



**UNIVERSIDAD DE MÁLAGA**  
**ESCUELA TÉCNICA SUPERIOR DE**  
**INGENIERÍA DE TELECOMUNICACIÓN**

**TESIS DOCTORAL**

**DESCUBRIMIENTO ADAPTATIVO DE**  
**PASARELAS EN REDES MANET**  
**CONECTADAS A INTERNET**

Autor: Antonio Jesús Yuste Delgado  
Ingeniero de Telecomunicación

2012



Dr. D<sup>a</sup> ALICIA TRIVIÑO CABRERA y Dr. D. EDUARDO CASILARI PÉREZ, PROFESORES AYUDANTE DOCTOR DEL DEPARTAMENTO DE INGENIERÍA ELÉCTRICA Y TITULAR DEL DEPARTAMENTO DE TECNOLOGÍA ELECTRÓNICA DE LA UNIVERSIDAD DE MÁLAGA

INFORMAN:

Que D. Antonio Jesús Yuste Delgado, Ingeniero de Telecomunicación, ha realizado en el Departamento de Tecnología Electrónica de la Universidad de Málaga, bajo nuestra dirección el trabajo de investigación correspondiente a su Tesis Doctoral titulada:

“DESCUBRIMIENTO ADAPTATIVO DE PASARELAS EN REDES MANET  
CONCETADAS A INTERNET”

Revisado el presente trabajo, estimamos que puede ser presentado al Tribunal que ha de juzgarlo. Por tanto AUTORIZAMOS y AVALAMOS la presentación de esta Tesis en la Universidad de Málaga.

Málaga, a 2 de Febrero de 2012

Fdo. Alicia Triviño Cabrera  
Profesor Ayudante Doctor del  
Dpto. de Ingeniería Eléctrica

Fdo. Eduardo Casilari Pérez  
Profesor Titular del  
Dpto. de Tecnología Electrónica



**Departamento de Tecnología Electrónica**

**E.T.S.I. Telecomunicación**

**Universidad de Málaga**

**TESIS DOCTORAL**

**DESCUBRIMIENTO ADAPTATIVO DE**

**PASARELAS EN REDES MANET**

**CONECTADAS A INTERNET**

Autor: Antonio Jesús Yuste Delgado  
Ingeniero de Telecomunicación

Directores: D. Eduardo Casilari Pérez  
Dr. Ingeniero de Telecomunicación  
D<sup>a</sup> Alicia Triviño Cabrera  
Dr. Ingeniero de Telecomunicación



A mi madre, que siempre ha luchado por nosotros.

A mi Trini, tu amor me mata.

A mi Marcos, ¿me seguirá haciendo sitio en su mesa para mi portátil?

A mi familia, que me permitió estudiar Ingeniería de Telecomunicación.

A mis tutores, que esto no sea un punto final, sino un punto y seguido.

A David, las tesis también se acaban con el tiempo.

A Enrique y Sebas que siempre han estado ahí.

A Jose Angel, Manuel Angel y Joaquín que siempre ayudan.

A Raquel que siempre tiene algo positivo que decir.

A Antonio que siempre me brinda su apoyo “estadístico”.

A Seba y Pilar que siempre contaron conmigo.



# Agradecimientos

---

Quiero agradecer el apoyo que he recibido durante estos años del Departamento de Tecnología Electrónica de la Universidad de Málaga, y en especial, la financiación de parte de esta Tesis a través de la participación en los siguientes Proyectos del Plan Nacional de I+D:

- Aplicaciones Integradas en Redes Multiesfera (AIRES) (TIC2003-07953-C02-01).
- Aplicaciones Biomédicas en Redes Inalámbricas Heterogéneas (TEC2006-12211-C02-01).
- Redes de Arquitectura Mallada para Aplicaciones Sociosanitarias (TEC2009-13763-C02-01).

Asimismo, agradezco a todos los miembros del Área de Ingeniería Telemática de la Universidad de Jaén que permitieron que me “adueñara” durante mucho tiempo de los ordenadores de los Laboratorios para realizar las simulaciones de esta tesis, sin ninguna queja.



# Resumen

---

Las redes móviles *ad hoc* y su interconexión a Internet han constituido un tema de investigación relevante en los últimos años. Las características intrínsecas de las redes *ad hoc* la hacen muy adecuadas para su aplicación en aquellas situaciones donde es necesario un despliegue rápido de comunicaciones. El uso militar y por equipos de emergencia son las aplicaciones típicas de este tipo de redes. Si se quiere extender el uso de estas redes a aplicaciones civiles es totalmente necesario que se les provea de una conexión a Internet. De esta manera, el uso de las redes *ad hoc* permitiría que el acceso a Internet llegue a zonas donde la cobertura de las redes de telecomunicación tradicionales no sea posible, bien por el coste que implicaría su instalación y mantenimiento, bien por la poca rentabilidad que conseguirían debido a la escasa vigencia de utilización.

El elemento que interconecta a las redes *ad hoc* a Internet se denomina pasarela. La configuración necesaria para el acceso a Internet se logra mediante el envío de mensajes especiales por parte de estas pasarelas. Este mensaje debe ser reenviado por los nodos móviles para lograr dos efectos: obtener una dirección IPv6 válida en Internet y conocer la ruta hacia la pasarela. Una estrategia simple de difusión de estos mensajes por parte de los nodos móviles no es totalmente válida, como se pone de manifiesto en esta tesis, debido a las propiedades inherentes de las redes *ad hoc*: ancho de banda del medio limitado, escasa energía de los nodos, etc. Esta tesis presenta dos algoritmos en los que sólo se autoriza a los nodos con rutas estables hacia la pasarela a retransmitir este mensaje especial.

El tiempo de duración de los enlaces entre los nodos móviles es un aspecto fundamental para determinar si un enlace es estable y por ende, si la ruta hacia Internet es también estable. Esta tesis demuestra que el tiempo de vida de estos enlaces sigue una distribución logaritmo-normal. Este hecho se utiliza para proponer un mecanismo de reenvío por parte de los nodos móviles de los mensajes especiales difundidos por las pasarelas. Esta característica no es la única que puede aprovecharse para determinar la estabilidad de los enlaces hacia Internet. Las redes *ad hoc*, debido al movimiento de los nodos, presentan un alto grado de incertidumbre, lo que hace que el utilizar una sola característica o parámetro para su modelado no sea, a veces, una estrategia adecuada. A partir de este hecho, en esta tesis se propone un mecanismo de retransmisión de mensajes de control basado en lógica difusa tipo II. El sistema difuso consiste en combinar una serie de parámetros de entrada (la principal de estas entradas está basada en el tiempo de duración de los enlaces) para decidir si el mensaje especial debe ser reenviado o no. A través de simulaciones se demuestra que nuestra propuesta mejora las prestaciones de otras técnicas adaptativas.



# Abstract

---

The interconnection of Mobile *ad hoc* networks into Internet has been an important research topic for the last few years. The characteristics of *ad hoc* networks make them particular useful in situations where rapid network deployments are required. Typical applications of these networks are the military and emergency services. The use of these networks in civilian applications indispensably need an Internet connection. Thus, the use of *ad hoc* networks allow Internet access to get to areas where the coverage of traditional telecommunications networks is not possible either for the cost of installation and maintenance involved either because of their low profitability.

The integration of mobile *ad hoc* networks into IP-based access networks demands the presence of a gateway which is responsible for propagating some configuration parameters by means of specific messages. These messages should be forwarded by the mobile nodes to achieve two purposes: obtain a valid IPv6 address on the Internet and know the route to the gateway. The flooding strategy of these messages by mobile nodes is not fully adequate, as evidenced in this thesis, due to the inherent properties of the networks *ad hoc*: low bandwidth, limited battery of nodes, and so on. In order to overcome this limitation, this thesis presents two algorithms in which only the nodes with stable routes to the gateway relay this specific message.

The lifetime of the links between mobile nodes is an important feature to determine if a link is stable and therefore, if the path to Internet is also stable. This thesis shows that the lifetime of the link duration is fit by a log-normal distribution function. Thus, this feature is used to propose a method of to forward the specific messages of the gateways by mobile nodes. There exist other features that can be exploited to determine if the links to the Internet are stable. Mobile *ad hoc* networks, due to movement of the nodes, have a high degree of uncertainty that makes the use of a single feature or parameter for modeling is an inappropriate strategy. For this reason, this thesis proposes a mechanism for relaying messages based on type II fuzzy logic control. The fuzzy system combines input parameters to decide whether the special message should be forwarded or not. The main input is based on the link duration. The simulation results show that the proposed scheme outperforms other adaptive approaches.



# Índice general

---

<b>1. Introducción</b>	<b>1</b>
<b>2. Integración de redes MANET e Internet</b>	<b>5</b>
2.1. Definición . . . . .	5
2.2. Las redes <i>ad hoc</i> . . . . .	7
2.3. Características de los nodos de una MANET . . . . .	9
2.4. Características generales de las MANET . . . . .	10
2.5. Protocolos de encaminamiento en MANET . . . . .	11
2.6. Técnicas de integración . . . . .	13
2.6.1. Conectividad global para MANET IPv6 . . . . .	18
2.6.2. Configuración automática de direcciones para redes <i>ad hoc</i> IPv6 e integración con pasarelas . . . . .	23
2.6.3. Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes <i>ad hoc</i> . . . . .	28
2.6.4. Soporte móvil multipasarela . . . . .	32
2.6.5. Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas . . . . .	35
2.6.6. Resumen . . . . .	39
<b>3. Técnicas adaptativas</b>	<b>43</b>
3.1. Clasificación . . . . .	43
3.2. Técnicas adaptativas de diferentes autores . . . . .	47
3.2.1. Cobertura de la fuente más lejana . . . . .	47
3.2.2. Cobertura con el máximo beneficio . . . . .	49
3.2.3. Algoritmo genérico para mejorar los protocolos preventivos . . . . .	50
3.2.4. Grado de Movilidad Regulado . . . . .	51
3.2.5. Esquema basados en <i>proxies</i> . . . . .	52
3.2.6. Descubrimiento adaptativo con calidad de servicio . . . . .	53
3.2.7. Descubrimiento de pasarelas mediante distribución adaptativa . . . . .	54
3.2.8. Estimación basada en filtros autoregresivos . . . . .	55
3.3. Propuestas de técnicas adaptativas . . . . .	56
3.3.1. Descubrimiento adaptativo basado en el número de vecinos . . . . .	56

3.3.2.	Descubrimiento adaptativo basado en valores medios del número de vecinos . . . . .	59
3.3.3.	Descubrimiento adaptativo basado en la conectividad . . . . .	61
3.3.4.	Esquema basado en el Factor de Estabilidad . . . . .	62
3.4.	Descubrimiento adaptativo basado en lógica borrosa . . . . .	64
3.4.1.	Esquema de Envío Selectivo. . . . .	67
3.4.2.	Descubrimiento adaptativo óptimo basado en lógica difusa . . . . .	68
3.5.	Resumen . . . . .	69
<b>4.</b>	<b>Duración temporal de los enlaces en redes multisalto</b>	<b>71</b>
4.1.	Introducción . . . . .	71
4.2.	Caracterización estadística del tiempo de duración efectivo de los enlaces . .	73
4.2.1.	Modelo de Movilidad <i>Random Waypoint</i> . . . . .	76
4.2.2.	Modelo <i>Time-Variant Community Mobility</i> (TVCM) . . . . .	77
4.3.	Aplicación en redes híbridas <i>ad hoc</i> . . . . .	78
4.4.	Evaluación de la estrategia . . . . .	81
4.4.1.	Parámetros de comparación . . . . .	82
4.4.2.	Escenario de simulación . . . . .	83
4.4.3.	Resultados . . . . .	83
4.5.	Conclusiones . . . . .	96
<b>5.</b>	<b>Uso de la lógica difusa en redes <i>ad hoc</i> híbridas</b>	<b>97</b>
5.1.	Introducción . . . . .	97
5.2.	Lógica difusa tipo II . . . . .	99
5.3.	Parámetros de entrada . . . . .	105
5.3.1.	El tiempo de vida del enlace hacia la pasarela . . . . .	107
5.3.2.	La longitud de las rutas . . . . .	109
5.3.3.	El número de enlaces activos respecto del total de fuentes . . . . .	110
5.3.4.	El cociente entre los paquetes de ruta erróneos y las rutas solicitadas. . . . .	111
5.4.	Reglas usadas en el sistema de decisión difuso . . . . .	111
5.5.	Aplicación a la interconexión con Internet . . . . .	113
5.6.	Configuración de los umbrales $U_{datos}$ y $U_{libre}$ . . . . .	113
5.7.	Comparativa con otros sistemas . . . . .	118
5.7.1.	Cambios en la velocidad máxima . . . . .	119
5.7.2.	Cambios en la tasa de envío de paquetes . . . . .	125
5.7.3.	Cambios en el número de pasarelas . . . . .	131
5.8.	Conclusiones . . . . .	136
<b>6.</b>	<b>Conclusiones y líneas futuras</b>	<b>139</b>
6.1.	Conclusiones . . . . .	139
6.2.	Líneas de investigación futura . . . . .	140
6.2.1.	Enlaces estables . . . . .	140
6.2.2.	Lógica difusa . . . . .	141

6.2.3. Otras posibles líneas . . . . .	142
6.3. Resumen de las publicaciones . . . . .	143
6.4. Publicaciones . . . . .	145
<b>A. Ad hoc On-Demand Distance Vector</b>	<b>147</b>
<b>B. Algoritmo de Karnik-Mendel</b>	<b>151</b>
B.1. Cálculo de $z_{min}$ mediante el algoritmo de Karnik-Mendel . . . . .	152
B.2. Cálculo de $z_{max}$ mediante el algoritmo de Karnik-Mendel . . . . .	153
<b>C. Escenarios de movilidad</b>	<b>155</b>
C.1. Introducción . . . . .	155
C.2. <i>Random WayPoint Model</i> . . . . .	156
C.3. <i>Gauss Markov Model</i> . . . . .	157
C.4. <i>Manhattan Mobility Model</i> . . . . .	158
C.5. <i>Smooth Mobility Model</i> . . . . .	159
C.6. <i>Time-Variant Community Mobility model</i> . . . . .	159
C.7. <i>Random Trip Mobility Model</i> . . . . .	161
<b>Referencias</b>	<b>163</b>



# Índice de tablas

---

2.1.	RFC creadas en el seno del grupo MANET del IETF. . . . .	9
2.2.	<i>Internet Drafts</i> creadas en el seno del grupo <i>autoconf</i> del IETF. . . . .	9
2.3.	Características de los protocolos de encaminamiento estandarizados por el IETF. . . . .	13
2.4.	Tabla de encaminamiento de un nodo de la MANET. . . . .	21
2.5.	Algoritmos usados en los nodos móviles. . . . .	26
2.6.	Estructura de datos de la tabla PIB. . . . .	36
2.7.	Estructura de la tabla GAIB. . . . .	37
2.8.	Resumen de las principales características de las técnicas de integración. . .	40
3.1.	Nombre de los mensajes especiales preventivos generados por las pasarelas. .	44
3.2.	Resumen de las técnicas adaptativas analizadas . . . . .	47
3.3.	Resumen de distintas técnicas adaptativas propias . . . . .	56
3.4.	Parámetros utilizados en esta técnica. . . . .	64
3.5.	Resumen de las técnicas adaptativas que se van a emplear. . . . .	70
4.1.	Características comunes para ambos escenarios. . . . .	75
4.2.	Escenario y características de movilidad . . . . .	83
4.3.	Porcentaje de rutas establecidas de forma preventiva. . . . .	95
5.1.	Reglas para el sistema experto. . . . .	112
5.2.	Características de las simulaciones para las pruebas de configuración. . . .	115
5.3.	Cambios en la tasa de envío de paquetes. . . . .	125
5.4.	Posición de las pasarelas . . . . .	131



# Índice de figuras

---

2.1.	Ejemplo clásico de una red <i>ad hoc</i> . . . . .	7
2.2.	Integración de redes <i>ad hoc</i> multisalto en Internet. . . . .	14
2.3.	Ejemplo de la torre de protocolos de un nodo móvil, de un nodo fijo de Internet y de una pasarela. . . . .	16
2.4.	Descubrimiento de pasarelas en IPv6: envío de mensajes <i>RA</i> . . . . .	16
2.5.	Formato del tipo de mensaje <i>RA</i> ( <i>Router Advertisement</i> ). . . . .	17
2.6.	Formato del tipo de mensaje <i>RS</i> ( <i>Router Solicitation</i> ). . . . .	18
2.7.	Formato del tipo de mensaje <i>IGWADV-N</i> ( <i>Internet Gateway Advertisement</i> ). . . . .	20
2.8.	Formato del tipo de mensaje <i>Internet Gateway Confirmation</i> . . . . .	20
2.9.	Formato del tipo de mensaje <i>GW_INFO</i> . . . . .	23
2.10.	Red <i>ad hoc</i> que reenvía todos los mensajes <i>GW_INFO</i> . [Jelger y Noel, 2005]	24
2.11.	Red <i>ad hoc</i> que cuenta con la continuidad del prefijo . [Jelger y Noel, 2005]	25
2.12.	Formato del tipo de mensaje identificador de vecino. . . . .	27
2.13.	Formato del tipo de mensaje <i>Gateway Solicitation</i> . . . . .	28
2.14.	Formato del tipo de mensaje <i>Gateway Advertisement</i> . . . . .	29
2.15.	Formato del tipo de mensaje <i>Location Update</i> . . . . .	30
2.16.	Formato del tipo de mensaje <i>Location Update Reply</i> . . . . .	31
2.17.	Pasarelas móviles candidatas y por defecto. . . . .	32
2.18.	Formato del tipo de mensaje <i>Modified Router Solicitation</i> . . . . .	33
2.19.	Formato del tipo de mensaje <i>Modified Advertisement Solicitation</i> . . . . .	33
2.20.	Formato para la información acerca del tráfico. . . . .	34
2.21.	Formato para el tipo de mensaje <i>Prefix Advertisement</i> . . . . .	38
3.1.	Clasificación de los algoritmos de descubrimiento de pasarelas. . . . .	46
3.2.	Ilustración de una red MANET conectada a Internet para mostrar el comportamiento del esquema <i>Maximal Source Coverage</i> . . . . .	48
3.3.	Ejemplo de una red MANET para ilustrar el esquema <i>RMD</i> . . . . .	52
3.4.	Esquema de una red MANET conectada a Internet que ilustra la técnica <i>Low Overhead and Scalable Proxied</i> . . . . .	53
3.5.	Distintas regiones utilizadas en el esquema <i>ADD</i> . . . . .	55
3.6.	Forma de trabajar del algoritmo genético [Prieto y Perez, 2008]. . . . .	58
3.7.	Función de distribución para varios valores de $N$ y $p$ [Yuste y otros, 2008]. . . . .	62

3.8.	Ilustración de los cambios en la zona de cobertura de la pasarela en una red MANET conectada a Internet en dos envíos consecutivos de los mensajes MRA [Trujillo y otros, 2008a]. . . . .	63
3.9.	Relación entre el Factor de Estabilidad (FE) y el periodo de envío MRA ajustado [Trujillo y otros, 2008a]. . . . .	63
3.10.	Esquema de descubrimiento adaptativo de la propuesta [Yuste y otros, 2009a].	65
3.11.	Proceso de optimización de parámetros [Yuste y otros, 2009a]. . . . .	66
3.12.	Diagrama de flujo de un nodo para decidir si reenviar el mensaje MRA o no [Yuste y otros, 2009b]. . . . .	68
4.1.	Ejemplo de formación del enlace entre dos nodos móviles. . . . .	72
4.2.	Cálculo de la duración efectiva del enlace entre un nodo móvil e Internet. . .	74
4.3.	Calidad del ajuste de la duración de los enlaces para diferentes distribuciones típicas. Test de Kolmogorv-Smirnov con el modelo RWP. . . . .	76
4.4.	Ajuste visual de la duración de los enlaces con el modelo RWP. . . . .	77
4.5.	Calidad del ajuste de la duración de los enlaces para diferentes distribuciones típicas. Test de Kolmogorv-Smirnov con el modelo TVCM. . . . .	78
4.6.	Ajuste visual de la duración de los enlaces con el modelo TVCM. . . . .	79
4.7.	Retardo extremo a extremo (movilidad RWP). . . . .	84
4.8.	Tasa de pérdidas (movilidad RWP). . . . .	85
4.9.	Sobrecarga normalizada (movilidad RWP). . . . .	85
4.10.	Intervalos de confianza al 95 % para la latencia (movilidad RWP). . . . .	86
4.11.	Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas (movilidad RWP). . .	87
4.12.	Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada (movilidad RWP). . . . .	87
4.13.	Intervalos de confianza al 95 % para el retardo con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP). . . . .	88
4.14.	Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP). . . . .	89
4.15.	Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP). . . . .	89
4.16.	Retardo extremo a extremo (movilidad TVCM) . . . . .	90
4.17.	Tasa de pérdidas (movilidad TVCM) . . . . .	91
4.18.	Sobrecarga normalizada (movilidad TVCM) . . . . .	91
4.19.	Intervalos de confianza al 95 % para la latencia (movilidad TVCM). . . . .	92
4.20.	Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas (movilidad TVCM). .	92
4.21.	Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada (movilidad TVCM). . . . .	93
4.22.	Intervalos de confianza al 95 % para el retardo con REA y RMD para el modelo TVCM. . . . .	93
4.23.	Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas con REA y RMD para el modelo TVCM. . . . .	94

4.24. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada con REA y RMD para el modelo TVCM. . . . .	94
5.1. Conjuntos difusos tipo I. . . . .	100
5.2. Sistema difuso. . . . .	101
5.3. Ejemplo de conjunto difuso para la lógica tipo II [Mendel, 2001]. . . . .	102
5.4. Conjuntos difusos para la lógica tipo I y II. . . . .	103
5.5. Ilustración de la zona de incertidumbre (FOU). . . . .	103
5.6. Sistema difuso tipo II. . . . .	104
5.7. Valores para los conjuntos difusos usados en la simulación. . . . .	106
5.8. Valores para los conjuntos difusos de salida usados en la simulación. . . . .	107
5.9. Cálculo de la longitud normalizada entre la distancia a las fuentes de datos y las pasarelas. . . . .	110
5.10. Cálculo de la métrica denominada uso de los enlaces de entrada de datos. . . . .	111
5.11. Diagrama de flujo para determinar el reenvío del mensaje MRA. . . . .	114
5.12. Retraso extremo a extremo para las simulaciones de configuración. . . . .	116
5.13. Pérdidas para las simulaciones de configuración. . . . .	117
5.14. Sobrecarga normalizada para las simulaciones de configuración. . . . .	117
5.15. Latencia en función de la velocidad máxima. . . . .	119
5.16. Pérdidas en función de la velocidad máxima. . . . .	120
5.17. Sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima. . . . .	121
5.18. Intervalos de confianza para el retardo en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	122
5.19. Intervalos de confianza para la tasa de pérdidas en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	122
5.20. Intervalos de confianza para la sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	123
5.21. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	123
5.22. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	124
5.23. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	124
5.24. Latencia en función de la tasa de envío de paquetes. . . . .	126
5.25. Tasa de pérdidas en función de la tasa de envío de paquetes. . . . .	126
5.26. Sobrecarga normalizada en función de la tasa de envío de paquetes. . . . .	127
5.27. Intervalos de confianza al 95 % para el retado en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	128
5.28. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	128
5.29. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	129

5.30. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	129
5.31. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	130
5.32. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD. . . . .	130
5.33. Latencia en función del número de pasarelas. . . . .	132
5.34. Tasa de pérdidas en función del número de pasarelas. . . . .	132
5.35. Sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas. . . . .	133
5.36. Intervalos de confianza al 95 % para el retado en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	133
5.37. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	134
5.38. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD. . . . .	134
5.39. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD. . . . .	135
5.40. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD. . . . .	135
5.41. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD. . . . .	136
A.1. Formato del tipo de mensaje <i>route request</i> . . . . .	148
A.2. Formato del tipo de mensaje <i>route reply</i> . . . . .	149
A.3. Ejemplo de petición y respuesta de rutas en AODV. . . . .	149
B.1. Sistema difuso tipo II. . . . .	151
C.1. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el <i>Random Waypoint Model</i> . . . . .	157
C.2. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el <i>Manhattan Mobility Model</i> . . . . .	158
C.3. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el <i>Smooth Mobility Model</i> . . . . .	159
C.4. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el <i>Time-Variant Community Mobility Model</i> [Hsu y otros, 2007]. . . . .	160

# Acrónimos

---

ADD	Adaptive Distributed Gateway Discovery
AG	Algoritmo genético
AODV	Ad hoc On-Demand Distance Vector
ARP	Address Resolution Protocol
BC	Base de Conocimiento
BS	Bit de selección
BSN	Body Sensor Network
COS	Center-of-sets
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
DHCPv6	Dynamic Host Configuration Protocol versión 6
DPEE	Descubrimiento de Pasarelas basado en Enlaces Estables
DSR	Dynamic Source Routing Protocol
DV	Distance Vector
FC	Factor de Conectividad
FE	Factor de Estabilidad
FOU	Footprint of uncertainty
GAIB	Global Addresses Information Base
GPS	Global Positioning System
IANA	Internet Assigned Numbers Authority
ICMPv6	Internet Control Message Protocol versión 6
IETF	Internet Engineering Task Force
IGWADV	Internet Gateway Advertisement
Ipv6	Internet Protocol version 6
ITFS2	Interval fuzzy set 2
LAN	Local Area Network
LOSP	Low Overhead and Scalable Proxied
LPR	Low-cost Packet Radio
MAC	Media Access Control
MANET	Mobile Ad hoc NETworks

MBC	Maximal Benefit Coverage
MRA	Modified Router Advertisement
MRL	Mean Residual Lifetime
MRS	Modified Router Solicitation
MSC	Maximal Source Coverage
MWSN	Mobile Wireless Sensor Network
NCE	Número cambios de enlace
NCTTL	Número de cambios de TTL
NDP	Neighbor Discovery Protocol
NDTR	Near Term Digital Radio
OLSR	Optimized Link State Routing Protocol
OSPF	Open Shortest Path First
PA	Prefix Advertisement
PDA	Personal Digital Assistant
PIB	Prefix Information Base
PRNET	Packet Radio NETwork
RA	Router Advertisement
REA	Reactivo
RFC	Request for Comment
RMD	Regulated Mobility Degree
RS	Router Solicitation
RTP	Real Time Protocol
RWP	Random Waypoint Model
SDD	Sistema de decisión difuso
SURAP	Survivable Radio Protocol
TBRPF	Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding
TTL	Time to Live
TVCM	Time-variant Community Mobility Model
VANET	Vehicular Ad hoc NETwork
WPAN	Wireless Personal Area Network
YAAP	Yet Another Autoconf Proposal

---

# Capítulo 1

## Introducción

---

Las redes de telecomunicaciones actuales difieren en gran medida de las que se utilizaban a mediados del siglo pasado. Entre todos los avances realizados en estos años, se podrían destacar dos: el nacimiento de la tecnología móvil digital y el acceso a la banda ancha desde los hogares a un precio limitado. La posibilidad de acceder a Internet desde la misma casa del usuario o desde una pequeña empresa ha cambiado muchos hábitos y costumbres. Así por ejemplo, la irrupción de las redes sociales ha hecho que las relaciones humanas y hasta políticas cambien sustancialmente. También se observa como el acceso fácil y seguro al comercio electrónico hace posible que la mayor parte de los viajes se concierten por Internet. La telefonía móvil también ha cambiado muchos hábitos, por ejemplo, el envío masivo de mensajes cortos en las fiestas navideñas ha disminuido considerablemente las felicitaciones tradicionales por correo. Hoy en día, los terminales móviles disponen de conexión a Internet, posibilitando el uso de las redes sociales y de la búsqueda de la información en casi cualquier lugar. Todas estas posibilidades tecnológicas y sus repercusiones en la vida diaria están siendo estudiadas en el ámbito social, filosófico y psicológico.

