los servicios una vez ya han sido iniciados.

En cuanto a los tests que han necesitado un tiempo aproximado de 820 ms, cabe decir que un segundo RREQ debería haber sido suficiente puesto que con TTL=4 siempre se alcanzaría el destino en una ruta con 4 nodos. Sin embargo, la teoría no siempre se cumple en implementaciones reales con conexiones inalámbricas donde hay que tener en cuenta parámetros externos como colisiones e interferencias. Observando con mayor detenimiento estas pruebas, se ha visto que el envío de 3 RREQs se debe a que el segundo RREQ se ha perdido, con lo que el timer del nodo que había enviado el RREQ expira y vuelve a enviar un tercer RREQ. En algunas pruebas se ha comprobado la pérdida tanto del segundo RREQ como del RREP de vuelta (de este modo

aunque el segundo RREQ haya llegado al nodo que conoce el destino y este haya generado su RREP de vuelta, el nodo origen no lo recibe expirando el timer y por consecuencia enviando un tercer RREQ). Para saber qué pasa exactamente con el paquete, se han observado las capturas del sniffer del segundo nodo en la ruta (analizando qué sucede con el paquete con número de secuencia 11, que corresponde al segundo envío de esta prueba) y del tercer nodo (que debería recibir el paquete). Se observa como el segundo nodo envía los tres RREQ con los números de secuencia correspondientes, si se hubiera producido una colisión, las capas inferiores la hubieran detectado y la trama se hubiera reenviado tras un tiempo de espera. En las capturas del tercer nodo, se ve la recepción de los RREQ con Id= 10 y 12, pero no el 11. Si no aparece, se debe a que las capas inferiores lo han descartado en recepción debido a un error de checksum, es decir, que el paquete ha sufrido algún problema y su contenido ha variado, por lo que el paquete no ha superado su control de CRC y es desechado.

Por tanto, tras realizar un análisis más detallado de los distintos casos cuando la ruta está formada por 4 saltos, se puede afirmar que todos los casos sufren retardos. El 80 % de las ocasiones se producen retrasos de 320 ms debido a un TTL incorrecto, el 15 % a problemas y errores con el transporte de los paquetes en el medio (correspondiendo en un 84 % a errores que implican 3 paquetes RREQ con retrasos de 820 ms, y un 16 % a errores acumulados en una misma solicitud de ruta que provocan hasta 4 RREQ con retrasos de 1475 ms), y finalmente un 5 % de errores debidos a la generación de un RREP con un valor de lifetime demasiado pequeño, provocando que en esta aplicación (pings continuos cada segundo) se elimine la ruta antes de que pueda ser utilizada por primera vez. El problema con el lifetime no es importante puesto que la aplicación que se estudia es la de servicios de tiempo real, y el problema con el TTL inicial debe evaluarse según la aplicación.

Tabla 7.5: Generación de rutas con 5 saltos

	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
1	29,486	2	29,822	29,825	0,336	0,003	0,339
2	35,381	2	35,729	35,731	0,348	0,002	0,350
3	9,107	2	9,442	9,445	0,335	0,003	0,338
4	34,063	2	34,458	34,460	0,395	0,002	0,397
5	15,448	3	16,270	16,273	0,822	0,003	0,825
6	6,836	2	7,177	7,179	0,341	0,002	0,343
7	53,041	2	53,387	53,389	0,346	0,002	0,348
8	43,030	2	43,366	43,369	0,336	0,003	0,339
9	25,061	2	25,396	25,398	0,335	0,002	0,337
10	1,666	3	2,482	2,484	0,816	0,002	0,818
11	53,468	3	54,286	54,288	0,818	0,002	0,820
12	41,048	2	41,381	41,383	0,333	0,002	0,335
13	16,591	2	16,932	16,934	0,341	0,002	0,343
14	22,439	3	25,499	25,501	3,060	0,002	3,062
15	10,882	3	11,713	11,715	0,831	0,002	0,833
16	45,822	2	46,157	46,159	0,335	0,002	0,337
17	27,650	3	28,469	28,472	0,819	0,003	0,822
18	41,838	12	56,070	56,072	14,232	0,002	14,234
19	23,599	10	34,068	34,070	10,469	0,002	10,471
20	9,677	4	11,521	11,524	1,844	0,003	1,847
				Promedio	1,875	0,002	1,877
				Máximo	14,232	0,003	14,234
				Mínimo	0,333	0,002	0,335

Finalmente se han realizado pruebas con 5 saltos, los resultados de las cuales se presentan en la tabla 7.5.

7.3.3. Generación y eliminación de rutas en topologías multi-camino

Las pruebas realizadas hasta el momento se han hecho con topologías que disponían de una única ruta hacia destino. A continuación se va a estudiar qué sucede si hay más de una ruta disponible para alcanzarlo, ver Fig. 7.5. En los tests realizados donde el escenario son dos rutas con igual número de saltos se ha observado que la ruta elegida es la que llega en el primer RREP recibido con camino al nodo destino. Sin embargo, aunque se reciba un paquete RREP y esta ruta se almacene como válida no implica que sea la más rápida. Por ejemplo, inicialmente se ha seleccionado la ruta más rápida, Fig. 7.6(a), pero si el RREP de vuelta de la ruta más rápida se pierde por interferencias, el nodo origen utilizará ahora la ruta indicada por el primer RREP recibido aunque esta sea de las dos rutas posibles la más lenta, ver Fig. 7.6(b).

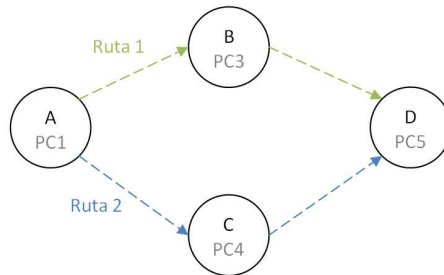


Figura 7.5: Red con dos posibles rutas desde el nodo origen al destino

En la Fig. 7.7 se muestra una topología con dos posibles caminos desde el nodo A al nodo E. En las pruebas se ha comprobado que la ruta escogida es la más corta como cabía esperar. El nodo origen emite un RREQ por broadcast, los nodos reenvían este paquete hasta que alguien conoce el destino, momento en el que devuelven un RREP con la ruta. La ruta almacenada en el primer RREP que recibe el nodo origen es la que almacena en su tabla de rutas, pues se supone que corresponde a la ruta más rápida. Los RREP reci-

Tabla 7.6: Generación de rutas en topologías multicamino. Rutas con 2 saltos

	Envío RREQ	Recep. RREP	Inserción tabla rutas	Paquete ruta	Inserción ruta	Tpo. total descubrimiento
1	55,903622	55,917197	55,919000	0,013575	0,001803	0,015378
2	7,427452	7,433666	7,436000	0,006214	0,002334	0,008548
3	14,118297	14,124192	14,127000	0,005895	0,002808	0,008703
4	47,316470	47,322770	47,325000	0,006300	0,002230	0,008530
5	37,219698	37,222740	37,230000	0,003042	0,007260	0,010302
Promedio				0,007005	0,003287	0,010292
Máximo				0,013575	0,007260	0,015378
Mínimo				0,003042	0,001803	0,008530

bidos a continuación son descartados. En la tabla 7.6 se muestran los tiempos de resolución de ruta, estos se asemejan bastante a los mostrados anteriormente en la tabla 7.2. El protocolo tarda un promedio de 10 ms en encontrar ruta, 15 ms en el peor caso y 8 ms en el caso mejor.

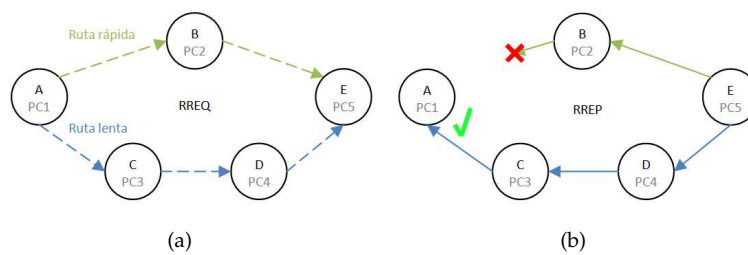


Figura 7.6: Selección de la ruta

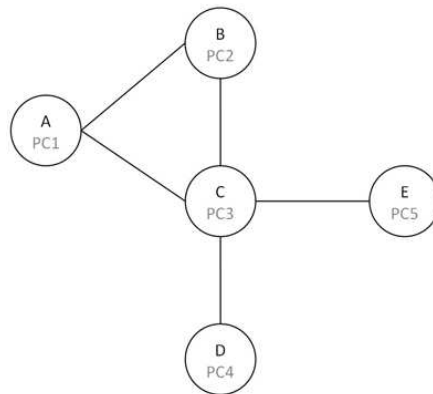


Figura 7.7: Topología para el cálculo del tiempo de generación de ruta

7.3.4. Intermitencia de rutas

La primera ruta válida que escoge el origen es la que más rápidamente devuelve un RREP de contestación. Según la teoría, esta ruta debe mantenerse activa mientras los timers de los nodos no expiren, es decir, mientras origen y destino estén intercambiando paquetes. Sin embargo, en las pruebas realizadas se ha comprobado que tras haber adoptado la ruta inicial, los paquetes no siguen una única ruta, sino que alternan entre las dos rutas posibles lo que provoca una inestabilidad que dificulta la correcta transmisión y recepción de información. Este efecto no suele considerarse en los estudios teóricos y las simulaciones, pero ha demostrado en las pruebas experimentales tener una gran influencia en los resultados.

El protocolo AODV utiliza el sistema de mensajes HELLO⁷ para conocer el estado de los enlaces con sus vecinos, ver [GCM⁺05]. De esta forma, cada nodo crea y mantiene una tabla de rutas con todos sus vecinos, y aquellos nodos con los que mantiene una comunicación activa por ser un protocolo reactivo. Mediante este sistema, un nodo puede saber si ha perdido el enlace con alguno de sus vecinos, si no recibe de forma consecutiva un número

⁷Los mensajes HELLO se envían cada HELLO_INTERVAL (1000 ms).

determinado de paquetes HELLO⁸ de ese vecino.

En un escenario ideal, no recibir paquetes de un vecino significa que éste ya no está disponible, ya sea por distancia o problemas con el nodo vecino. Sin embargo, en un escenario real con tecnología IEEE 802.11b como es el caso, el ruido tiene gran influencia en las comunicaciones. IEEE 802.11b es muy sensible al ruido y al uso del canal, ver [BCDP05], porque opera en el espectro ISM. 802.11b no reacciona bien ante esta situación, produciendo una gran variabilidad en la calidad de la señal. Se pueden producir retrasos que a menudo causan la expiración de los temporizadores en la capa superior de los protocolos y fenómenos extraños si no se utiliza RTS/CTS.

De esta forma, si el ruido del medio invalida un número determinado de paquetes HELLO consecutivos, o éstos llegan fuera del tiempo esperado debido a reflexiones en el entorno, el nodo destino pensará que éste ha caído, y eliminará la ruta de su tabla de rutas. Si esto sucede en un nodo perteneciente a una ruta activa, obligará al protocolo a buscar una nueva ruta⁹ hacia destino para poder continuar con la comunicación, con el retardo que ello implica, sobre todo si los paquetes de gestión de ruta (RREQ y RREP) también sufren interferencias y se necesitan varios vencimientos de timer y reenvíos.

En otros estudios, este problema ha provocado que el AODV haya sido comparado de forma desfavorable con otros protocolos, ya que se generan mayores pérdidas y mayores tasas de latencia que en algunos casos se atribuyen al propio protocolo. En [BD07] se obtiene una tasa de pérdidas del 50 %

⁸El número máximo de paquetes perdidos se corresponde con el parámetro ALLOWED_HELLO_LOSS= 2 según la RFC.

⁹El tiempo entre el envío de dos paquetes HELLO consecutivos se define como HELLO_INTERVAL = ALLOWED_HELLO_LOSS * HELLO_INTERVAL = 2 * 1000 (ms) = 2 s según los parámetros por defecto de la RFC y del AODV-UU. Que son los 2 segundos que tarda por defecto el protocolo AODV en reaccionar. Por ello, según estos valores se invalida un vecino si no se reciben 2 paquetes HELLO consecutivos. En este momento se marca la ruta como inválida y se le da el tiempo de eliminación $K * \max(\text{ACTIVE_ROUTE_TIMEOUT_HELLO}, \text{ALLOWED_HELLO_LOSS} * \text{HELLO_INTERVAL})$, que equivale a 15 segundos. Hasta que no pasan estos 15 segundos no se puede iniciar la nueva búsqueda.

en una ruta de 3 saltos cuando el protocolo utilizado es el AODV, mientras que con el protocolo de encaminamiento OLSR la tasa de pérdidas es sólo del 0,1 %. En [BCD⁺06], con 3 saltos, se produce una tasa de pérdidas del 51 % con AODV y una tasa del 28 % con OLSR. Además, los retrasos generados por AODV son mucho mayores.

Sin embargo, estos errores y latencia son debidos al problema de la *intermitencia de rutas*, problema que normalmente no es considerado en los estudios teóricos y de simulación, y es causado por:

- El uso de un medio compartido y las pérdidas consiguientes se traducen en pérdidas de paquetes HELLO que también sufren colisiones. Si se pierden de forma consecutiva ALLOWED_HELLO_LOSS paquetes de HELLO, el enlace con el vecino se pierde.
- Teniendo en cuenta que los distintos nodos luchan por el uso del medio, con tiempos de espera variables si el medio está ocupado, no siempre es posible entregar los paquetes cuando se desee y así los paquetes HELLO pueden sufrir retrasos y llegar después del tiempo previsto, además de generar pérdidas de conectividad.

Ambos casos provocan una pérdida irreal de conectividad, dado que la topología no ha cambiado, pero las características del medio y su protocolo de acceso generan este efecto derivado del mecanismo de HELLO.

Aunque pueda parecer un caso aislado, las pruebas realizadas muestran este efecto en todas las transferencias que se han llevado a cabo, aunque los nodos no cesen de enviar sus HELLO de forma ordenada y periódica, se han observado continuas pérdidas de enlace y recuperación aún cuando la red no está siendo utilizada. Por ejemplo, durante un ping de 120 segundos en una topología de tan solo 2 saltos, se realizan 8 cambios de ruta; mientras que en una transferencia FTP de 2 minutos en una topología de 4 saltos, se cambia 23 veces de ruta, 23 cambios innecesarios puesto que la topología no ha cambiado y todos los nodos han permanecido activos. En [BCD⁺06] se analiza la sobrecarga media del protocolo AODV durante una comunicación

activa, y al contrario de lo que sucede con el OLSR, la gráfica (véase [BCD⁺06, Fig. 2]) muestra los picos en el tráfico de control durante la comunicación. Estos picos corresponden al tráfico provocado por la búsqueda de ruta, tráfico que se genera continuamente debido a la alternancia de las rutas. Este efecto es muy nocivo para la continuidad del tráfico multimedia porque introduce retardos aleatorios que no se pueden conocer con antelación, y anulan la capacidad de recuperación del protocolo de sesión utilizado.

Reseñar que este efecto donde las rutas son intermitentes aún cuando no hay cambios de topología, no se ha contemplado en los modelos porque se desconocía este comportamiento hasta la realización de las pruebas, de ahí la importancia de contrarrestar los resultados obtenidos con los modelos con los resultados del banco de pruebas. Aunque es complicado modelar aspectos como el mencionado porque tienen un comportamiento aleatorio, lo único que está claro es que la intermitencia aumenta con el número de nodos que intervienen en la ruta, como trabajo futuro se podría estudiar la modificación del modelo para incluir de forma estadística este comportamiento.

Es necesario evaluar si es suficiente el margen de seguridad establecido, o si se producen demasiadas invalidaciones de nodos adyacentes por culpa de un `ALLOWED_HELLO_LOSS` pequeño. Cuanto más bajo sea el valor del parámetro `ALLOWED_HELLO_LOSS` que define el número de paquetes HELLO que se pueden perder antes de dar a un nodo vecino por caído, antes reaccionará el protocolo ante caídas reales de enlaces.

En contraposición, como se ha observado en las pruebas, muchas veces son los mismos paquetes de control los que se pierden debido a interferencias, por lo que el no recibir `ALLOWED_HELLO_LOSS` paquetes de HELLO de un vecino no indica necesariamente que éste haya caído o esté fuera de alcance. Con un valor bajo, la simple pérdida de paquetes HELLO provocará una confusión en el protocolo que derivará en la eliminación de una ruta válida, y la búsqueda de una nueva ruta. Aumentando el valor de este parámetro, se obtiene una mayor fortaleza ante pérdidas por ruido, a costa de un aumento en el tiempo de reacción ante caídas reales, lo que soluciona-

ría el problema de la intermitencia de rutas pero penalizaría la velocidad de reacción.

Tras una evaluación exhaustiva de las pruebas realizadas, se podría concluir que el efecto de intermitencia de rutas se produce a causa de un ALLOWED_HELLO_LOSS demasiado pequeño, en comparación con la cantidad de ruido que hay en el medio. Las pérdidas de enlace durante pequeños instantes de tiempo entre vecinos generan rupturas de ruta instantáneas (aunque se recuperen los enlaces justo después), que provocan una nueva búsqueda de ruta por el nodo origen, generando tiempos de espera, pérdida de paquetes y carga en la red. De esta forma, el tráfico se degrada considerablemente y afectará con toda seguridad a aplicaciones de tiempo real.

7.3.5. Ruptura de enlaces y recuperación por una ruta alternativa

Además de conocer el funcionamiento del protocolo a la hora de buscar ruta entre origen y destino es importante conocer su funcionamiento cuando una ruta activa se pierde y debe encontrar una ruta alternativa, ver Fig. 7.8. Para ello se ha sometido al protocolo a caídas de enlace para forzar la búsqueda de nuevas rutas, estudiando su comportamiento y velocidad de resolución. Se han evaluado 3 escenarios, en los que la ruta inicial está formada por 2 saltos y la alternativa varía entre 2 y 4 saltos de distancia. Al igual que se ha hecho en otras pruebas, se ha utilizado la herramienta ping, obligando al sistema a mantener una comunicación continua entre origen y destino.

En estas pruebas cuando la ruta activa ha caído se ha observado que aunque el nodo vecino del nodo desaparecido haya detectado a otro nodo la ruta no se marca como activa hasta pasados al menos 2 segundos. Este tiempo coincide con el explicado en el apartado de rutas intermitentes. En el nodo *A* expira el HELLO_TIMEOUT del vecino *B* tras no recibir 2 paquetes HELLO, es decir, 2 segundos. En ese momento, se marcan como inválidas las rutas asociadas a este nodo, y se inicia el timer de borrado (15 segundos). Para

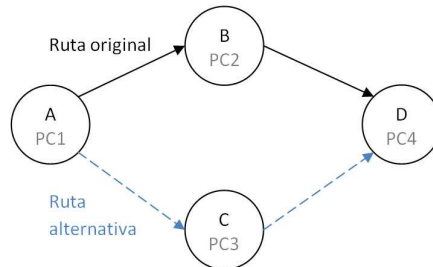


Figura 7.8: Escenario con la ruta original de dos saltos y una posible alternativa también de dos saltos

iniciar la nueva búsqueda no es necesario esperar a que se elimine la ruta. Al estar marcada como inválida, cuando se intenta enviar el siguiente ping si no hay una ruta en la tabla de rutas se desencadena el proceso de búsqueda de ruta.

En la tabla 7.7 se han representado los valores cuando la ruta alternativa también tiene 2 saltos. Se observa como la diferencia de tiempo entra la caída del enlace y la invalidación de la ruta se mantiene por debajo de los 2 segundos, según lo explicado sobre la pérdida de 2 paquetes HELLO, y la diferencia entre la invalidación y el envío del siguiente paquete RREQ nunca alcanza 1 segundo, que es el periodo del ping. En esta configuración y para la aplicación de ping, el tiempo medio para realizar un cambio de ruta correcto es de 2,020 segundos.

En las pruebas que se presentan en la tabla 7.8 el camino alternativo a la ruta actual que se ha perdido tiene 3 saltos, ver Fig. 7.9. La diferencia principal es que, mientras que en el caso anterior sólo A solicitaba una ruta para llegar a D (puesto que C era vecino de D y no tenía que solicitar ruta), en esta ocasión tanto A como C deben solicitar una ruta para llegar hasta E, ya que el único vecino que tiene visibilidad con él por la ruta alternativa es D. Con esta topología, se obtiene un tiempo de 2,227 segundos para reencaminar el tráfico por la nueva ruta tras la caída de un nodo de la misma. Esta solución es 207 ms más lenta que la anterior (ver tabla 7.7, debido a que hay un salto

Tabla 7.7: Recuperación de rutas. Ruta alternativa de 2 saltos

	Caída enlace	Invalidación ruta	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Adición nueva ruta	Tpo. total s.
1	6,917	9,015	9,189	1	9,196	9,199	2,282
2	46,250	47,783	48,610	1	48,617	48,620	2,370
3	46,533	47,727	48,720	1	48,942	48,945	2,412
4	14,638	16,210	17,002	1	17,016	17,019	2,381
5	50,679	52,366	53,301	1	53,310	53,313	2,634
6	13,700	14,467	15,407	1	15,420	15,423	1,724
7	3,270	4,376	5,200	1	5,205	5,208	1,938
8	33,226	34,604	35,040	1	35,069	35,071	1,845
9	55,068	55,828	56,096	1	56,099	56,102	1,034
10	32,808	34,208	34,308	1	34,313	34,318	1,511
11	1,164	2,360	2,820	1	2,826	2,829	1,665
12	12,713	13,916	14,188	1	14,194	14,197	1,484
13	29,149	30,608	31,264	1	31,269	31,272	2,123
14	42,077	43,972	44,923	2	45,404	45,413	3,336
15	49,884	51,064	51,436	1	51,441	51,444	1,560
					Promedio		2,020
					Máximo		3,336
					Mínimo		1,034

más y, por lo tanto, una solicitud más de ruta.

Cuando la ruta original se rompe y la ruta alternativa tiene 4 saltos (ver Fig. 7.10 los tiempos cambian significativamente. En la tabla 7.9 se puede ver como en algún caso han sido necesarios 3 RREQs. Cuando el nodo intermedio de la ruta ha caído, tras ser invalidada la ruta el nodo origen realiza una nueva solicitud de ruta. Este es el primer RREQ que emite tras la invalidación de la ruta. Sin embargo, debido al vencimiento de los TIMEOUTS, se envían aún 2 paquetes RREQ más antes de que el nodo origen reciba un RREP correcto del nodo. Cuando se busca una ruta alternativa el TTL inicial en este caso no es 2, sino 4. Esto pasa sólo para cambios de ruta, es decir, cuando

Tabla 7.8: Recuperación de rutas. Ruta alternativa de 3 saltos

	Caída enlace	Invalidación ruta	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Adición nueva ruta	Tpo. total s.
1	56,467	58,275	59,176	1	59,182	59,185	2,718
2	46,153	47,354	48,034	1	48,040	48,043	1,890
3	0,084	1,950	2,897	1	2,905	2,908	2,824
4	14,291	15,439	15,828	1	15,838	15,841	1,550
5	1,416	2,979	3,820	1	3,829	3,832	2,416
6	44,949	46,100	46,886	1	46,894	46,897	1,948
7	18,809	19,930	20,430	1	20,434	20,437	1,628
8	28,634	30,170	30,342	2	30,832	30,835	2,201
9	12,201	13,518	13,950	1	13,955	13,958	1,757
10	52,233	54,086	54,754	1	54,759	54,762	2,529
11	51,239	52,670	52,986	1	52,993	52,996	1,757
12	25,026	26,594	27,490	2	27,979	27,982	2,956
13	57,334	58,694	59,034	1	59,039	59,042	1,708
14	49,199	50,946	51,930	1	51,935	51,938	2,739
15	53,747	55,522	56,518	1	56,528	56,531	2,784
Promedio							2,227
Máximo							2,956
Mínimo							1,550

la búsqueda inicial para buscar un camino ya se ha realizado. El valor de TTL en este caso es igual al número de saltos que, según la entrada de la tabla de rutas acabada de invalidar, había entre origen y destino¹⁰ (que son 4). Por lo tanto, en este caso particular, el envío de 3 RREQ para hallar una ruta válida se debe únicamente a la pérdida de los dos primeros por el ruido del canal y no tiene nada que ver el valor del TTL inicial. Los resultados muestran una media de 2,386 ms en realizar un cambio de ruta, por lo que esta configuración es 159 ms más lenta que la anterior.

¹⁰La RFC especifica un valor distinto, el valor de TTL debería ser el valor de 'Hop Count' de la tabla de rutas más el TTL_INCREMENT, es decir, 6.

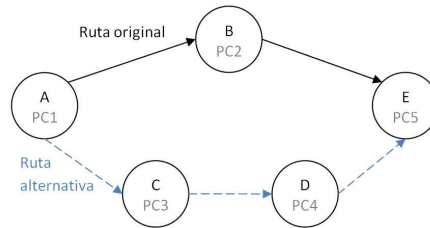


Figura 7.9: Escenario con la ruta original de dos saltos y una posible alternativa con tres saltos

La velocidad de cambio de ruta se mantiene en todos los casos sobre los 2 segundos, para luego aumentar levemente con cada salto. Este tiempo está limitado por la necesidad de perder 2 paquetes HELLO para detectar la caída de un vecino y dependiendo de la aplicación puede llegar a ser excesivo. Si se está utilizando una red estable, en la que no se esperan cambios de topología o caídas frecuentes de nodos, esto no es un problema porque no es una situación que ocurra frecuentemente. Sin embargo, en topologías inestables, con nodos móviles o cambios de topología frecuentes, el necesitar un mínimo de 2 segundos para establecer una nueva ruta puede no ser conveniente, sobre todo en aplicaciones de tiempo real. Además, el detalle de utilizar un TTL inicial para los mensajes RREQ de la recuperación de ruta igual al «Hop Count» que había en la tabla de rutas no parece del todo acertado, puesto que

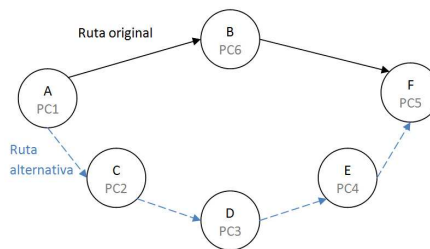


Figura 7.10: Escenario con la ruta original de dos saltos y una posible alternativa de cuatro saltos

Tabla 7.9: Recuperación de rutas. Ruta alternativa de 4 saltos

	Caída enlace	Invalidación ruta	Envío RREQ	Nº RREQ enviados	Recep. RREP	Adición nueva ruta	Tpo. total s.
1	48,413	49,693	49,749	3	51,149	51,152	2,739
2	38,702	40,978	41,814	1	41,825	41,828	3,126
3	3,235	4,554	4,786	1	4,800	4,803	1,568
4	4,181	5,926	6,778	4	8,747	8,751	4,570
5	36,338	38,394	39,018	1	39,037	39,040	2,702
6	1,033	2,334	2,502	1	2,512	2,515	1,482
7	49,529	51,374	52,106	1	52,114	52,116	2,587
8	44,415	45,738	46,130	1	46,130	46,133	1,718
9	44,674	45,874	46,766	2	47,268	47,271	2,597
10	24,574	25,914	26,214	1	26,226	26,231	1,657
11	10,469	12,190	13,098	1	13,110	13,113	2,644
12	1,022	2,594	2,706	1	2,719	2,724	1,702
13	50,118	51,378	51,794	2	52,293	52,296	2,178
14	37,494	38,582	39,130	2	39,623	39,625	2,131
15	51,173	52,642	53,542	1	53,560	53,563	2,390
					Promedio		2,386
					Máximo		4,570
					Mínimo		1,482

presupone que la nueva ruta va a tener igual o menor tamaño. Sin embargo, en una situación real supondría que ha caído un enlace de una ruta que, debido a las características de búsqueda de rutas del AODV, debería ser la ruta más rápida y posiblemente con menos saltos, y por tanto la nueva búsqueda debería sostener la posibilidad de ser igual o mayor que la actual, que era la óptima, por lo que el punto de vista de la RFC sería más acertado, utilizando un valor de TTL inicial igual al «Hop Count» más el TTL_INCREMENT.

7.4. Modificaciones del protocolo AODV-UU

El protocolo AODV-UU se presenta con su código fuente en lenguaje C para poder realizar modificaciones y testarlas. Tras haber observado el comportamiento del mismo y viendo que en algunos casos este comportamiento puede afectar al servicio ofrecido, se propone la modificación de diversos parámetros y se comprueba de nuevo su funcionamiento en situaciones específicas.

El tiempo máximo de reacción del protocolo viene definido como $ALLOWED_HELLO_LOSS * HELLO_INTERVAL$, 2 s considerando los valores por defecto que se indican en la RFC. Si se utiliza un valor elevado se evitan los efectos de la intermitencia de rutas, pero el tiempo de reacción aumenta.

Existen trabajos que han evaluado la modificación de uno de estos dos parámetros. En [CBR02] se ha estudiado mediante pruebas reales en laboratorio y pruebas de campo el comportamiento del protocolo variando el valor de $ALLOWED_HELLO_LOSS$, concretamente se ha usado el valor 3. En las pruebas donde los nodos permanecían estáticos en el laboratorio los resultados han sido mejores que con el valor por defecto por ofrecer una tolerancia mayor ante la pérdida de mensajes HELLO, en campo el comportamiento ha empeorado levemente debido a una mayor pérdida de paquetes por el multi-path, desvanecimiento de la señal y otros efectos del entorno real. Por contra, en las pruebas con movilidad el comportamiento ha empeorado en los dos casos frente al obtenido con el valor por defecto. También en [LNT02] se modifica este mismo parámetro, la idea es lograr una mayor estabilidad ante los cambios de los vecinos. Las pruebas con un valor igual a 3 han mostrado menos pérdidas de paquetes incluso durante el periodo de movimiento del nodo, sin embargo, el tiempo medio de acceso a una página web medido en las pruebas era para esta modificación el mayor de los obtenidos.

En [GCM⁺05] se sugiere el uso de valores distintos a los propuestos por defecto para mejorar el tiempo de reacción ante los cambios de topología con un impacto pequeño sobre el ancho de banda y el consumo de potencia.

En este trabajo el parámetro HELLO_INTERVAL el escogido, ya que en los dos estudios anteriores se había trabajado con el ALLOWED_HELLO_LOSS, para reducir el tiempo máximo de reacción desde que un enlace se ha roto hasta que el protocolo empieza a utilizar una ruta alternativa en el caso de que exista. Los autores no escogen el parámetro ALLOWED_HELLO_LOSS porque su valor por defecto es 2 y la única posibilidad para reducir el tiempo de reacción sería asignarle el valor 1, ya que los resultados obtenidos en [CBR02] para un valor de ALLOWED_HELLO_LOSS igual a 3 mostraban un empeoramiento del comportamiento al degradarse la reacción del protocolo ante los cambios de topología.

En [GCM⁺05] se busca mediante la creación de un banco de pruebas¹¹ donde también se usa la implementación del protocolo AODV-UU, el valor óptimo para el HELLO_INTERVAL, ya que una reducción de su valor hace que se consuma más ancho de banda y recursos de energía (aumentar la frecuencia de mensajes HELLO disminuye el tiempo de vida de batería del dispositivo). Los autores escogen finalmente un valor de 200 ms ya que el tiempo medio de duración de la batería es prácticamente el mismo que con el valor por defecto y además el throughput solo disminuye en un 10 % en una topología en cadena de 4 saltos, además de reducir la latencia y las pérdidas.

Se pretende hallar una relación óptima entre ambos parámetros, aumentando la densidad de paquetes HELLO por unidad de tiempo que se deben recibir, dando así más solidez al protocolo frente al ruido, de forma que se obtengan buenos tiempos de reacción minimizando el efecto de intermitencia de rutas. Se ha de tener en cuenta que los parámetros adecuados dependerán de las condiciones específicas de la red y del servicio a evaluar. Para encontrar los valores óptimos se ha utilizado un escenario con una topología de 4 saltos y 2 caminos posibles entre origen y destino, ver Fig. 7.11.

Al permanecer todos en la misma área de acción, aunque los nodos no tengan alcanzabilidad directa, sus señales de radio sí interfieren directamen-

¹¹Además de utilizar el AODV-UU este banco de pruebas guarda otras similitudes con el implementado para la tesis. Los autores utilizan 5 nodos frente a 6 y controlan la conectividad usando iptables para filtrar a nivel de la capa MAC.

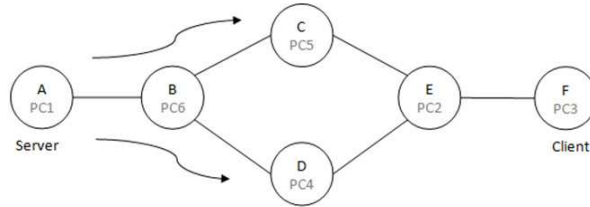


Figura 7.11: Topología de test con dos posibles caminos de cuatro saltos

te, con lo que se utiliza un escenario ruidoso, con varios equipos intentando acceder al medio y generando colisiones continuamente. Por otro lado, esta situación condiciona las pruebas puesto que, al ser un parámetro tan aleatorio e impredecible, las mismas pruebas realizadas en distintas horas del día generan resultados diferentes.

Las pruebas se han realizado variando los valores de `ALLOWED_HELLO_LOSS` entre 1 y 7, y los valores de `HELLO_INTERVAL` de 1000, 200, 100 y 50 ms. Para generar los resultados, se ha utilizado una transferencia FTP de 2 minutos de duración, monitorizando además el cambio de rutas mediante la herramienta ping con el modificador `-R`, que advierte de la ruta seguida y de los cambios efectuados durante la comunicación. Cada una de las pruebas se ha repetido 10 veces realizando la media de los resultados para obtener valores sólidos.

En la Fig. 7.12 se muestran los resultados de las pruebas, concretamente los cambios de ruta que se producen durante la transferencia. Se observa que, cuanto menor es el valor de `ALLOWED_HELLO_LOSS`, mayor alternancia entre rutas se produce, que equivale a la sensibilidad del protocolo ante el ruido. Por ejemplo, en el caso de un `HELLO_INTERVAL= 200` ms y un `ALLOWED_HELLO_LOSS= 2`, se producen 35 cambios de ruta. Estos cambios generan esperas, cortes en la transmisión y retardos que empobrecen la comunicación innecesariamente. Sin embargo, se puede observar en la gráfica que a partir del `ALLOWED_HELLO_LOSS= 5`, los cambios de ruta alcanzan su primer mínimo, manteniéndose entorno a 0. En contraposición, la velo-

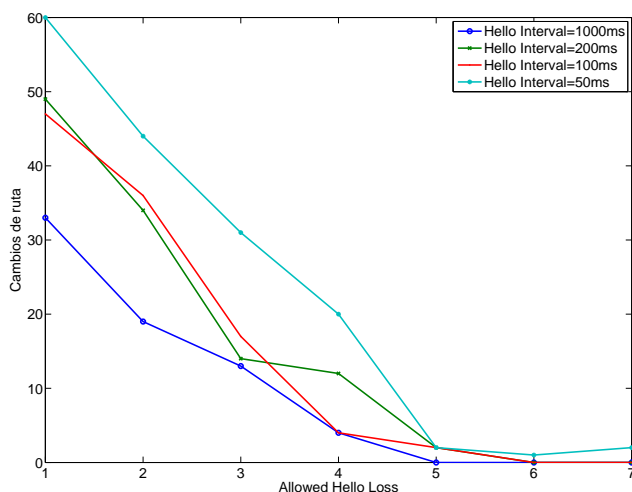


Figura 7.12: Efecto de los cambios de ruta

— cidad de reacción ante cambios de topología aumenta hasta un máximo de 5 segundos. En redes con topología fija o de la que se esperen pocos cambios, este valor resulta óptimo para aplicaciones de tiempo real y streaming. Sin embargo, en redes donde la topología está en movimiento o puede sufrir cambios continuos, debe reducirse el valor de `ALLOWED_HELLO_LOSS` a costa de un descenso de throughput, derivado por los tiempos invertidos en búsqueda de rutas. Las pruebas realizadas en este caso muestran que `ALLOWED_HELLO_LOSS= 5` sería un valor óptimo que aportaría la fortaleza suficiente para evitar el efecto de intermitencia de rutas en un escenario con una cantidad de ruido similar. Esta configuración beneficia a las aplicaciones de tiempo real ofreciendo un flujo de datos más constante, pudiendo prever con el tiempo suficiente la recuperación de datos perdidos por protocolos como RTP.