A pesar de todas estas novedades, existen muchas redes que aun están por desarrollarse por completo y que necesitarán acceso a Internet, bien para enviar sus datos, bien para recibir información de configuración y, claro está, para acceder a todos los servicios que hoy en día nos da la red de redes. Entre algunas de estas redes, se podrían citar las redes personales, las redes vehiculares o las redes de sensores inalámbricos. Las redes inalámbricas pueden utilizar la amplia variedad de protocolos *ad hoc* no sólo para comunicarse entre sí, sino también para compartir una conexión a Internet, disminuyendo así el coste de implementación que supondría que cada nodo de estas redes se conectara a Internet de

forma individual. Con una pequeña adaptación de los protocolos *ad hoc*, transparente a los usuarios, se evita que cada terminal deba contar con un dispositivo de acceso a redes móviles celulares, lo que abaratarán su fabricación.

Los nodos que pertenecen a una red *ad hoc* multisalto necesitan de un mecanismo propio para habilitar su interconexión a Internet. El mecanismo de interconexión se basa en el envío de mensajes especiales, cada cierto intervalo de tiempo, por parte de las pasarelas que directamente están unidas a Internet. Estos mensajes son reenviados por los nodos móviles para informar sobre la ruta y generar la dirección IPv6 del nodo móvil. Un simple mecanismo de difusión de estos mensajes no es adecuado en las redes *ad hoc*, ya que la difusión de los mensajes por parte de todos los nodos implica un consumo excesivo del ancho de banda de las comunicaciones inalámbricas y, además, no aseguran una ruta estable entre la pasarela y el nodo móvil. Por lo tanto, se hace preciso disminuir el número de estos mensajes, sin afectar a las comunicaciones, mediante algún mecanismo de adaptación.

El objetivo de esta tesis es el de conseguir mediante una técnica adaptativa que el reenvío de los mensajes sea óptimo y que las rutas hacia el nodo que proporciona acceso a Internet sean lo más estable posibles. Con esto se logra que las características de funcionamiento de la red *ad hoc* conectada a Internet se mejoren respecto a otros mecanismos. Para ello, a través de la primera contribución de esta tesis, se ha logrado determinar una distribución de probabilidad para el tiempo de duración de los enlaces, considerando sólo los enlaces que unen los nodos móviles con Internet. A continuación, se propone un algoritmo para utilizar esta característica en las redes *ad hoc* híbridas, esto es, conectadas a Internet. Posteriormente, el algoritmo propuesto se compara con otros existentes mediante simulación utilizando varios tipos de movilidad.

Otra contribución de esta tesis es la inclusión de la lógica difusa tipo II en integración de las redes *ad hoc* en Internet. La lógica difusa ya está presente en muchos de los electrodomésticos habituales en los hogares y en variados dispositivos electrónicos en los que la medida de la incertidumbre permite la mejora de sus prestaciones. Las redes *ad hoc*, por su propia naturaleza, tienen un comportamiento muy impredecible, por tanto, el uso de la lógica difusa o *fuzzy* está plenamente justificado. En concreto, se ha considerado un mecanismo basado en inteligencia artificial para lograr una adaptación cercana a la óptima de los protocolos de integración.

La tesis se divide en seis capítulos y varios anexos. En el capítulo 2 se realiza una introducción a las redes *ad hoc* multisalto. En el mismo capítulo se aborda la problemática de la interconexión de estas redes a Internet y se presentan distintos mecanismos que hacen posible esta interconexión. De entre todos los mecanismos que se han implementado se elige el denominado "Conectividad Global" para utilizarlo como base en las comparaciones del siguiente capítulo. La elección de este método se ha basado en la popularidad del mismo y en su sencillez de implementación.

El tercer capítulo, "Técnicas adaptativas", se inicia con una clasificación de las mismas. La clasificación se realiza en función de los dos parámetros que los algoritmos preventivos pueden adaptar fácilmente: el intervalo de los mensajes de anuncio de las pasarelas y el valor máximo de saltos que pueden dar estos mensajes al ser distribuidos por la red. En este capítulo se realiza un estudio sobre las distintas técnicas empleadas en la literatura

científica. Además, se incluyen las propuestas iniciales realizadas por el autor de esta tesis publicadas en distintos congresos y revistas.

La posibilidad de determinar la duración de los enlaces bidireccionales entre los nodos móviles pueden ayudar a estos a decidir si su ruta hacia la pasarela es estable o no, y de esta forma poder decidir si se reenvía información sobre esa ruta o no. Esta decisión posibilita que los nodos sólo difundan los mensajes de configuración por rutas muy estables, logrando que las prestaciones de la interconexión a Internet mejoren. En el capítulo 4 se demuestra que la mejor elección para la determinación de la distribución de la duración de los enlaces es una distribución del tipo logaritmo normal. Para ello, se toman distintas muestras en distintos escenarios y con distintas velocidades y se comparan a través de pruebas estadísticas con distintos tipos de distribuciones. Posteriormente, se explica un método que emplea este parámetro en el algoritmo de interconexión a Internet. Este algoritmo se debe ejecutar en cada nodo móvil perteneciente a la red MANET, de tal modo que cada nodo se comporta de forma autónoma e independiente, en función de sus características de movilidad y de conexión con otros nodos.

En el quinto capítulo de la tesis se presenta un novedoso método para definir si una ruta es estable o no. En el capítulo anterior, sólo se caracterizaba la estabilidad de la ruta a partir de la distribución temporal de los enlaces por los cuales se unía el nodo móvil a su pasarela. Esta determinación da buenos resultados, pero aun se pueden mejorar añadiendo nuevas variables al proceso de determinación de la estabilidad de las rutas. Al no existir ninguna ecuación analítica que relacione inequívocamente la estabilidad de las rutas y las variables utilizadas, se ha optado por utilizar la lógica difusa como mecanismo de decisión. Como se pone de manifiesto en este capítulo, la lógica difusa tipo II es la más adecuada para ser utilizada en ambientes tan variables como el de las redes MANET. El capítulo incluye un proceso de selección de los parámetros del algoritmo y concluye con las simulaciones que demuestran la mejora del algoritmo en diferentes escenarios, variando la carga de tráfico, el número de pasarelas o la velocidad de los nodos móviles que transmiten a Internet.

En el último capítulo se extraen las conclusiones de esta tesis y se ofrecen una serie de líneas de investigación futuras que pueden ser útiles para continuar con la labor investigadora iniciada.

En el Anexo A se incluye una descripción del protocolo de encaminamiento *ad hoc* usado en las simulaciones: el protocolo *Ad hoc On-Demand Distance Vector* (AODV).

En el Anexo B se detalla el algoritmo de Karnik-Mendel. Este algoritmo es usado por el sistema de decisión difuso.

En el Anexo C se explican algoritmos y características de los distintos escenarios de movilidad que se han utilizado en esta tesis y en los artículos que se han ido publicando a medida que se realizaba la misma.



---

# Capítulo 2

## Integración de redes MANET e Internet

---

En este primer capítulo se presentan los aspectos más relevantes de las redes móviles sin infraestructura y su integración en Internet, tema principal de la tesis. El capítulo se divide en dos partes. En la primera de ellas se realiza una aproximación a las redes *ad hoc* y, a continuación, un estudio de las propuestas de integración que han realizado distintos autores en los últimos años. De entre todas las propuestas se pondrá mayor énfasis en la utilizada en la presente tesis que es la denominada como “conectividad global”.

### 2.1 Definición

La primera cuestión a responder a la hora de trabajar con redes *ad hoc* es la definición exacta de su significado [Hogie, 2007]. Distintos organismos internacionales y autores han definido el término *Mobile Ad hoc NETWORKS* (MANET) de diferentes formas y, a veces, con definiciones no muy consistentes entre sí. Lo primero que llama la atención es la inclusión de una locución latina *ad hoc* en el nombre de las mismas. La Real Academia Española de la Lengua aporta dos acepciones posibles para esta expresión<sup>1</sup>:

- (expresión) *para referirse a lo que se dice o hace solo para un fin determinado.*
- (locución adjetiva) *adecuado, apropiado, dispuesto especialmente para un fin.*

---

<sup>1</sup>Diccionario de la lengua española (vigésima segunda edición).

Por tanto, una red MANET se puede entender como cualquier interconexión de equipos móviles que se han unido sólo y exclusivamente para esta finalidad. Esta definición estricta presenta ciertas ambigüedades y elimina otras, como, por ejemplo, las de una área local inalámbrica actual, que se utiliza para dar acceso a Internet en los hogares, en donde el punto de acceso suele ser un dispositivo fijo.

Una definición más útil de una red MANET es la que ofrece el organismo internacional IETF<sup>2</sup> (*Internet Engineering Task Force*). En ella se hace referencia a los elementos que la componen. En concreto la definición que se propone es [Corson y Macker, 1999]: “*Una MANET está formada por dispositivos móviles que son libres para moverse arbitrariamente . . . Los nodos pueden encontrarse en aviones, barcos, camiones, automóviles e incluso en personas o en dispositivos muy pequeños*”. La definición anterior hace referencia a dos aspectos importantes. En primer lugar se trata de dispositivos móviles con movimiento arbitrario. Además, pueden incorporarse prácticamente en cualquier medio de transporte. Esto hace que las redes MANET tengan aplicación en entornos con características muy distintas, por ejemplo: redes personales o WPAN (*Wireless Personal Area Network*), las redes de vehículos o VANET (*Vehicular Ad hoc NETWORK*, VANET), las redes de sensores inalámbricos móviles o MWSN (*Mobile Wireless Sensor Network*) y las redes de sensores corporales o BSN (*Body Sensor Network*).

Otra definición, ésta más cercana a la empleada en esta tesis, es la propuesta en [Gerla y otros, 2005]: “*Una red ad hoc móvil es un conjunto de nodos móviles que se autoconfiguran de forma dinámica para formar una red inalámbrica sin utilizar ningún tipo de pre-infraestructura existente. En una MANET, las aplicaciones suelen ser entre iguales (peer-to-peer) y no siguen el modelo cliente-servidor.*” Aquí ya se añade la necesidad de autoconfiguración de los equipos que formen parte de la red *ad hoc*. En este sentido, los protocolos de encaminamiento clásicos que se desarrollaron para las redes fijas no pueden emplearse en este tipo de redes, debido a la variabilidad de condiciones propiciadas por el movimiento aleatorio de los dispositivos móviles.

Por último, habrá que tener en cuenta que los dispositivos tienen que comunicarse entre sí [Debnath y otros, 2010]: “*cada uno de los nodos móviles puede actuar como emisor, receptor y distribuidor simultáneamente, y ser capaz de construir, operar y mantener la red.*”

En definitiva, agrupando todas las definiciones anteriores, en esta Tesis se considera que una red MANET:

- Está formada por un conjunto de dispositivos móviles que se mueven en cualquier dirección y a cualquier velocidad. Los dispositivos se comunican con otros a través de enlaces inalámbricos.
- Necesita de protocolos de encaminamiento y movilidad específicos, que no exijan ningún tipo de jerarquía establecida a priori y sean totalmente descentralizados.
- Tiene nodos que pueden ser a la vez fuentes, receptores y retransmisores de información.
- Está limitada en cuanto a la capacidad de movimiento de los dispositivos móviles (se

---

<sup>2</sup>Este organismo es el encargado de aprobar los estándares que se utilizan en Internet.

mueven en un espacio limitado), en cuanto a la duración de las baterías y en cuanto al rango de alcance de las antenas (lo que limita la conectividad de los equipos).

Todas estas características hacen que las redes MANET sean un gran campo de investigación sobre el que se han publicado miles de artículos<sup>3</sup> en los últimos años, cubriendo aspectos tan amplios como el desarrollo de protocolos fiables, la seguridad, la minimización del consumo de las baterías o la reacción ante cambios de topologías con rapidez, etc., por citar sólo algunos aspectos del nivel de red.

## 2.2 Las redes *ad hoc*

Como la mayoría de los avances tecnológicos referentes a las telecomunicaciones, las redes *ad hoc* se gestaron a partir de la investigación en el campo militar [Ramanathan, 2002]. Era necesario interconectar las distintas unidades de combate entre sí en zonas en las cuales no era posible desarrollar infraestructuras fijas en un corto periodo de tiempo. En la Figura 2.1 se observa una aplicación típica de una red *ad hoc*, con soldados que se comunican entre sí o con un vehículo de mando gracias a esta red.

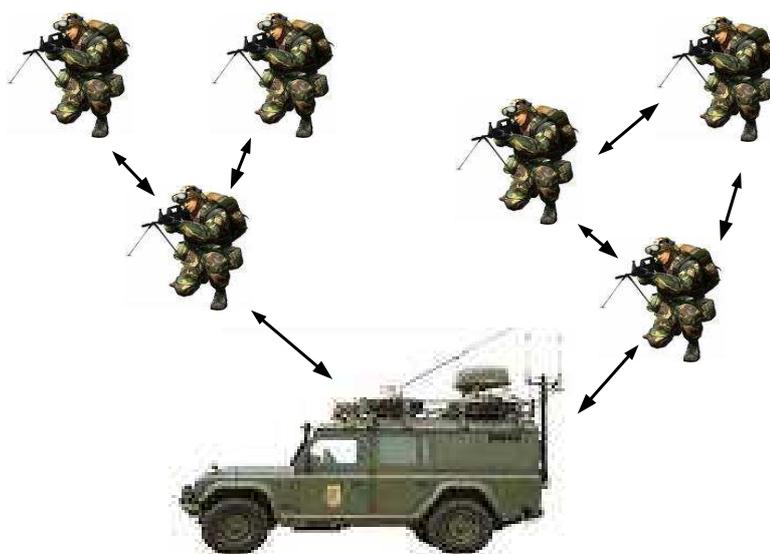


Figura 2.1. Ejemplo clásico de una red *ad hoc*.

Como sucede con los orígenes de Internet es el Departamento de Defensa de los Estados Unidos, a través del programa PRNet (*Packet Radio NETwork*), el que inició los estudios de estas redes en 1972. Inicialmente se usaba una combinación de ALOHA y CSMA (*Carrier Sense Multiple Access*) como acceso al medio. Además, se desarrolló un algoritmo de encañamiento en función de la distancia entre nodos denominado DV (*Distance Vector*). En

---

<sup>3</sup>Más de 400.000 referencias si se realiza la búsqueda del término en *scholar.google.es*.

1983 comenzó la continuación del programa PRNet que se denominó *Survivable Adaptive Radio Network* y dio origen al SURAP (*Survivable Radio Protocol*) que ya proporcionaba comunicaciones fiables entre dispositivos móviles [Beyer y otros, 1990]. Las investigaciones fueron evolucionando hacia las LPR (*Low-cost Packet Radio*) en 1987 o el NTDR (*Near Term Digital Radio*) utilizado por el ejército de los Estados Unidos. El protocolo NTDR contiene dos componentes fundamentales: la agrupación de los nodos (técnica denominada *clustering* en inglés) y el encaminamiento. En concreto, se utilizaba un algoritmo basado en el estado de los enlaces.

A mediados de los años 90 del pasado siglo, se creó el grupo de trabajo MANET del organismo IETF para desarrollar protocolos estandarizados que permitieran aplicaciones civiles de las redes *ad hoc*. De acuerdo con su propia definición, el objetivo de este grupo de trabajo es<sup>4</sup>: “*estandarizar protocolos de encaminamiento para aplicaciones inalámbricas en entornos estáticos y dinámicos*”, este grupo es, por tanto, referencia obligada para los investigadores en redes *ad hoc* como se observará a lo largo de esta Tesis. Cualquier persona puede mandar una propuesta de protocolo para que sea considerada por este organismo; a estos documentos iniciales se les denomina borradores de Internet o *Internet draft*. El borrador tiene una validez de aproximadamente 180 días. Si, durante este tiempo, el borrador ha sido capaz de generar interés en la comunidad científica puede llegar a convertirse en un estándar de Internet, a los que se les denomina RFC (*Request for Comment*). Entre las RFC ya aprobadas por el grupo MANET se encuentran las nueve que aparecen en la Tabla 2.1.

Las acciones del grupo MANET se dirigieron inicialmente a especificar un conjunto pequeño de protocolos de encaminamiento para que fueran utilizados por los nodos de las redes *ad hoc*, como pueden ser AODV (*Ad Hoc On Demand Distance Vector*) y DSR (*Dynamic Source Routing Protocol*). Los últimos esfuerzos de estandarización del grupo se han centrado en otros aspectos más alejados de las técnicas de encaminamiento, como son las especificaciones de formato [Clausen y Dearlove, 2009], las consideraciones temporales [Clausen y otros, 2008] o la definición de distintos valores de recursos de red y transporte [Chakeres, 2009]. Hoy en día, el trabajo de este grupo tiene como principal objetivo mejorar los protocolos de encaminamiento ya estandarizados, existiendo ya nuevas versiones como *Internet draft* que próximamente se convertirán en RFC.

Otro grupo de especial importancia para los investigadores de las redes *ad hoc* dentro del organigrama del IETF es el grupo denominado *autconf*<sup>5</sup>, creado a finales de 2004, que se encarga de la configuración de las direcciones de los nodos y de la interconexión de las redes *ad hoc* con otras externas, como es el objetivo de esta Tesis. Este grupo ya ha presentado su primera RFC, llamada *IP Addressing Model in Ad Hoc Networks* [Baccelli y Townsley, 2010] publicada en septiembre de 2010. Además, ya ha publicado distintos *Internet drafts*, tal y como aparecen en la Tabla 2.2.

En las siguientes secciones se verán en profundidad las RFCs y las *Internet Drafts* de estos grupos de trabajo del IETF que más se han utilizado en esta Tesis.

---

<sup>4</sup><http://www.ietf.org/dyn/wg/charter/manet-charter.html>

<sup>5</sup><http://datatracker.ietf.org/wg/autoconf/>

Título del documento	Fecha de publicación
<i>Mobile Ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations</i> [Corson y Macker, 1999]	Enero de 1999
<i>Ad Hoc On Demand Distance Vector (AODV) Routing</i> [Perkins y otros, 2003]	Julio de 2003
<i>Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)</i> [Clausen y Jacquet, 2003]	Octubre de 2003
<i>Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF)</i> [Ogier y otros, 2004]	Febrero de 2004
<i>The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4</i> [Johnson y otros, 2007]	Febrero de 2007
<i>Jitter considerations in Mobile Ad Hoc Networks (MANET)</i> [Clausen y otros, 2008]	Febrero de 2008
<i>Generalized Mobile Ad Hoc Network (MANET) Packet-Message Format</i> [Clausen y otros, 2009]	Febrero de 2009
<i>Representing Multi-Value Time in Mobile Ad Hoc Networks</i> [Clausen y Dearlove, 2009]	Marzo de 2009
<i>IANA (Internet Assigned Numbers Authority) Allocations for Mobile Ad Hoc Network (MANET) Protocols</i> [Chakeres, 2009]	Marzo de 2009

**Tabla 2.1.** RFC creadas en el seno del grupo MANET del IETF.

Título del documento	Fecha de publicación
<i>MANET Address Configuration using Address Pool</i> [Ahn y Lim, 2010]	Julio de 2010
<i>Support for hosts in MANET</i> [Boot, 2010]	Diciembre de 2010
<i>Yet Another Autoconf Proposal (YAAP) for Mobile Ad hoc NETWORKS</i> [Clausen y Herberg, 2010]	Julio de 2010
<i>MANET address autoconfiguration for legacy hosts</i> [Perkins y Clausen, 2010]	Octubre de 2010
<i>Router Advertisements for Routing between Moving Networks</i> [Petrescu, 2010]	Julio de 2010

**Tabla 2.2.** *Internet Drafts* creadas en el seno del grupo *autoconf* del IETF.

### 2.3 Características de los nodos de una MANET

Las propiedades individuales de los nodos que forman parte de una MANET permitirán conocer y acercarnos a las características principales de las mismas [Costantino, 2007]. Los

nodos móviles que forman parte de una MANET tienen las siguientes peculiaridades:

- Alcance de transmisión limitado. Los nodos tienen una potencia de transmisión limitada que hace que el radio de cobertura no exceda de un centenar de metros en ausencia de obstáculos. Este radio se ve disminuido significativamente por la presencia de paredes, árboles, fenómenos meteorológicos adversos, etc., lo que hace que pueda reducirse la cobertura a unos pocos metros. En consecuencia, los nodos no tienen comunicación directa con todos los demás elementos de la red, sino sólo con los vecinos más cercanos. Para acceder a nodos que no están bajo visión directa es necesaria la colaboración de los vecinos. Cooperativamente los nodos propagan la información hasta llegar al receptor de la misma.
- Dispositivos heterogéneos. En la red MANET pueden coexistir dispositivos con distintas características en cuanto a potencia de transmisión y antenas utilizadas, como por ejemplo PDA (*Personal Digital Assistant*), ordenadores portátiles, etc.
- Recursos energéticos finitos. Los nodos se alimentan de baterías que tienen una duración limitada. El acceso a la red y las operaciones que conlleva tienen que limitarse lo máximo posible para que se consuma el menor nivel de energía necesario. Esta limitación cada vez es menos concluyente porque cada vez se desarrollan baterías de mayor duración.
- Potencia de cálculo modesta. Los procesadores que se incluyen en los dispositivos móviles no suelen tener gran potencia de cálculo, en primer lugar para ahorrar baterías y en segundo lugar porque para las operaciones a realizar no es necesario. Por lo tanto, a la hora de usar estos dispositivos podría ser problemático el uso de criptografía avanzada o con cálculos complejos para asegurar la confidencialidad de la información transmitida. De nuevo, este aspecto es cada vez menos problemático con los avances tecnológicos en microprocesadores.
- La movilidad. Esta es la característica principal, ya que crea una topología con cambios muy dinámicos. Los nodos, al estar en continuo movimiento, crean enlaces y los destruyen con gran rapidez en función de la velocidad y el movimiento relativo entre los nodos. Las conexiones entre vecinos y con otros nodos más lejanos se ven muy afectadas por esta movilidad inherente a las redes MANET.

Estas propiedades hacen únicos a los nodos que pertenecen a una red MANET, siendo necesarios parámetros muy diversos para su configuración e incluso para la simulación de las mismas, tal y como se detallará en los siguientes apartados.