Para ver como afecta esto al rendimiento (throughput) se muestran los resultados de la Fig. 7.13. Se observa que el throughput de la comunica-

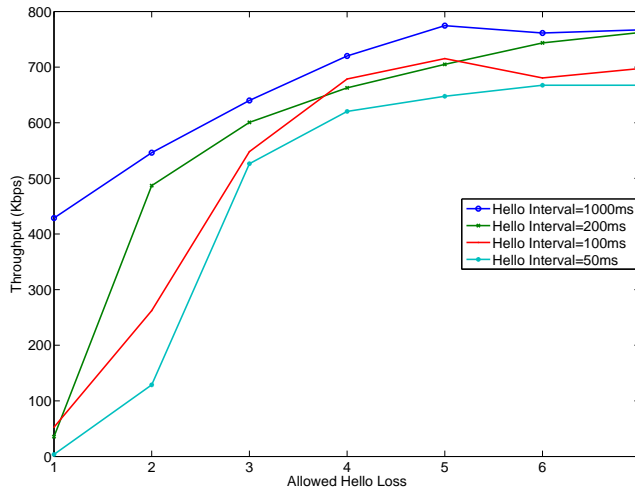


Figura 7.13: Efecto sobre el throughput

ción realizada durante las pruebas aumenta hasta estabilizarse a partir de `ALLOWED_HELLO_LOSS= 5`. Para los valores de `HELLO_INTERVAL` de 200, 100 y 50 ms, la comunicación con `ALLOWED_HELLO_LOSS= 1` es prácticamente imposible, debido a la facilidad que tienen los paquetes HELLO tan seguidos de llegar demasiado tarde o sufrir interferencias, con lo que el sistema está continuamente buscando rutas sin poder transmitir datos. En el caso de los parámetros definidos en la RFC (`HELLO_INTERVAL= 1000` ms, y `ALLOWED_HELLO_LOSS= 2`), el throughput es de 546 Kbps, pero al aumentar el valor de `ALLOWED_HELLO_LOSS` hasta 5 (el primer valor que aporta solidez según la gráfica de la Fig. 7.12), el throughput aumenta hasta 774 Kbps, lo que produce una mejora del 40%. Sin embargo, utilizar estos valores supone un tiempo de reacción de 5 segundos ($1000 \text{ ms} * 5$), aceptable en topologías estables, pero no en topologías móviles, donde los nodos cambian constantemente de posición y la pérdida de conectividad es un problema continuo. Sin embargo, es posible mejorar el tiempo de reacción

utilizando un HELLO_INTERVAL más bajo para el mismo valor de ALLOWED_HELLO_LOSS. En caso de modificar el valor del HELLO_INTERVAL se debe controlar el throughput ya que como se indica en [GCM⁺05] el throughput disminuye cuando el envío de mensajes de control aumenta, o lo que es lo mismo, cuando disminuye el HELLO_INTERVAL.

Según la Fig. 7.13, utilizando un intervalo de 50 ms no sólo se estaría consiguiendo un tiempo de reacción más bajo (250 ms frente a los 2 segundos con los parámetros por defecto de la RFC), sino que además no se penaliza la tasa de transferencia, sino que aún se consigue un mejor throughput: 647 Kbps (alrededor de un 20% más). Aún así, las pruebas realizadas sitúan el intervalo entre HELLOs óptimo en 100 ms, puesto que la repetitividad de las pruebas muestra unos valores mucho más estables que en las pruebas de 50 ms, en las que los valores oscilan mucho más, siendo una configuración más sensible al ruido. Por ello, según los resultados de las pruebas experimentales se ha escogido como valores óptimos del protocolo para tareas de streaming:

ALLOWED_HELLO_LOSS = 5
HELLO_INTERVAL = 100 ms

Para comprobar el funcionamiento de estos cambios en aplicaciones de tiempo real, se ha utilizado una transmisión de vídeo en streaming con los parámetros antes indicados. Esta modificación aporta 3 ventajas fundamentales respecto a la configuración por defecto:

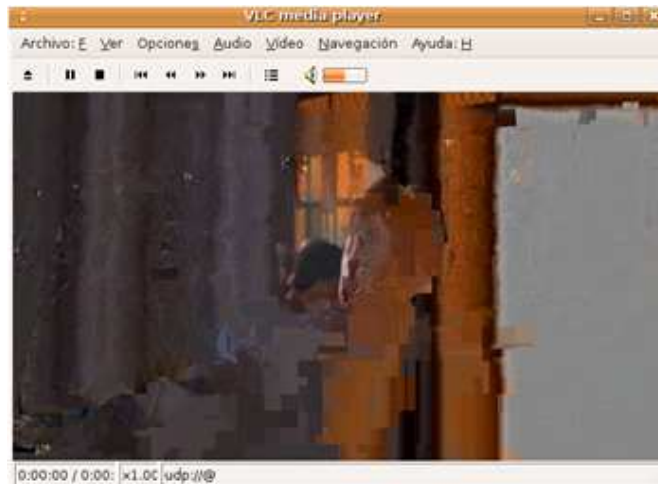
1. Mayor velocidad de reacción ante cambios de topología.
2. Anulación de la intermitencia de rutas: retraso en la llegada de paquetes constante y conocido, sin esperas ni cortes intermitentes.
3. Aumento del throughput.

Se ha utilizado el mismo escenario que en las pruebas anteriores, ver Fig. 7.11, una ruta con 4 saltos y 2 rutas posibles a destino.

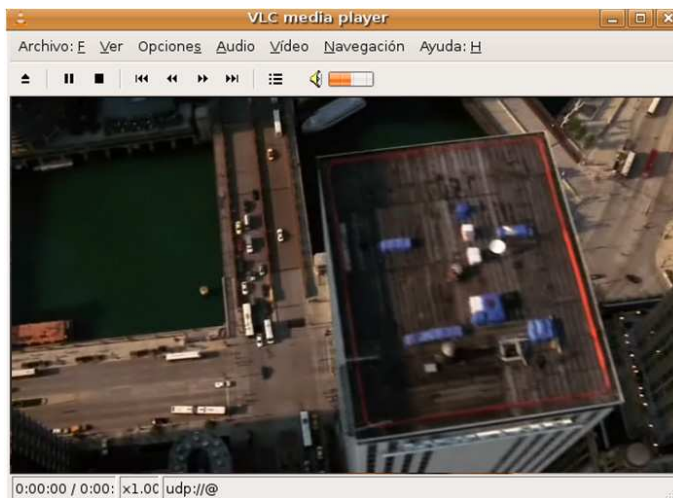
El software elegido para el servidor y el cliente de streaming es VLC, que permite además la transcodificación del vídeo durante su emisión, para ajustar los parámetros de bitrate a la red. Como códec de vídeo se ha utilizado H.264, el formato de compresión de vídeo más potente en la actualidad, que ofrece bajas tasas de bitrate con una alta calidad de vídeo, mejorado especialmente para escenas en movimiento, y con un soporte especial para aplicaciones de streaming; y para sonido a52, también conocido como AC3 o Dolby Digital.

Con los parámetros por defecto (`ALLOWED_HELLO_LOSS = 2` y `HELLO_INTERVAL = 1000` ms) el vídeo en el cliente sufre continuos microcortes tanto en el vídeo como en el audio, así como pausas prolongadas y errores ocasionales en la decodificación que dificultan la visión, ver Fig. 7.14(a). El reproductor ha mostrado la pérdida de 123 frames de vídeo y 199 buffers de audio. La máxima diferencia registrada por el sniffer entre dos paquetes RTP consecutivos es 4438,86 ms, el jitter máximo es 271,96 ms y el jitter medio es 3,55 ms. La Fig. 7.15(a) muestra el jitter instantáneo durante la reproducción del vídeo. Se han observado importantes fluctuaciones que hacen difícil para el reproductor predecir la recuperación de las escenas generando los cortes aleatorios.

Con el cambio de parámetros (`ALLOWED_HELLO_LOSS = 5` y `HELLO_INTERVAL = 100` ms) el vídeo en el cliente es fluido, sin cortes significativos de vídeo o audio, lo que permite una correcta visualización de toda la secuencia, ver Fig. 7.14(b). El reproductor ha registrado la pérdida de 4 frames de vídeo y ninguna pérdida de audio. El sniffer ha mostrado una diferencia máxima entre paquetes RTP de 341 ms, un jitter máximo de 24 ms y un jitter medio de 2.44 ms. La Fig. 7.15(b) muestra un jitter con más picos debido al incremento de paquetes de control, pero los cambios son menos abruptos, permitiendo al reproductor realizar las predicciones necesarias sobre los retardos de los paquetes y recuperar las escenas a tiempo.

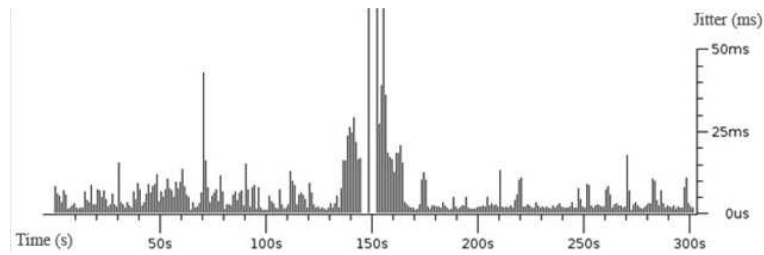


(a) Ejemplo de error por decodificación de frames. Se entremezclan escenas y la imagen muestra cuadros.

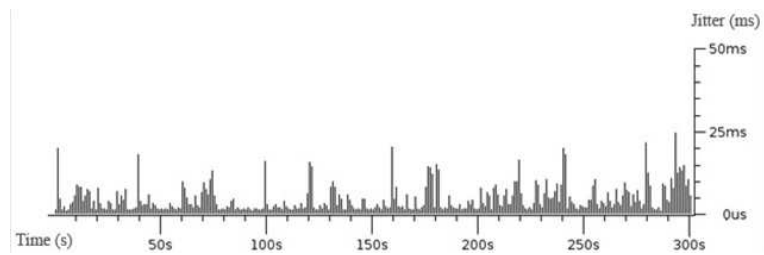


(b) Ejemplo donde el vídeo es fluido

Figura 7.14: Vídeo visualizado por el cliente antes y después de las modificaciones de los parámetros del AODV



(a) Valores por defecto del AODV



(b) Valores modificados del AODV

Figura 7.15: Jitter instantáneo con los valores por defecto y modificados del protocolo AODV

7.5. Conclusiones

En cuanto a la implementación del protocolo utilizada, la modificación de la Universidad de Uppsala del protocolo AODV ha mostrado algunas variaciones¹² interesantes respecto al protocolo original que pueden ofrecer un mejor funcionamiento, como el envío permanente de mensajes HELLO entre vecinos, permitiendo que los nodos colindantes a un destino puedan devolver un RREP válido.

El uso de redes inalámbricas para formar redes de comunicación conlleva

¹²Sin embargo, cabe tener en cuenta que esas variaciones pueden provocar unos resultados algo distintos a los esperados, por ejemplo los tiempos de espera tras el envío de un paquete RREQ no se incrementan de forma exponencial como se explica en la RFC a diferencia de los tiempos teóricos utilizados en el modelo formal.

el inevitable problema de ruido en el medio, que deriva en interferencias y problemas de acceso al medio. Además, el ruido es un parámetro muy variable y depende de situaciones temporales muy concretas, por lo que no puede ser previsto y tratado en su totalidad. El uso de un protocolo de encaminamiento en una red inalámbrica, como es el AODV, implica que un paquete ha de viajar de origen a destino saltando de nodo a nodo, es decir, siendo emitido al medio cada vez que llega a un nodo intermedio. Cada uno de estos saltos es una probabilidad de sufrir una interferencia, y esta probabilidad aumenta exponencialmente con el número de saltos como se ha observado en las pruebas. Esta razón es la que limita el tamaño de una red ad hoc. Concretamente, el protocolo se ha comportado correctamente en los tests con pocos saltos, mostrando su capacidad de encontrar ruta casi instantáneamente, 13 ms en topologías de 2 saltos y 16 ms con 3 saltos. Esto corrobora la posibilidad de proporcionar en el caso de rutas con pocos saltos el servicio antes del tiempo de establecimiento máximo.

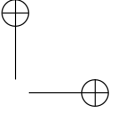
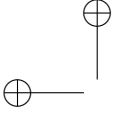
Por otra parte, en las búsquedas de ruta se ha demostrado que en aquellas topologías cuyo diámetro de red (número máximo de saltos entre dos nodos) sea de 4 saltos o más, el tiempo de resolución se incrementa notablemente. Este tiempo para topologías de 4 saltos ha sido de 339 ms, y para 6 saltos de 845 ms debido al vencimiento del timer del primer RREQ en origen. Estos valores son similares a los obtenidos en otros estudios, como el de Gupta, ver [GWW04], donde el tiempo medio con 2 saltos es de 7 ms, 10 ms para 3 saltos, y 331 ms para 4 saltos, para rutas más largas los tiempos se prolongan. Todo esto provoca largos tiempos de inactividad en la red, hasta que finalmente se consigue una ruta, tiempo durante el cual se almacenan los datos en el buffer pero no se envían, y aunque finalmente la información llegue a su destino, se genera un tiempo de espera inaceptable en aplicaciones de tiempo real.

Tras las pruebas realizadas en el testbed se puede asegurar que el protocolo AODV no se comporta bien cuando se usan los valores por defecto de sus parámetros. Esto se debe a la gran sensibilidad que la tecnología inalámbrica utilizada tiene al ruido (el cual provoca el fenómeno de la intermitencia de rutas generando continuos retardos y pérdidas de conectividad) y un tiempo

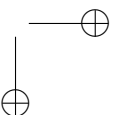
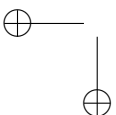
de reacción elevado ante los cambios de topología, lo que afecta a las comunicaciones con los nodos móviles o modifica constantemente las topologías. Con los parámetros por defecto del protocolo el streaming de vídeo presentaba continuos microcortes en el vídeo y audio, así como largas pausas y errores de decodificación ocasionales. Esto verifica los resultados obtenidos mediante los modelos formales, ver capítulo 6, donde el tiempo medio durante el cual la ruta es estable apenas alcanza en algunos casos el 50% del tiempo de observación, lo que impide que se pueda ofrecer un servicio de streaming de vídeo correctamente.

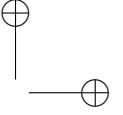
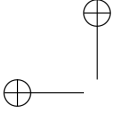
Por tanto, la variabilidad en el ruido del medio, así como los altos tiempos que puede llegar a generar el protocolo AODV-UU en situaciones de pérdida de RREQ o HELLOs hace prácticamente inviable e impredecible el uso de aplicaciones multimedia sobre este tipo de redes. Sin embargo, el uso de un protocolo de transporte más sólido (por ejemplo TCP para aplicaciones de poco tráfico como alarmas, que aseguran una entrega confiable, o RTP que apoya al protocolo UDP para recuperar la mayor información posible en transmisiones de streaming), conjugado con algunas modificaciones en los parámetros del protocolo original, estudiadas y evaluadas en el banco de pruebas han permitido finalmente la utilización con cierto grado de confiabilidad de una aplicación de tiempo real, como ha sido el vídeo streaming, en una red de 4 saltos y dos caminos posibles. De esta forma, con las decisiones y modificaciones tomadas, se ha conseguido una transmisión perfecta y sin ninguna pérdida. Por ello, se puede concluir que aunque debido a las características de estas redes no se puede garantizar la QoS de las aplicaciones multimedia, es posible realizar cambios que ofrezcan valor añadido “Best effort”.

Por último destacar que algunos problemas detectados en la implementación real no se han vistos reflejados en los resultados obtenidos con los modelos formales, el problema de la intermitencia de rutas (generando continuos retardos y pérdidas de conectividad), el aumento de la tasa de error al incrementarse el número de saltos, y el modo en el que se incrementa el tiempo de reacción con el número de nodos de la ruta. Esto justifica la ne-



cesidad de realizar un procedimiento de validación mediante pruebas reales que complementen los resultados de los modelos formales, de este modo la evaluación del protocolo es más completa. Además, podría evaluarse la incorporación de estos problemas detectados en el modelo formal lo que permitiría obtener un modelo más completo y ajustado a la realidad.

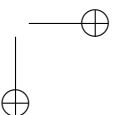
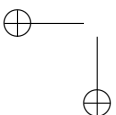




Capítulo 8

Conclusiones

En este capítulo se revisan los objetivos alcanzados tras finalizar la tesis, se destacan las conclusiones globales y se describen las líneas de trabajo futuras a seguir para ampliar el presente trabajo.