## 2.4 Características generales de las MANET

La agrupación de los nodos permite destacar otras características como:

- La falta de infraestructura central. Esta carencia la hace muy interesante a la hora de enfrentarse como alternativas a las redes cableadas normales para extender la cobertura de redes inalámbricas fijas. Esta capacidad de poder trabajar sin una infraestructura centralizada reduce considerablemente el coste de implantación de este tipo de redes, pero exige que los nodos colaboren entre sí.
- Topología dinámica. Los enlaces entre los nodos van creándose y rompiéndose, debido

a la movilidad de los nodos y las condiciones dinámicas del medio inalámbrico. Por ello, los paquetes transmitidos no siguen siempre los mismos caminos. Además, los nodos pueden unirse y salirse de la red de forma imprevista (por ejemplo por agotarse las baterías).

- Capacidad de reposición automática. Si en algún instante de la vida de la red, se rompe un enlace que estaba empleándose para una comunicación, la red es capaz de encontrar otro camino al destino de manera autónoma. Esta propiedad la hace muy interesante y contrasta con la pérdida de un enlace en un entorno fijo, que podría traducirse en una inaccesibilidad a la red.
- La cooperación entre los nodos. La cooperación entre los nodos es inherente a las redes *ad hoc*, ya que, sin ella no se podrían establecer comunicaciones. Es la propiedad vital para la supervivencia de la red y su razón de existencia. La cooperación puede centrarse en distintas tareas, siendo las principales las de encaminamiento y de seguridad.

Todas estas características han sido y son ampliamente estudiadas por los equipos de investigación. Así pues, respecto a la topología dinámica se han desarrollado muchos modelos de movilidad que capturan el movimiento de un tipo de red MANET y que sirven para el análisis de tecnologías aplicadas a dichas redes. En lo que atañe a la cooperación de nodos hay dos tipos de protocolos estandarizados por el IETF, mientras que respecto a la falta de infraestructura central, se han propuesto distintos mecanismos para conectar las MANET a Internet. Se profundizará en todos estos aspectos a continuación.

## 2.5 Protocolos de encaminamiento en MANET

Los algoritmos y técnicas clásicas que se emplean en las redes fijas para encaminar los paquetes no pueden ser utilizados en las redes *ad hoc* debido a las características inherentes de las redes MANET. En los algoritmos clásicos se supone que la topología de la red es poco cambiante. Así, por ejemplo, en el protocolo OSPF (*Open Shortest Path First*) se determina el coste de cada enlace por parte de los nodos (retardo, capacidad de cada enlace, etc.) y posteriormente se emplea el algoritmo de Dijkstra para determinar los caminos óptimos [Coltun y otros, 2008]. En redes *ad hoc*, donde la movilidad de los nodos es elevada, los enlaces surgen y desaparecen con relativa facilidad con lo cual la topología es muy cambiante, incluso en periodos pequeños de tiempo. Así pues, algoritmos tradicionales como los basados en el coste de los enlaces no se pueden usar. De esta forma, han surgido distintos algoritmos para solventar este problema. Estos protocolos de encaminamiento específicos para redes *ad hoc* se pueden clasificar en función de muy diversos criterios, pero quizás el más importante es la clasificación en función de quién solicita o envía primero la información para establecer las rutas. La siguiente terminología o nomenclatura coincide con la presentada en [Agüero, 2007]:

1. Los protocolos bajo demanda o reactivos<sup>6</sup> son aquellos protocolos en los que sólo se solicitan las rutas que se necesitan en cada momento. En este sentido los nodos

---

<sup>6</sup>Traducción del término inglés *reactive*.

sólo comienzan un proceso de búsqueda de rutas cuando tienen que enviar datos y desconocen la ruta hacia el destino.

2. Los protocolos preventivos o proactivos<sup>7</sup> mantienen continuamente las rutas hacia cualquier nodo de la red (esté siendo empleado o no en una comunicación). Para ello los nodos intercambian información de encaminamiento con sus vecinos.

A la hora de comparar estos dos tipos de protocolos hay que ser muy cauto. En las redes *ad hoc* y debido a su dinamismo es muy difícil establecer la bondad de cada tipo de algoritmo, por lo menos de forma general. Sin embargo, está relativamente aceptado que los protocolos bajo demanda necesitan menos sobrecarga de control que los preventivos, y que estos últimos presentan mejor retardo medio que los primeros.

Existen otras clasificaciones de los protocolos de encaminamiento que se pueden considerar y que no son incompatibles unas con otras [Jayakumar y Gopinath, 2007]:

- En función del papel de los nodos. Si todos tienen la misma función y no hay ninguna estructura jerárquica, el protocolo se denomina plano. En cambio, si sólo algunos de los nodos pueden participar en la creación y mantenimiento de las rutas (para disminuir la sobrecarga introducida por los paquetes de encaminamiento) será un protocolo jerárquico.
- En función de la información de encaminamiento que guardan los nodos. Los protocolos basados en topologías guardan información completa sobre el estado del enlace frente a los protocolos basados en el destino que sólo guardan el número de saltos necesarios para llegar a este.
- En función de donde se establezca la ruta. Si los paquetes de datos incluyen el camino que tienen que seguir será un protocolo con encaminamiento en origen. Pero, si la decisión del camino a tomar se hace en cada nodo, independientemente de los nodos previos por los que ha circulado el paquete, será un protocolo con encaminamiento salto a salto.
- En función del número de rutas. Si el nodo sólo guarda información de una ruta por destino será un protocolo *singlepath*. Por otro lado, si puede tener varias rutas hacia el mismo destino será un protocolo multicamino o *multipath*. En este segundo caso, si se pierde una de las rutas siempre habría la posibilidad de utilizar otra sin necesidad de nuevos procesos de solicitud de rutas.
- En función de la localización geográfica. En estos protocolos los nodos cuentan con un dispositivo de posicionamiento global o GPS (*Global Positioning System*) que proporciona información al protocolo de encaminamiento.

Existen muchos protocolos específicamente diseñados para las redes MANET. Sin embargo, sólo existen cuatro protocolos estandarizados por el organismo IETF como RFC (ver la Tabla 2.1), ninguno de ellos cuenta con información geográfica: dos son preventivos y otros dos bajo demanda. Las características principales de estos cuatro protocolos se encuentran en la Tabla 2.3.

---

<sup>7</sup>Traducción del término inglés *proactive*.

Característica \ Protocolo	AODV [Perkins y otros, 2003]	OLSR [Clausen y Jacquet, 2003]	TBRPF [Ogier y otros, 2004]	DSR [Johnson y otros, 2007]
Solicitud de rutas	Bajo demanda	Preventivo	Preventivo	Bajo demanda
Función de los nodos	Plano	Plano	Plano	Plano
Información de estado	Distancia	Estado del enlace	Estado del enlace	Estado del enlace
Establecimiento de ruta	Salto a salto	Salto a salto	Salto a salto	Origen
Número de rutas por destino	Única	Única	Única	Múltiple

**Tabla 2.3.** Características de los protocolos de encaminamiento estandarizados por el IETF.

## 2.6 Técnicas de integración

Uno de los objetivos que se pretenden conseguir en la investigación actual en las redes de comunicaciones es la conectividad total a Internet en cualquier momento, en cualquier lugar y con cualquier medio de telecomunicación. Este paradigma, conocido como computación ubicua, debe permitir el acceso universal a través de redes heterogéneas, y es uno de los objetivos de las redes de cuarta generación o redes 4G. El objetivo principal de las redes 4G es la comunicación fiable y a un coste razonable de todos los usuarios [Ding, 2008]. Para ello es necesario integrar todas las redes móviles actuales y futuras, como pueden ser las redes de telefonía móvil y las redes LAN (*Local Area Network*) inalámbricas (IEEE 802.11n [IEEE, 1999], 802.15 [IEEE, 2003] y 802.16 [IEEE, 2004]), en las cuales pueden existir celdas de distinto tamaños, solapamientos entre áreas de cobertura y muchos otros problemas que están siendo investigados en estos momentos. Entre estas redes incluidas en las 4G se encuentran las redes MANET. La integración de este tipo de redes en Internet presenta una serie de inconvenientes y desafíos, entre ellos la necesidad de ampliar los protocolos de encaminamiento *ad hoc* para conseguir la accesibilidad total. A pesar de esta dificultad, el uso de redes MANET puede representar una ventaja para ampliar la cobertura de las redes de acceso inalámbricas tradicionales y también para compartir recursos en zonas determinadas como pueden ser los parques de atracciones o el acceso a Internet a los participantes en una conferencia o congreso. Gracias a la tecnología MANET, los terminales pueden operar inmediatamente y no necesitan que los usuarios posean un gran conocimiento para configurarlas. Otra gran ventaja de las redes *ad hoc* reside en la descentralización que permite el reordenamiento de las comunicaciones de forma rápida si uno de los nodos desaparece por alguna razón y, por tanto, el despliegue de las mismas se puede realizar en muy poco tiempo. Todas estas características han posibilitado la aplicación tra-

dicional de las redes *ad hoc* a situaciones de emergencia o militares. Un ejemplo típico de integración de estas redes en Internet se ilustra en la Fig. 2.2. Se trata de un escenario en el cual ha ocurrido alguna catástrofe o alguna incidencia de especial relevancia. Los distintos servicios de policía, ejército, sanitarios, de emergencia, etc. se conectan a Internet a través de pasarelas propias. Como los terminales que usan los usuarios pueden no estar directamente conectados a la pasarela, los elementos móviles se comunican a través de protocolos *ad hoc*. En estos protocolos se deben incluir las funcionalidades necesarias para localizar a la pasarela y conseguir así la mejor integración posible hacia Internet. Además, pueden posibilitar que las distintas pasarelas se puedan compartir entre los distintos miembros de los servicios desplegados en el escenario. Para ello, las técnicas de integración deben asegurarse de que los nodos móviles se inscriban en la pasarela adecuada y establecer la forma de realizar los trasposos entre las mismas, apareciendo conceptos similares a los de movilidad bajo IPv6 (*Mobile Internet Protocol version 6*) [Johnson y otros, 2003].

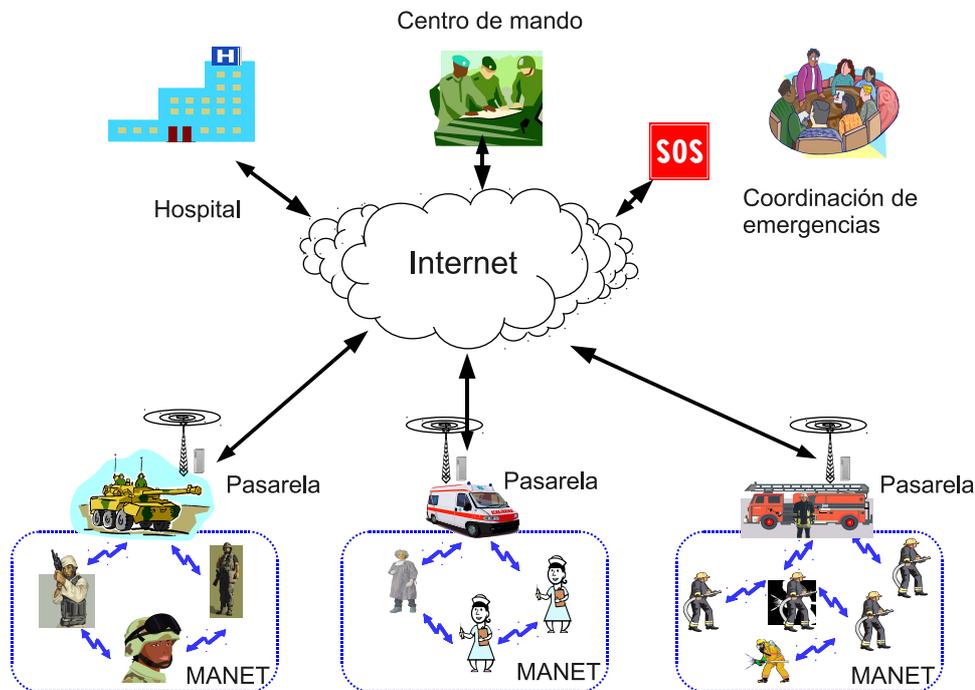


Figura 2.2. Integración de redes *ad hoc* multisalto en Internet.

Para conectarse a Internet los nodos móviles necesitan conocer de forma eficiente la localización de las distintas pasarelas, el tiempo de descubrimiento de las pasarelas así como el retardo provocado al realizar trasposos entre las pasarelas. Estos parámetros tienen una gran influencia en la latencia de los paquetes y la cantidad de información intercambiada. El principal desafío de la integración de las MANET en Internet es el de realizarla de tal forma que haya un mínimo consumo de recursos, ya de por sí limitados en una red MANET tradicional. Para ello, es necesario optimizar el método con el que se usan las pasarelas.

La forma de integrar las redes fijas en Internet difiere en gran medida del mismo proceso en redes MANET. En una red fija, los nodos disponen de una dirección IP (ya sea IPv4 o IPv6) que prácticamente se mantiene invariable durante una gran parte del tiempo de conexión, con lo que se puede emplear una serie de métricas en los algoritmos de encañamiento adaptativos que apenas varían. Sin embargo, este hecho no es aplicable a las redes móviles *ad hoc* como se ha mencionado anteriormente. A pesar de todo, sí existen similitudes a la hora de integrar estas redes en Internet, por ejemplo, las fases que se han de seguir para conseguir una dirección de red en IPv6. Las fases que se exponen a continuación no tienen que completarse en su totalidad, ni seguir el orden especificado; algunas técnicas de integración podrían eliminar algún paso por no considerarlo necesario:

- Identificación y selección de las pasarelas. Los nodos móviles deben conocer la dirección IPv6 de la pasarela. Además si la red *ad hoc* multisalto cuenta con más de una pasarela, se tiene que indicar alguna métrica para poder seleccionar una u otra.
- Identificación del prefijo de red. Puede ser uno por cada pasarela, varios por pasarela o compartiendo todas las pasarelas el mismo prefijo.
- Identificación de parámetros. Se le pueden asignar diferentes parámetros a los distintos nodos móviles, como puede ser la longitud máxima del paquete a transmitir.
- Elaboración de la dirección de red a partir del prefijo de red. El resto de la dirección se puede generar a partir de la dirección de enlace del nodo o de forma aleatoria.
- Resolución de direcciones. Los nodos deben conocer las direcciones de la capa de enlace de otros nodos de la red. Algunas técnicas las obtendrán a partir del protocolo *ad hoc* y otras mediante el empleo de mensajes especiales de cada técnica de integración.
- Detección de direcciones duplicadas. Un nodo debe determinar si la dirección que está utilizando ya la tiene asignada otro nodo. En ese caso tiene que informar que su dirección es errónea y obtener otra válida.
- Mecanismos de movilidad basados en *Mobile IP*. En el caso de tener más de una pasarela en el ámbito de la red *ad hoc*, será necesario darse de alta en la nueva pasarela y notificarlo a su pasarela inicial (o *home agent*) usando la terminología de *Mobile IP*.

Los nodos móviles necesitan conocer la dirección de las pasarelas para poder formar su dirección IPv6. Esta nueva dirección se utiliza necesariamente para acceder a Internet y de forma opcional se puede usar para comunicarse con otros nodos de la red *ad hoc*. Como se observa en la Fig. 2.3, los distintos elementos que forman parte de una red, ya sea Ethernet, Token Ring, etc deben conocer la dirección física de los demás miembros de la misma MAC (*Media Access Control*) para poder utilizar el protocolo IP en la comunicación entre ellos, ya que los paquetes IP deben ser encapsulados en tramas MAC antes de ser enviadas al medio físico. El proceso por el cual un nodo origen de la información conoce la dirección MAC del destinatario se denomina en IPv4 ARP (*Address Resolution Protocol*), en IPv6 hay un proceso similar al que se denomina protocolo de descubrimiento de vecinos o NDP (*Neighbor Discovery Protocol*) [Narten y otros, 2007]. NDP incorpora también otras funcionalidades y es la base para la autoconfiguración de las redes en IPv6. El descubrimiento de las pasarelas para la interconexión de las redes *ad hoc* con Internet se basa en este protocolo.

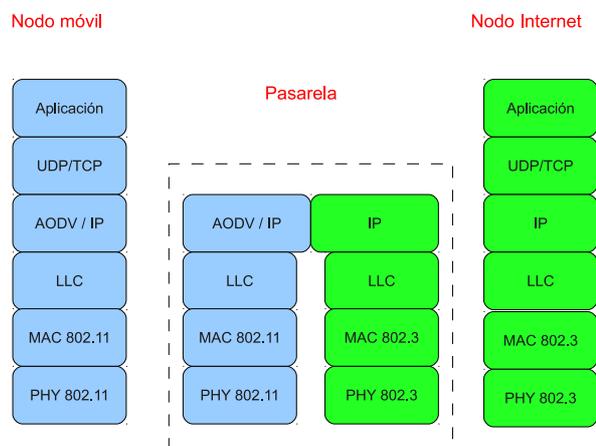


Figura 2.3. Ejemplo de la torre de protocolos de un nodo móvil, de un nodo fijo de Internet y de una pasarela.

La identificación de las pasarelas es un proceso complejo y se realiza a través de mensajes incorporados al protocolo NDP. Como se observa en la Fig. 2.4, las pasarelas (en este caso un punto de acceso) envían cada cierto tiempo un mensaje especial denominado RA (*Router Advertisement*). Este mensaje especial se envía a todos los dispositivos que se encuentran unidos a los enlaces de la pasarela (en el caso de la Fig. 2.4 a todos los dispositivos que mantienen una conexión directa con el punto de acceso). Es, por tanto, un mensaje preventivo o proactivo.

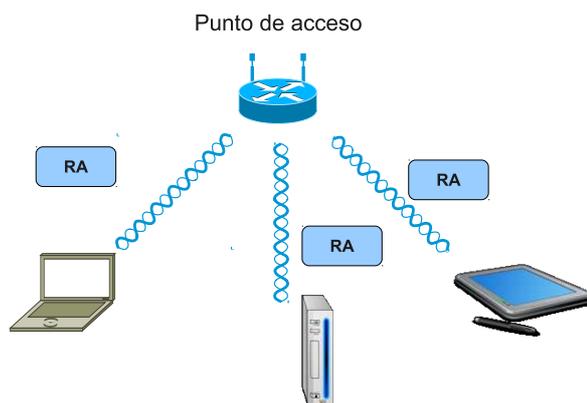


Figura 2.4. Descubrimiento de pasarelas en IPv6: envío de mensajes RA.

Para evitar que los nodos permanezcan demasiado tiempo sin conocer la dirección de la pasarela (la frecuencia de los mensajes RA es pequeña), los dispositivos móviles pueden requerir la dirección a través del envío de un mensaje especial del NDP denominado RS

(*Router Solicitation*). Con este mensaje se le solicita a la pasarela que le envíe un mensaje RA específico para ese dispositivo. Tanto los mensajes RA como los RS empleados por NDP son en realidad mensajes pertenecientes al protocolo de control de mensajes ICMPv6 (*Internet Control Message Protocol*) [Conta, 2006] y, por lo tanto, comparten la estructura de este, que dependerá del tipo, tal y como se observa en la Fig. 2.5 (tipo de mensaje, código y chequeo).

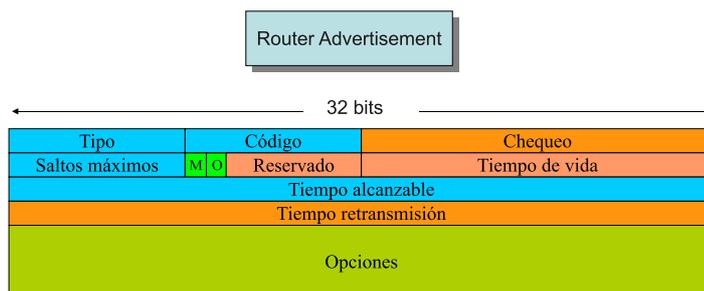


Figura 2.5. Formato del tipo de mensaje RA (*Router Advertisement*).

La dirección origen de estos paquetes será la de la pasarela y la dirección destino bien la de difusión si el RA es de transmisión periódica (dirección multicast FF02::1) o bien la dirección del nodo que envía el RS. Es decir, consistirá en un mensaje de difusión (*multicast*) o en un mensaje para un nodo específico (*unicast*). El resto de campos que se incluyen en la Fig. 2.5 tienen el siguiente significado:

- Máximo número de saltos. Es el valor que los nodos unidos a este enlace deben situar en el campo *Hop Limit*.
- *M*. Indica si se va a utilizar el modo de autoconfiguración de dirección ( $M=0$ ) o no ( $M=1$ ).
- *O*. Cuando está activo indica que existen otros parámetros de configuración que deben obtenerse via *Dynamic Host Configuration Protocol* (DHCPv6).
- Tiempo de vida. El valor máximo de este parámetro está limitado en la práctica a 9000 segundos.
- Tiempo alcanzable. Tiempo que se mide en milisegundos y que es utilizado por el NDP para funciones de detección de vecinos.
- Tiempo de retransmisión. Es el tiempo mínimo, en milisegundos, entre retransmisiones de mensajes de peticiones de vecinos (*Neighbor Solicitation*).
- Opciones. Entre los posibles valores que se pueden incluir aquí se encuentran: la dirección de enlace de la pasarela, la longitud máxima del segmento en este enlace, o uno o más prefijos usados en el enlace.

El periodo máximo entre envíos de los mensajes RA varía entre los 4 y los 1800 segundos, siendo el valor por defecto de 600 segundos. Estos valores son adecuados para redes fijas, cuya configuración no cambia a lo largo del tiempo. Si entre dos envíos de mensajes RA es necesario que un nodo obtenga alguna información por parte de la pasarela, lo que hace es enviar un mensaje RS, cuyo formato se encuentra en la Fig. 2.6.

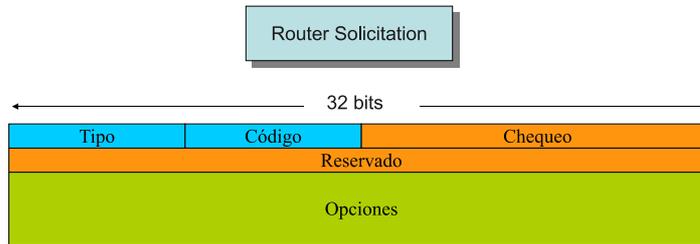


Figura 2.6. Formato del tipo de mensaje RS (*Router Solicitation*).

El campo opciones puede contener la dirección de la capa de enlace de la interfaz que origina el mensaje RS.

A través de estos dos mensajes, y de otros más accesorios, los nodos que pertenecen a un enlace IPv6 pueden conocer la dirección de su pasarela y pueden, en función de la configuración, crear una dirección propia válida para transmitir datos a través de dicha pasarela. Estos mensajes no se pueden usar directamente en las redes *ad hoc* debido a la naturaleza multisalto de las mismas. La adaptación de estos mensajes al entorno *ad hoc*, y el protocolo de descubrimiento de pasarelas asociado, ha tenido distintas soluciones en el seno del grupo IETF de las MANET y *autoconf*. Entre las distintas posibilidades que se pueden encontrar se tienen las siguientes especificaciones:

- Conectividad global para MANET IPv6 [Wakikawa y otros, 2006].
- Configuración automática de direcciones para redes *ad hoc* IPv6 [Jelger y otros, 2004].
- Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes *ad hoc* [Cha y otros, 2003].
- Soporte móvil multipasarela [Singh y otros, 2004].
- Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas [Ruffino y Stupar, 2006].

A continuación, se comentan los aspectos más relevantes de estas propuestas de interconexión de redes MANET a Internet.

### 2.6.1 Conectividad global para MANET IPv6

La conectividad global para MANET IPv6<sup>8</sup> se publicó como un *Internet draft* [Wakikawa y otros, 2006]. Como se indica en el resumen del *draft*, los autores definen un mecanismo para proporcionar conectividad a Internet a los nodos pertenecientes a una red *ad hoc*. Para ello, se describe cómo se obtiene una dirección que sea utilizable globalmente desde una pasarela, de tal forma que pueda intercambiar datos con otros nodos en Internet. El método descrito no depende de un protocolo de encaminamiento *ad hoc* específico. Además también se dan nociones para usar *Mobile IPv6* con este mecanismo.

En la propuesta presentada en [Wakikawa y otros, 2006], los autores parten de los siguientes supuestos:

<sup>8</sup> *Global connectivity for IPv6 Mobile Ad Hoc Networks* en inglés.

- Se asume que se va a utilizar la familia de direcciones de IPv6, por tanto, el protocolo de la red MANET debe ser capaz de utilizar IPv6.
- Evidentemente, debe existir al menos una pasarela a Internet en algún lugar de la red MANET.
- Todos los nodos de la red MANET deben adquirir una dirección para poder encaminar los paquetes hacia Internet. Esta puede ser utilizada como dirección inicial (tipo *home* en inglés) de *Mobile IPv6*.