8.1. Revisión de los objetivos alcanzados

En el capítulo 2 se analizan las redes ad hoc y los diferentes tipos de protocolos de encaminamiento para este tipo de redes, destacándose aquellos que están en un nivel más avanzado de estandarización y han sido promovidos por el IETF MANET Working Group que ha publicado sus especificaciones como Experimental RFC. De entre esos protocolos, finalmente se han seleccionado por estar entre los más estudiados tanto mediante modelado como en implementaciones reales dos protocolos, el OLSR protocolo proactivo y el AODV protocolo reactivo, escogiéndose el protocolo reactivo como aquel que se ajusta mejor a las características del escenario a representar en los modelos formales a implementar en la tesis.

En el capítulo 3 se evalúa y justifica la elección de las redes de Petri y más concretamente las redes de actividad estocástica como técnicas válidas para evaluar el comportamiento de las redes ad hoc. Entre las diversas herramientas que soportan las especificaciones de las SAN se han escogido UltraSAN y su sucesor Möbius (que fue lanzado durante la ejecución de la tesis) para la implementación de los modelos formales con los que se evalúa el comportamiento de las redes ad hoc ante el movimiento de sus nodos.

En el capítulo 4, gracias a la colaboración en los distintos convenios y proyectos de investigación que han permitido la observación y el estudio del comportamiento de los técnicos y usuarios de una gran instalación como es el sistema de saneamiento de aguas del Ayuntamiento de Valencia, se han definido los servicios típicos a ofrecer a los técnicos y supervisores de estos sistemas así como sus requerimientos.

Los servicios de tiempo real solicitados en estos entornos industriales son principalmente alertas e imágenes o streaming de vídeo. Se han evaluado las distintas posibilidades que pueden darse a la hora de establecer una comunicación entre un nodo fuente y un nodo destino cuando se solicita la visualización de imágenes/streaming o cuando se recibe una alarma. Estos servicios tienen unos requerimientos temporales que se han de cumplir, se

ha definido el retardo máximo permitido desde que se produce una alarma y esta es recibida por el usuario suscrito como un tiempo menor a 1 segundo y el retardo máximo para la recepción de imágenes o streaming de vídeo no puede ser superior a 3 segundos. Toda aquella información que supere estos tiempos será descartada por no ser útil para la supervisión de la instalación.

Además de los servicios a ofrecer por el sistema que rige la instalación, se definen los parámetros y valores que caracterizan un escenario que represente este tipo de sistemas. Las distintas estaciones remotas, lugar donde se pueden generar de forma espontánea las redes ad hoc bajo estudio no superan generalmente los 100000 m^2 y el número de nodos de la red ad hoc que viene representado por los operarios que están trabajando en dicha estación remota se encuentra entre 4 y 6. Estos técnicos una vez situados en la estación remota, supervisan los distintos elementos de la instalación (bombas, acequias, compuertas...) desplazándose caminando, por lo que la velocidad media está alrededor de los 5 Km/h (1.38 m/s).

En el caso de las alarmas, el usuario las recibe porque durante el proceso de configuración de las mismas ha sido suscrito. Por esto, el técnico o controlador recibe la alarma de forma automática cuando ésta se produce sin necesidad de solicitarla. El tiempo medio típico de observación por un supervisor de una alarma recibida es aproximadamente de 20 segundos, tiempo suficiente para leer en la pantalla por ejemplo que el nivel del agua está superando el máximo establecido.

En el caso de las imágenes o el streaming de vídeo, es el operario el que debe realizar la petición, seleccionando la cámara de la instalación que desea para que el sistema le ofrezca las imágenes. En este caso por tanto, ha sido necesario establecer el tiempo entre solicitudes, aunque este tiempo puede ser muy variable, se ha considerado 1 solicitud cada 3 minutos para el caso de cámaras fijas y 1 solicitud cada 30 segundos en el caso de que la cámara sea móvil, considerando en este último caso que cada solicitud corresponde a una orden de posicionamiento distinta. Por otra parte, el tiempo medio durante el cual el usuario suele observar la pantalla de su dispositivo para

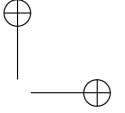
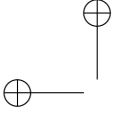
visualizar las imágenes se encuentra entre 1 y 3 minutos en el caso de que el funcionamiento del sistema se encuentre en estado normal, no así en estado de alerta donde la visualización puede durar horas a petición de los supervisores.

En el capítulo 5 se presenta la evolución de los modelos matemáticos diseñados con UltraSAN y Möbius, modelos que representan el comportamiento de las redes ad hoc que pueden generarse en ambientes industriales como el escenario descrito en el capítulo 4.

Para representar el funcionamiento de un protocolo de encaminamiento reactivo se han utilizado características del AODV, no se ha modelado el comportamiento del AODV en detalle sino una red ad hoc completa cuyos nodos tienen una movilidad media/baja y un protocolo de encaminamiento que solo crea las rutas cuando es necesario el intercambio de información. Se ha evaluado el comportamiento de la red ad hoc en su conjunto, y no la validez del protocolo de encaminamiento en sí mismo, para determinar si una red con estas características puede ofrecer en términos de descubrimiento, mantenimiento y recuperación de rutas los servicios típicos de las grandes instalaciones como la tomada de ejemplo.

El modelado del movimiento de los nodos, la posición exacta de cada uno de ellos en el área de trabajo tras su movimiento, el conocimiento exacto de la ruta creada (orden de los nodos en el camino) así como el conocimiento exacto de la ruta alternativa que sustituya a una ruta que se haya roto ha sido muy complejo, por lo que la programación del modelo en algunos de sus elementos es extensa y ha impedido la resolución del modelo de forma analítica.

Los resultados obtenidos con los modelos formales presentados en el capítulo 6 demuestran que en un entorno poco ruidoso se obtiene ruta casi un 70% de las veces que se solicita, pero en el caso de que el ruido aumente, solo se pueden establecer como máximo la mitad de las comunicaciones solicitadas. Además del establecimiento se ha evaluado también el mantenimiento de ruta, y de las rutas establecidas más del 50% se han perdido, siendo las ru-



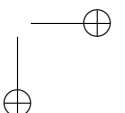
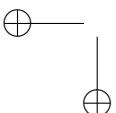
tas multi-hop las que se pierden con más frecuencia. De esas rutas perdidas, es posible recuperar algo más del 50 % (este valor varía según los parámetros escogidos) pero esto no evita que durante el tiempo de recuperación se produzcan cortes y pérdidas de información.

Los tiempos de establecimiento y recuperación afectan al servicio en cuanto han de cumplirse los requerimientos temporales, la mayoría de las rutas se encuentran en el primer intento, pero también el tiempo de mantenimiento está directamente relacionado con el servicio, de modo que si la ruta no se mantiene estable no es posible ofrecer el servicio correctamente. En el caso de los servicios evaluados durante un tiempo de sesión corto, aproximadamente 20 s, la ruta se mantiene estable entre el 70 % y el 85 % del tiempo, tiempo suficiente para la visualización en pantalla de la información. De todos modos teniendo en cuenta que ese tiempo de sesión se ha considerado cuando el servicio evaluado es una alarma, lo que interesa es que la alarma llegue y lo haga a tiempo, una vez la información es recibida el mantenimiento de la ruta estable ya no influye en la recepción y visualización de la información. Si el tiempo de observación es mayor, los continuos cortes, aunque la ruta se recupere, dificultan la visualización de cierto tipo de información como pueden ser las imágenes o el streaming de video, ya que la ruta se mantiene estable de media el 50 % del tiempo que el usuario está visualizando la pantalla, alcanzando mínimos hasta del 30 % del tiempo total y máximos del 75 %, dependiendo de la tasa de error.

En el capítulo 7 se ha presentado un banco de pruebas creado en el laboratorio con 6 nodos estáticos como máximo donde la ausencia de visibilidad entre nodos se ha realizado bloqueando las direcciones MAC de los dispositivos.

Los experimentos realizados en el banco de pruebas han permitido complementar, comparar y encontrar similitudes entre los resultados de los modelos formales y los resultados obtenidos con las pruebas en laboratorio.

Con estas pruebas se ha podido conocer mejor el funcionamiento del protocolo AODV utilizado en el banco de pruebas, se han observado compor-



tamientos difíciles de obtener mediante modelos formales, un ejemplo es la intermitencia de rutas incluso cuando no hay cambios de topología. Además gracias a la posibilidad que ofrece la versión utilizada del protocolo de encaminamiento (AODV-UU) de modificar el código, se han variado parámetros del modelo obteniéndose un comportamiento más favorable para los servicios evaluados.

8.2. Conclusiones

Como conclusiones globales de los principales bloques de la tesis decir que:

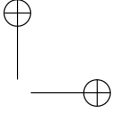
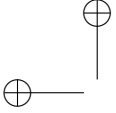
- **Estado del arte, selección del protocolo y herramienta de modelado.**

Se han definido los servicios típicos a ofrecer en las grandes instalaciones de supervisión y control tomando como ejemplo un sistema de gestión de aguas real.

Se ha realizado un amplio estudio de los protocolos de encaminamiento en redes ad hoc para conocer los más estudiados y avanzados en cuanto a estandarización e implementación, eligiéndose un protocolo de encaminamiento reactivo, el AODV, como el más adecuado para el escenario definido en el que se pueden generar las redes ad hoc móviles de forma espontánea.

Se han escogido las redes de actividad estocástica (SAN) como técnica de modelado y las herramientas UltraSAN y Möbius para llevar a cabo la implementación de los modelos formales.

- **Modelado.** Para la realización de los modelos formales se ha seguido una metodología concreta empezando con la realización de modelos sencillos y ampliando estos de forma progresiva. En cada uno de ellos se han seguido una serie de pasos de validación, verificación de comportamientos, planificación e interpretación de medidas.



Se ha conseguido un modelo aproximado de la realidad del escenario planteado (red ad hoc completa con una topología cambiante), complejo pero del cual es posible extraer resultados útiles para la evaluación de los sistemas bajo estudio.

El modelo formal permite evaluar el comportamiento de una red ad hoc con un protocolo de encaminamiento reactivo.

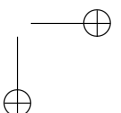
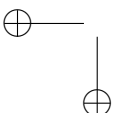
Se ha evaluado como afecta al comportamiento de la red desde el punto de vista temporal (establecimiento, mantenimiento y recuperación de rutas) el número de nodos, la velocidad de movimiento de los mismos, el rango de transmisión radio, el tamaño de la zona de trabajo y la tasa de error.

A su vez se ha comprobado la potencia y las limitaciones de SAN (Stochastic Activity Networks) para desarrollar y evaluar sistemas complejos como lo puede ser una red ad hoc con muchos parámetros variables.

- **Resultados modelos formales.** Son muchos los resultados obtenidos tras la evaluación de los modelos formales diseñados. Éstos han permitido determinar las rutas establecidas tras una solicitud; el valor del rango de transmisión en el que se alcanza el máximo número de comunicaciones multi-hop lo que proporciona un ahorro en términos de energía frente a las comunicaciones single-hop; observar como las rutas con mayor probabilidad son las de 2 y 3 saltos, siendo escasas las de 4 y 5 saltos; evaluar los tiempos de establecimiento y recuperación de las rutas; el tiempo medio de duración de la conexión...

Lo importante de estos resultados es que permiten identificar si pueden ser ofrecidos los servicios típicos de un sistema como el evaluado. Estos servicios son alertas e imágenes o streaming de vídeo, según los resultados obtenidos en el capítulo 6 se ha determinado la percepción con la que el usuario puede recibir la información, siempre teniendo en cuenta que la clasificación es válida para el escenario evaluado.

En términos generales el usuario podrá percibir correctamente y con el tiempo adecuado una alerta a la que esté suscrito si la obtiene a



través de la red ad hoc en caso de no ser alcanzable directamente por el servidor de la misma. Por el contrario, la calidad con la que percibirá el usuario un servicio donde se ofrezcan imágenes o streaming de vídeo será deficiente si se utilizan los parámetros por defecto del protocolo AODV por los continuos cortes que pueden producirse en el caso de una visualización durante un tiempo igual o superior a 1 minuto.

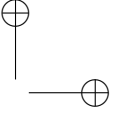
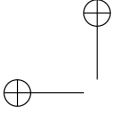
- **Pruebas reales.** Se ha implementado un banco de pruebas en laboratorio con nodos estáticos para el estudio del protocolo de encaminamiento AODV-UU. Al igual que en el desarrollo de los modelos formales se han llevado a cabo distintas etapas, creación de los escenarios, planificación y realización de las pruebas, toma de medidas y análisis de resultados.

El banco de pruebas ha permitido además de conocer el funcionamiento real del protocolo, evaluar en tiempo real uno de los servicios a ofrecer por las instalaciones estudiadas, el streaming de vídeo.

Finalmente, se han modificado los valores por defecto de los parámetros del protocolo de encaminamiento hasta encontrar un equilibrio entre el throughput y el tiempo de recuperación de la ruta, permitiendo la correcta transmisión y mejor visualización del streaming de vídeo. Lo que significa que según el servicio a ofrecer por la red se podrían adaptar los parámetros del protocolo para mejorar la calidad de los mismos.

- **Resultados complementarios** Las pruebas reales realizadas han permitido complementar los resultados obtenidos con los modelos formales así como validarlos y establecer similitudes.

Los resultados de las pruebas han mostrado como las rutas con pocos saltos se han encontrado casi de forma instantánea. Del mismo modo en los modelos se ha obtenido un elevado porcentaje de rutas con comunicación directa ó 2 y 3 saltos, estableciéndose la gran mayoría tras el primer intento de búsqueda. Esto corrobora que prácticamente todas las rutas que se establezcan, lo hagan antes del tiempo de espera máximo permitido para los servicios evaluados.

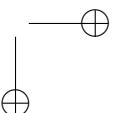
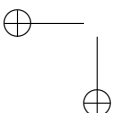


Con el banco de pruebas se ha demostrado como las rutas con más de tres saltos necesitan un mayor tiempo de resolución de ruta provocando tiempos de espera en ocasiones inaceptables. En los modelos, se ha destacado la escasa existencia de rutas con 4 y 5 saltos, y en el caso de que se creen rutas de ese tamaño no lo hacen nunca tras el primer intento (o en un porcentaje muy bajo para las rutas con 4 saltos), por lo que los tiempos de establecimiento y recuperación para ese número de saltos se incrementan.

Las pruebas realizadas con el AODV durante las transmisión de streaming de vídeo han mostrado continuos microcortes en el vídeo y audio, esto se puede asociar al bajo tiempo medio que la ruta se mantiene estable según los resultados obtenidos con los modelos formales. El tiempo medio que se mantiene la conexión es bajo cuando se evalúan los servicios de transmisión de imágenes y streaming debido a las continuas pérdidas de ruta que obligan a iniciar un nuevo proceso de recuperación, y aunque muchas se recuperan no siempre es posible o el tiempo es elevado.

En general según los resultados, se puede decir que si se necesita una ruta estable durante un tiempo breve (20 s para el caso de las alertas) la red y el protocolo de encaminamiento responden correctamente, pero si se necesita una ruta estable durante un tiempo mayor (1 y 3 minutos para las imágenes) la red no responde de forma adecuada porque la ruta es muy variable.

Además de validar algunos resultados, gracias a las pruebas realizadas se han podido observar comportamientos del protocolo que no han sido evaluados mediante los modelos formales como son: la intermitencia de rutas, aunque no haya cambios de topología, que provoca continuos retardos y pérdidas de conectividad; el efecto del incremento gradual del TTL en la transmisión de los paquetes de búsqueda de ruta; el incremento de la tasa de error con el número de nodos en la red y la medida del throughput y su variación según el número de nodos que



participan en el escenario.

8.3. Líneas de trabajo futuras

A continuación se destacan las líneas de trabajo que suponen una continuación de la tesis.

Aunque se ha seleccionado un protocolo reactivo por ajustarse sus características a las necesidades del sistema bajo estudio, una posible ampliación es la implementación y evaluación de un protocolo proactivo, concretamente el OLSR. De este modo se realizaría un estudio comparativo entre ambos protocolos, comparativa que debería centrarse en el escenario seleccionado.

Como ampliación al modelo diseñado, se puede realizar el modelado, estudio y comparación de otros modelos de movilidad como son el random waypoint y el random direction para evaluar su efecto sobre el comportamiento de la red ad hoc.

Introducir el modelado de errores durante la transmisión una vez establecida la ruta. Los errores durante el establecimiento y recuperación de la ruta influyen en el comportamiento temporal de las mismas, pero también afectan los problemas que puedan surgir una vez establecida la comunicación, cortes durante la transmisión aunque no haya movimiento, pérdida de paquetes, etc.

Modelar la introducción de tráfico en la red, para que no sea únicamente la información transmitida entre los nodos de la ruta establecida la que circule por la red, si no que pueda haber interferencias debidas a otras comunicaciones.

Gracias a las pruebas experimentales realizadas en el banco de pruebas se ha visto el efecto de la intermitencia de rutas en el comportamiento del protocolo, una ampliación del modelo es el estudio e incorporación de esta problemática.

El principal problema durante la realización de las pruebas reales ha sido el ruido, todos los nodos están situados en el mismo entorno de colisión, lo que hace complicada la realización de pruebas de forma continuada con un mantenimiento coherente de valores. De todos modos, el ruido del entorno permite que las pruebas realizadas en el laboratorio puedan considerarse similares a las que se podrían llevar a cabo en un escenario industrial donde los equipos provocan interferencias y problemas de comunicaciones. Aún así, si la intención es estudiar el comportamiento del protocolo durante la transmisión de información sin que intervengan problemas externos al mismo, una recomendación es el estudio previo de la utilización de un entorno aislado donde poder trabajar con los equipos sin que las radiaciones externas afecten a los resultados de forma totalmente aleatoria.