Un nodo móvil de la red MANET descubre la existencia de las pasarelas a través de la recepción de un mensaje especial enviadas por éstas. Todas las pasarelas pueden enviar estos mensajes de aviso de forma proactiva, pero los nodos también pueden solicitar el envío de estos mensajes bajo demanda, siempre y cuando necesiten comunicarse con Internet. Esta petición es opcional y dependerá del protocolo de red *ad hoc* que se utilice, ya que se intenta no modificar el normal funcionamiento de los protocolos de encaminamiento dentro de la red MANET. En este sentido, si el protocolo es proactivo, el documento no le obliga a implementar mecanismos bajo demanda. Los mensajes especiales son modificaciones de los implementados en NDP. Se extiende el uso de estos mensajes para el anuncio de las pasarelas y su posible retransmisión a través de múltiples saltos. Al recibir estos mensajes, un nodo de la red MANET también será capaz de actualizar o crear la ruta hacia Internet, insertando en la tabla de encaminamiento la dirección de la pasarela.

Cuando al nodo móvil le llega uno de estos mensajes éste es capaz de configurar una dirección con el prefijo que se incluye. El método por el cuál se construye esta dirección no se especifica en la propuesta. Por otro lado, las pasarelas a Internet deben comprobar cada uno de los paquetes de la red MANET, identificando si su destino se encuentra en el exterior de la red o no, para de esta manera, evitar el envío de paquetes innecesarios hacia Internet si la dirección de destino es la de un nodo de la red MANET. De este modo, se permite que las pasarelas participen de las funcionalidades de la propia MANET.

La conectividad global se logra a través del uso de tres mensajes especiales: solicitud de pasarela (*solicitation*), avisos de pasarelas (*advertisement*) y confirmación de estas (*confirmation*). Los autores de la propuesta proponen que la adaptación de los mensajes del NDP también se pueda realizar cambiando alguna funcionalidad de los protocolos de encaminamiento de la red *ad hoc*. En cualquier caso, el simple uso de los mensajes ya descritos de NDP no es posible dado que estos mensajes se hace uso de direcciones de enlace local que no se pueden utilizar en las redes MANET [Wakikawa y otros, 2005]. Por definición de IPv6, los paquetes con direcciones basadas en este tipo de direcciones sólo se pueden utilizar para el enlace local, permitiéndose sólo para comunicaciones entre vecinos. Por lo tanto, los mensajes basados en direcciones locales no pueden retransmitirse. Este el motivo por el cual se redefinen los tres mensajes anteriores. De este modo, el mensaje de solicitud (IGWSOL-N en el *draft*) es exactamente el mismo que el de *Route Solicitation* de NDP (véase la Fig. 2.6). Sólo se altera el valor del tipo y, además, admite direcciones no locales.

El mensaje proactivo o de aviso (IGWADV-N en el *draft*) es similar al *Route Advertisement* de NDP (ver la Fig. 2.7). Evidentemente, este mensaje sólo tiene sentido que lo envíe la pasarela a la zona de la red *ad hoc*. La pasarela debe incluir un prefijo para que los nodos móviles puedan crear su propia dirección. Esta información no se ve modificada en

las retransmisiones del mensaje dentro de la red MANET. Sin embargo, el bit *M* de NDP (ver Fig. 2.5) que representa la capacidad de utilizar el modo de autoconfiguración debe estar siempre activo y, por ello, se transforma el uso de este y se le denomina *A*. Cuando el bit *A* esté activo, se le pide confirmación a todos los nodos móviles que lo reciben. Además, en función del protocolo de encaminamiento, también puede incluir una dirección local válida de la pasarela en la red *ad hoc*.

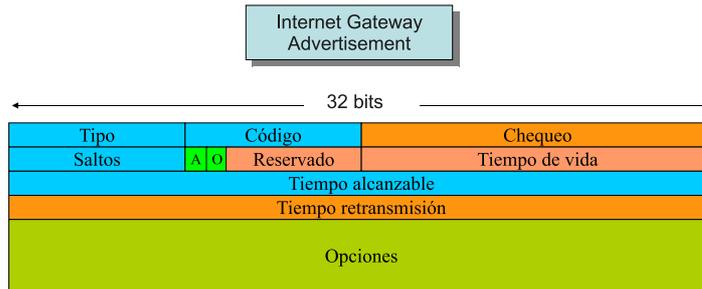


Figura 2.7. Formato del tipo de mensaje IGWADV-N (*Internet Gateway Advertisement*).

El otro mensaje incluido en esta propuesta sólo se emplea cuando el mensaje anterior solicita un reconocimiento al nodo móvil, es decir, siempre y cuando el bit *A* esté activo. Este mensaje se usa para crear o actualizar una lista de nodos asociados a la pasarela y con acceso a Internet. Esta estructura puede ser útil en el caso de utilizar mecanismos de movilidad basados en *Mobile IPv6*. La dirección global que aparece en la Fig. 2.8 es la que, evidentemente, debe almacenar la pasarela en la lista de nodos que se han unido a la pasarela.

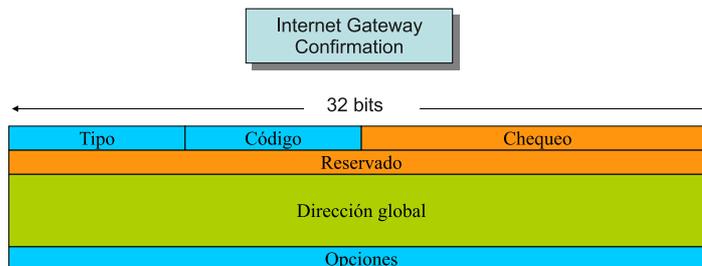


Figura 2.8. Formato del tipo de mensaje *Internet Gateway Confirmation*.

Además de estos dos mensajes, se indican ciertos cambios que se deben realizar en dos protocolos específicos como son el OLSR y el DYMO para implementar la propuesta. Para ello, se definen mensajes especiales de aviso, de confirmación y de solicitud a través de cambios en los protocolos de encaminamiento, para aquellos usuarios que no quisieran modificar el protocolo NDP.

Por tanto, en la propuesta de [Wakikawa y otros, 2006] las pasarelas envían de forma preventiva un mensaje especial que será recibido por los nodos móviles. Una vez que le

llegue el mensaje al nodo de la red *ad hoc*, este deberá seguir, una vez comprobada la integridad del mismo, una serie de acciones para verificar su contenido. Estas acciones son:

- La dirección de la pasarela no debe ser una dirección basada en el enlace, válida sólo para comunicaciones a un salto. Si el mensaje se enviara con este tipo de dirección deberá ser descartado.
- El mensaje debe incluir información acerca de un prefijo.

Una vez verificado los dos aspectos anteriores, el nodo MANET incluye la información de la pasarela en una lista interna, para posibilitar el encaminamiento hacia Internet. En concreto, el nodo móvil dispondrá de dos estructuras similares a las planteadas para el protocolo NDP. La primera estructura la denominan listas de pasarelas a Internet (*Internet Gateway List*). Es una lista en la que se incluyen las distintas pasarelas que se pueden usar para enviar datos a Internet. Cada entrada en esta lista tiene asociada una serie de elementos como son: la dirección global de la pasarela, el tiempo de vida de la ruta a la pasarela y la dirección del protocolo local de la pasarela. Además, a la hora de crear su dirección IPv6, los nodos disponen de otra lista de prefijos (*Internet Gateway Prefix List*) formada a partir de la información proporcionada por la(s) pasarela(s). Esta lista incluye: los prefijos de las pasarelas, su longitud, el tiempo de vida y el número de orden del mensaje de aviso de la pasarela.

Además, los nodos móviles deben incluir la ruta hacia Internet en su tabla de encaminamiento. Una tabla de encaminamiento con estas rutas se asemeja a la presentada en la Tabla 2.4:

Destination/prefix length	Next-Hop
Internet Route	
default (::)	<internet gateway address-A>
default (::)	<internet gateway address-B>
Host Route/128	
<internet gateway address-A>	<next-hop address>
<Destination address>	<internet gateway address-A>

**Tabla 2.4.** Tabla de encaminamiento de un nodo de la MANET.

Para conseguir la ruta hacia Internet, el nodo tiene que realizar una doble búsqueda en la Tabla 2.4: la primera vez buscará la pasarela que proporciona la ruta por defecto y, la segunda vez, buscará la dirección del siguiente salto hacia la pasarela.

Estas tablas de encaminamiento deberán ser actualizadas, ya sea por el protocolo de encaminamiento, ya sea por el Sistema Operativo. Obsérvese que puede darse más de una ruta hacia Internet, al poder existir más de una pasarela que dan acceso a dicha red. A medida que le vayan llegando mensajes con la dirección de la pasarela, se va guardando la información en la lista de pasarelas, de todas las rutas posibles, sólo se utilizará una (la ruta denominada por defecto). En el caso de que se caiga dicha ruta, el nodo móvil elegirá la siguiente en la lista o bien, comenzará un proceso de petición de nueva ruta, si no tiene ninguna otra en la lista. La ruta hacia las pasarelas tendrán vigencia hasta que expire

el temporizador vinculado al tiempo de vida de la ruta en la tabla de encaminamiento. Este temporizador se va refrescando a medida que le vayan llegando los distintos mensajes *IGWADV-N* de las pasarelas o a medida que se emplean dichas rutas. La recepción de los mensajes *IGWADV-N* posibilita que los nodos sepan las pasarelas que están activas en todo momento, de tal forma que los nodos móviles que no estén dentro de la cobertura de su pasarela original puedan usar la funcionalidad de *Mobile IPv6* para inscribirse como visitantes en otras pasarelas.

Cuando a una pasarela le llega un paquete IP con destino a Internet, debe examinar la dirección de los paquetes para prevenir envíos innecesarios hacia ésta. El examen de la dirección se realiza a través de los siguientes pasos:

1. La pasarela comprueba que el prefijo de la dirección destino es el mismo que el de la suya propia. En este caso devuelve el paquete a la zona MANET si tiene una ruta al destino. En caso contrario envía un mensaje ICMPv6 a la fuente indicando que no puede alcanzar el destino. Este tipo de mensajes puede estar incluido en el protocolo de encaminamiento *ad hoc*.
2. Si el prefijo de la dirección de destino no se corresponde con el prefijo global de la pasarela, se examina cuidadosamente la ruta para el destino y se realiza una de las siguientes acciones:
  - Si la pasarela no puede usarse como nodo intermedio (por ejemplo porque no tenga el nodo móvil en ninguna de sus listas o no conozca toda la topología de la red MANET), se sigue en el paso 3.
  - Si la pasarela encuentra la dirección destino en sus tablas y es de un nodo móvil, el paquete se reenvía a la zona ad hoc y la pasarela envía un paquete ICMPv6 a la fuente indicando la redirección del mismo.
  - Si la pasarela puede encaminar los paquetes a Internet, pero encuentra una posibilidad de enviar el paquete a la red MANET, al comparar las direcciones con los prefijos de sus listas, redirige el paquete a la zona MANET.
3. La pasarela compara la dirección de origen con su prefijo. Si no coinciden, el paquete no se envía a Internet y puede descartarse, informando al nodo origen con un mensaje ICMPv6.
4. En última instancia, se envía el paquete a Internet.

Como resumen de esta propuesta [Wakikawa y otros, 2006], cabe indicar que la conectividad con Internet se realiza a través del envío de mensajes especiales que incorporan distintas funcionalidades. El protocolo admite tanto envíos periódicos como bajo demanda. Las pasarelas deben asegurarse de que los paquetes van dirigidos a Internet antes de enviarlos a esta red. Además, es capaz de proporcionar funcionalidades para facilitar la ejecución *Mobile IPv6*. Esta propuesta es la que se va a utilizar en los siguientes capítulos de la Tesis, ya que es la más sencilla de utilizar y la más usada en la comunidad científica.

### 2.6.2 Configuración automática de direcciones para redes *ad hoc* IPv6 e integración con pasarelas

El mecanismo de integración denominado “Configuración automática de direcciones para redes *ad hoc* IPv6 e integración con pasarelas”<sup>9</sup> fue presentado en [Jelger y otros, 2004]. En el documento se especifica el comportamiento de los nodos, cómo se propaga la información a través de ellos, así como el formato de los mensajes de control. Estos mensajes permiten que los nodos de la red *ad hoc* descubran el par prefijo-pasarela, necesario para la construcción de la dirección IPv6 global. Además sirven para mantener la ruta por defecto hacia Internet.

En esta propuesta los autores combinan el proceso de descubrimiento de las pasarelas con la autoconfiguración de la dirección a usar por los nodos móviles con Internet. Para ello, los mensajes de anuncio de la pasarela contienen información relativa al prefijo de red. Pueden coexistir diferentes pasarelas que anuncien diferentes prefijos. Por otro lado, este proceso debe ser independiente del protocolo de encaminamiento intra *ad hoc*. Dentro de este mecanismo, cada pasarela envía de forma periódica un mensaje especial, que se denomina `GW_INFO`, para notificar a los nodos móviles su existencia y el prefijo que utiliza, tal y como, se ha comentado anteriormente. El formato de este mensaje se encuentra en la Fig. 2.9.

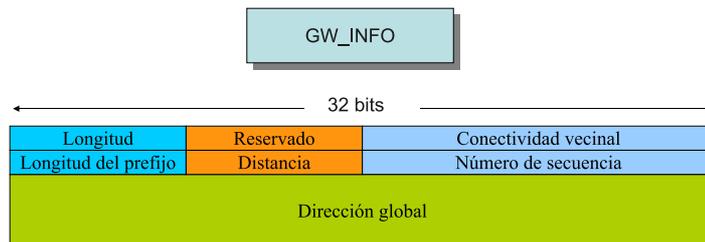


Figura 2.9. Formato del tipo de mensaje `GW_INFO`.

Cada mensaje `GW_INFO` contiene los siguientes campos:

- Longitud del mensaje.
- Conectividad vecinal: son 16 bits que usan los nodos móviles para detectar los enlaces bidireccionales con sus vecinos.
- Longitud del prefijo.
- Distancia a la pasarela. Es el número de saltos entre los nodos móviles y la pasarela.
- Número de secuencia. Evita que los nodos incorporen información redundante.
- La dirección global de la pasarela.

Estos mensajes los envía la pasarela de forma continua. Con los campos anteriores los nodos pueden seleccionar la pasarela más adecuada, si existe más de una a su alcance. Este mensaje se envía siempre a los nodos vecinos (fijando un TTL igual a 1). La dirección de destino será la de difusión, mientras que la dirección que se usará para la pasarela será la del enlace local. El envío inicial del `GW_INFO` tiene el campo de distancia igual a cero

<sup>9</sup> *Gateway and address autoconfiguration for IPv6 adhoc networks* en inglés

y el primer número de secuencia también debe ser nulo. El número de secuencia se irá incrementando a medida que la pasarela va mandando mensajes. Por otro lado, la longitud del prefijo y la dirección global de la pasarela se usan por los nodos móviles para construir su dirección IPv6 global. Los nodos que reciben el `GW_INFO` pueden volver a enviarlo, pero sólo en el caso de que el nodo vaya a usar el prefijo incluido en ellos, actualizando el campo de distancia (se incrementa en uno en cada salto). Los nodos que reciben estos mensajes mantienen una lista con los prefijos que utilizan cada uno de sus vecinos. A cada una de las entradas en esta lista se le asocia un tiempo de expiración que se irá actualizando a medida que llegan más mensajes `GW_INFO` con el mismo prefijo.

La dirección global del nodo se obtiene sumando la dirección de la capa de enlace al prefijo recibido en el mensaje `GW_INFO`. Si el prefijo es menor de 64 bits, se rellena con ceros. En este caso, los autores indican que no es necesario la detección de direcciones duplicadas, ya que la probabilidad de tener dos direcciones iguales con este procedimiento es mínima.

Como se usa un protocolo preventivo, los nodos móviles deben actualizar su tabla de encaminamiento indicando la ruta por defecto hacia la pasarela y el prefijo utilizado. Una característica fundamental de este mecanismo es que el proceso de reenvío de los mensajes `GW_INFO` asegura que todos los nodos de una ruta hacia la pasarela utilicen el mismo prefijo de red. Por este motivo, este mecanismo también se conoce como de 'continuidad de prefijo'. Para garantizar esta condición, los nodos móviles sólo reenvían aquellos mensajes que cuentan con el prefijo de la pasarela que ellos han decidido utilizar. De esta manera, se evitan situaciones como las que aparecen en la Fig. 2.10.

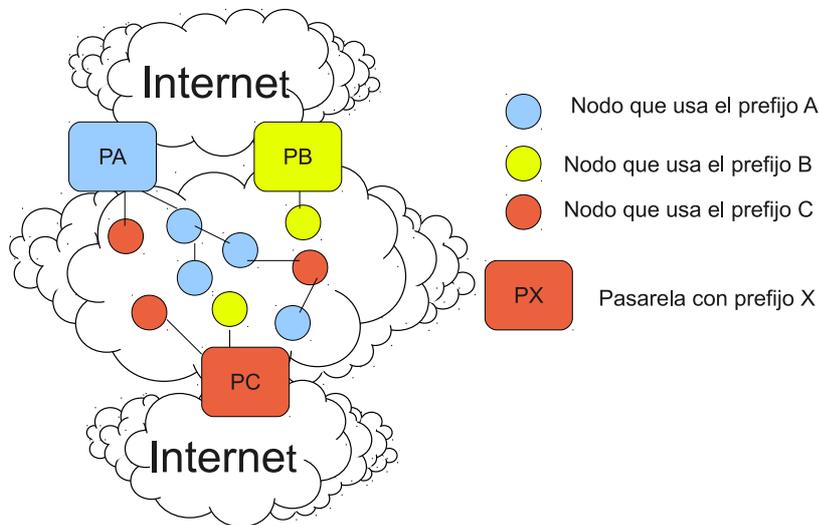


Figura 2.10. Red *ad hoc* que reenvía todos los mensajes `GW_INFO`. [Jelger y Noel, 2005]

En la Fig. 2.10 se tienen tres pasarelas, que anuncian tres prefijos distintos, etiquetadas como *PA*, *PB*, *PC*. Cada una de estas pasarelas difunden sus prefijos a través de la red *ad hoc*. Si los nodos reenvían todos los mensajes de control preventivo se puede dar la situación de la figura 2.10, en la cual distintos nodos usan distintos prefijos sin ningún tipo de orden,

sólo el propiciado por la llegada de los mensajes `GW_INFO`. Las tres pasarelas puede que no envíen de forma sincronizada los mensajes de control, lo que puede provocar que esta situación se produzca con mucha frecuencia. Esta situación se evita de forma sencilla si los nodos móviles sólo reenvían los mensajes de los prefijos de red que están usando. De esta forma las rutas se reordenan tal como se refleja en la Fig. 2.11, donde se observa una continuidad en las rutas en cuanto a los prefijos utilizados. Con esta reordenación los nodos tienen rutas hacia Internet más cortas lográndose evitar que las rutas se pierdan más rápidamente y que los nodos no tengan durante algunos intervalos más o menos prolongados rutas hacia Internet. Con la situación de la Fig. 2.10 es probable que las rutas hacia Internet que poseen los nodos móviles, sobre todo, para las rutas más alejadas de las pasarelas, duren menor tiempo, ya que tienen más probabilidades de romperse en un menor periodo de tiempo.

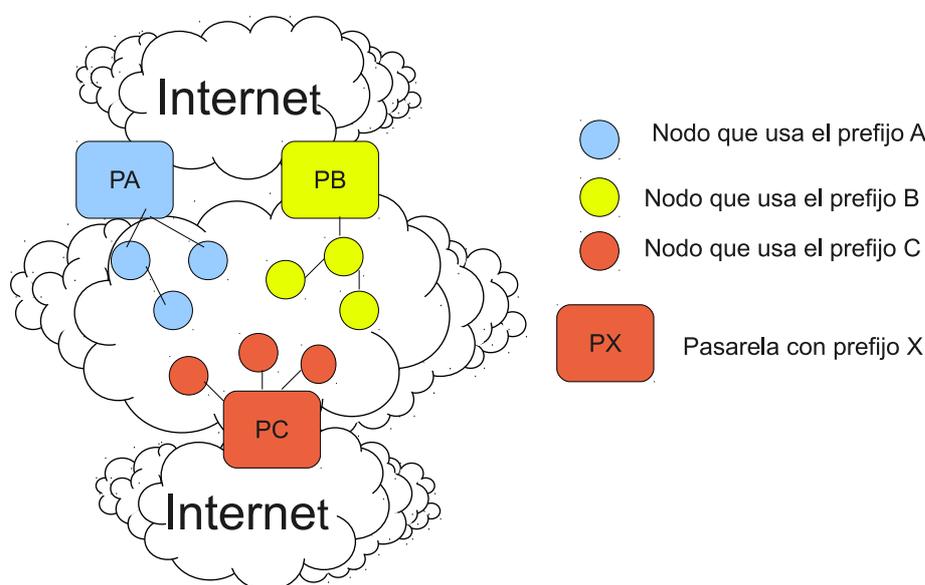


Figura 2.11. Red *ad hoc* que cuenta con la continuidad del prefijo . [Jelger y Noel, 2005]

La técnica de integración que posibilita la continuidad del prefijo se basa en el uso de tres mecanismos en los nodos móviles:

- En primer lugar, se detecta si los nodos tienen enlaces bidireccionales entre ellos.
- En segundo lugar, se usa un algoritmo para detectar las nuevas rutas hacia Internet, así como las que se hayan roto.
- En último lugar, se sigue un procedimiento para elegir la mejor pasarela de entre las que se anuncien en la zona *ad hoc*.

Los distintos algoritmos que se necesitan en los nodos funcionan en parejas. Así pues, se dispone de un algoritmo para detectar nuevas rutas cuando algunas se caen, o aún no la tienen (algoritmo de inicio), y otro algoritmo que sirve para refrescar las rutas en uso (algoritmo de refresco). La combinación de los algoritmos se presenta en la Tabla 2.5.

Algoritmo de inicio	Algoritmo de refresco	Uso
B_DISTANCE	F_DISTANCE	Se selecciona el vecino del cual se recibe el GW_INFO
B_NO_WAIT	F_DISTANCE_STABILITY	Se espera a que algún nodo envíe un mensaje GW_INFO para considerarlo como vecino.
B_SLOW_START	F_DISTANCE_STABILITY	Se espera el nodo a que le lleguen distintos GW_INFO para seleccionar un vecino de entre todos los nodos que reenvían el GW_INFO.
B_NO_WAIT, B_SLOW_START	F_DELAY	En este caso se tiene en cuenta el número de secuencia, es similar al F_DISTANCE_STABILITY.

**Tabla 2.5.** Algoritmos usados en los nodos móviles.

El nodo móvil tendrá que elegir un algoritmo de inicio y uno de refresco. Existen tres algoritmos de inicio que se utilizan cuando el nodo ha perdido la ruta hacia Internet o aun no la ha establecido. El algoritmo de inicio más sencillo es el denominado B\_DISTANCE. El nodo móvil sólo espera a que le llegue un mensaje GW\_INFO para actualizar su tabla de encaminamiento. El algoritmo de refresco asociado es el F\_DISTANCE.

El segundo algoritmo de inicio es similar al anterior y se denomina B\_NOWAIT. La diferencia radica en el uso de otro algoritmo de refresco, el F\_STABILITY.

El tercer algoritmo de inicio se llama B\_SLOWSTART y utiliza el mismo mecanismo de refresco que el anterior. En este caso, el algoritmo de inicio espera durante un cierto tiempo la recepción de distintos mensajes GW\_INFO. Una vez obtenido estos, elige una de las pasarelas en función de distintos parámetros como puede ser la distancia más pequeña a la misma o la distancia media de todos los mensajes recibidos.

Se definen tres algoritmos de refresco: F\_DISTANCE, F\_DISTANCE\_STABILITY y F\_DELAY. El algoritmo de refresco más sencillo, denominado F\_DISTANCE, lo que hace es actualizar las rutas al recibir un mensaje GW\_INFO, de tal forma que si la distancia a la pasarela indicada en el nuevo mensaje recibido es menor que la que aparece en las tablas, se actualiza la tabla de encaminamiento (previamente se verifica que el enlace es bidireccional). De esta forma, los nodos móviles seleccionan el prefijo de la pasarela más cercana.

El segundo algoritmo de refresco F\_DISTANCE\_STABILITY es similar al F\_DISTANCE pero con una restricción: el nodo que se utilice como intermedio en las comunicaciones con Internet debe tener un prefijo que ya haya sido utilizado. De esta manera, se evitan cambios frecuentes en la pasarela elegida para la comunicación con Internet. Estos cambios frecuentes pueden repercutir negativamente en el tráfico descendente (de Internet a la MANET), ya que aumenta como mínimo el tiempo de llegada de los paquetes a los nodos debido a los procesos de alta y de baja en las respectivas pasarelas.

El tercer algoritmo de refresco F\_DELAY es similar al anterior pero la ruta que se elige

es función del número de secuencia con el que le llega el `GW_INFO`, de tal forma que si existe una ruta con el valor  $i$ , se actualiza con el primer mensaje que le llegue con el valor  $i + 1$ . Se da prioridad, pues, a los mensajes más recientes.

Como se ha comentado anteriormente, este mecanismo se basa en la identificación de enlaces bidireccionales. El mecanismo para comprobar si un enlace es bidireccional y, de esta forma considerar a un nodo como vecino, es el siguiente: si un nodo  $A$  selecciona como candidato para enviar su flujo de datos a un nodo  $B$ , lo que hace es asignar un 1 al bit del campo “conectividad vecinal” (ver Fig. 2.9) del nodo  $B$  en el mensaje `GW_INFO`. El nodo  $A$  asigna un identificador de vecino y se lo envía al nodo  $B$ . El formato de este mensaje se encuentra en la Fig. 2.12.

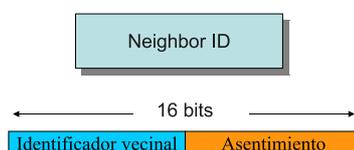


Figura 2.12. Formato del tipo de mensaje identificador de vecino.

El mensaje está compuesto por dos campos: identificador vecinal y asentimiento. El valor del identificador vecinal no puede sobrepasar el valor de 15, mientras que el valor para el asentimiento debería ser cero. El nodo tiene que tener una tabla, denominada de conexión, que asocia cada identificador de vecino con la dirección del mismo. El nodo  $B$  contesta a este mensaje, asignando también un identificador al nodo  $A$ , y este nodo contesta a este mensaje pero ya con el campo de asentimiento a 1. Una vez que le llegue el mensaje al nodo  $A$ , añade el nodo  $B$  a su lista de conexión, asignándole un tiempo de validez. Después de la recepción del segundo mensaje del nodo  $A$  por el nodo  $B$ , este crea una entrada en su tabla para el nodo  $A$ . De esta forma, en los siguientes mensajes `GW_INFO` enviados por el nodo  $A$  pondrá a 1 el  $n$ -ésimo bit de la conectividad vecinal de la Fig. 2.9 y de esta forma no se tiene que repetir el proceso.

Como resumen de esta propuesta [Jelger y otros, 2004], se ha de indicar que se basa en el envío de mensajes especiales denominados `GW_INFO`. Estos mensajes sólo son reenviados por los nodos que actualizan su tabla de encaminamiento con la pasarela indicada en el mensaje `GW_INFO`, de tal forma que el prefijo enviado por la pasarela se propaga de forma continua por la secuencia de nodos que emplean la misma pasarela. Se trata, por tanto, de un protocolo proactivo. Adicionalmente, existe un mecanismo para comprobar la bidireccionalidad de los enlace. De esta manera, se evita el envío de mensajes de control a rutas unidireccionales. Este proceso consume ancho de banda, lo que influye en un pequeño aumento de la sobrecarga del protocolo.

### 2.6.3 Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes ad hoc

El Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes *ad hoc*<sup>10</sup> es una propuesta presentada en [Cha y otros, 2003]. Para lograr la conectividad a Internet de las redes *ad hoc*, se les asigna a los nodos una dirección global adquirida mediante autoconfiguración. El mecanismo de autoconfiguración evita la posibilidad de tener direcciones duplicadas y el envío a la zona de Internet de tráfico que sólo deba viajar en la zona *ad hoc*. El protocolo de encaminamiento en la red *ad hoc* se supone que es AODV (ver Anexo A), ya que se modifican mensajes de este protocolo, aunque también puede aplicarse a protocolos proactivos. Se extienden algunos conceptos de *Mobile IP* para conseguir que los nodos móviles tengan siempre posibilidad de enviar datos a Internet, incluso cuando cambian de pasarela. Este cambio se realiza de la manera más transparente posible y consumiendo poco ancho de banda.

Cuando un nodo móvil quiere conectarse a Internet debe configurarse una dirección IP que sea global. Si el nodo no cuenta con esta dirección tiene que enviar un mensaje pidiéndola, bien a través de la modificación de mensajes de los protocolos ad hoc o bien a través de mensajes como el ilustrado en la Fig. 2.13 en el cual se solicita una dirección desde una pasarela (GW\_SOL).



Figura 2.13. Formato del tipo de mensaje *Gateway Solicitation*.

El mensaje es similar al denominado *Route Request message* o mensaje de petición de ruta del protocolo AODV (ver Anexo A) de IPv6, con las siguientes salvedades:

- La bandera *I* indica que el nodo quiere obtener una dirección global para comunicarse con Internet.
- La bandera *S* o de autoconfiguración. Indica el modo de autoconfiguración para la dirección global. Si el bit es 1 la configuración será mediante DHCPv6 o predeterminada (en inglés *stateful*). Por otro lado, si el bit es 0, la configuración será sin intervención o con dirección local (en inglés *stateless*). El bit *I* debe establecerse a 1.
- Dirección IP origen: en este caso incluirá el prefijo de la zona *ad hoc*.

<sup>10</sup> *Extended Support for Global Connectivity for IPv6 Mobile Ad Hoc Networks* en inglés

Cuando una pasarela recibe este mensaje con el bit *S* a uno, esto es, la fuente pide una dirección del tipo *stateful*, localiza en una tabla, donde gestiona las direcciones de la MANET, la dirección IP origen del mensaje. Si no existe, añade un valor nuevo en la tabla y, en cualquier caso, actualiza el tiempo de vida asociado a esa entrada de la tabla. Además, envía un mensaje especial a la dirección origen con información de encaminamiento y con la dirección global que se le ha asignado. Este mensaje se denomina *GW\_ADV* y su estructura está representada en la Fig. 2.14. El mensaje tiene varias partes, entre las que se encuentran la información para encaminar los paquetes e información sobre la pasarela.

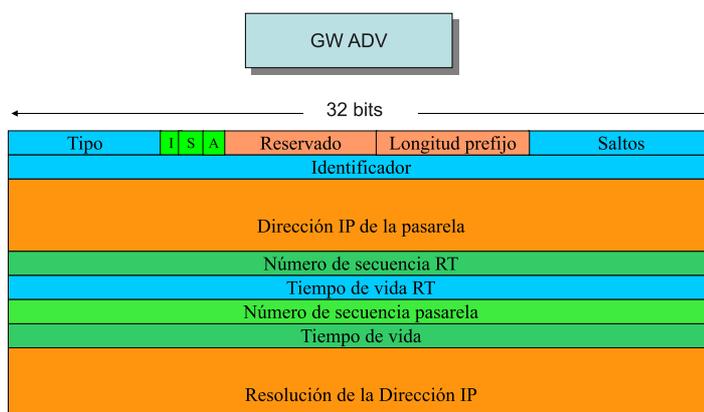


Figura 2.14. Formato del tipo de mensaje *Gateway Advertisement*.

Los campos del mensaje *GW\_ADV* son:

- El tipo que es un valor fijo e igual a 16.
- El bit *I* indica que contiene información sobre la pasarela y para acceder a Internet.
- El bit *S* indica que el mensaje es respuesta a una solicitud de un nodo, en el caso de que la pasarela lo quiera enviar a todos los nodos, este bit tendrá el valor 0.
- El bit *A* indica asentimiento como se detalla posteriormente.
- Longitud del prefijo.
- Saltos. El número de saltos desde la pasarela hasta el nodo móvil.
- Dirección IP de la pasarela.
- Número de secuencia de encaminamiento. Es el número de secuencia asociado a la ruta.
- Tiempo de vida de la ruta. Es el tiempo en milisegundos durante el cual la ruta se considera válida.
- Número de secuencia de la pasarela. Es el número de secuencia asociado a la pasarela.
- Tiempo de vida de la pasarela. El tiempo en milisegundos durante el cual la información de la pasarela es válida.
- Resolución de la dirección IP. Es la dirección que se le asigna al nodo móvil. El bit *S* debe ser 1.

Cuando el nodo recibe el mensaje *GW\_ADV*, puede configurar su dirección global con la información del campo de resolución de la dirección IP y, así comunicarse con Internet. La

dirección que genera tiene un tiempo de validez tal y como se expresa en el campo “tiempo de vida” de la pasarela. Cuando esta dirección (autoconfigurada) debe refrescarse, el nodo envía un mensaje `GW_SOL` con los bits *I, S* a 1. La dirección destino IP de este mensaje será la de la pasarela que tenga en sus tablas de encaminamiento (si tiene una ruta válida). En otro caso, el mensaje será de tipo (*broadcast*).

Según los autores de la propuesta [Cha y otros, 2003], este esquema de autoconfiguración de direcciones tiene varias ventajas. En primer lugar, el esquema puede realizar la detección de direcciones duplicadas de forma eficiente, de tal forma que no asigna dos direcciones al mismo nodo móvil. En segundo lugar, el esquema elimina tráfico innecesario desde el exterior hacia la red MANET y viceversa, ya que la pasarela conoce todas las direcciones presentes en la red.

Este mecanismo implementa técnicas similares a *MobileIPv6*. Para ello, un nodo en la MANET configura una dirección IPv6 válida en la red. Sin embargo, al cambiar de pasarela queda identificado con un localizador (también denominado dirección de localización), que ejerce un papel similar al *care-of-address* de *MobileIPv6*. Se definen dos mensajes especiales para implementar las técnicas similares a las de movilidad basadas en *Mobile IPv6*. Estos dos mensajes se utilizan para actualizar las direcciones dinámicas de los nodos al visitar las distintas pasarelas que se encuentren en la red MANET.

El esquema asigna direcciones globales a las capas superiores, siempre registrando una dirección global o dirección de localización en la pasarela correspondiente. El proceso que se sigue se detalla a continuación. Cuando un nodo quiere enviar un paquete a Internet, si tiene dirección global enviará el paquete hacia la pasarela que le ha proporcionado dicha dirección. Si no se tiene dirección se inicia un proceso de descubrimiento de pasarelas con el envío de mensajes `GW_SOL`. Es en este momento cuando valida una dirección IP en alguna pasarela para ser usada por el nodo móvil. A este proceso se le denomina localización. Si existen distintas pasarelas, los nodos pueden tener distintas posibilidades para elegir la dirección IP de localización. Para informar a la pasarela seleccionada, el nodo envía un mensaje de `location update`. El formato del mensaje enviado por el nodo para actualizar su localización se encuentra en la Fig. 2.15.

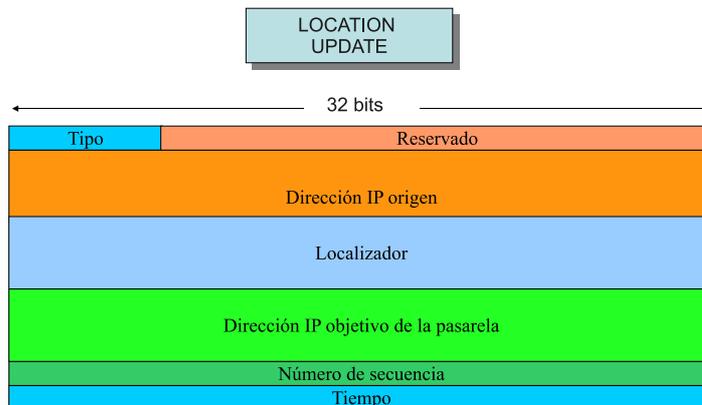


Figura 2.15. Formato del tipo de mensaje *Location Update*.

El mensaje LOC\_UPDATE contiene los siguientes elementos:

- El tipo con un valor fijo a 17.
- Dirección IP origen, esto es, la dirección del nodo en la MANET.
- Localizador. Es la dirección resuelta por el nodo. Esta dirección es equivalente a la dirección dinámica utilizada en IPv6 (*care of address*) que se va cambiando al pasar de una pasarela a otra.
- Dirección de la pasarela. Es la dirección a la que se envía el mensaje.
- Número de secuencia del mensaje.
- Tiempo. El instante de tiempo de envío del paquete.

Cuando la pasarela recibe el mensaje de actualización de localización, actualiza los datos en sus tablas, siempre y cuando el número de secuencia sea mayor al almacenado. Una vez realizado este proceso ya puede comenzar la comunicación de datos a través de un túnel IPv6 entre Internet y la red MANET. La pasarela debe contestar al nodo móvil indicándole que ha aceptado su localizador a través de un mensaje denominado *location update reply message* (véase la Fig.2.16).

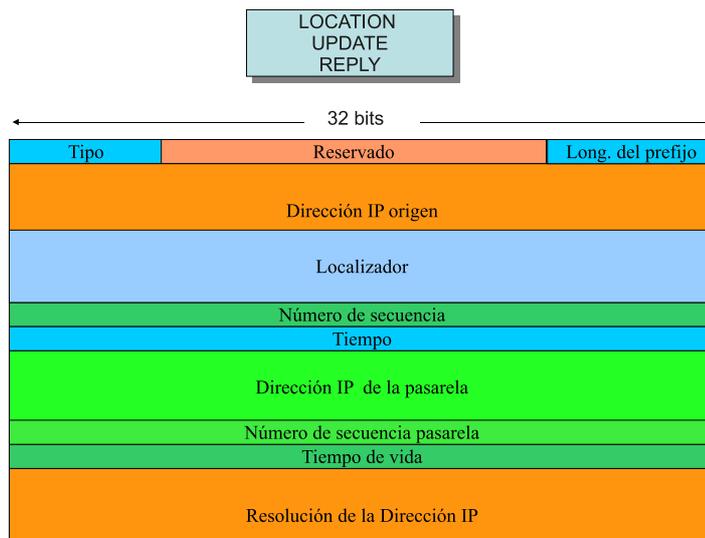


Figura 2.16. Formato del tipo de mensaje *Location Update Reply*.

La información de este mensaje es similar a la del GW\_ADV y una vez recibido por el nodo, actualiza su dirección de localización. Tras obtener esta dirección, los nodos móviles pueden comenzar a transmitir datos a Internet, en tanto en cuanto las rutas a las pasarelas sean válidas.

En definitiva, esta propuesta añade nuevos mensajes a los usuales de envío de información por parte de las pasarelas, para asegurarse otras funcionalidades propias de *MobileIPv6*.

### 2.6.4 Soporte móvil multipasarela

La propuesta de integración a Internet denominada “Soporte móvil multipasarela”<sup>11</sup> fue desarrollada por [Singh y otros, 2004]. Esta propuesta además de lograr la interconexión de los nodos pertenecientes a la red MANET a Internet, incluye como posibilidad que los nodos incluyan la carga en los mensajes preventivos para lograr que se distribuya por igual entre las distintas pasarelas. La principal característica de esta propuesta es que se permite a los nodos móviles actuar como pasarelas evitando la existencia específica de una pasarela fija y predefinida, haciendo muy flexible la interconexión a Internet. Por otro lado, una limitación de este mecanismo es que supone que todos los nodos tendrán el mismo prefijo IPv6, obtenido a partir del acceso a Internet que será común a todas las pasarelas. De hecho, las pasarelas adquieren el prefijo de red del *router* de acceso, ya que, para poder actuar como pasarela es condición indispensable que el nodo se encuentre en el área de cobertura de dicho *router*. Son estos nodos los que reciben los mensajes NDP de difusión (véase la Fig. 2.5), y, en ese momento, tienen que tomar la decisión de actuar como pasarela o no. Si no existe ninguna pasarela, el nodo móvil se configura como pasarela por defecto. En cambio, si ya existe alguna se configura como pasarela candidata. De esta manera, en la red MANET existe una única pasarela por defecto y pueden existir múltiples pasarelas candidatas (véase la Fig. 2.17). Gracias a este mecanismo es posible conectar una MANET a Internet en un entorno donde no existe una pasarela previamente instalada. Además, existe la opción de configurar varios dispositivos como pasarelas. Las pasarelas candidatas no pueden mandar mensajes de aviso modificados como los incluidos en las otras propuestas. Son las pasarelas por defecto las que mandan estos mensajes y las que contestan a las solicitudes de rutas de otros nodos que estén más lejanos del *router* de acceso.

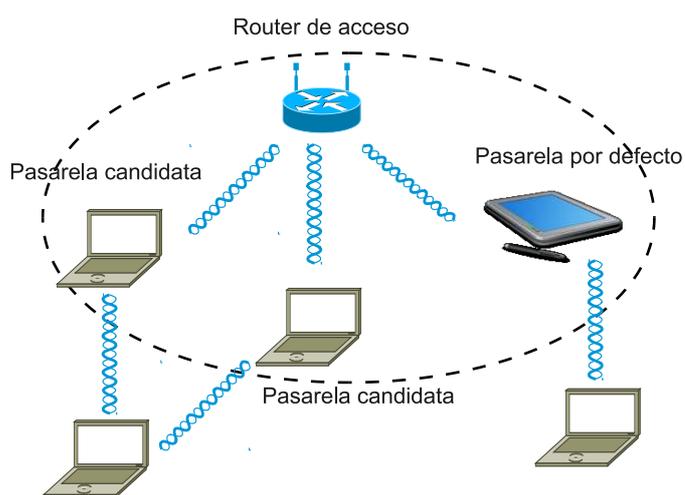


Figura 2.17. Pasarelas móviles candidatas y por defecto.

<sup>11</sup> *Mobile multi-gateway support for IPv6 mobile ad hoc networks* en inglés

Los mensajes de solicitud de rutas o MRS (*Modified Router Solicitation*) son similares a los definidos en el protocolo NDP (ver Fig. 2.6) aunque con algún pequeño cambio (véase la Fig. 2.18).

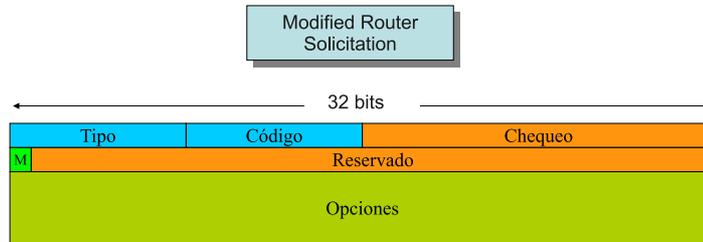


Figura 2.18. Formato del tipo de mensaje *Modified Router Solicitation*.

El bit *M* de los mensajes MRS, si está activo, indica que se solicita una ruta hacia Internet. Por lo tanto, este mensaje no debe ser propagado por las pasarelas móviles, y así se evita transmitirlo al *router* de acceso, cuyos enlaces pueden estar más saturados por el tráfico de datos.

El nuevo mensaje de aviso se refleja en la Fig. 2.19. En este caso, el bit *N*, cuando está activo, indica que sólo se propagará por la red MANET, de tal forma que no se envíe a Internet.

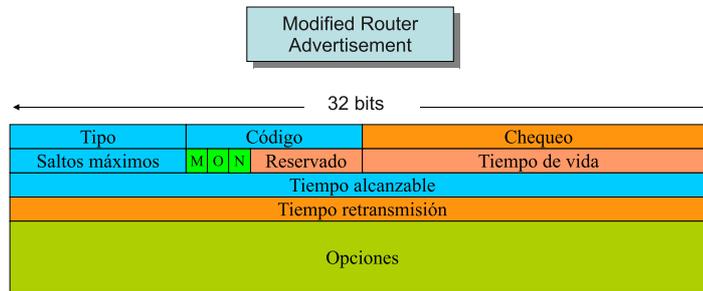


Figura 2.19. Formato del tipo de mensaje *Modified Advertisement Solicitation*.

Un nodo conoce la ausencia de otras pasarelas de la siguiente forma:

- Si no se recibe ningún mensaje desde la pasarela por defecto (mensajes MRA).
- Si se solicita una ruta y nadie contesta.

En estos casos, un nodo candidato tras esperar un tiempo aleatorio acotado se configura como pasarela por defecto y comienza a mandar y contestar mensajes de control al segmento MANET.

En esta propuesta, se definen dos mecanismos para la comunicación con Internet: uno basado en *proxy*<sup>12</sup> y otro basados en un tunel IPv6. Estos mecanismos sólo los utilizan las pasarelas candidatas, ya que las pasarelas móviles por defecto encaminan los paquetes directamente a Internet.

<sup>12</sup>El término anglosajón se podría traducir por apoderamiento

Se asume, como se ha comentado anteriormente, que toda la red tiene el mismo prefijo. Con esto se evita el envío exhaustivo de mensajes de control por parte de cada pasarela y el continuo cambio (y el proceso de actualización que supone en Mobile IPv6) de los nodos móviles en cuanto a sus direcciones dinámicas.

De las dos opciones que pueden emplear las pasarelas candidatas en el mecanismo basado en *proxy*, la dirección destino IPv6 es la de la pasarela a emplear, mientras que la dirección final será la del nodo de Internet. La dirección del nodo irá incluida en la cabecera de encaminamiento del paquete IPv6. Con esto se le indica al nodo de Internet que el paquete viaja a través de una pasarela móvil candidata. Si los nodos de Internet tienen que contestar a estos mensajes, usarán la dirección de la pasarela candidata en el paquete de respuesta.

En cambio, si se utiliza un mecanismo basado en túneles, las pasarelas candidatas encapsulan los paquetes en otro paquete hacia los nodos de Internet. En este caso, la dirección origen será la de la pasarela móvil y la de destino la del nodo de Internet. En recepción, estos descapsulan los paquetes y responden con paquetes con dirección origen como la de este nodo y como la de destino la de la pasarela candidata.

Para intentar que la carga de las distintas pasarelas sea equiparable y no sobrecargar a ninguna de ellas, las pasarelas pueden enviar un mensaje especial con información acerca del tráfico que está soportando (ver Fig. 2.20). Este mensaje que irá incluido en la parte de opciones del RA modificado para permitir múltiples saltos (ver Fig. 2.5), indica el número de rutas activas de cada pasarela. Con las distintas informaciones de carga que le lleguen a los nodos móviles, se podrá decantar por usar una pasarela móvil u otra. Esta es la única propuesta de las analizadas que difunde a través de la red MANET información sobre el volumen de rutas que cada pasarela soporta, y que intenta dar una solución para que estas no se sobrecarguen innecesariamente, aunque el número de rutas que soporta una pasarela no da una idea aproximada sobre el volumen de tráfico que reenvía a Internet.

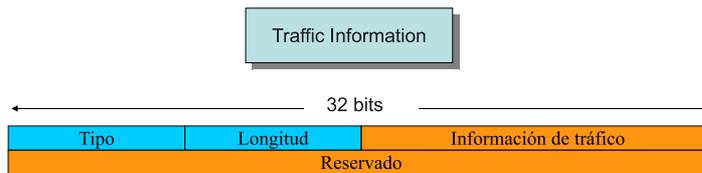


Figura 2.20. Formato para la información acerca del tráfico.

En la propuesta presentada por [Singh y otros, 2004], se incluyen nuevas funcionalidades en los nodos móviles, de tal forma que además de poder encaminar el tráfico de forma autónoma, deben ser capaces de configurarse como pasarelas virtuales. De nuevo, se parte de los mensajes originales del NDP [Narten y otros, 2007] para adaptarlos a las necesidades de la red MANET, dando incluso detalles para distribuir el tráfico entre las distintas pasarelas. Una desventaja de este método es que pueden aparecer dos pasarelas por defecto simultáneas si los valores de los temporizadores aleatorios son cercanos entre ellos o hay pérdidas de MRA [Triviño-Cabrera y otros, 2007a].

### 2.6.5 Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas

La configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas<sup>13</sup> es una propuesta desarrollada por [Ruffino y Stupar, 2006]. En su propuesta, los autores definen un mecanismo de configuración sin estados que establece las direcciones IPv6 de los nodos a partir de la recepción de los prefijos enviados por las pasarelas. En concreto, los nodos configuran una dirección IPv6 por cada prefijo que reciben. Un algoritmo es el encargado de elegir la pasarela óptima para el tráfico de datos, y, por tanto, la dirección IPv6 que va a emplear el nodo para las comunicaciones con Internet. Además, para disminuir la latencia en el caso de ruptura o fallos de las pasarelas, se envía la configuración global esto es, el conjunto de direcciones que puede emplear el nodo, a otros nodos de la red MANET. El mecanismo propuesto es independiente del protocolo de encaminamiento utilizado.

La propuesta parte de unas especificaciones bastante claras: cada pasarela puede disseminar en la MANET uno o varios prefijos que han obtenido en su proceso de conexión a Internet. También se indica que diferentes pasarelas tendrán diferentes prefijos, y que la mejor ruta a ellos se obtendrá a partir del protocolo de comunicaciones empleado en el segmento MANET. Además, se indica que no se utilizará ningún proceso de verificación de direcciones duplicadas debido, entre otras cosas, a la baja probabilidad de que ocurra en IPv6 y al coste en cuanto a latencia y señalización que implicaría.

La propuesta de [Ruffino y Stupar, 2006] propone cuatro fases de funcionamiento a través de distintos procesos o algoritmos que tienen que ser implementados en los nodos móviles. Además, se incorporan dos nuevas estructuras de datos para complementar la tabla de encaminamiento. Una de las estructuras de datos almacena información sobre los prefijos y se denominada *Prefix Information Base* (PIB), mientras que la otra estructura guarda las direcciones configuradas por los nodos y se denominada *Global Addresses Information Base* (GAIB).

Las distintas fases que se proponen en la propuesta son las siguientes:

1. Configuración de la dirección MANET. El nodo móvil debe tener una dirección en el momento de iniciar sus transmisiones. Se trata de una dirección de ámbito regional que sólo sirve para comunicaciones dentro de la red MANET. Los autores recomiendan que se utilice un mecanismo basado en IPv6 [Hinden y Haberman, 2005]. Estas direcciones no son verificadas a priori. Sólo cuando se detecta un conflicto se procede a comprobar su unicidad.
2. Anuncio del prefijo. Las pasarelas envían periódicamente un mensaje especial para anunciar el prefijo que tienen asignado. Este mensaje se denomina *Prefix Advertisement* (PA).
3. Elección del mejor prefijo y configuración de la dirección global. Los nodos construyen una dirección IPv6 válida por cada mensaje PA que recibe, esto es, por cada

---

<sup>13</sup> *Automatic configuration of IPv6 addresses for MANET with multiple gateways* en inglés

información de prefijo que reciben. Posteriormente, cada nodo emplea un algoritmo de Selección, basado en métricas de encaminamiento, que ordena a las distintas pasarelas que conoce y, por tanto, cada dirección que mantiene. En función de este orden, el nodo elige una u otra dirección para mandar el tráfico a Internet.