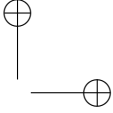
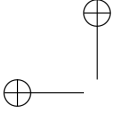
Al margen del problema del ruido, es interesante el estudio del protocolo en exteriores con distancias reales entre los nodos en lugar del uso de firewall de nivel 2. De esta forma se podrían realizar pruebas que consideren la sensibilidad de las tarjetas y la potencia de transmisión. En una primera etapa las pruebas en exterior se realizarían con nodos estáticos y en la segunda etapa se evaluaría como se comporta la misma red si los nodos se mueven.

Seguir trabajando en entornos reales evaluando otras tecnologías como 802.11n.

En cuanto a los servicios evaluados, una línea futura es el estudio del comportamiento de aplicaciones de voz que también pueden darse en los sistemas de supervisión y control así como las alertas, ya que en el banco de pruebas se ha evaluado únicamente el streaming de vídeo.



Otros aspectos a evaluar en el protocolo AODV son la seguridad, mejoras del protocolo, migración a otros equipos como routers inalámbricos o PDAs, o uso en otras plataformas no-WiFi como bluetooth, WiMAX o incluso GSM, o aplicaciones en redes de sensores o redes vehiculares (VANETs).

Apéndices

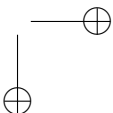
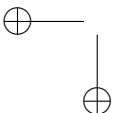


Apéndice **A**

Abreviaturas y acrónimos



ABR.	Associative-Based Routing
AODV.	Ad-Hoc On-demand Distance Vector
AODV-UU.	AODV Uppsala University implementation
ARA.	Ant-colony-based Routing Algorithm
BRP.	Bordercast Resolution Protocol
BSS.	Basic Service Set
CBRP.	Cluster-Based Routing Protocol
CGSR.	Cluster-head Gateway Switch Routing
CH.	Cluster Head
CPN.	Colored Petri Net
DDR.	Distributed Dynamic Routing
DREAM.	Distance Routing Effect Algorithm for Mobility
DSDV.	Destination-Sequenced Distance-Vector routing Protocol
DSPN.	Deterministic and Stochastic Petri Net
DSPNexpress.	Deterministic and Stochastic Petri Nets express
DSR.	Dynamic Source Routing
DST.	Distributed Spanning Trees based routing Protocol
DYMO.	DYnamic MANET On-demand



ER.	Error rate
ESS.	Extended Service Set
ETSI.	European Telecommunications Standards Institute
FORP.	Flow Oriented Routing Protocol
FSR.	Fisheye State Routing
FTP.	File Transfer Protocol
GAF.	Geographic Adaptive Fidelity
GPRS.	General Packet Radio Service
GSPN.	Redes de Petri estocásticas generalizadas
GSR.	Global State Routing
HFC.	Hybrid Fibre Coaxial
HIPERLAN.	High Performance Radio LAN
HSDPA.	High Speed Downlink Packet Access
HSR.	Hierarchical State Routing
IBSS.	Independence Basic Service Set
ICMP.	Internet Control Message Protocol
IERP.	Intrazone/Interzone Routing Protocols
IETF.	Internet Engineering Task Force
IP.	Internet Protocol
LAR.	Location Aided Routing
LEACH.	Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy
LMR.	Lightweight Mobile Routing
MAC.	Medium Access Control
MANET.	Mobile Ad hoc NETWORKS
MC.	Markov Chain
MIB.	Management Information Base
MPR.	MultiPoint Relaying
MMWN.	Multimedia support in Mobile Wireless Networks
NTP.	Network Time Protocol
OID.	Object Identifier
OLSR.	Optimized Link-State Routing protocol

PDF.	Probability Density Function
PLC.	Programmable Logic Controller
PTP.	Precision Time Protocol
P2P.	Peer-to-Peer
QoS.	Quality of Service
RDMAR.	Relative Distance Micro-discovery Ad hoc Routing
RdP.	Rede de Petri
RFC.	Request For Comments
ROAM.	Routing On-demand Acyclic Multi-path
RRA.	Reliable Routing Algorithm
RREP.	Route REPlay
RREQ.	Route REQuest
RTS/CTS.	Request To Send/Clear To Send
SAN.	Stochastic Activity Networks
SLURP.	Scalable Location Update Routing Protocol
SNIR.	Signal to Noise and Interference Ratio
SNMP.	Simple Network Management Protocol
S.O.	Sistema Operativo
SPIN.	Sensor Protocols for Information via Negotiation
SPN.	Stochastic Petri Nets (Redes de Petri estocásticas)
SSA.	Signal Stability Adaptive
SSH.	Secure SHell
SSR.	Signal Stability Routing
STAR.	Source-Tree Adaptive Routing
TA.	Topology Approximation
TBRPF.	Topology dissemination Based on Reverse Path Forwarding
TORA.	Temporary Ordered Routing Algorithm
TPN.	Time Petri Net
UDP.	User Datagram Protocol
UMTS.	Universal Mobile Telecommunications System
u.t.	unidades de tiempo
VLC.	VideLAN Client

Apéndice A. Abreviaturas y acrónimos

WiMAX.	Worldwide Interoperability for Microwave Access
WLAN.	Wireless Local Area Networks
WMAN.	Wireless Metropolitan Area Networks
WMN.	Wireless Mesh Network
WPAN.	Wireless Personal Area Networks
WRP.	Wireless Routing Protocol
WSN.	Wireless Sensor Network
WWAN.	Wireless Wide Area Networks
xDSL.	Digital Subscriber Line
ZHLS.	Zone-based Hierarchical Link State
ZRP.	Zone Routing Protocol

Apéndice **B**

Notación, variables y parámetros más utilizados

Escenario

R Rango de cobertura radio

T Mosaico tipo T

λ_m tasa de movimiento

λ_c tasa de llamadas

Ahorro de energía

P_t Potencia de transmisión

P_{t_sh} Potencia de transmisión de cada nodo en una comunicación single-hop

P_{t_mh} Potencia de transmisión de cada nodo en una comunicación multi-hop

P_r Potencia de recepción

P_{r_sh} Potencia de recepción single-hop

P_{r_mh} Potencia de recepción multi-hop

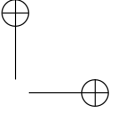
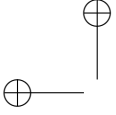
k Constante de proporcionalidad

α Coeficiente de pérdida de ruta

d Distancia entre nodos

Apéndice B. Notación, variables y parámetros más utilizados

d_{total}	Distancia total entre origen y destino
n	Número de saltos

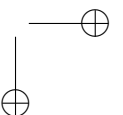
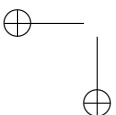


Apéndice **C**

Anexo

En este anexo se incluye información adicional a la presentada en la tesis. En primer lugar, se muestra de forma anecdótica el primer escenario bidimensional diseñado para utilizar en los modelos formales y la subred de posición asociada. Este diseño fue abandonado por la complejidad que suponía modelar la red de posición y movimiento debido a la numeración escogida de las celdas que representaban el área de trabajo.

En segundo lugar como complemento a la descripción de las subredes, se muestra un ejemplo de las combinaciones de nodos que pueden formar una ruta cuando la red está formada por 6 equipos. Combinaciones que deben ser evaluadas en la subred correspondiente, ya que el modelo debe conocer y almacenar la ruta exacta escogida como válida para la transmisión de la información.



C.1. Escenario: plano bidimensional, zona dividida en anillos.

En esta sección del apéndice se presenta la numeración utilizada en la primera zona de trabajo diseñada en el plano bidimensional, zona de trabajo en la que se sitúan los nodos móviles. La zona de trabajo está dividida en celdas hexagonales. En un escenario como este, ver Fig. C.1, es necesario saber que cualquier anillo "j" salvo el anillo 1 (que tiene únicamente una celda), tiene $6 \cdot (j-1)$ celdas. A cada una de las celdas se le ha dado un valor de dos dígitos, el primero corresponde al anillo siendo el 1 el más interno. El segundo dígito corresponde al número de la celda dentro de ese anillo.

Cuando se trabajaba en una dimensión, el nodo sólo podía moverse hacia la derecha o hacia la izquierda con probabilidades de $1/2$, pero al trabajar en dos dimensiones, el nodo puede realizar tres posibles movimientos: puede moverse, pero permanece en el mismo anillo en el que estaba antes del movimiento; se mueve al anillo contiguo interno; o se mueve al anillo contiguo externo. Además la probabilidad de moverse de un modo u otro no será siempre la misma, pues dependerá del anillo en el que se encuentre. Si se encuentra en el primer anillo y realiza un cambio de celda, se moverá con probabilidad 1 al anillo 2. Si está en el anillo 2 y se mueve, pasará con probabilidad $1/2$ al anillo 3, permanecerá en el mismo anillo 2 con probabilidad $1/3$, y con probabilidad $1/6$ volverá al anillo 1, ver Fig. C.2.

Se puede demostrar por inducción que estando en el anillo "n":

- Se permanece en ese anillo con probabilidad $1/3$.
- Se pasa al anillo $n+1$ con probabilidad

$$\frac{2 \cdot (n - 1) + 1}{6 \cdot (n - 1)}$$

- Se pasa al anillo $n-1$ con probabilidad

$$\frac{2 \cdot (n - 1) - 1}{6 \cdot (n - 1)}$$

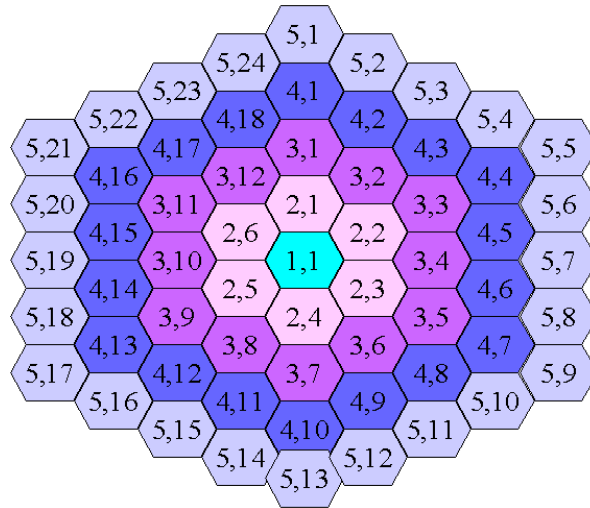


Figura C.1: Zona de trabajo formada por anillos de celdas hexagonales.

Para poder trabajar con la zona de trabajo planteada es necesario conocer la numeración de las celdas vecinas para saber a qué celda se ha desplazado el nodo tras un movimiento. Cuando uno de los nodos se encuentre en la celda central (1,1), encontrar la distancia hasta la celda destino, es sencillo, el número de anillos que los separa. Por el contrario, si los dos nodos que quieren comunicar están en cualquier otra celda, se debe encontrar la forma de calcular la distancia en celdas que los separa, para así conocer si el rango de cobertura radio de los nodos es suficiente. Para ello, se debe conocer la numeración de las celdas que rodean a un nodo que está en una celda determinada. En primer lugar se determinará el número de celdas vecinas que tiene ese nodo en el anillo exterior, el número de celdas vecinas que tiene en el anillo interior, y el número de celdas vecinas en su mismo anillo, que siempre serán 2 excepto en el caso de la celda (1,1) que no tiene vecinas en su mismo anillo. En total cualquier celda siempre tendrá otras 6 celdas a su alrededor. El anillo es 1 es una excepción a este método, ya que únicamente tendrá celdas vecinas en su anillo exterior.

Celdas vecinas que tiene la celda actual en el anillo exterior:

- Si la celda actual está en el anillo 1, tendrá 6 vecinas en el anillo exterior (anillo 2).
- Si la celda actual está en cualquier otro anillo se cumplirá el siguiente código¹:

```

for (n = 0; n < 6; n++){
    if ( PA_celda == 1 + n*(PA_anillo -1))
        3 celdas contiguas en el anillo exterior
    else
        2 celdas contiguas en el anillo exterior
}

```

Celdas vecinas que tiene la celda actual en el anillo exterior:

- Si la celda actual está en el anillo 1, no tendrá ninguna celda vecina en el anillo interior.

¹PA_celda, celda donde se encuentra el nodo actualmente; PA_anillo, anillo en el que se encuentra dicha celda; PB_celda_{min}, PB_celda_{max}, celda vecina a PA_celda que tiene la numeración mínima o máxima respectivamente de todas sus vecinas en ese anillo.

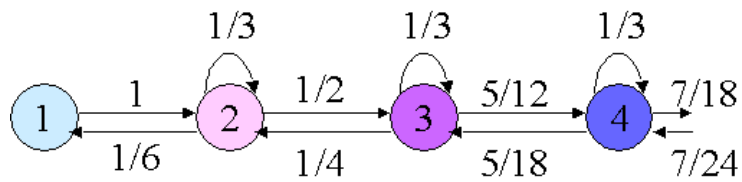
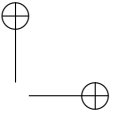
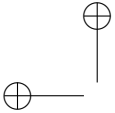


Figura C.2: Probabilidades de movimiento según el anillo en el que esté el nodo



- Si la celda está en cualquier otro anillo:

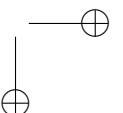
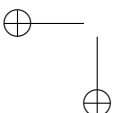
```
for (n = 0; n < 6; n ++){  
    if (PA_celda == 1+ n (PA_anillo -1 ))  
        1 celda contigua en el anillo interior  
    else  
        2 celdas contiguas en el anillo interior  
}
```

Conocido el número de celdas vecinas en el anillo interior y exterior, se puede ejecutar el algoritmo para conocer la numeración de dichas celdas. En realidad se obtendrá únicamente la numeración de una de las celdas vecinas ya sea en el anillo interior o en el anillo exterior a la actual, dado que se conocerá el número de vecinas en cada anillo, el resto de celdas se obtendrá automáticamente.

Numeración de las celdas vecinas a la actual en el anillo exterior:

- Si la celda actual es la (1,1), se conoce automáticamente el valor de sus celdas vecinas en el anillo exterior: (2, 1), (2, 2), (2, 3), (2, 4), (2, 5), (2, 6).
- Si la celda actual se encuentra en cualquier otro anillo:

```
if (PA_celda <= PA_anillo ){  
    PB_anillo = PA_anillo + 1;  
    PB_celda_min = PA_celda;  
}  
else{  
    int celdas_grupo = PA_anillo - 1;  
    int var = (PA_celda - PA_anillo) / celdas_grupo;  
    PB_anillo = PA_anillo + 1;  
    if (no ha habido resto)
```



```

        PB_celdamin = PA_celda + var;
    else
        PB_celdamin = PA_celda + (var + 1); }

```

Numeración de las celdas vecinas a la actual en el anillo interior:

- Si la celda actual se encuentra en el anillo 1, no tendrá vecinas en el anillo interior.
- Si la celda actual se encuentra en el anillo 2, sólo tendrá una celda vecina en el anillo interior:

```

if (PA_anillo == 2 ){
    PB_anillo = 1;
    PB_celda = 1;
}

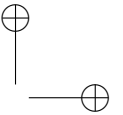
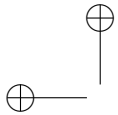
```

- Si la celda actual está en cualquiera de los otros anillos:

```

if (PA_celda <= PA_anillo - 1){
    PB_anillo = PA_anillo - 1;
    PB_celdamin = PA_celda;
}
else{
    int celdas_grupo = PA_anillo - 1;
    int var = (PA_celda - PA_anillo - 1) / celdas_grupo;
    PB_anillo = PA_anillo - 1;
    if (no ha habido resto)
        PB_celdamax = PA_celda + var;
    else

```

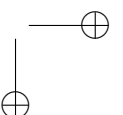
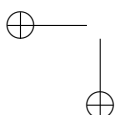
```
        PB_celda_max = PA_celda + (var + 1);  
    }
```

Numeración de las celdas vecinas a la actual en el mismo anillo:

- Si la celda actual se encuentra en el anillo 1, no tiene celdas vecinas en su mismo anillo.
- Si la celda actual se encuentra en cualquier otro anillo, tendrá dos vecinas de su mismo anillo²:

```
    PB_anillo = PA_anillo;  
    if (PA_celda == 6(PA_anillo - 1)){  
        PB_celda_max = PA_celda - 1;  
        PB_celda_min = 1;  
    }  
    if (PA_celda == 1){  
        PB_celda_max = 6(PA_anillo - 1);  
        PB_celda_min = PA_celda + 1;  
    }  
    else {  
        PB_celda_max = PA_celda + 1;  
        PB_celda_min = PA_celda - 1;  
    }  
}
```

²Las celdas vecinas en el mismo anillo tendrán una numeración de celda igual a la actual pero con una unidad más y una unidad menos, excepto en el de la primera celda del anillo o la última. Si la celda es la última del anillo, las vecinas serán la celda con numeración inferior en una unidad, y la primera celda del anillo, en cambio, si la celda es la primera numerada en el anillo, las vecinas serán la celda con una numeración superior en una unidad y la última celda del anillo.



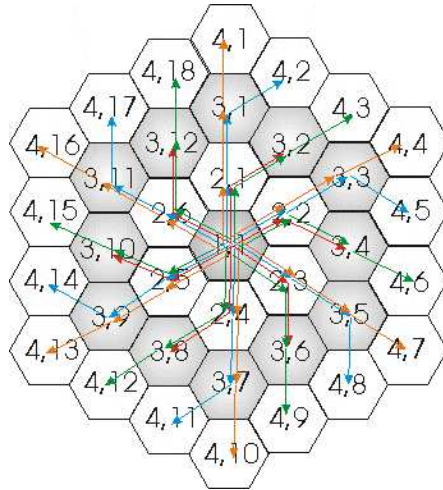
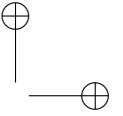
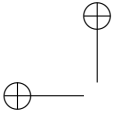


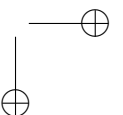
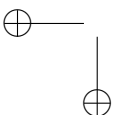
Figura C.3: Zona de trabajo dividida en anillos donde se estudian los ángulos de movimiento que deben seguir los nodos si se realiza la traslación de los ejes.

Debido a los problemas encontrados a la hora de diseñar los modelos que utilizaban el área de trabajo aquí explicada, ver sección C.2, se buscaron soluciones para estudiar si la resolución y la programación de los modelos podría ser más sencilla. Se trabajó en una traslación de ejes. La idea era trasladar el nodo origen a la celda (1, 1) para hacer los cálculos más fácilmente, para ello, se tenía que encontrar en qué celda quedaría después de la traslación el nodo destino. El problema de la traslación era encontrar los ángulos que tenía que ir moviéndose el nodo origen para situarlo en la posición (1,1), ver Fig. C.3. Una vez encontrados estos ángulos, para que el nodo destino fuera también trasladado, tenía que trasladarse con la misma combinación de ángulos que lo había hecho el nodo origen.

Matemáticamente es fácil saber qué distancia separa al nodo origen del centro de la zona de trabajo, celda (1, 1), pero ¿cómo encontrar con qué ángulo trasladar al nodo? ¿Cómo saber cual es la celda vecina hacia la que se



tiene que mover el nodo para llegar hasta el centro de la zona de trabajo?. Al intentar resolver estos nuevos planteamientos se obtuvo un problema similar al anterior.



C.2. Red de cuatro nodos donde el nodo "A" intenta comunicar con el nodo "C". Plano bidimensional donde la zona de trabajo está dividida en anillos.

En esta sección se describe brevemente y como ejemplo el modelo bidimensional diseñado cuando la zona de trabajo estaba numerada según los anillos que la componían. Como se ha expuesto con anterioridad, esta numeración de las celdas dio lugar a un modelo mucho más complejo de lo que era necesario, prueba de ello es el modelo resultante tras el cambio de numeración de las celdas, por lo que el modelo que aquí se presenta fue abandonado.

Este es el primer modelo bidimensional programado a partir de los modelos unidimensionales utilizados como base. La subred "Posición" se ha modificado, al trabajar en un plano bidimensional las probabilidades de movimiento han variado. Se ha implementado la probabilidad con la que el nodo al moverse se queda en el mismo anillo, pasa a un anillo interno o a un anillo externo, ver la sección C.1 de este mismo apéndice. En esta subred también se realiza el cálculo de la celda concreta a la que se mueve el nodo, por tanto, se debe conocer el valor de las celdas vecinas a la actual. Para poder conocer la posición de cada nodo, están los lugares asociados a dicha posición, un lugar determina el anillo en el que se encuentra «PA_anillo» y el otro la celda dentro de ese anillo «PA_celda», en este ejemplo para el caso del nodo "A", en la sección C.1 se ha explicado el cálculo de la numeración de las celdas vecinas. En la Fig. C.4 se muestra la subred de posición de forma anecdótica, ya que este modelo se dejó inacabado por su complicada programación. Esta complicación está directamente relacionada con la forma en la que se han numerado las celdas de la zona de trabajo como ya se ha explicado. También la subred de búsqueda requiere una programación muy compleja en una de

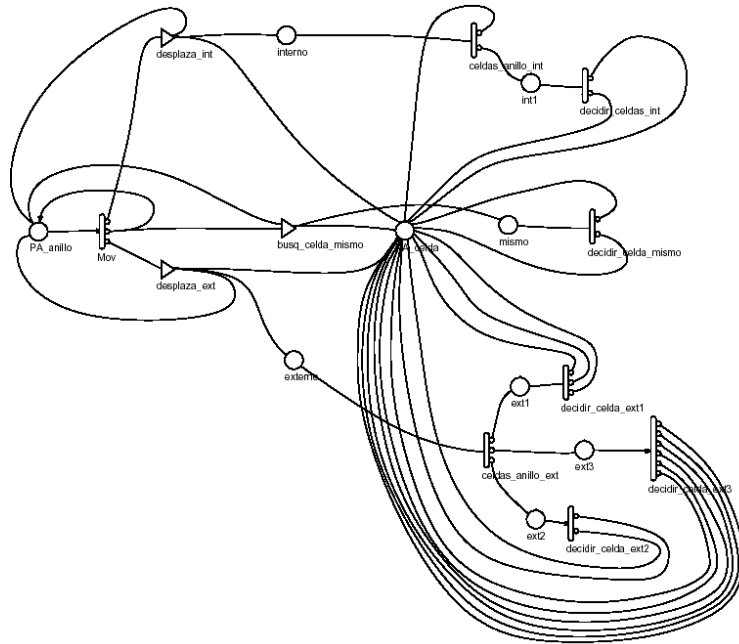


Figura C.4: Subred "Posición A". Área de trabajo dividida en anillos.

sus puertas de salida, la puerta «Búsqueda».

C.3. Cálculo de la ruta exacta en el modelo bidimensional

A continuación se muestran las posibles combinaciones entre los nodos que pueden formar la ruta cuando la red está formada por 6 nodos siendo *A* el nodo origen y *C* el nodo destino. Estas son las combinaciones a evaluar cuando en la subred correspondiente se está realizando la búsqueda de ruta. Para el establecimiento, la primera ruta encontrada (evaluándose en el orden que se presenta en la tabla C.1) es la ruta escogida, porque es la primera ruta encontrada con el menor número de saltos.

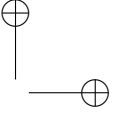
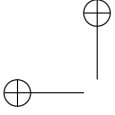
Para la recuperación de la ruta el mecanismo es más complejo. Cuando hay una ruta activa si se mueve uno de los nodos que pertenecen a ella se debe evaluar en primer lugar si la ruta sigue existiendo y por ello es necesario conocer la posición de cada nodo en la ruta y evaluar los enlaces con los vecinos del nodo que se ha movido. En segundo lugar, en el caso de que se haya roto alguno de los enlaces debe iniciarse de nuevo una búsqueda de ruta evaluando todas y cada una de las combinaciones desde el principio hasta que se encuentre una ruta alternativa.

Tabla C.1: Posibles rutas en una red con 6 nodos

Combinaciones	
A-C	A-E-B-F-C
A-B-C	A-E-D-B-C
A-E-C	A-E-D-F-C
A-F-C	A-E-F-B-C
A-B-D-C	A-E-F-D-C
A-B-E-C	A-F-B-D-C
A-B-F-C	A-F-B-E-C
A-D-B-C	A-F-D-B-C
A-D-E-C	A-F-D-E-C
Continuación . . .	

Tabla C.1: Posibles rutas en una red con 6 nodos (continuación)

Combinaciones	
A-D-F-C	A-F-E-D-C
A-E-B-C	A-F-E-B-C
A-E-D-C	A-B-D-E-F-C
A-E-F-C	A-B-D-F-E-C
A-F-B-C	A-B-E-D-F-C
A-F-D-C	A-B-E-F-D-C
A-F-E-C	A-B-F-D-E-C
A-B-D-E-C	A-B-F-E-D-C
A-B-D-F-C	A-D-B-E-F-C
A-B-E-D-C	A-D-B-F-E-C
A-B-E-F-C	A-D-E-B-F-C
A-B-F-D-C	A-D-E-F-B-C
A-B-F-E-C	A-D-F-B-E-C
A-D-B-E-C	A-D-F-E-B-C
A-D-B-F-C	A-F-B-D-E-C
A-D-E-F-C	A-F-B-E-D-C
A-D-E-B-C	A-F-D-B-E-C
A-D-F-B-C	A-F-D-E-B-C
A-D-F-E-C	A-F-E-B-D-C
A-E-B-D-C	A-F-E-D-B-C



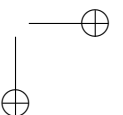
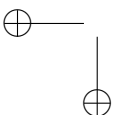
Apéndice **D**

Publicaciones

D.1. Relacionadas con la tesis

D.1.1. Capítulo de libro

1. Javier Silvestre-Blanes, Víctor-M. Sempere-Payá, **Teresa Albero-Albero**.
Título del libro: **Factory Automation**.
Título del capítulo: **VAN Applied to Control of Utilities Networks. Requirements and Capabilities**.
Intechweb, March 2010, ISBN: 978-953-307-024-7.
Edited by Javier Silvestre-Blanes.
2. **Teresa Albero-Albero** and Víctor-M. Sempere-Payá.
Título del libro: **Industrial Electronics Handbook (Electrical Engineering Handbook)**.
Título del capítulo: **Routing in Wireless Networks**.



2nd ed. J. D. Irwin and B. Wilamowski, Eds. Florida, USA: CRC Press, February 2011. ISBN: 978-0849383434

D.1.2. Revista

Nacional

1. Víctor Sempere, Javier Silvestre, **Teresa Albero**, Pablo Cabañuz.
Sistema de Supervisión y Control de Ámbito Metropolitano Basado en Redes Públicas de Comunicación, Automática e Instrumentación (CETISA BOIXAREU), Vol. 345, pp. 128-133, Noviembre 2003. ISSN: 0213-3113
2. V. Sempere, J. Silvestre, **T. Albero**, C. Díez.
Acceso remoto a imágenes e información de control de un Sistema de Supervisión mediante dispositivos móviles. Automática e Instrumentación (CETISA BOIXAREU), Vol. 357, pp 64-69, Diciembre 2004. ISSN: 0213-3113

Internacional

1. V. Sempere, **T. Albero**, J. Silvestre.
Analysis of Communication alternatives in a Heterogeneous Network for a Supervision and Control System, Elsevier. Computer Communications, Vol. 29, pp. 1133-1145. 2006 ISSN: 0140-3664
2. **Teresa Albero-Albero**, Víctor-M. Sempere-Payá, Jorge Mataix-Oltra.
Study of the Path Average Lifetime in ad hoc Networks using Stochastic Activity Networks. In Proceedings of the 16th International Conference on Analytical and Stochastic Modelling Techniques and Applications, ASMTA'09. Lecture Notes in Computer Science, Vol. 5513.

Khalid Al-Begain, Dieter Fiems, Gábor Horváth (Eds.). Springer Proceedings of the 16th International Conference, ASMTA'09, pp 71-88. Madrid, España. 2009

3. **Teresa Albero-Albero**, Víctor-M. Sempere-Payá, Jorge Mataix-Oltra.
Analysis and evaluation of the establishment and maintenance of paths in a MANET used for industrial process monitoring, Elsevier. Performance Evaluation, 2010. *Submitted*.

D.1.3. Congreso

Nacional

1. **T. Albero**, V. Sempere, J. Silvestre.
Nuevas tecnologías aplicadas a la red de saneamiento de la ciudad de Valencia. In Proceedings of the II Jornadas de la Investigación ante la Sociedad del Conocimiento". Sostenibilidad y medioambiente. pp. 93-96. Alcoy, España. 2005
2. J. Silvestre V. Sempere, **T. Albero**.
Telemonitorización en áreas metropolitanas con WiMAX. In Proceedings of the III Jornadas de la Investigación ante la Sociedad del Conocimiento. Sostenibilidad y medioambiente. pp.117-120. Alcoy, España. 2006
3. **T. Albero**, V. Sempere, J. Silvestre and J. Peiró.
Sistema de captura de datos medioambientales mediante GPRS. In Proceedings of the IV Jornadas de la Investigación ante la Sociedad del Conocimiento. Sostenibilidad y Medioambiente. pp. 143-147. Alcoy, España. 2007
4. **T. Albero**, V. Sempere, J. Mataix.

Estudio de alcanzabilidad en Redes ad hoc mediante redes de Actividad Estocástica. In Proceedings of the VI Jornadas de Ingeniería Telemática (JITEL'07). Málaga, España. 2007

5. Pedro Chaparro Valero, David Remondo, Mari Carmen Domingo, Jesús Alcober, **Teresa Albero**.

Emulación de Redes ad hoc. In Proceedings of the Simposium Nacional de la Unión Científica Internacional de Radio. URSI'06. Oviedo, España. 2006

Internacional

1. V. Sempere, J. Silvestre, **T. Albero**.

Supervision and control system of metropolitan scope based on public communication networks. In Proceedings of the IFAC International Conference on Fieldbus Systems and their applications, FeT'03. pp 317-323. Aveiro, Portugal. 2003

2. V. Sempere, **T. Albero**, J. Silvestre.

Remote Access to Images and Control Information of a Supervision System through GPRS. In Proceedings of the 1st IFAC Symposium on Telematics Applications on Automation and Robotics, TA'04. pp 107-112. Helsinki, Finlandia. 2004

3. V. Sempere, **T. Albero**, J. Silvestre.

Analysis of Communication alternatives over Public Networks for Supervision and Control Systems of Metropolitan Scope. In Proceedings of the IEEE International Symposium on Industrial Electronics, ISIE'04. pp. 597-602. Ajaccio, Francia. 2004

4. **T. Albero**, V. Sempere, J. Silvestre, P. Dabbas.

- Environmental Control System based on mobile devices.** In Proceedings of the 10th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation, ETFA'05. Vol. 1, pp. 831-838. Catania, Italia. 2005
5. **T. Albero**, V. Sempere, J. Mataix.
A study of mobility and reachability in ad hoc Networks using Stochastic Activity Networks. In Proceedings of the 2nd Conference on Next Generation Internet Design and Engineering. International, NGI'06. pp. 86-93. Valencia, España. 2006
6. **T. Albero**, V. Sempere, J. Mataix.
A study of multi-hop communications in ad hoc Networks using Stochastic Activity Networks. In Proceedings of the Workshop on Wireless and Mobility (EURO-NGI). International. NGI'06. Sitges, España. 2006
7. J. Silvestre, V. Sempere and **T. Albero**.
Wireless metropolitan area networks for telemonitoring applications. In Proceedings of the IFAC Fieldbus Technology and their Applications. FET'07. Toulouse, Francia. 2007
8. **Teresa Albero-Albero**, Salvador Santonja-Climent, Víctor-M. Sempere-Payá, Jorge Mataix-Oltra.
Study and analysis of AODV on 802.11b networks in real static and mobile scenarios. In Proceedings of the Euro-NF Workshop on Wireless and Mobility. Stressa, Italia. September 2009
9. **Teresa Albero-Albero**, Salvador Santonja-Climent, Víctor-M. Sempere-Payá, Jorge Mataix-Oltra.
AODV Performance Evaluation and Proposal of Parameters Modification for Multimedia Traffic on Wireless ad hoc Networks. In Proceedings of the 2nd IFIP Wireless Days. Paris, Francia. December 2009

10. Salvador Santonja-Climent, **Teresa Albero-Albero**, Javier Silvestre-Blanes, Víctor-M. Sempere-Payá, David Todolí-Ferrandis, Jesus Alcober.

Analysis of Control and Multimedia Real-Time Traffic over SIP and RTP on 802.11n Wireless Links for Utilities Networks. In Proceedings of the 15th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation, ETFA'10. Bilbao, España. September 2010.

D.2. Otras publicaciones

D.2.1. Congreso

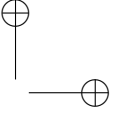
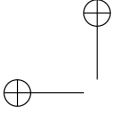
Internacional

1. J. Silvestre, V. Sempere, **T. Albero**.

Impact of the use of large frames sizes in fieldbuses for multimedia applications, In Proceedings of the 10th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation, ETFA'05. Vol. 1 pp. 433-440. Catania, Italia. 2005

2. J. Silvestre, V. Sempere, **T. Albero**.

Industrial Video Sequences for Network Performance Evaluation, In Proceedings of the IEEE International Workshop on Factory Communication Systems, WFCS'04. pp 343-347. Viena, Austria. 2004

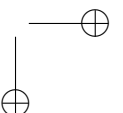
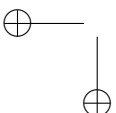


Apéndice **E**

Ámbito de la Tesis

Este trabajo se ha realizado en el ámbito de distintos proyectos de investigación de carácter nacional subvencionados por el Ministerio de Ciencia y Tecnología:

- *Servicios en tiempo real en Redes Heterogéneas. Soporte a sistemas de supervisión y control en grandes instalaciones, TIC2003-08129-C01.*
- *Especificación, evaluación e implementación de servicios media sobre una plataforma real de testbed constituida por una troncal heterogénea y redes ad-hoc, TSI2006-13380-C02-02.*
- *Especificación, evaluación e implementación de servicios media sobre una plataforma real de testbed constituida por una troncal heterogénea y redes ad-hoc, TSI2007-66637-C02-02.*
- *Servicios avanzados de monitorización y control sobre redes heterogéneas, PET2007_0316.*



Por último agradecer el apoyo a este trabajo por parte de la Generalitat Valenciana a través de la beca de formación de personal técnico de apoyo a la investigación (FPATI) con referencia TS/03/UPV/09.

Bibliografía

- [AASCSPMO09a] Teresa Albero-Albero, Salvador Santonja-Climent, Víctor-M. Sempere-Payá, y Jorge Mataix-Oltra, *Aodv performance evaluation and proposal of parameters modification for multimedia traffic on wireless ad hoc networks*, Proceedings of 2nd IFIP Wireless Days (Paris, Francia), December 2009.
- [AASCSPMO09b] ———, *Study and analysis of aodv on 802.11b networks in real static and mobile scenarios*, Proceedings of the Euro-NF Workshop on Wireless and Mobility (Stressa, Italia), 2009.
- [AASPMO09] Teresa Albero-Albero, Víctor-M. Sempere-Payá, y Jorge Mataix-Oltra, *Study of the path average lifetime in ad hoc networks using stochastic activity networks*, Lecture Notes in Computer Science, Springer Proceedings of the 16th International Conference on Analytical and Stochastic Modelling Techniques and Applications, ASMTA'09 **5513** (2009), 71–88.
- [AASPMO10] ———, *Analysis and evaluation of the establishment and maintenance of paths in a manet used for industrial process monitoring*, Performance Evaluation, en revisión (2010).
- [AODa] AODV, *Official web of aodv*, <http://moment.cs.ucsb.edu/AODV/aodv.html>.