4. Anuncio de la dirección global. Los nodos, una vez configurada su dirección global en el paso anterior, se lo hacen saber a los demás nodos. Con esta operación, se habilita al protocolo de encaminamiento de la MANET para conocer la ruta hacia el nodo con esta dirección global.

Los nodos deben asegurarse de ejecutar periódicamente el algoritmo de Selección (no se cita ningún intervalo en el *draft*), inspeccionando periódicamente la tabla de encaminamiento. La selección también puede realizarse cuando suceda una serie de eventos como pueden ser:

- Una o más pasarelas que han sido utilizadas por los nodos, no llegan a alcanzarse. Se detecta esta condición cuando el nodo no recibe los correspondientes PA.
- Los nodos detectan un cambio topológico significativo después de que un prefijo, que estaba en primer lugar, pase a no tener un camino óptimo.

Los autores indican que las principales ventajas de su mecanismo son las siguientes:

- En el caso de fallo de una pasarela o de cambios en la red MANET, los nodos pueden inmediatamente elegir otra dirección global para enviar datos con Internet. Por tanto, no se incrementa el retraso en las comunicaciones por tener rutas no válidas. Esto se debe a que todos los nodos conocen ya las direcciones globales y propias de la red MANET, debido a la última de las fases del mecanismo.
- El camino seguido por el tráfico descendente desde Internet puede optimizarse, con respecto a la métrica de la ruta. Esto se consigue a través del algoritmo de Selección que asigna valores superiores a los prefijos anunciados por las pasarelas por defecto.
- Cuando una pasarela pierde la conexión a Internet y se convierte en un mero nodo de la red MANET, el nodo puede seguir comunicándose con Internet a través de otra pasarela.

Para el funcionamiento correcto del protocolo, la base con la información de los prefijos (PIB) está presente tanto en los nodos como en las pasarelas. Si una pasarela difunde más de un prefijo, la tabla debe incluir una línea por cada prefijo. La estructura de datos que se incluyen en la PIB se encuentran en la Tabla 2.6.

Campo	Longitud (bytes)	Contenido
P_address	16	Dirección local de la pasarela que envía el PA
P_network	16	Prefijo enviado por la pasarela
P_prefix_length	1	Longitud del prefijo
P_time	1	Tiempo de validez de la entrada

**Tabla 2.6.** Estructura de datos de la tabla PIB.

La estructura de datos que guarda las direcciones globales (GAIB) se almacena en los

nodos y también en las pasarelas. La actualización de los elementos de esta estructura dependerá de la actualización de la PIB. El algoritmo de Selección funciona con esta estructura que las va reordenando cada cierto tiempo. Las entradas de esta estructura se encuentra en la Tabla 2.7.

Campo	Longitud (bytes)	Contenido
G_address	16	Dirección IPv6 válida
G_prefix_length	1	Prefijo de la pasarela
G_metric	1	Métrica usada por la pasarela

**Tabla 2.7.** Estructura de la tabla GAIB.

Para cada fila de la base de datos PIB, los nodos crean una entrada en la GAIB, de la siguiente forma. Para cada prefijo que reciben, crean una dirección global IPv6 de la forma propuesta en [Hinden y Deering, 2006], la almacenan en el campo `G_address` junto con la longitud del prefijo en `G_prefix_length`. A continuación, se busca en la tabla de encaminamiento la métrica proporcionada por el mensaje enviado por la pasarela para construir la dirección de `G_address`. Se almacena este valor en `G_metric`. Se puede conseguir la dirección local de la pasarela buscándola en la tabla de PIB. Si la búsqueda falla se queda en blanco el valor de `G_metric`.

Periódicamente se analiza la tabla de encaminamiento para tener actualizada el valor de `G_metric`. Además, si una entrada de la PIB se elimina (por ejemplo, porque expira el valor del `P_time`) su valor asociado en el GAIB también se elimina.

El formato del mensaje para información sobre los prefijos (PA) se encuentra en la Fig. 2.21. Los campos más importante de dicho mensaje son los siguientes:

- Tipo de mensaje. Es un valor para indicar que se trata de un mensaje PA.
- Dirección origen. La dirección de la pasarela.
- Número de secuencia del mensaje.
- Prefijo. Los prefijos que posee la pasarela.
- Longitud del prefijo.
- Tiempo de vida del prefijo.

Estos mensajes pueden contener todos los prefijos de una pasarela o parte de ellos debido a limitaciones impuestas por el operador de la red a la longitud máxima de los mensajes. En cualquier caso, los mensajes PA se envían cada cierto tiempo para que los nodos puedan recopilar toda la información. Una vez recibidos estos mensajes, se actualizan las tablas PIB y GAIB. Para elegir la dirección óptima que va a utilizar el nodo, se ejecuta el algoritmo de Selección. En este sentido, se pueden dar dos casos:

- Los nodos sólo tienen una dirección global que se debe elegir de entre los distintos prefijos que le llegan a partir de los mensajes PA. En este caso el algoritmo de Selección determinará la que es óptima.
- Los nodos tienen múltiples direcciones como se indica en [Draves, 2003]. En este caso, el algoritmo de Selección ayuda a usar la dirección más conveniente.

Respecto al algoritmo de Selección, se proponen dos posibilidades. Los dos algoritmos

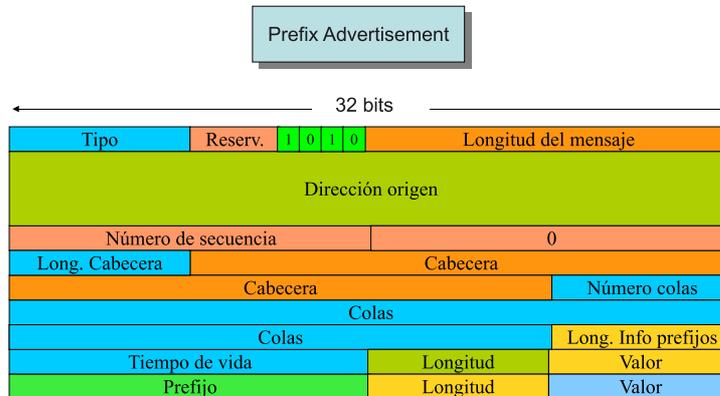


Figura 2.21. Formato para el tipo de mensaje *Prefix Advertisement*.

propuestos por los autores tienen en cuenta la métrica de encaminamiento hacia las pasarelas y aspectos externos como el número y el tipo de sesiones de datos activas. Las dos alternativas son:

1. Método por defecto. Los nodos siempre sitúan en primer lugar al nodo que se notifica como por defecto, almacenando los restantes en orden descendente de la métrica de encaminamiento. En este caso, se entiende que la pasarela por defecto es la que está a mínima distancia.
2. Método basado en umbrales. Los nodos calculan la diferencia entre la métrica de la pasarela del mensaje PA recibido y las métricas de las otras pasarelas. Se descartan aquellas pasarelas que presentan una métrica cuya diferencia sea inferior a un umbral. Por último, los nodos reordenan las pasarelas en función de la métrica de encaminamiento.

El método basado en umbrales impide cambiar de pasarelas cuando el beneficio que se obtiene al cambiar de prefijo no sea lo suficientemente elevado debido a la sobrecarga de tráfico que el cambio supone. Por ejemplo, cuando un nodo sólo tiene una conexión a una pasarela y varias fuentes activas, que envían paquetes a través suya, el cambio en el prefijo puede suponer pérdida de datos.

El algoritmo de Selección debería ejecutarse en el momento de iniciarse el nodo, y después de que el nodo reciba el primer conjunto de prefijos. Además también puede ejecutarse cuando se dan las siguientes condiciones:

- Fallo de la pasarela elegida.
- El nodo y la pasarela pasan a pertenecer a diferentes redes MANET.
- La pasarela deja de tener conexión a Internet.
- La métrica de otra pasarela es mejor que la de la actual.
- Aparece una nueva pasarela que anteriormente no tenía conexión a Internet.

En los primeros casos, las entradas en la PIB expira, mientras que en los dos últimos casos el nodo puede decidir cambiar de dirección global. Una particularidad de este me-

canismo es que una vez generada la dirección global, los nodos se lo indican al resto de los nodos en la red MANET a través de mensajes especiales, que serán dependientes del protocolo de encaminamiento de la red MANET. Con esto se consigue que todos los nodos dispongan en sus tablas de encaminamiento de las dos direcciones de los nodos con conexión a Internet, y, por lo tanto, la información de encaminamiento continúa siendo válida con el cambio de dirección.

Por otra parte, las pasarelas deben tener al menos una dirección global IPv6 que se conectará al exterior a través de su conexión a Internet. Además, deben tener otra dirección IPv6 en el segmento MANET. Para ello, elegirá una dirección global a partir del prefijo que anuncia. Este anuncio deberá eliminarse cuando la pasarela deje de tener conexión a Internet, instante en el cual la pasarela dejará de mandar mensajes PA.

En definitiva, esta propuesta [Ruffino y Stupar, 2006] es similar a las anteriores pero permite mandar varios prefijos en el mismo mensaje. Además, los nodos anuncian sus direcciones globales a los demás móviles para que todos conozcan las direcciones globales, y así pueda ser útil la información de encaminamiento. Sin embargo, el mecanismo genera un aumento de la sobrecarga.

### 2.6.6 Resumen

Todas las propuestas presentadas anteriormente disponen de mensajes especiales para anunciar la presencia de las pasarelas. Estos mensajes suelen ser similares a los mensajes RA del protocolo NDP [Narten y otros, 2007] o modificaciones de este para incluir varios prefijos. La mayoría de las propuestas incluidas como *Internet Draft* también presentan otras características como las referencias a la movilidad entre las pasarelas, la mayoría a través de *MobileIPv6*. Un resumen de estas y otras técnicas para interconectar redes ad hoc e Internet se encuentra publicada en [Kumar y otros, 2010]. En este artículo se hace una revisión de las distintas técnicas que existen, incluyendo otras técnicas adaptativas que se presentan en el próximo capítulo. La principal aportación de los autores de [Kumar y otros, 2010] es la inclusión de un resumen con las principales características de las distintas propuestas como la que se ha reelaborado en la Tabla 2.8. Como dato altamente ilustrativo acerca del uso de cada una de las propuestas se ha añadido una nueva columna. En esta nueva columna, se han incluido las citas que aparecen en el buscador de bibliografía especializada *scholar.google.es*<sup>14</sup>, cuando se realiza la búsqueda del nombre original (en inglés) de cada una de las propuestas. Como se observa, la más popular es la técnica denominada “Conectividad global” [Wakikawa y otros, 2006]. Si bien se conoce las limitaciones que tiene este buscador en los ámbitos de calidad investigadora, se ha optado por utilizarlo porque es uno de los pocos gratuitos que existen en la red.

En la Tabla 2.8, se incluye también información acerca del protocolo de encaminamiento que se debe usar en el segmento MANET, el tipo de descubrimiento, si utiliza conceptos de movilidad y si admite múltiples pasarelas. Todas las propuestas analizadas en este capítulo, cuentan con la posibilidad de tener varias pasarelas para acceder a Internet. Bajo ciertas

---

<sup>14</sup>Los datos se obtuvieron el sábado 10 de diciembre de 2011.

políticas cada pasarela difunde un prefijo. En otras el prefijo es único para toda la red mientras que en una técnica, cada pasarela puede difundir más de un prefijo.

Propuesta	Tipo de descubrimiento	Movilidad	Protocolo MANET	Múltiples pasarelas	Citas
Conectividad global para MANET IPv6	Proactivo y bajo demanda	IPv6	Genérico	Sí	287
Configuración automática de direcciones para redes <i>ad hoc</i> IPv6 e integración con pasarelas	Proactivo	-	Genérico	Sí	99
Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes <i>ad hoc</i>	Proactivo	IPv6	AODV y otros	Sí	16
Soporte móvil multipasarela	Proactivo	-	Genérico	Sí	20
Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas	Proactivo	IPv6	DYMO OLSR	Sí	11

**Tabla 2.8.** Resumen de las principales características de las técnicas de integración.

La popularidad de la propuesta “Conectividad global” [Wakikawa y otros, 2006] viene determinada por la sencillez de la misma, ya que no es necesario realizar grandes cambios en los nodos para lograr la interconexión a Internet. Además, no incluye ningún nuevo proceso en los mismos para elegir la mejor pasarela y tampoco necesita difundir la dirección global de cada nodo, ya que de ello se encargará el protocolo de encaminamiento en la red MANET. Quizás la principal desventaja de esta propuesta es que los prefijos de las distintas pasarelas se difunden por toda la red, lo cual no sucede en “Configuración automática de direcciones para redes *ad hoc* IPv6 e integración con pasarelas” [Jelger y otros, 2004], siendo por tanto, su tráfico de señalización mayor que otras propuestas (caso de existir varias pasarelas en la misma región).

En cuanto a la selección de las pasarelas en la propuesta denominada “Configuración automática de direcciones para redes *ad hoc* IPv6 e integración con pasarelas” [Jelger y otros, 2004] se indica que puede existir un mecanismo de estabilidad para la elección de las pasarelas, para que los nodos no la vayan cambiando continuamente. Sin embargo, es en la “Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas” [Ruffino y Stupar, 2006] donde se indica explícitamente un procedimiento para la elección de las pasarelas, basado en métricas.

En el siguiente capítulo se abordará la necesidad de utilizar técnicas adaptativas para lograr que el descubrimiento de las pasarelas sea lo más eficiente posible.



---

# Capítulo 3

## Técnicas adaptativas

---

En el capítulo anterior, se han presentado distintas técnicas de integración de redes MANET con Internet. La integración se logra a través de una pasarela que genera unos mensajes específicos para anunciar su presencia. La adaptación de los mecanismos de emisión de estos mensajes en función de las condiciones de la red puede lograr una eficiencia muy significativa de todo el sistema. En este capítulo, se van a estudiar las distintas técnicas adaptativas que se han ido publicando en los últimos años y cuyas ventajas e inconvenientes se compararán con las aportadas en esta tesis. En este capítulo se exponen tanto técnicas adaptativas de otros autores como propuestas propias. En concreto, se optimiza el mecanismo de Conectividad Global para MANET IPv6 [Wakikawa y otros, 2006].

### 3.1 Clasificación

El elemento que conecta las redes MANET a las redes externas como Internet se suele denominar pasarela (*Internet Gateway* en inglés). Todos los paquetes que se envíen o provengan de esta red deberán pasar por estos dispositivos. El proceso mediante el cual los nodos móviles pertenecientes a las MANET conocen la ruta hacia este dispositivo se denomina Descubrimiento de Pasarela (*Gateway Discovery* en inglés). Como se ha mencionado en el capítulo anterior existen tres formas genéricas para efectuar este proceso: de forma preventiva, bajo demanda y combinando ambas técnicas (mecanismo híbrido). Esta clasificación se realiza en función de los mensajes especiales que envían las pasarelas para

dar a conocer su localización y el prefijo que deben utilizar los nodos móviles. El mensaje especial que se envía a todos los nodos se denomina de diferentes formas en función de la técnica de integración usada (véase la Tabla 3.1), pero todas tienen en común que ese mensaje especial se envía a todos los dispositivos y que debe ser reenviado por estos.

Propuesta	Mensaje
Conectividad global para MANET IPv6 [Wakikawa y otros, 2006]	<i>Internet Gateway Advertisement</i>
Configuración automática de direcciones para redes <i>ad hoc</i> IPv6 e integración con pasarelas [Jelger y otros, 2004]	<i>Gateway Information</i>
Soporte extendido para la Conectividad Global en IPv6 para redes <i>ad hoc</i> [Cha y otros, 2003]	<i>Gateway Advertisement</i>
Soporte móvil multipasarela [Singh y otros, 2004]	<i>Modified Router Advertisement</i>
Configuración automática de direcciones IPv6 para MANET con múltiples pasarelas [Ruffino y Stupar, 2006]	<i>Prefix Advertisement</i>

**Tabla 3.1.** Nombre de los mensajes especiales preventivos generados por las pasarelas.

En esta tesis, para poder comparar las distintas técnicas de integración a Internet, se ha empleado un mensaje de aviso similar al presentado en [Wakikawa y otros, 2006] al que se ha denominado *Modified Router Advertisement* (MRA), al tratarse de una pequeña adaptación del mensaje perteneciente al protocolo NDP denominado *Router Advertisement* (véase la Fig. 2.5). La adaptación (propuesta por Wakikawa en su estándar) consiste en que pueda ser retransmitido por los nodos móviles para poder ser difundido por la red MANET. De este modo, el mensaje MRA no se queda limitado a los nodos que estén en el área de cobertura de la pasarela. Los aspectos más significativos que debe incluir el mensaje MRA, como se comenta en el capítulo anterior, son los siguientes:

- La dirección IPv6 de la pasarela.
- El prefijo que tiene que usar el nodo para crear su propia dirección IPv6.
- Un identificador o número de secuencia para que los nodos móviles no vuelvan a reenviar dos veces el mismo mensaje MRA.

Estos mensajes MRA no sólo sirven para extraer la información necesaria para construir la dirección global, sino que también proporcionan la ruta hacia la pasarela y, por tanto, para lograr la conexión a Internet. En los mecanismos preventivos, los mensajes MRA son reenviados por la pasarela periódicamente. Los nodos que no tengan esta ruta la pueden solicitar directamente a la pasarela más cercana mediante otro mensaje especial denominado *Modified Router Solicitation* que es similar al *Router Solicitation* (véase la Fig. 2.6) del protocolo NDP, pero que puede ser retransmitido.

Las técnicas adaptativas de regulación de este proceso consisten en controlar el tiempo de envío de los mensajes MRA ( $T$ ) y/o el área donde se propagan a través del cambio del tiempo de vida *Time to Live* (TTL) de estos mensajes de control. La elección de una

buena técnica adaptativa puede lograr que se mejoren muchos aspectos de la conexión a Internet, como pueden ser la latencia, las pérdidas de paquetes o la sobrecarga de tráfico debido a la emisión innecesaria de mensajes de control (que permite emular mecanismos reactivos o híbridos). Cuando un nodo recibe un mensaje MRA actualiza las rutas de encaminamiento, genera la dirección global si no lo ha hecho ya y reenvía el mensaje en difusión al resto de la red. El parámetro  $T$  afecta de una forma muy directa al rendimiento de la red. Un valor bajo de  $T$  puede consumir los recursos, normalmente escasos, de la red MANET en cuanto a batería y ancho de banda de los nodos móviles, aumentando las colisiones y la pérdida de datos. Se estarían introduciendo mensajes MRA innecesarios, ya que los nodos no los emplean ni para generar la dirección global ni para actualizar las rutas hacia la pasarela. Por otra parte, un valor alto de  $T$  puede hacer que las rutas que almacenan los nodos no sea la óptima e incluso que sea errónea, por lo que se pueden perder muchos de los paquetes enviados a las pasarelas. Además, si las rutas son erróneas, los nodos que desean conexión a Internet se ven obligados a lanzar procesos de peticiones de rutas con el envío de mensajes MRS, con el consumo e incremento de sobrecarga que ello supone. De esta forma, el periodo de envío de los mensajes MRA debe ser seleccionado cuidadosamente para prevenir la inundación de mensajes de control, ya sean MRA o MRS. Comentarios similares se pueden realizar respecto a la elección del parámetro TTL de los mensajes MRA. Si el valor TTL es elevado, el prefijo de la pasarela se enviará a zonas en las cuales puede que no existan nodos que transmitan datos, o incluso a zonas bajo la influencia de otras pasarelas. Además, si se aumenta el número de mensajes MRA, el número de mensajes de control reenviados se eleva exponencialmente para valores de TTL altos. En cambio, si el TTL es pequeño, las rutas no se actualizarán con suficiente rapidez en zonas lejanas y se dispararían procesos bajo demanda con mucha asiduidad. Por tanto, la elección adaptativa de este parámetro también es muy necesaria.

La primera clasificación de las técnicas adaptativas se basa en el modo en que se controlan las retransmisiones de los mensajes MRA. Para ello se fija el máximo número de saltos que pueden dar los mensajes MRA, es decir, el tiempo de vida o TTL máximo. En el caso de que estos mensajes no se enviaran nunca, es decir, el TTL es nulo, se impondría una técnica bajo demanda, en la cual son los nodos los que solicitan las rutas mediante los mensajes MRS. Esta opción no está disponible en todos los mecanismos de integración que suelen basarse en el envío periódico de los mensajes MRA cada cierto tiempo  $T$ . Por otro lado, cuando el valor del TTL es el máximo posible (superior o igual al diámetro de la red en cada momento), se estará ante una técnica preventiva pura, mientras que si este valor puede cambiar en cada envío estaremos ante una técnica híbrida. La técnica híbrida oscila, pues, entre la preventiva y la bajo demanda. Sin embargo, para usar adecuadamente el descubrimiento híbrido es necesario configurar el valor de TTL en cada envío de acuerdo a las condiciones de la red. Las técnicas adaptativas abordan esta cuestión.

Por otra parte, en relación con el control del parámetro  $T$ , se pueden distinguir dos tipos de técnicas: las que cambian el valor de  $T$  de forma adaptativa y las que mantienen este valor fijo. La adaptación del valor de  $T$  se realiza en función de ciertas características de la red, como puede ser el número de fuentes asociadas, el número de nodos cercanos a la pasarela, el número de nodos que retransmiten paquetes, etc. El tipo de parámetros a

tener en cuenta, así como su uso difiere en las técnicas adaptativas presentadas como se detalla posteriormente.

Como se ha comentado anteriormente, el caso híbrido engloba tanto el descubrimiento preventivo como el bajo demanda, y en él se modifica el valor del TTL de los mensajes *MRA*. Las pasarelas envían el mensaje *MRA* cada  $T$  segundos, y en función de quién decide reenviar o no dicho mensaje, se distinguen dos categorías de descubrimiento híbrido:

- Algoritmos centralizados. Es la pasarela la que decide el valor del TTL, fijándolo en cada mensaje *MRA*. Los nodos deben revisar este valor y decrementarlo en uno cada vez que reenvían el *MRA*. Cuando este valor es nulo no se vuelve a reenviar.
- Algoritmos distribuidos. En este caso, la decisión de retransmitir los mensajes o no las toma el nodo por sí sólo, sin tener en cuenta el valor del TTL.

En definitiva, las técnicas adaptativas se pueden clasificar en función de cómo se regulan dos parámetros: el intervalo  $T$  de los mensajes *MRA* y el valor del TTL, tal y como se refleja en la Fig. 3.1.

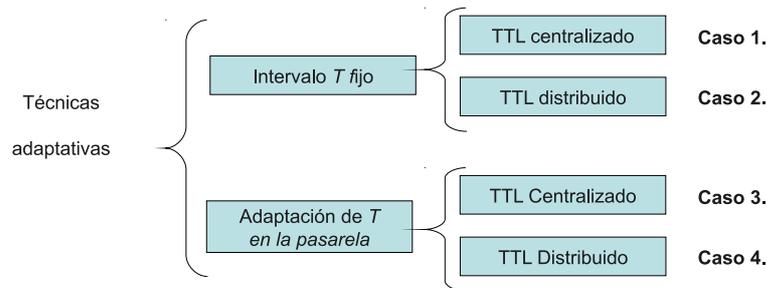


Figura 3.1. Clasificación de los algoritmos de descubrimiento de pasarelas.

A partir de la Fig. 3.1 se pueden considerar cuatro casos:

- Caso 1. El TTL es determinado por la pasarela y el valor del intervalo de emisión de los mensajes *MRA* por el administrador de la red.
- Caso 2. La decisión de retransmitir un mensaje *MRA* la realiza cada nodo mientras que el intervalo  $T$  lo determina el administrador de la red, fijándolo a una constante.
- Caso 3. El intervalo  $T$  lo adapta cada pasarela en función de distintos aspectos de la red, así como el TTL de los mensajes *MRA*.
- Caso 4. El intervalo  $T$  es determinado por la pasarela y adaptado a la situación de la red. Por otra parte, la retransmisión de los mensajes *MRA* se decide en cada nodo móvil (TTL distribuido).

A continuación, se presentarán distintas técnicas que han ido apareciendo en los últimos años para conseguir una mejora de los descubrimientos de las pasarelas en redes MANET. En primer lugar, cada una de ellas se enmarcará dentro de algunas de las categorías de la Fig. 3.1 y de los casos anteriores. Posteriormente se procederá a explicar el método de adaptación propuesto. Las distintas técnicas analizadas se han publicado en revistas o congresos internacionales de reconocido prestigio e incluye algunas aportaciones de esta tesis.

### 3.2 Técnicas adaptativas de diferentes autores

En esta sección se van a presentar diferentes técnicas adaptativas que se han publicado en los últimos años, como resumen de las mismas se ha elaborado la Tabla 3.2. En ella se indica el nombre, la referencia y el tipo de técnica que utiliza según la clasificación anterior.