- [AODb] AODV_UU, Department of information technology, uppsala university (sweden), <http://core.it.uu.se/core/index.php/AODV-UU>.
- [AS10] T. Albero y V. Sempere, *Routing in wireless networks*, second ed., Industrial Electronics Handbook, ch. 3, pp. 3.1–3.14, J. D. Irwin and B. Wilamowski, CRC Pres, 2010.
- [ASM06] T. Albero, V. Sempere, y J. Mataix, *A study of mobility and reachability in ad hoc networks using stochastic activity networks*, Proceedings of the 2nd Conference on Next Generation Internet Design and Engineering. International, NGI'06 (Valencia, España), 2006, pp. 86–93.
- [ASM07] ———, *Estudio de alcanzabilidad en redes ad hoc mediante redes de actividad estocástica*, Proceedings of the VI Jornadas de Ingeniería Telemática (JITEL'07) (Málaga, España), 2007.
- [ASSD05] T. Albero, V. Sempere, J. Silvestre, y P. Dabbas, *Environmental control system based on mobile devices*, Proceedings of 10th IEEE International Conference on Emerging Technologies and Factory Automation, ETFA'05 (Catania, Italia), vol. 1, 2005, pp. 831–838.
- [AT99] G. Aggelou y R. Tafazolli, *Rdmar: a bandwidth-efficient routing protocol for mobile ad hoc networks*, Proceedings of ACM International Workshop on Wireless Mobile Multimedia (WoWMoM), 1999, pp. 26–33.
- [AWD04] Mehran Abolhasan, Tadeusz Wysocki, y Eryk Dutkiewicz, *A review of routing protocols for mobile ad hoc networks*, Ad Hoc Networks 2 (2004), no. 1, 1–22.
- [AWW05] I. F. Akyildiz, X. Wang, y W. Wang, *Wireless mesh networks: a survey*, Computer Networks and ISDN Systems 47 (2005), no. 4, 445–487.
- [AY06] T. R. Andel y A. Yasinac, *On the credibility of manet simulations*, IEEE Computers 39 (2006), no. 7, 48–54.
- [BACS06] S.T. Beaudet, A T., Courtney, y A W.H. Sanders, *A behavior-based process for evaluating availability achievement risk using*

- stochastic activity networks*, Proceedings of the Reliability and Maintainability Symposium, RAMS'06, 2006, pp. 21–28.
- [BBMZ03] F. Bertocchi, P. Bergamo, G. Mazzini, y M. Zorzi, *Performance comparison of routing protocols for ad hoc networks*, Proceedings of the Global Telecommunications Conference, GLOBECOM'03, 2003, pp. 1033–1037.
- [BCD⁺06] Eleonora Borgia, Marco Conti, Franca Delmastro, Enrico Gregori, y Andrea Passarella, *Manet perspective: current and forthcoming technologies*, Proceedings of 5th IST Mobile & Wireless Communications Summit, Mykonos, June 2006.
- [BCDG05] Eleonora Borgia, Marco Conti, Franca Delmastro, y Enrico Gregori, *Experimental comparison of routing and middleware solutions for mobile ad hoc networks: Legacy vs cross-layer approach*, Proceedings of E-WIND Workshop, in conjunction with SIGCOMM'05 Workshops (Philadelphia), 2005.
- [BCDP05] Eleonora Borgia, Marco Conti, Franca Delmastro, y Luciana Pelusi, *Lessons from an ad hoc network test-bed: Middleware and routing issues*, Ad Hoc & Sensor Wireless Networks **1** (2005), 125–157.
- [BCSW98] S. Basagni, I. Chlamtac, V.R. Syrotivk, y B.A. Woodward, *A distance effect algorithm for mobility (dream)*, Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (Mobicom98), 1998.
- [BD07] Eleonora Borgia y Franca Delmastro, *Effects of unstable links on aodv performance in real testbeds*, EURASIP J. Wirel. Commun. Netw. **2007** (2007), no. 1, 32–32.
- [BH04] F. Bai y A. Helmy, *A survey of mobility models in wireless ad-hoc networks*, dover printing, tenth gpo printing ed., Kluwer Academic Publishers, 2004.
- [BHPC04] C. Bettstetter, H. Hartenstein, y X. Pérez-Costa, *Stochastic properties of the random waypoint mobility model: Epoch length, direction distribution, and cell change rate.*, Wireless Networks **10** (2004), no. 5, 555–567.

- [BLG01] S. H. Bae, S. Lee, y M. Gerla, *Multicast protocol implementation and validation in an ad hoc network testbed*, Proceedings of the ICC (Helsinki, Finland), June 2001.
- [BLG02] ———, *Unicast performance analysis of extended odmrp in a wired-to-wireless ad-hoc network testbed*, MILCOM 2002. Proceedings, vol. 2, oct. 2002, pp. 1228–1232.
- [BM03] S. Banerjee y A. Misra, *Adapting transmission power for optimal energy reliable multi-hop wireless communication*, Proceedings of the Wireless Optimization Workshop (WiOpt'03) (Sophia-Antipolis, France), March 2003.
- [BMJ⁺98] Josh Broch, David A. Maltz, David B. Johnson, Yih-Chun Hu, y Jorjeta Jetcheva, *A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols*, Proceedings of the 4th annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom'98) (Dallas, TX), October 1998, pp. 85–97.
- [Bol01] J. Boleng, *Normalizing mobility characteristics and enabling adaptive protocols for ad hoc networks*, Proceedings of the Local and Metropolitan Area Networks Workshop (LAN-MAN), 2001, pp. 9–12.
- [Bor05] E. Borgia, *Experimental evaluation of ad hoc routing protocols*, Proceedings of the 3rd International Conference On Pervasive Computing and Communications Workshops (PerCom 2005 Workshops), 2005.
- [BRCJP04] Elizabeth Belding-Royer, Ian Chakeres, David Johnson, y Charlie Perkins, *Dymo - dynamic manet on-demand routing protocol*, Proceedings of the Sixty-First Internet Engineering Task Force (Washington, DC, USA), August 2004.
- [CBD02] T. Camp, J. Boleng, y V. Davies, *A survey of mobility models for ad hoc network research*, Wireless communications & Mobile Computing, special issue on Mobile Ad Hoc networking: research, trends and applications 2 (2002), no. 5, 483–502.
- [CBR02] I.D. Chakeres y E. M. Belding-Royer, *The utility of hello messages for determining link connectivity*, Proceedings of the 5th

- International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC) (Honolulu, Hawaii), October 2002, pp. 5604–508.
- [CCD⁺01] T. Clark, T. Courtney, D. Daly, D. Deavours, S. Derisavi, J. M. Doyle, W. H. Sanders, y P. Webster, *The möbius modeling tool*, Proceedings of the 9th International Workshop on Petri Nets and Performance Models (Aachen, Germany), 2001, pp. 241–250.
- [CCL03] I. Chlamtac, M. Conti, y J.J.-N. Liu, *Mobile ad hoc networking: Imperatives and challenges*, Ad Hoc Networks Journal **1** (2003), no. 1, 13–64.
- [CDD06] X. Carcelle, T. Dang, y C. Devic, *Industrial wireless technologies: applications for the electrical utilities*, Proceedings of IEEE International Conference on Industrial Informatics, 2006, pp. 108–113.
- [CE95] M.S. Corson y A. Ephremides, *A distributed routing algorithm for mobile wireless networks*, Wireless networks **1** (1995), no. 1, 61–81.
- [CG98] T.W. Chen y M. Gerla, *Global state routing: a new routing scheme for ad hoc wireless networks*, Proceedings of the IEEE ICC, 1998.
- [CG07] M. Conti y S. Giordano, *Multihop ad hoc networking: The theory*, IEEE Communications Magazine **45** (2007), no. 4, 78–86.
- [CGM02] V. Casares, P. García, y J. Mataix, *Modeling mobility tracking procedures in pcs systems using stochastic activity networks*, International Journal of Wireless Information Networks **9** (2002), no. 4, 213–226.
- [CH04] T. Chiang y Huang, *Multicast routing representation in ad hoc networks using fuzzy petri nets*, Proceedings of the 18th international Conference on Advanced information Networking and Applications, AINA (Washington, DC), vol. 2, March 2004.
- [CJ03] T. Clausen y P. Jacquet, *Optimized link state routing protocol (olsr)*, rfc 3626, 2003.

- [CLF07] D. Camara, A.A.F. Loureiro, y F. Filali, *Methodology for formal verification of routing protocols for ad hoc wireless networks*, Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference, GLOBECOM'07, October 2007, pp. 705–709.
- [CM99] S. Corson y J. Macker, *Mobile ad hoc networking (manet): Routing protocol performance. issues and evaluation considerations*. rfc 2501, 1999.
- [Com06] LAN/MAN Standards Committee, *Ieee standard for information technology— telecommunications and information exchange between systems— local and metropolitan area networks— specific requirements. part 15.4: Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low-rate wireless personal area networks (lrwpans)*, IEEE Std 802.15.4™-2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003), 2006.
- [CSB⁺01] J.A. Clavijo, M.J. Segarra, C. Baeza, C.D. Moreno, R. Sanz, A. Jiménez, R. Vázquez, F.J. Díaz, y A. Díez, *Real-time video for distributed control systems*, Control Engineering Practice **9** (2001), 459–466.
- [CSS02] D. Cavin, Y. Sasson, y A. Schiper, *On the accuracy of manet simulators*, Proceedings of the Second ACM international Workshop on Principles of Mobile Computing, POMC'02 (Toulouse, France), October 2002, pp. 38–43.
- [CVG⁺05] Llorenç Cerdà, Michael Voorhaen, Rafael Guimarães, José m Barceló, Jorge García, y Chris Blondia, *A reservation scheme satisfying bandwidth qos constrains for ad-hoc networks*, Presented at the EuroNGI Dagstuhl Workshop and published in the Lecture Notes in Computer Science (LNCS) series, 2005, pp. 176–188.
- [CWLG97] C.C. Chiang, H. K. Wu, W. Liu, y M. Gerla, *Routing in clustered multihop, mobile wireless networks with fading channel*, Proceedings of IEEE SICON'97, April 1997, pp. 197–211.
- [DDD⁺00] D. Daly, D. D. Deavours, J. M. Doyle, P. G. Webster, y W. H. Sanders, *Möbius: An extensible tool for performance and dependability modeling*, Computer Performance Evaluation: Mo-

- delling Techniques and Tools: Proceedings of the 11th International Conference, TOOLS 2000 **1786** (2000), 332–336.
- [DP93] J.D. Decotignie y P. Pleineveaux, *A survey on industrial communication networks*, *Annals of Telecommunications* **48** (1993), no. 9-10, 435–448.
- [DPR00] Samir R. Das, Ch. Perkins, y E. M. Royer, *Performance comparison of two on-demand routing protocols for ad hoc networks*, *Proceedings of the IEEE INFOCOM 2000*, 2000, pp. 3–12.
- [DR07] M. C. Domingo y D. Remondo, *Qos support between ad hoc networks and fixed ip networks*, *Computer Communications* **31** (2007), no. 11, 2646–2655.
- [DRWT97] R. Dube, C. Rais, K. Wang, y S. Tripathi, *Signal stability based adaptive routing (ssa) for ad hoc mobile networks*, *IEEE Personal Communications* **4** (1997), no. 1, 36–45.
- [Gar01] P. García, *Modelado y evaluación de estrategias de seguimiento de terminales móviles. análisis de la carga de señalización en la red de acceso y en la red inteligente*, Ph.D. thesis, Universidad Politécnica de Valencia, 2001.
- [GBH05] Q. Gao, K.J. Bloq, y D.J. Holding, *Radio range adjustment for energy efficient wireless sensor network*, *Ad Hoc Networks* **4** (2005), no. 1, 75–82.
- [GCM⁺05] C. Gomez, M. Catalan, X. Mantecon, J. Paradells, y A. Calveras, *Evaluating performance of real ad hoc networks using aodv with hello message mechanism for maintaining local connectivity*, *Proceedings of the IEEE 16th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (Berlin)*, September 2005, pp. 1327–1331.
- [GEM02] V. Casares Giner, P. García Escallé, y J. Mataix, *Modeling mobility tracking procedures in pcs systems using stochastic activity networks*, *International Journal of Wireless Information Networks* **9** (2002), no. 4, 213–226.
- [GH99] R. German y A. Heindl, *Performance evaluation of the ieee 802.11 wireless lans with stochastic petri nets*, *Proceedings of*

- the 8th international Workshop on Petri Nets and Performance Models, PNPM. IEEE Computer Society (Washington, DC), September 1999.
- [GH06] Q. Gan y B. E. Helvik, *Dependability modeling and analysis of networks as taking routing and traffic into account*, Proceedings of the 2nd Euro NGI Conference: Next Generation Internet Design and Engineering (Valencia, España), 2006.
- [GHP02] M. Gerla, Xiaoyan Hong, y Guangyu Pei, *Fisheye state routing protocol (fsr) for ad hoc networks*, draft-ietf-manet-fsr-03.txt, 2002.
- [GLAS99] J.J. García-Luna-Aceves y C. Marcelo Spohn, *Source-tree routing in wireless network*, Proceedings of the Seventh Annual International conference on Network Protocols, RAMS'06 (Toronto, Canada), October 1999, p. 273.
- [Gro] PERFORM Group, (*performability engineering research group*) of illinois at urbana-champaign, <http://www.mobius.uiuc.edu/>.
- [GSB02] M. Günes, U. Sorges, y I. Bouazizi, *Ara-the ant-colony based routing algorithm for manets*, Proceedings of ICPP workshop on Ad Hoc Networks (IWAHN 2002), August 2002, pp. 79–85.
- [GWW04] A. Gupta, I. Wormsbecker, y C. Williamson, *Experimental evaluation of tcp performance in multi-hop wireless ad hoc networks*, Proceedings of the IEEE Computer Society's 12th Annual international Symposium on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunications Systems. MASCOTS. IEEE Computer Society (Washington, DC), October 2004, pp. 3–11.
- [Haa97] Z. Haas, *A new routing protocol for the reconfigurable wireless networks*, Proceedings of the the IEEE Int. Conf. on Universal Personal Communications, October 1997.
- [HG01] A. Heindl y R. German, *Performance modeling of ieee 802.11 wireless lans with stochastic petri nets*, *Wireless Networks* **44** (2001), no. 1-4, 139–164.

- [Hol05] K. Holter, *Comparing aodv and olsr*, folk.uio.no/kenneho/studies/essay/essay.html, 2005.
- [Huh04] A. Huhtonen, *Comparing aodv and olsr routing protocols*, Telecommunications Software and Multimedia, 2004.
- [IB04] B. Ishibashi y R. Boutaba, *Topology and mobility considerations in mobile ad hoc networks*, Ad Hoc Networks Journal **3** (2004), no. 6, 62–76.
- [IET] IETF, *Official ietf working group manet webpage*, <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.
- [Ipt] Iptable, *Linux iptables tool homepage*, <http://www.netfilter.org/>.
- [ISA] ISA, *International society of automation*, <http://www.isa.org>.
- [JHM07] D. Johnson, Y. Hu, y D. Maltz, *Dynamic source routing protocol (dsr) for mobile ad hoc networks for ipv4*, rfc 4728, 2007.
- [JJT99] M. Jiang, J. Ji, y Y.C. Tay, *Cluster based routing protocol*, Internet Draft, draft-ietf-manet-cbrp-spec-01.txt, work in progress, 1999.
- [JM96] David B. Johnson y David A. Maltz, *Dynamic source routing in ad hoc wireless networks*, t. imielinski and h. korth, kluwer academic publishers ed., ch. 5, pp. 153–181, Mobile Computing, 1996.
- [JMB01] David B. Johnson, David A. Maltz, y Josh Broch, *Dsr: The dynamic source routing protocol for multi-hop*, Ad Hoc Networking (2001), 139–172.
- [JMC⁺01] P. Jacquet, P. Muhlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, y L. Viennot, *Optimized link state routing protocol*, Proceedings of IEEE INMIC (Pakistan), 2001.
- [JNL99] M. Joa-Ng y I.-T. Lu, *A peer-to-peer zone-based two-level link state routing for mobile ad hoc networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications **17** (1999), no. 8, 1415–1425.

- [KCC05] S. Kurkowski, T. Camp, y M. Colagrosso, *Manet simulation studies: the incredibles*, Proceedings of the ACM SIGMOBILE Mobile Computer and Communications Rev., vol. 9, October 2005, pp. 50–61.
- [Kir09] H. Kirrmann, *Real-time consideration. industrial automation*, http://lamspeople.epfl.ch/kirrmann/Slides/AI_810_Real-time_response.ppt, 2009.
- [KLZ07] R. Kodikara, S. Ling, y A. Zaslavsky, *Evaluating cross-layer context exchange in mobile ad-hoc networks with colored petri nets*, Proceedings of the IEEE International Conference on Pervasive Services., 2007, pp. 173–176.
- [KMJ00] Quifa Ke, David Maltz, y David B. Johnson, *Emulation of multi-hop wireless ad hoc networks*, Proceedings of the 7th International Workshop on Mobile Multimedia Communications (MoMuC), October 2000.
- [KR97] K.K. Kasera y R. Ramanathan, *A location management protocol for hierarchically organised multihop mobile wireless networks*, Proceedings of the IEEE ICUPC'97 (San Diego, CA), October 1997, pp. 158–162.
- [KRH08] B. R. Arun Kumar, C. Lokanatha Reddy, y Prakash S. Hieremath, *Performance comparison of wireless mobile ad-hoc network routing protocols*, International Journal of Computer Science and Network Security, IJCSNS 8 (2008), no. 6, 337–343.
- [KV98] Y. Ko y N. H. Vaidya, *Location-aided routing (lar) mobile ad hoc networkss*, Proceedings of AMOBICOM'98 (Dallas, TX), 1998.
- [LLN⁺02] H. Lundgren, D. Lundberg, J. Nielsen, E. Nordstrom, y C. Tschudin, *A large-scale testbed for reproducible ad hoc protocol evaluations*, Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference Record, 2002.
- [LNT02] H. Lundgren, E. Nordström, y C. Tschudin, *Coping with communication gray zones in ieee 802.11b based ad hoc networks*, WOWMOM '02: Proceedings of the 5th ACM international workshop on Wireless mobile multimedia (New York, NY, USA), ACM, 2002, pp. 49–55.