Técnica	Caso	Intervalo MRA	TTL
Cobertura de la fuente más lejana [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005]	1	Fijo	Centralizado
Cobertura del máximo beneficio [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005]	1	Fijo	Centralizado
Algoritmo genérico para mejorar los protocolos preventivos [Ghassemian y otros, 2005]	3	Adaptativo	Centralizado
Grado de movilidad regulado [Rakesh Kumar y Misra, 2006]	3	Adaptativo	Centralizado
Esquema basados en <i>proxies</i> [Ros y Ruiz, 2006]	1	Fijo	Centralizado
Descubrimiento adaptativo con calidad de servicio [Domingo y Prior, 2007]	3	Adaptativo	Centralizado
Descubrimiento de pasarelas mediante distribución adaptativa [Javaid y otros, 2008]	2	Fijo	Distribuido
Estimación basada en filtros autoregresivos [Triviño y otros, 2009]	3	Adaptativo	Centralizado

**Tabla 3.2.** Resumen de las técnicas adaptativas analizadas

Como se observa en la Tabla anterior, la mayoría de las técnicas se basan en una elección centralizada del TTL. A lo largo de esta sección se realizará una breve presentación de las técnicas anteriores ordenadas en función del año en el que fueron publicadas. No existe ninguna técnica que adapte a la vez los dos parámetros: el intervalo de envío de los mensajes *MRA* y el TTL de los mismos.

#### 3.2.1 Cobertura de la fuente más lejana

Una de las primeras técnicas adaptativas fue desarrollada por investigadores de la Universidad de Murcia [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005]. A la técnica la denominaron *Maximal Source Coverage* (MSC), términos que pueden ser traducidos como “cobertura de la fuente más lejana”. El algoritmo se basa en una técnica híbrida en la cual se envían mensajes MRA con un TTL igual a la distancia de la fuente de tráfico (esto es, la que está mandando tráfico a Internet) más alejada de la pasarela (entendiendo la distancia como el número de saltos), como se puede apreciar en la Fig. 3.2. Esta técnica es un ejemplo claro del caso 1: el valor del intervalo  $T$  es fijo, mientras que el valor del TTL es variable y determinado

por la pasarela.

En la Figura 3.2 se han situado dos pasarelas en los extremos de la zona en la cual se mueven los nodos móviles, los nodos que intercambian datos con Internet aparecen etiquetados como “Nodo fuente”. El algoritmo sólo tiene que determinar la distancia a las que se encuentran los nodos que envían tráfico a la pasarela. Así, tomando como referencia la situación de la red de la Figura, la pasarela denominada GW1 sólo tiene que enviar el TTL con un valor igual a 4 y la pasarela denominada GW2 con un TTL igual a 2 le basta. Los demás nodos, que no requieren conexión a Internet, no necesitan ruta hacia la pasarela. Por tanto, no es necesario propagar la información acerca de esta ruta por las zonas donde no existen fuentes. Según esta técnica, se elimina el coste de retransmitir los mensajes *MRA* a través de la red en las zonas que no hacen uso de las pasarelas.

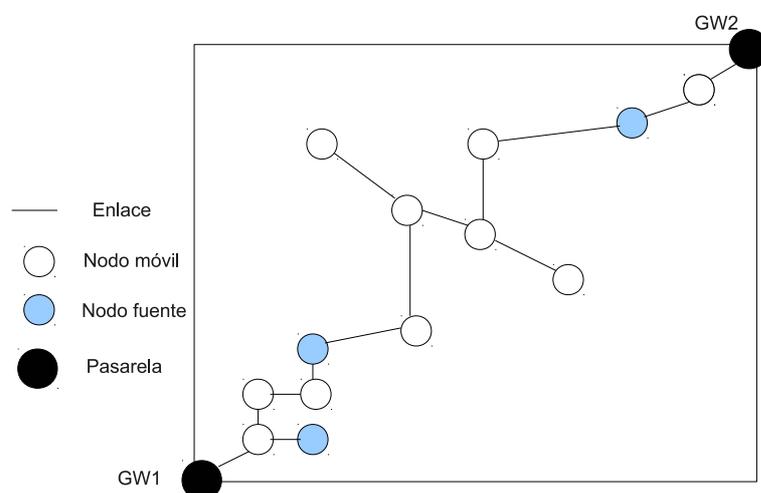


Figura 3.2. Ilustración de una red MANET conectada a Internet para mostrar el comportamiento del esquema *Maximal Source Coverage*.

A pesar de ser un algoritmo muy simple, presenta unas características bastante interesantes, ya que minimiza la inundación de mensajes MRA en la red MANET, ampliando o reduciendo la zona bajo demanda a medida que se va cambiando el valor del TTL del mensaje. Además se proponen otras posibles elecciones de TTL para lograr que la zona preventiva sea más pequeña, evitando así el envío de muchos mensajes MRA. Otras posibles elecciones para el TTL pueden ser: el TTL medio que cubra el mayor número de fuentes, el TTL que cubra un determinado porcentaje de fuentes, etc. La elección de la mayor distancia se basó en mantener baja la tasa de pérdidas de paquetes, aunque fuera a coste de que la sobrecarga aumente ligeramente. En cualquier caso, existe un límite máximo para el valor del TTL, que será dependiente del número, localización, tamaño y forma de la zona donde se encuentran los nodos móviles. Por ejemplo, puede que un nodo móvil se encuentre a cuatro saltos de la pasarela GW1 y a cinco de la pasarela GW2, si esta segunda pasarela enviase el MRA con un valor del TTL de 5 saltos estaría entrando en la zona de cobertura de la otra pasarela. El límite máximo del TTL vendrá determinado por

la necesidad de que las pasarelas no tengan zonas de influencias con solapes. Por ejemplo, si se trata de una zona cuadrada como en la Fig. 3.2, el TTL máximo vendría determinado por la siguiente expresión:

$$TTL_{max} = \frac{\sqrt{2}l}{2r} \quad (3.1)$$

donde  $l$  es la longitud del lado de la zona *ad hoc* y  $r$  es el radio del área de cobertura de los nodos móviles. Puesto que el TTL define un número entero de saltos, habría que considerar sólo la parte entera de la expresión anterior, redondeando al entero inmediatamente superior. La fórmula tiene en cuenta que la máxima distancia a la que puede estar un nodo de las pasarelas (en los vértices opuestos del cuadrado) es  $\frac{\sqrt{2}l}{2}$ .

El algoritmo MSC propuesto mejora las prestaciones de otras técnicas, pero pueden existir situaciones en las cuales no sea una buena solución. Es el caso en el que hay muy pocas fuentes y están a una gran distancia de la pasarela. El caso peor se producirá cuando sólo exista una fuente y a una gran distancia de la pasarela a la cual está conectada. Bajo estas condiciones, sería más interesante que la fuente buscara a la pasarela a través de mensajes MRS, es decir, bajo demanda.

El algoritmo MSC adaptativo ha sido muy utilizado por muchos autores, ya que la técnica es muy sencilla y ofrece buenos resultados. Además, desde el punto de vista de los simuladores su implementación es relativamente simple. La implementación real es un poco más laboriosa, ya que se debe conocer el TTL con el que los nodos móviles envían los datos, y evidentemente, la Ecuación 3.1 no se puede aplicar, ya que, normalmente las pasarelas no conocen ni la posición de las restantes pasarelas ni las dimensiones de la zona donde se mueven los nodos. Si no se conoce ningún detalle sobre el área de la zona *ad hoc*, se podría proponer la siguiente solución, aunque no esté exenta de problemas. La pasarela podría comenzar a mandar los mensajes MRA a la máxima distancia posible. Si una pasarela recibe un mensaje MRA de otra pasarela, puede determinar la distancia a esta y de esta forma poner un límite al valor máximo del TTL propio. Este proceso se podría repetir cada cierto tiempo para comprobar que todas las pasarelas continúan activas y en perfecto funcionamiento, actualizando el valor del TTL máximo.

### 3.2.2 Cobertura con el máximo beneficio

Otra técnica adaptativa presentada en la misma publicación que el MSC [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005] es la denominada *Maximal Benefit Coverage* (MBC) o cobertura con el máximo beneficio. El nuevo algoritmo se enmarca también dentro del caso 1:  $T$  fijo y TTL variable asociado a la pasarela. Este esquema intenta evitar las situaciones en las cuales las fuentes son pocas y a una distancia elevada de las pasarelas, en las cuales resulta más ineficiente comenzar un proceso de difusión de mensajes MRA. En este esquema se envían los mensajes MRA con un TTL inferior al esquema precedente, intentando seleccionarlo de tal forma que la sobrecarga debida al envío de los mensajes MRA, hasta dicho TTL, más la sobrecarga de los procesos bajo demanda debido a las fuentes más lejanas sea mínimo. El cálculo de este valor mínimo implica el uso de una gran cantidad de información por

parte de las pasarelas que es difícil de conseguir (como la topología de la zona ad hoc) o que implica una gran sobrecarga de datos. En su lugar, los autores usan la información disponible en la pasarela de una forma simple e intentando sacar el mayor provecho de ella. Para ello, emplean una técnica heurística para aproximar el mínimo buscado.

Las pasarelas utilizan la expresión dada en la Ecuación 3.2 para determinar el beneficio,  $\beta(t)$ , de mandar un mensaje MRA con un valor de TTL igual a  $t$ .

$$\beta(t) = \frac{N \cdot S(t)}{t \cdot (t + 3)} \quad (3.2)$$

En la ecuación  $N$  representa el coste de inundar la red con estos mensajes y  $S(t)$  es una función que calcula el número de fuentes activas a una distancia menor o igual que  $t$ . El numerador representa el coste asociado a las fuentes más lejanas de  $t$  y el denominador el coste para las fuentes a menor distancia de dicho  $t$ , es decir, el cociente entre los procesos bajo demanda y los preventivos [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005]. La expresión  $S(t)$  es sencilla de calcular si las pasarelas guardan en una tabla la distancia a la que se encuentra cada fuente activa que se comunica a Internet a través de la pasarela.

La expresión  $\beta(t)$  disminuye con el número de nodos que reenvían el MRA (al aumentar  $t$ ) y se incrementa cuando el número de fuentes que envían datos a Internet lejanas de la pasarela es grande. Para obtener el valor del  $t$  óptimo simplemente hay que buscar el valor que maximice la expresión 3.2, conociendo que  $t$  puede variar desde 1 hasta  $TTL_{max}$ . Obteniéndose  $TTL_{max}$  de la misma forma que en el caso del algoritmo MSC, el valor óptimo se puede conseguir con un sencillo cálculo iterativo.

Si bien la expresión que se usa para obtener un buen beneficio,  $\beta(t)$ , es heurística y basada en distintas aproximaciones que difícilmente se dan en una red *ad hoc* real, da buenos resultados en la mayoría de las ocasiones, ya que reduce el área de la zona preventiva de una forma eficiente y sólo la aumenta cuando el número de fuentes lejanas es grande. Además, como prueba de su interés, esta técnica es usada por diferente autores.

### 3.2.3 Algoritmo genérico para mejorar los protocolos preventivos

En [Ghassemian y otros, 2005] se presenta una propuesta para mejorar los protocolos preventivos a partir de un sistema de control realimentado. Las salidas del sistema de control son la frecuencia de envío de los mensajes *MRA* y el TTL de los paquetes. Las pasarelas deben analizar los mensajes *MRS* que le llegan y determinar si el TTL recibido es mayor o menor que el TTL con el que ellas envían los mensajes *MRA*, de tal forma que si el TTL de los mensajes *MRS* es mayor que el de los *MRA* se tiene que aumentar el de estos. La propuesta no aclara cómo aumentar el TTL, pero propone que se incremente unos pocos saltos o en función de los TTL de los mensajes *MRS*. Si la situación es la contraria, es decir, el TTL de los mensajes *MRS* es menor que el de los mensajes *MRA*, se debe disminuir el TTL de estos, ya que no hay fuentes que necesiten refrescar sus rutas más lejos que las dadas por los mensajes *MRS*. Respecto al periodo de envío de los mensajes *MRA*, indican que este debe calcularse en función del número de mensajes de petición de nuevas rutas, de la distancia a las que se encuentra, de la cantidad de tráfico de la pasarela

y de la distancia de las fuentes de datos a las pasarelas. Sin embargo, en el artículo no indica como se pueden utilizar estas entradas en el sistema realimentado propuesto. A la hora de clasificar esta propuesta en función de la Fig. 3.1, se trataría de un caso 3.

### 3.2.4 Grado de Movilidad Regulado

Una técnica adaptativa basada en el cálculo de una expresión es la denominada *Regulated Mobility Degree* (RMD) o grado de movilidad regulado [Rakeshkumar y Misra, 2006]. Los autores de esta propuesta aprecian que los mensajes preventivos no deberían enviarse periódicamente debido al consumo de ancho de banda y recursos que supone, sino que se debería aguardar a que las rutas necesitarán refrescarse. Por ello, indican que el mayor beneficio de enviar los paquetes MRA se obtendrá cuando la pasarela detecte el movimiento de los nodos, de tal forma que, seguramente, los caminos o rutas hacia las pasarelas hayan cambiado. Es en ese momento cuando se deberían mandar los mensajes MRA, independientemente de cualquier periodo  $T$  fijo. Se trata de un algoritmo clasificado como caso 3:  $T$  adaptativo y TTL centralizado.

Los autores presentan un algoritmo heurístico que está basado en un factor que se denomina igual que la propuesta (RMD). Este grado de movilidad se fundamenta en el desarrollado previamente en [Lee y otros, 2003]. Para decidir si es conveniente el envío de un mensaje MRA se necesita conocer el número de nodos intermedios ( $N$ ) entre cada fuente y la pasarela. El cálculo de este parámetro es relativamente sencillo, las pasarelas tal y como sucede en la técnica MSC (ver 3.2.1) conocen la distancia ( $dist_i$ ) a la cual la fuente  $i$  está enviando mensajes MRA (donde  $1 \leq i \leq N_f$ ), siendo  $N_f$  el número total de fuentes activas. Así, el número total de nodos intermedios ( $N$ ) que son retransmisores de datos hacia Internet se calcula con la Ecuación 3.3:

$$N = N_f \sum_{i=1}^{N_f} (dist_i - 1) \quad (3.3)$$

Esta ecuación asume que los nodos intermedios son distintos para cada fuente. En la Fig. 3.3 se observa un ejemplo sencillo para el cálculo de  $N$ . En este caso, por ejemplo, la primera pasarela (GW1) tiene un valor de  $N$  igual a 3, y la segunda (GW2) igual a 2.

A intervalos regulares, iguales a los de los envíos de los MRA, es decir, cada  $T$  segundos, cada pasarela cuenta el número de fuentes que se comunican con Internet y calcula la expresión dada en la Ecuación 3.3. El número de fuentes se obtiene a partir del algoritmo denominado *Maximal Benefit Coverage* [Ruiz y Gomez-Skarmeta, 2005] y además se obtiene a través de dicho algoritmo el valor del TTL para enviar en el siguiente mensaje MRA. La expresión que determinará si se envía el mensaje o no, se denomina factor de movilidad o *Regulated Mobility Degree* (RMD), cuyo valor viene expresado en la Ecuación 3.4.

$$RMD = \frac{N_f}{N} = \frac{1}{\sum_{i=1}^{N_f} dist_i - 1} \quad (3.4)$$

El valor máximo para la expresión anterior, dada por el cociente entre el número de fuentes y el número total de nodos intermedios, será como máximo igual a 1. Cada  $T$

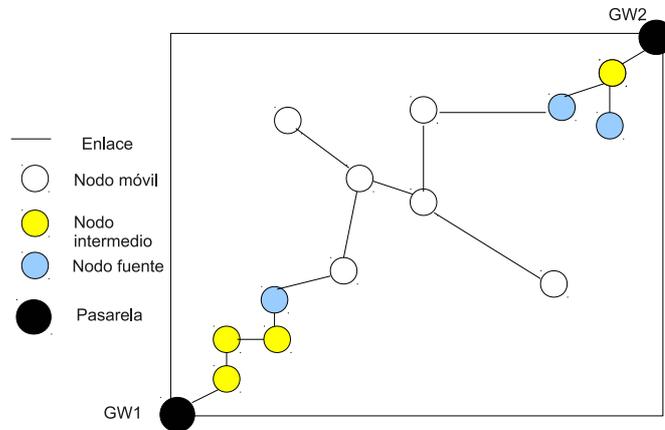


Figura 3.3. Ejemplo de una red MANET para ilustrar el esquema *RMD*.

segundos se calcula este valor y si supera un umbral se envía el mensaje MRA. Si el número de fuentes es elevado o hay algunas que estén muy lejanas el valor del RMD disminuye. Si no supera el umbral, el mensaje *MRA* no se envía. Se realiza, por tanto, algo parecido a lo que se quiere lograr con el MBC pero adaptando también los intervalos de envío de los MRA. Los autores indican que el valor óptimo del umbral se podría estimar mediante simulaciones y proponen un valor genérico de 0.5. Si el factor RMD es menor que 0.5 se enviarán muchos mensajes MRA y podría haber mucha sobrecarga. Por otro lado, si su valor es mayor que 0.5 habría muchos nodos sin rutas y se enviarían muchos mensajes MRS, por lo que se propone 0.5 como un valor intermedio. Esta técnica, además de ser híbrida centralizada (ver la clasificación establecida en la Fig. 3.1), ya que cambia el valor del TTL enviado en cada MRA, también es preventiva adaptativa ya que no siempre se envía el mensaje MRA cada  $T$  segundos (sino en un múltiplo de este valor), todo será función del cálculo de RMD mediante la expresión 3.4.

### 3.2.5 Esquema basados en *proxies*

Otra técnica adaptativa es la denominada *Low Overhead and Scalable Proxied* (LOSP) [Ros y Ruiz, 2006], que se ha traducido por “Esquema basado en *proxies*”. Este mecanismo está basado en el descrito previamente denominado MSC (ver sección 3.2.1) y, por tanto, comparte la misma clasificación como un caso 1: el MRA se envía periódicamente en tanto que la pasarela adapta dinámicamente el valor del TTL. En concreto, los autores estiman que en el borde de las zonas marcadas por los mensajes MRA, los nodos móviles pueden responder a los mensajes MRS enviados por nuevas fuentes que no tengan una ruta activa a Internet. De esta forma, los nodos intermedios pueden actuar como *proxies*. Por ejemplo, si el nodo etiquetado con un 1, en la Fig. 3.4, necesita comunicarse con Internet y no tiene ruta, necesitará iniciar un proceso de solicitud de ruta mediante el envío de un mensaje MRS. Este mensaje, en la técnica de “Conectividad Global” [Wakikawa y otros, 2006] debe llegar a la pasarela que le contestará con un mensaje *unicast*. En esta nueva técnica es

el primer nodo intermedio al que llegue el mensaje MRS quien contesta con la ruta a la pasarela que tenga asociada en sus tablas de encaminamiento. En el caso de la Figura, respondería el nodo *A*. Con esto se evita difundir el mensaje MRS (que es de difusión) por toda la red, evitando probablemente que este alcance la zona cercana a la pasarela, que es donde se concentrarían más nodos con comunicación a Internet y donde se espera que estén más sobrecargados los enlaces. Se disminuye, pues, el tráfico de control.

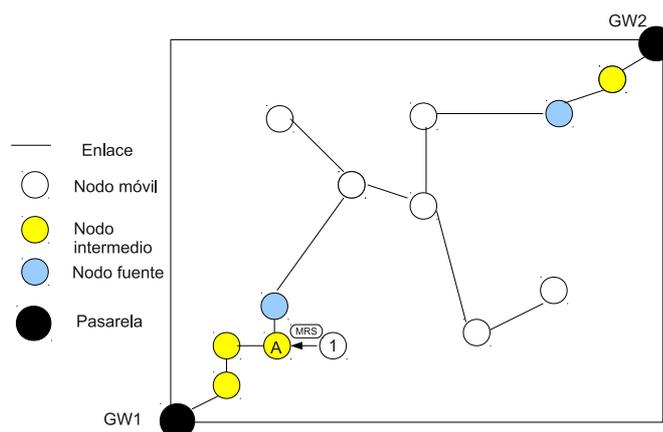


Figura 3.4. Esquema de una red MANET conectada a Internet que ilustra la técnica *Low Overhead and Scalable Proxied*.

La información enviada por los nodos intermedios o *proxies* puede que no cuente con información suficientemente actualizada, en comparación con la que le podría dar la pasarela, lo cual puede conllevar que la latencia de los paquetes sea superior a otras técnicas e incluso que el número de paquetes perdidos se incremente. Esto último se debe a que algunas de las rutas obtenidas mediante este procedimiento, y de las que informan los *proxies*, puede que lleguen a estar inactivas en poco tiempo o incluso desde el principio de la obtención de la misma. Además, se debería incluir un mecanismo para evitar que todos los nodos vecinos contesten el mensaje MRS. Si esto sucede, se puede inundar el medio inalámbrico. Además, las respuestas de los nodos intermedios deberían incluir números de secuencia y tiempos de validez de las rutas, para que el nodo que recibe estos mensajes pueda decidir cual es la mejor ruta que anuncian.

### 3.2.6 Descubrimiento adaptativo con calidad de servicio

La propuesta de [Domingo y Prior, 2007] incluye características de calidad de servicio para lograr la interconexión de las redes MANET con Internet. En concreto, designan un mecanismo adaptativo para que los flujos de información en tiempo real puedan mantener la calidad de servicio que demandan. La propuesta se corresponde con una técnica híbrida, en la cual las pasarelas continuamente monitorizan las fuentes con restricciones temporales. En función de la clasificación de la Fig. 3.1 se trataría de un tipo 3. Los paquetes de estas fuentes incorporan en la cabecera del *Real Time Protocol* (RTP) [Jacobson y otros, 2003]

(empleado para paquetes de servicios en tiempo real) un tiempo de generación (*timestamp*). Con este valor la pasarela puede calcular la diferencia de tiempo desde el envío del paquete hasta que le llega a ella. Cuando el nodo fijo detecta que esta diferencia es mayor que 140 ms (las recomendaciones internacionales indican un retardo máximo de 150 ms) envía un mensaje especial a las fuentes advirtiéndoles del problema. A este mensaje especial le denominan `QS_LOST`. Cuando a las fuentes les llega este mensaje comienza un nuevo proceso de búsqueda de rutas con calidad de servicio. La propuesta de Domingo y Prior [2007] se basa en el cómputo de los mensajes `QS_LOST` cuando pasan por la pasarela. Las pasarelas chequean cada  $T$  segundos si han recibido estos mensajes y calculan la siguiente expresión:

$$\alpha = \frac{P}{F} \quad (3.5)$$

donde  $P$  es el número de fuentes con problemas temporales, durante los  $T$  segundos analizados, es decir, el número de fuentes que han enviado mensajes `QS_LOST` mientras que  $F$  el número total de fuentes con requisitos de tiempo real, durante el intervalo de tiempo estudiado.

La propuesta es sencilla: si la fracción  $\alpha$  es mayor que un umbral, no se envía el mensaje `MRA`, en caso contrario sí lo hace. No se envían estos mensajes en el primer caso porque los mensajes de control tienen prioridad sobre los de datos, y si la red está saturada el envío de nuevos mensajes de control no mejoraría la situación. La propuesta indica que un umbral de 0.4 es adecuado para los escenarios evaluados. La propuesta sólo tiene en cuenta el tráfico en tiempo real, los otros tipos de tráfico que puedan comunicarse con Internet se pueden beneficiar de los mensajes `MRA` que se envían cuando la expresión anterior es nula. Si el umbral es nulo nunca se enviarán mensajes de control `MRA` y se tratará de una técnica bajo demanda en sentido estricto. En contra, si el umbral es uno siempre se enviarán los `MRA` y será una técnica preventiva pura.

### 3.2.7 Descubrimiento de pasarelas mediante distribución adaptativa

En [Javaid y otros, 2008] se pone en manifiesto la necesidad de que no sean todos los nodos los que retransmitan el mensaje `MRA`. La técnica que se propone se denomina *Adaptive Distributed Gateway Discovery* (ADD) o “descubrimiento de pasarelas mediante distribución adaptativa” en español. Este esquema es el primero que descentraliza la decisión del reenvío o no de un mensaje `MRA` por parte de los nodos móviles pertenecientes a la red *ad hoc*. Siguiendo la clasificación de la Fig. 3.1 se encuadraría por tanto en el segundo de los casos. En los algoritmos anteriores, los nodos móviles deben reenviar obligatoriamente los mensajes de actualización de rutas, estando este reenvío únicamente condicionado por el valor del TTL de los mensajes `MRA` que venía fijado por las pasarelas al generarlos. Si se supone que existe una pasarela tal y como se refleja en la Fig. 3.5, los autores indican que sólo los nodos que pertenecen a una ruta activa deben reenviar el mensaje `MRA`, es decir, sólo los nodos intermedios de rutas hacia la pasarela que están siendo usadas retransmiten los paquetes de control preventivos. La principal ventaja de esta técnica es que en aquellas zonas en las que no existan fuentes no se retransmiten mensajes de actualización de rutas,

por lo que la sobrecarga de paquetes de control disminuye. Adicionalmente, las rutas activas siempre se actualizan, lo que puede ayudar a disminuir las pérdidas de paquetes de datos.