- [LS⁺05] E. Egea López, A. Martínez Sala, J. Vales Alonso, J. García Haro, y J.-M. Malgosa Sanahuja, *Wireless communications deployment in industry: a review of issues, options and technologies*, *Computers in Industry* **56** (2005), 29–53.
- [LUB07] J. Lorincz, N. Ukic, y D. Begusic, *Throughput comparison of aodv-uu and dsr-uu protocol implementations in multi-hop static environments*, *Proceedings of the 9th International Conference on Telecommunications, ConTel 2007.*, 2007, pp. 195–202.
- [LWS06] M. Lott, M. Weckerle, y M. Siebert, *Performance analysis of resource allocation in wireless multihop networks*, *Computer Communications* **29** (2006), no. 8, 983–993.
- [LZKS04] M.J. Lee, J. Zheng, Y.-B. Ko, y D.M. Shrestha, *Emerging standards for wireless mesh technology*, *IEEE Wireless Communications* **13** (2004), no. 2, 56–63.
- [MAGECG05] Ignacio Martínez-Arrúe, Pablo García-Escalle, y Vicente Casares-Giner, *Mobile user location management under a random-directional mobility pattern for pcs networks*, 2005.
- [MAR05] Hui Ma, H.M.K. Alazemi, y S. Roy, *A stochastic model for optimizing physical carrier sensing and spatial reuse in wireless ad hoc networks*, *Proceedings of IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems Conference, MAHSS*, 2005, p. 622.
- [MBJ99] David A. Maltz, Josh Broch, y David B. Johnson, *Experiences designing and building a multi-hop wireless ad hoc network testbed*, *Computing Science Technical Report CMU-CS-99-116*, School of Computer Science, Carnegie Mellon University, Pittsburgh, Pennsylvania, 1999.
- [MBJ01] ———, *Lessons from a full-scale multihop wireless ad hoc network testbed*, *IEEE Personal Communications* **8** (2001), no. 1, 8–15.
- [MBJJ99] David A. Maltz, Josh Broch, Jorjeta Jetcheva, y David B. Johnson, *The effects of on-demand behavior in routing protocols for multi-hop wireless ad hoc networks*, *IEEE Journal on Selected Areas of Communications, special issue on Mobile and Wireless Networks* **17** (1999), no. 8, 1439–1453.

- [MFHF04] M. Möske, H. Fübler, H. Hartenstein, y W. Franz, *Performance measurements of a vehicular ad hoc network*, Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Society (VTC) (Milan), 2004.
- [MGC05] I. Martínez, P. García, y V. Casares, *Mobile user location management under a random-directional mobility pattern for pcs networks*, Proceedings of the HET-NETs'05, 2005.
- [MGLA95] S. Murthy y J.J. García-Luna-Aceves, *A routing protocol for packet radio networks*, Proceedings of the First Annual ACM International conference on Mobile computing and Networking (Berkeley, CA), 1995, pp. 86–95.
- [MGLA96] Shree Murthy y J. J. Garcia-Luna-Aceves, *An efficient routing protocol for wireless networks*, Mob. Netw. Appl. **1** (1996), no. 2, 183–197.
- [MHW04] Hao Ma, Zhigang Hu, y Guojun Wang, *A reliable routing algorithm in mobile ad hoc networks using fuzzy petri net*, Proceedings of the Global Telecommunications Conference Workshops, Globecom Workshops 2004, 2004.
- [MLSPC03] Shiwen Mao, Shunan Lin, and Yao Wang S. Panwar, y E. Celebi, *Video transport over ad hoc networks: multistream coding with multipath transport*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications **21** (2003), 1721–1737.
- [MM84] A. Movaghar y J. F. Meyer, *Performability modeling with stochastic activity networks*, Proceedings of Real-Time Systems Symposium (Austin, TX), December 1984.
- [MMS85] J. F. Meyer, A. Movaghar, y W. H. Sanders, *Stochastic activity networks: Structure, behaviour and application*, Proceedings of the Int. Conf. On Timed Petri Nets (Turin, Italy), July 1985, pp. 106–115.
- [Moy95] J. Moy, *Link-state routing*, Routing in communications networks (1995), 135–157.
- [MRBV05] P. Mahadevan, A. Rodriguez, D. Becker, y A. Vahdat, *Mobinet: a scalable emulation infrastructure for ad hoc and wireless networks.*, 2005 Workshop on Wireless Traffic Measurements and Modeling. International Conference On Mobile

- Systems, Applications And Services. (Berkeley, CA), June 2005, pp. 7–12.
- [MSM01] OC. Mantel, N. Scully, y A. Mawira, *Radio aspects of hybrid wireless ad hoc networks*, Proceedings of the IEEE VTS 53RD Vehicular Technology Conference (Sophia-Antipolis, France), vol. 1, 2001, pp. 1139–1143.
- [Neu01] P. Neumann, *Integration of fieldbus systems and telecommunications systems in the field of industrial automation*, Proceedings of the V Simpósio Brasileiro de Automação Inteligente, 2001.
- [Neu07] ———, *Communication in industrial automation - what is going on?*, Control Engineering Practice **15** (2007), no. 11, 1332–1347.
- [NGL05] E. Nordstrom, P. Gunningberg, y H. Lundgren, *A testbed and methodology for experimental evaluation of wireless mobile ad hoc networks*, Proceedings of the First International Conference on Testbeds and Research Infrastructures for the Development of Networks and Communities (Tridentcom), 2005, pp. 100–109.
- [NLB00] N. Nikaiein, H. Laboid, y C. Bonnet, *Distributed dynamic routing algorithm (ddr) for mobile ad hoc networks*, Proceedings of the MobiHOC 2000: First Annual Work-shop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, 2000.
- [NRD94] G. Noubir, P. Raja, y J.-D. Decotignie, *Simulating the fieldbus synchronous model by timed petri nets*, Proceedings of the 20th International conference on Industrial Electronics, Control and Instrumentation, IECON'94 (Bologna, Italy), september 1994, pp. 1205–1210.
- [OTL04] R. Ogier, F. Templin, y M. Lewis, *Topology dissemination based on reverse-path forwarding (tbrpf)*, rfc 3684, 2004.
- [PB94] Charles E. Perkins y Pravin Bhagwat, *Highly dynamic destination sequenced distance vector (dsv) for mobile computers*, Proceedings of the SIGCOMM'94 Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications, August 1994.

- [PC97] V. D. Park y M. S. Corson, *A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks*, Proceedings of IEEE Infocom (Athens, Greece), July 1997.
- [PC98] ———, *A performance comparison of the temporally-ordered routing algorithm and ideal link-state routing*, Proceedings of ISCC'98 (Athens, Greece), July 1998.
- [Per95] Performability Engineering Research Group (PERFORM), *Ultrasan user's manual*, 1995.
- [Per98] C.E. Perkins, *Mobile networking in the internet*, Mobile Networks and Applications **3** (1998), 319–334.
- [Per99] Charles E. Perkins, *Mobile networking in the internet*, Mobile Networks and Applications **3** (1999), no. 4, 319–334.
- [Per07] Performability Engineering Research Group (PERFORM), *Möbiustm. model-based environment for validation of system reliability, availability, security, and performance. user manual*, 2007.
- [PGHC99] G. Pei, M. Gerla, X. Hong, y C. Chiang, *A wireless hierarchical routing protocol with group mobility*, Proceedings of Wireless Communications and Networking (New Orleans, LA), 1999.
- [PR99] Charles E. Perkins y Elizabeth M. Royer, *Ad hoc on-demand distance vector routing*, Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (New Orleans, LA), February 1999, pp. 90–100.
- [PR03] C. Perkins y E. Royer, *Ad-hoc on-demand distance vector routing (aodv)*, rfc 3561, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>, 2003.
- [PT02] F. Pacheco y E. Tovar, *User-interface technologies for the industrial environment: Towards the cyber-factory*, Proceedings of the 16th CaberNet Radicals Workshop., 2002.
- [RGLA99] J. Raju y J. Garcia-Luna-Aceves, *A new approach to on-demand loop-free multipath routing*, Proceedings of the 8th Annual IEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN) (Boston, MA), October 1999, pp. 522–527.

- [RP99] Elizabeth M. Royer y Charles E. Perkins, *Multicast operation of the ad hoc on-demand distance vector routing protocol*, Proceedings of the MobiCom'99 (Seattle, WA), August 1999, pp. 207–218.
- [RP00] ———, *An implementation study of the aodv routing protocol*, Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference (Chicago, IL), September 2000.
- [RRC06] David Rincón, David Remondo, y Cristina Cano, *On the shaping introduced by ieee 802.11 nodes in long-range dependent traffic*, Lecture Notes in Computer Science **4396** (2006), no. 1, 12–28.
- [RRR+99] S. Radhakrishnan, N.S.V Rao, G. Racherla, C.N. Sekharan, y S.G. Batsell, *Dst a routing protocol for ad hoc networks using distributed spanning trees*, Proceedings in IEEE Wireless Communications and Networking Conference (New Orleans, LA), 1999.
- [RT99] Elizabeth M. Royer y Chai-Keong Toh, *A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks*, IEEE Personal Communication **6** (1999), no. 2, 46–55.
- [San88] W. H. Sanders, *Construction and solution of performability models based on stochastic activity networks*, Ph.D. thesis, Universidad de Michigan (EE.UU), 1988.
- [San99] ———, *Integrated frameworks for multi-level and multi-formalism modeling*, Proceedings of PNPM'99: 8th International Workshop on Petri Nets and Performance Models (Zaragoza, Spain), 1999, pp. 2–9.
- [SAS04a] V. Sempere, T. Albero, y J. Silvestre, *Analysis of communication alternatives over public networks for supervision and control systems of metropolitan scope*, Proceedings of the IEEE International Symposium on Industrial Electronics, ISIE'04 (Ajaccio, Francia), 2004, pp. 597–602.
- [SAS04b] ———, *Remote access to images and control information of a supervision system through gprs*, Proceedings of 1st IFAC Symposium on Telematics Applications on Automation and Robotics, TA'04 (Helsinki, Finlandia), 2004, pp. 107–112.

- [SAS06] ———, *Analysis of communication alternatives in a heterogeneous network for a supervision and control system*, *Computer Communications* **29** (2006), 1133–1145.
- [SBKH03] N. Sadagopan, F. Bai, B. Krishnamachari, y A. Helmy, *Paths: analysis of path duration statistics and their impact on reactive manet routing protocols*, *Proceedings of the of MobiHoc.*, 2003, pp. 245–256.
- [SBSPAA10] Javier Silvestre-Blanes, Víctor-M. Sempere-Payá, y Teresa Albero-Albero, *Van applied to control of utilities networks. requirements and capabilities*, *Factory Automation*, ch. 6, pp. 121–138, Javier Silvestre-Blanes, March 2010.
- [Sem98] Víctor M. Sempere, *Modelado y evaluación de sistemas para la interconexión de redes de comunicaciones industriales*, Ph.D. thesis, Universidad Politécnica de Valencia, 1998.
- [SF93] W. H. Sanders y R. S. Freire, *Efficient simulation of hierarchical stochastic activity network models*, *Discrete Event Dynamic Systems: Theory and Applications* **4** (1993), no. 2/3, 271–300.
- [SLH02] A. Martínez Sala, E. Egea López, y J. García Haro, *Despliegue de redes inalámbricas en entornos industriales*, *Proceedings of the Symposium Nacional de la Unión Científica Internacional de Radio (Alcalá de Henares, España)*, 2002.
- [SM91] W. H. Sanders y J. F. Meyer, *Reduce base model construction methods for stochastic activity networks*, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, special issue on Computer-Aided Modeling, Analysis and Design of Communication Networks **9** (1991), no. 1, 25–36.
- [SM02] ———, *Stochastic activity networks: formal definitions and concepts*, *Springer Lectures On Formal Methods And Performance Analysis*, first EEF/Euro summer school on trends in Computer Science (2002), 315–343.
- [SOQW95] W. H. Sanders, W. D. Oball, M. A. Qureshi, y F. K. Widjarnarko, *The ultrasan modeling environment*, *Performance Evaluation* **24** (1995), no. 1, 89–115.

- [SS07] J. Silvestre y V. Sempere, *An architecture for flexible scheduling in profibus networks*, *Computer Standards & Interfaces* **29** (2007), 546–560.
- [SSA03] V. Sempere, J. Silvestre, y T. Albero, *Supervision and control system of metropolitan scope based on public communication networks*, *Proceedings of the IFAC Int. Conference on Fieldbus Systems and their applications, FeT'03* (Aveiro, Portugal), 2003, pp. 317–323.
- [SSA04] J. Silvestre, V. Sempere, y T. Albero, *Industrial video sequences for network performance evaluation*, *Proceedings of the IEEE International Workshop on Factory Communication Systems, WFCS'04* (Viena, Austria), 2004, pp. 343–347.
- [SSA07] ———, *Wireless metropolitan area networks for telemonitoring applications*, *Proceedings of the IFAC Fieldbus Technology and their Applications. FET'07* (Toulouse, Francia), 2007.
- [SSAC03] Víctor Sempere, Javier Silvestre, Teresa Albero, y Pablo Cabañuz, *Sistema de supervisión y control de Ámbito metropolitano basado en redes públicas de comunicación*, *Automática e Instrumentación (CETISA BOIXAREU)* **345** (2003), 128–133.
- [SSAD04] V. Sempere, J. Silvestre, T. Albero, y C. Díez, *Acceso remoto a imágenes e información de control de un sistema de supervisión mediante dispositivos móviles*, *Automática e Instrumentación (CETISA BOIXAREU)* **357** (2004), 64–69.
- [sTG09] IEEE 802.11s Task Group, *Draft amendment to standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - lan/man specific requirements - part 11: Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications: Amendment: Ess mesh networking, ieee p802.11s/d3.0*, 2009.
- [STS04] IEEE Computer Society, IEEE Microwave Theory, y Techniques Society., *IEEE std 802.16-2004 (revision of. ieee std 802.16-2001), IEEE standard for local and metropolitan area networks part 16: Air interface for fixed broadband wireless access systems. sponsored by the lan/man standards comitee.*, 2004.

- [TG] IEEE 802.15 WPANTM Task Group 5 (TG5), <http://ieee802.org/15/pub/TG5.html>.
- [TGLN05] Christian Tschudin, Per Gunningberg, Henrik Lundgren, y Erik Nordstrom, *Lessons from experimental manet research*, Elsevier Ad Hoc Networks Journal, special issue on "Ad Hoc Networking for Pervasive Systems" 3 (2005), no. 2, 221–233.
- [Toh96] C. Toh, *A novel distributed routing protocol to support ad hoc mobile computing*, Proceedings of IEEE 15th Annual International Phoenix Conference, 1996, pp. 480–486.
- [TVPF01] E. Tovar, F. Vasques, F. Pacheco, y L. Ferreira, *Industrial multimedia over factory-floor networks*, Proceedings of the 10th IFAC Symposium on Information Control Problems in Manufacturing INCOM, 2001.
- [Wil08] A. Willig, *Recent and emerging topics in wireless industrial communications: A selection*, IEEE Transactions on Industrial Informatics 4 (2008), 102–124.
- [WMF02] E. Welsh, P. Murphy, y J.P. Frantz, *A mobile testbed for gps-based its/ivc and ad hoc routing experimentation*, Wireless Personal Multimedia Communications, 2002. The 5th International Symposium on, vol. 2, October 2002, pp. 796–800.
- [WS01] S.C. Woo y S. Singh, *Scalable routing protocol for ad hoc networks*, Wireless networks 7 (2001), no. 5, 513–529.
- [XML04] Chaoyue Xiong, Tadao Murata, y Jason Leigh, *An approach for verifying routing protocols in mobile ad hoc networks using petri nets*, Proceedings of the IEEE 6th Circuits and Systems Symposium on Emerging Technologies: Frontiers of Mobile and Wireless Communication, vol. 2, 2004, pp. 537–540.
- [XMT02] Chaovue Xiong, Tadao Murata, y Jeffery Tsai, *Modeling and simulation of routing protocol for mobile ad hoc networks using colored petri nets*, Proceedings of the Conference on Application and theory of Petri Nets: formal methods in software engineering and defence systems (Adelaide, Australia), vol. 12, June 2002, pp. 145–153.

- [XS01] S. Xu y T. Saadawi, *Does the ieee 802.11 mac protocol work well in multihop wireless ad hoc networks?*, *EEE Communications Magazine* **39** (2001), no. 6, 130–137.
- [YPK04] M. Yuksel, R. Pradhan, y S. Kalyanaraman, *An implementation framework for trajectory-based routing in ad-hoc networks*, *Communications, 2004 IEEE International Conference on*, vol. 7, jun. 2004, pp. 4062–4066.
- [YW02] Z. Yongguang y L. Wei, *An integrated environment for testing mobile ad-hoc networks*, *Proceedings of the Mobihoc, 2002*.
- [ZL02] Y. Zhang y W. Li, *An integrated environment for testing mobile ad-hoc networks*, *Proceedings of the 3rd ACM international Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing, MobiHoc'02 (New York, NY), June 2002*, pp. 104–111.
- [ZM05] Baoxian Zhang y H.T. Mouftah, *Qos routing for wireless ad hoc networks: problems, algorithms, and protocols*, *IEEE Communications Magazine* **43** (2005), no. 10, 110–117.
- [ZZ03] C. Zhang y M. Zhou, *A stochastic petri net-approach to modeling and analysis of ad hoc network*, *Proceedings of the Conference on Information Technology: Research and Education. ITRE2003 (Washington, DC), 2003*, pp. 152–156.