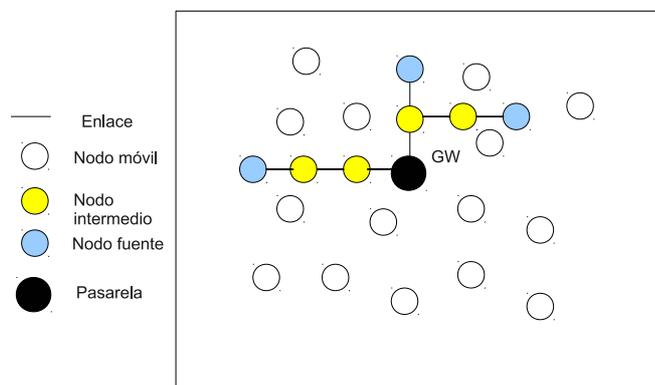


Figura 3.5. Distintas regiones utilizadas en el esquema ADD.

Los mensajes *MRA* se envían siempre con un TTL igual a 1. Una vez recibido el mensaje por el nodo, este comprueba si ha enviado o reenviado recientemente datos o no hacia la pasarela. En el primer caso vuelve a reenviar el mensaje *MRA* con un TTL igual a 1 y en el segundo caso, actualiza las rutas y desecha el mensaje.

Esta técnica mejora las anteriores en algunos sentidos. Así la pasarela que se encuentra en la Fig. 3.5 deberían mandar los mensajes con un TTL igual a 3 (si se usa el MSC para definir este valor), lo cual haría que se enviaran muchos mensajes de control innecesarios. Sin embargo con esta técnica sólo se enviarían 4 mensajes *MRA*, contando cada mensaje *MRA* reenviado por los nodos como un nuevo mensaje. En este caso, el reenvío sólo lo efectúan los nodos marcados como intermedios en la Figura. El principal inconveniente es conocer cuándo un nodo ha actuado como nodo intermedio en las comunicaciones con Internet. Por ejemplo, si la tasa de datos es pequeña puede que se reenvíen muy pocos paquetes y con intervalos temporales entre ellos muy elevados. La implementación del algoritmo supone que un nodo es intermedio siempre que haya enviado al menos un mensaje desde el último intervalo  $T$ .

### 3.2.8 Estimación basada en filtros autoregresivos

Otra técnica adaptativa que optimiza los valores del intervalo de envío de los *MRA* y del TTL de los mismos se presenta en [Triviño y otros, 2009]. Se trata de un tipo 3. En concreto, el intervalo  $T$  se adapta en función de la cuenta del número de mensajes *MRS* que le llegan a las pasarelas [Triviño-Cabrera y otros, 2007b]. La información acerca del número de mensajes *MRS* se estima a través de un filtro autorregresivo de primer orden. Con este valor y unos umbrales se determina el valor del instante  $T$  en el cual se va a mandar el mensaje *MRA*. Por otra parte, para ajustar el parámetro TTL se tiene en cuenta la máxima distancia de la fuente que ha mandado un mensaje *MRS*. Con esta

solución se eliminan los problemas que existen con la técnica adaptativa denominada MSC, en la cual no se podía conocer con exactitud la distancia de la fuente, ya que distintos sistemas operativos mandan los datos con distintos TTL iniciales. El valor típico para un sistema basado en *Windows XP* es de 128, mientras que para los sistemas basados en *Linux* suele ser de 30 ó 60. Este problema se solventa al analizar sólo los *MRS*, ya que estos mensajes cuentan con un campo que indica el número de saltos que ha sufrido desde el origen. La propuesta, por tanto, cambia tanto el tiempo  $T$  como el valor del TTL de los mensajes MRA. Añadidamente este protocolo es la primera propuesta que tiene en cuenta los mensajes *MRS* como medida de la estabilidad de la red.

### 3.3 Propuestas de técnicas adaptativas

En esta sección se analizarán distintas propuestas adaptativas que hemos ido realizando en el seno del Dpto. de Tecnología Electrónica de la Universidad de Málaga. Siguiendo la clasificación presentada en la Fig. 3.1, la mayoría de las propuestas siguen un esquema que clasificamos como tipo 3, esto es adaptativo para el intervalo  $T$  y centralizado para el TTL.

Las propuestas propias se pueden resumir en la Tabla 3.3. A continuación se expondrán los aspectos más significativos de nuestras propuestas en esta misma sección.

Técnica	Caso	$T$	TTL
Descubrimiento adaptativo basado en el número de vecinos [Yuste y otros, 2007]	3	Adaptativo	Centralizado
Descubrimiento adaptativo basado en valores medios del número de vecinos [Yuste y otros, 2010b]	3	Adaptativo	Centralizado
Descubrimiento adaptativo basado en la conectividad [Yuste y otros, 2008]	3	Adaptativo	Centralizado
Esquema basado en el Factor de Estabilidad [Trujillo y otros, 2008a]	3	Adaptativo	Centralizado
Descubrimiento adaptativo basado en lógica borrosa [Yuste y otros, 2009a]	3	Adaptativo	Centralizado
Envío Selectivo [Yuste y otros, 2009b]	2	Fijo	Distribuido
Descubrimiento adaptativo óptimo basado en lógica difusa [Yuste y otros, 2010a]	3	Adaptativo	Centralizado

**Tabla 3.3.** Resumen de distintas técnicas adaptativas propias

#### 3.3.1 Descubrimiento adaptativo basado en el número de vecinos

La primera aportación que se presenta en esta tesis es la presentada en [Yuste y otros, 2007]. En este artículo se emplea una técnica adaptativa basada en el número de vecinos

que tienen las pasarelas, sin modificar el valor del TTL por parte de la pasarela. Se trata, por tanto, de un caso 3. Se entiende como vecino aquel nodo móvil que está a un sólo salto de la pasarela. Los mensajes de control del tipo preventivo o MRA que son reemitidos por los nodos móviles también llegan a la pasarela. Por tanto, esta puede estimar el número de nodos que están junto a ella contando estos mensajes en cada periodo  $T$ . Cuando el número de vecinos es elevado (respecto al número total de nodos de la MANET), se puede asumir que las rutas de los nodos conectados a Internet son más cortas, ya que los nodos están concentrados en la zona cercana a la pasarela. La duración de las rutas de estos nodos será mayor, con lo cual el intervalo  $T$  de envío de los MRA puede ser más elevado [Triviño-Cabrera y otros, 2006]. El funcionamiento de la propuesta es simple, la pasarela cada vez que envíe el mensaje MRA cuenta el número de retransmisiones que recibe y actualiza el valor de  $T$  para el siguiente intervalo en función de la expresión que se encuentra en la Ec. 3.6.

$$T = \begin{cases} T_{max} & si \quad N \geq N_2 \\ \frac{T_{max}-T_{min}}{N_2-N_1}(N - N_1) + T_{min} & si \quad N_1 < N < N_2 \\ T_{min} & si \quad N \leq N_1 \end{cases} \quad (3.6)$$

donde  $N$  es el número de mensajes que ha contado la pasarela en el último intervalo  $T$  mientras que  $\{N_1, N_2, T_{max}, T_{min}\}$  son parámetros de umbral que necesitan ser configurados. El recuento se realiza cada vez que se envía un mensaje MRA. Si no se recibe ningún mensaje al cabo de un segundo ( $N$  se computa como cero) se vuelve a enviar otro mensaje MRA. Esta situación de aparente carencia de vecinos se puede deber a que no existan nodos móviles en la cercanía de la pasarela o porque existen demasiadas colisiones y se han perdido estos paquetes de control. La Ec. 3.6 representa una relación lineal cuando el valor de  $N$  está comprendido entre  $N_1$  y  $N_2$ . Además existe un valor mínimo y máximo para  $T$ , representadas por las variables  $T_{min}$  y  $T_{max}$  respectivamente. Si entre dos envíos consecutivos alguna fuente pierde la conexión o comienza a transmitir puede obtener una ruta mediante un proceso bajo demanda, es decir, mediante el envío de mensajes MRS.

En [Yuste y otros, 2007] se configuran los parámetros del algoritmo ( $N_1, N_2$ ) para optimizar las prestaciones de la red. Para ello se emplea un algoritmo genético (AG). Los algoritmos genéticos son muy utilizados en procesos de optimización en todas las disciplinas científicas [Yang y otros, 2010] [Hu y otros, 2010]. Para lograr sus objetivos se parte de una población inicial de soluciones que va evolucionando a partir de la minimización o maximización de una función, denominada función objetivo (*fitness*). En concreto, para nuestra aplicación se empleó la siguiente función objetivo ( $f$ ) que será minimizada:

$$f = \frac{p}{p_{min}} + \frac{d}{d_{min}} \quad (3.7)$$

donde  $p$  es la tasa de pérdidas de paquetes y  $d$  es el retardo medio sufrido por los paquetes desde el origen hasta el destino, entendiendo que estas dos métricas caracterizan bien las

prestaciones de la red. Por otra parte,  $p_{min}$  y  $d_{min}$  son valores que se utilizan para normalizar la función *fitness*. Previamente al proceso de minimización se realizan simulaciones con un algoritmo preventivo puro con distintos valores para el intervalo de envío de los mensajes MRA (en concreto los valores de  $T$  eran 1, 10 y 20 segundos). Una vez obtenidas las pérdidas y la latencia de las simulaciones se busca el valor mínimo de estas, dando lugar a  $p_{min}$  y  $d_{min}$ .

Al minimizar la expresión dada por la Ec. 3.7, si este valor es suficientemente pequeño, se asegura que las dos métricas obtenidas por esta propuesta sean siempre mejores a las consideradas para compararlas, ya que se minimizan conjuntamente ambos factores.

La forma de trabajar del AG se observa en la Fig. 3.6 y es similar al proceso presentado por [Prieto y Perez, 2008]. A partir de unos valores iniciales se simula la red híbrida y se obtiene el valor de la función objetivo. El AG, mediante técnicas especiales (los denominados operadores genéticos), obtiene unos nuevos valores para los parámetros a optimizar  $\{N_1, N_2, T_{max}, T_{min}\}$  y con ellos se vuelve a repetir la simulación. Los operadores genéticos son funciones que intentan emular lo que sucede en la evolución natural para seleccionar nuevos individuos dentro de la población genética. Cuando se llega al número de iteraciones requerido o no disminuye sustancialmente la función objetivo es cuando finaliza el AG.

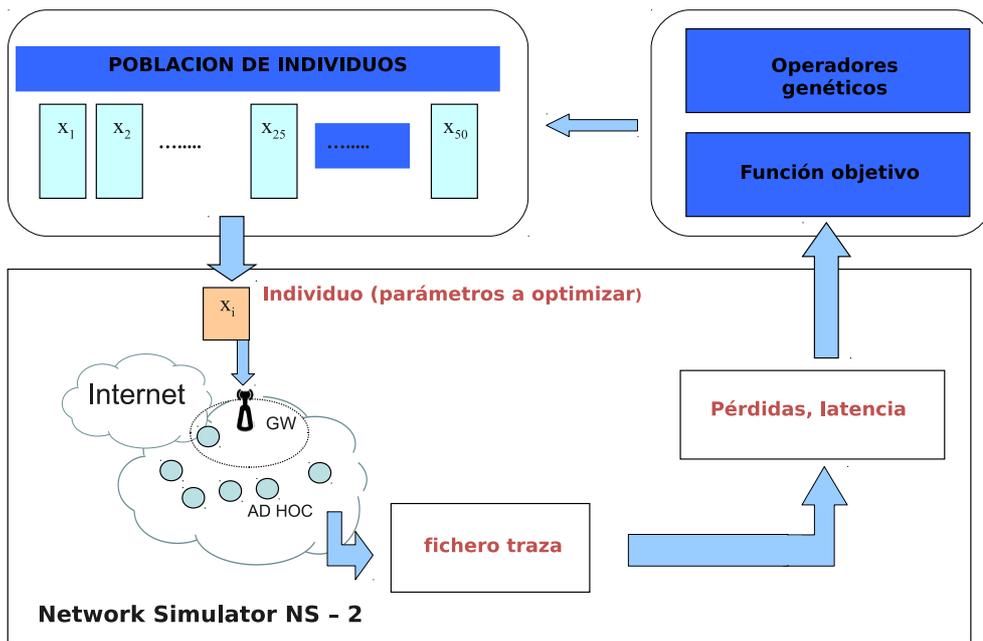


Figura 3.6. Forma de trabajar del algoritmo genético [Prieto y Perez, 2008].

Los operadores básicos utilizados son la selección de individuos, el cruce y la mutación. La selección consiste en elegir los individuos que van a ser los padres de la nueva generación. En nuestro AG se ha elegido una selección elitista basada en la función de evaluación. El operador genético de cruce se emplea para combinar los genes de los padres elegidos anteriormente, se intenta que el nuevo individuo sea mejor que sus padres cruzando a

estos. El operador de cruce se ha implementado como una función *scattered*. Por último, el operador denominado mutación intenta darle a los nuevos individuos ciertas características que no tienen sus padres. El AG emplea una función de mutación gaussiana.

El principal problema de la implementación real de esta técnica es la necesidad de obtener los valores  $\{N_1, N_2, T_{max}, T_{min}\}$  a través de un proceso de simulación y optimización en el que se necesitan conocer muchos aspectos de la red *ad hoc* que no siempre estarán al alcance de los usuarios de la misma, ni pueden ser obtenidos por la pasarela.

### 3.3.2 Descubrimiento adaptativo basado en valores medios del número de vecinos

La adaptación del intervalo de envío de mensajes *MRA* a partir de propiedades estadísticas de la red se presenta en [Yuste y otros, 2010b], y, al igual que la técnica anterior, se puede clasificar como un caso 3. Esta nueva propuesta, como en la aportación anterior, también tiene en cuenta el número de vecinos en el área de cobertura de la pasarela. De esta manera, la información que necesita la pasarela para ejecutar este algoritmo es fácil de obtener. El número de nodos móviles en la cercanía de la pasarela dependerá de cómo se muevan los móviles, de la velocidad de estos y del tiempo de pausa de móviles. En este trabajo, se calcula una aproximación del número de nodos vecinos a la pasarela a partir de una fórmula simplificada que caracteriza el movimiento de los nodos bajo el modelo de movilidad denominado *Random Waypoint Model* (RWP) [Bettstetter y otros, 2003] (ver Anexo C). Este modelo es uno de los más usados en la simulación y estudio de redes ad hoc. A partir de dicha fórmula, se calcula la probabilidad  $p$  de que un nodo esté a menos de una distancia  $r$  de la pasarela, siendo  $r$  el radio de cobertura dado por la antena de la pasarela. El valor de  $p$  es dependiente de la topología de la red, y de la situación de la pasarela. En [Yuste y otros, 2010b] se propone la siguiente fórmula cuando se trata de un rectángulo de dimensiones  $a \cdot b$  y la pasarela se encuentra en el centro del mismo:

$$p = P_{pausa} \frac{S_c}{S_{total}} + (1 - P_{pausa}) * p_m \quad (3.8)$$

En esta expresión  $S_c$  es la superficie de cobertura efectiva de la pasarela (este valor dependerá de la situación de la pasarela y el radio de cobertura  $r$ ),  $S_{total}$  es la superficie total del rectángulo y  $p_m$  es la probabilidad de que un nodo se encuentre dentro de la zona de cobertura de la pasarela.  $P_{pausa}$  describe la probabilidad de que en un momento dado un nodo se encuentre parado, se calcula mediante la expresión 3.9. Por otra parte,  $p_m$  se determina mediante una expresión compleja que depende de la situación de la pasarela.

La probabilidad de que un nodo se encuentre detenido dependerá del tiempo medio de pausa para ese nodo ( $E[t_p]$ ) dada una probabilidad de pausa ( $P_{pausa}$ ), de la longitud media que se recorre en el rectángulo ( $E[L]$ ) y de la velocidad media ( $v$ ). Así en [Bettstetter y otros, 2003] se propone:

$$P_{pausa} = \frac{E[t_p]}{E[t_p] + \frac{E[L]}{v}} \quad (3.9)$$

donde  $\frac{E[L]}{v}$  describe el tiempo medio durante el cual el nodo está en movimiento.

El valor de la longitud media recorrida esperada,  $E[L]$ , es una expresión compleja desarrollada en [Santalo, 2004] y su valor para movimientos del tipo RWP es:

$$\begin{aligned}
 E[L] = \frac{1}{a^2 b^2} & \left[ \frac{1}{15} a^5 + \frac{1}{15} b^5 - \frac{1}{15} a^4 \sqrt{b^2 + a^2} \right. \\
 & + \frac{1}{5} a^2 b^2 \sqrt{b^2 + a^2} - \frac{1}{15} b^4 \sqrt{b^2 + a^2} + \\
 & - \frac{1}{12} a b^4 \ln(\sqrt{b^2 + a^2} - a) + \frac{1}{12} a b^4 \ln(a + \sqrt{b^2 + a^2}) + \\
 & \left. \frac{1}{12} a^4 b \ln(b + \sqrt{b^2 + a^2}) - \frac{1}{12} a^4 b \ln(\sqrt{b^2 + a^2} - b) \right] \quad (3.10)
 \end{aligned}$$

La expresión de  $p_m$  describe la probabilidad de que el nodo se encuentra bajo la cobertura de la pasarela mientras está en movimiento.  $p_m$  depende de la situación de la pasarela, en concreto si está en el centro del rectángulo y el radio de cobertura de la pasarela es inferior a las dos dimensiones del mismo ( $2r < b$  y  $2r < a$ ) se obtiene [Yuste y otros, 2010b]:

$$p_m = \frac{3}{4} \frac{\pi r^2 (2r^4 - 3r^2 a^2 - 3r^2 b^2 + 3a^2 b^2)}{a^3 b^3} \quad (3.11)$$

En cambio, si la pasarela se encuentra en un vértice del rectángulo y se cumple que  $r < b$  y  $r < a$ , la expresión para  $p_m$  es:

$$p_m = \frac{3}{8} \frac{\pi r^6}{a^3 b^3} - \frac{12}{5} \frac{r^5}{a^3 b^2} - \frac{12}{5} \frac{r^5}{a^2 b^3} + \frac{9}{2} \frac{r^4}{a^2 b^2} \quad (3.12)$$

Para obtener la expresión anterior se ha seguido el mismo procedimiento que el dado en [Yuste y otros, 2010b].

Una vez conocidas todas las variables de la Ec. 3.8, se debe tener en cuenta que este valor es el de la probabilidad individual de que el nodo esté a una distancia menor de  $r$  de la pasarela. Para conocer la probabilidad de que el número de nodos totales bajo la cobertura de la pasarela sea  $n$ , denotada por  $g(n)$ , se tiene en cuenta que el movimiento de los nodos entre sí es independiente, por lo que en esta tesis, esta probabilidad total se modela mediante una distribución binomial:

$$g(n) = \binom{N}{n} p^n (1-p)^{N-n} \quad (3.13)$$

donde  $N$  es el total de los nodos móviles.

El empleo del mismo esquema de adaptación de  $T$  que en el método anterior (véase la Ec. 3.6) sirve para encontrar los valores óptimos que se necesitan para este tipo de movimiento cuando se utiliza la Ec. 3.6. Los valores de  $N_1$  y  $N_2$  se obtienen a partir de la función de distribución  $G(n)$ . En particular  $N_2$  se define como la mediana de  $G(n)$  (esto es, cuando  $G(n)$  alcanza el valor de 0.5), mientras que  $N_1$  se iguala al 10 % del valor de

$N_2$ . De los otros dos parámetros  $T_{min}$  se iguala al valor mínimo que se indica en NDP [Narten y otros, 2007] (3 segundos), mientras que el valor de  $T_{max}$  se iguala a 30 segundos al observar, en simulaciones, que valores mayores de  $T$  dan lugar a resultados similares.

El principal problema de esta propuesta es la necesidad de conocer muchos datos que no están disponibles en las pasarelas. De entre todos ellos, el menos problemático es el número de nodos que hay en la red,  $N$ . Este dato se puede obtener si todas las pasarelas que trabajan en la red ad hoc, se intercambian las direcciones IPv6 con la que trabajan los nodos que utilizan las pasarelas. Con esto, se puede ir cambiando dinámicamente los valores de  $N_1$  y  $N_2$  a medida que unos nodos aparecen y otros desaparecen. Otro problema es que todo el desarrollo matemático se fundamenta en el modelo de movilidad RWP, que evidentemente no es muy representativo de los patrones de movilidad real.

### 3.3.3 Descubrimiento adaptativo basado en la conectividad

Esta propuesta es una mejora de la anterior [Yuste y otros, 2008] y generaliza la obtención de los parámetros del sistema de adaptación dados por la Ec. 3.6 para otros tipos de movilidad. Si se tiene en cuenta la clasificación de la Fig. 3.1 se estaría, de nuevo, ante un tipo 3. La característica principal de esta tercera aportación de la tesis es la de evitar el cálculo de algunos parámetros usados en la técnica previa. En esta aproximación se parte de la Ec. 3.13 y se calcula la función de distribución  $G(n)$ . Es el parámetro  $p_m$  el que va cambiando para los distintos modelos de movilidad y, por tanto, también el de  $p$ . La pasarela puede ir estimando los distintos valores de  $p$  guardando en una zona de memoria el número de mensajes MRA que le van llegando y que son reenviados por los nodos que están a un salto de ella. Si el valor  $N$  es conocido y aproximando el valor de  $p$  como el número medio de los datos almacenados, se tendrían todos los parámetros de la Ec. 3.13. Esta aproximación sólo es válida si asumimos que no existe correlación en el movimiento de los nodos. Aún, queda por determinar los valores de  $N_1$  y  $N_2$ . Para ello se hace uso de la función de distribución (véase la Ec. 3.14):

$$G(n) = \sum_{n=0}^N g(n) \quad (3.14)$$

En la Figura 3.7 se dibuja la función de distribución resultante para varios valores de  $p$  y  $N$  a partir de esta gráfica se obtienen los valores de  $N_1$  y  $N_2$ .

Los valores de  $N_1$  y  $N_2$  se eligen a partir de la zona lineal de  $G(n)$ . El valor de  $N_2$  se obtiene como la media de los mensajes MRA recibidos por la pasarela, mientras que el valor de  $N_1$  se iguala a un cuarto del valor de  $N_2$ . Al elegir  $N_2$  de esta forma, se logra que no sea necesario ni conocer  $N$  ni el valor exacto de  $p$ . Por tanto, el algoritmo puede adaptarse a cambios en la topología, en el número de nodos activos o en la velocidad de los mismos.

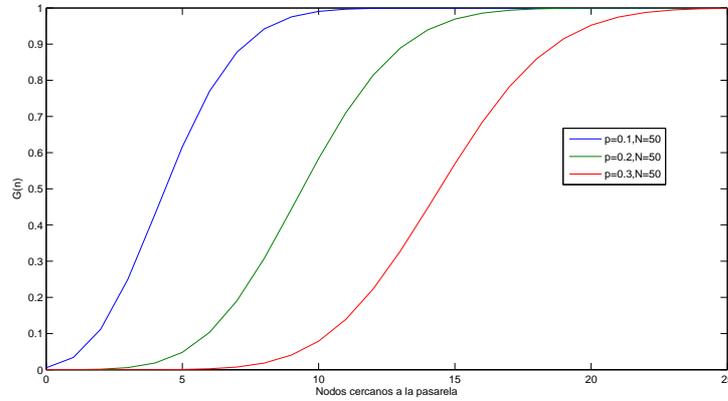


Figura 3.7. Función de distribución para varios valores de  $N$  y  $p$  [Yuste y otros, 2008].

### 3.3.4 Esquema basado en el Factor de Estabilidad

La técnica adaptativa que presentamos en [Trujillo y otros, 2008b] y [Trujillo y otros, 2008a] utiliza un factor, denominado de estabilidad, para determinar el momento oportuno para mandar los mensajes *MRA*. El valor del TTL se fija en la pasarela. Se trata de una técnica adaptativa tipo 3 de los contemplados en la Fig. 3.1. El factor de estabilidad incorpora información del movimiento de la red en los alrededores de la pasarela. Para ello, recopila los mensajes *MRA* retransmitidos por los nodos. La pasarela guarda información acerca de los nodos que retransmiten el *MRA* enviado por esta. El dato almacenado puede ser la dirección MAC o la IP del nodo móvil. Comparando esta información en dos periodos  $T$  consecutivos, la pasarela analiza el número de móviles que permanecen dentro de su zona directa de cobertura, denominados nodos que permanecen ( $p$ ), o los que no, también llamados nodos que desaparecen ( $d$ ). Los nodos que no permanecen en la zona de cobertura resultarán de la suma de los nodos que desaparecen después del envío (del *MRA*)  $j$  y los nodos que aparecen en el  $j + 1$ . Si  $NMRA(j)$  es el número de copias del mensaje *MRA* que recibe la pasarela en el envío  $j$  con  $j \geq 0$ , el factor de estabilidad de la propuesta se refleja en la Ec. 3.15:

$$FE = \frac{2p - d}{NMRA(j + 1) + NMRA(j)} \quad (3.15)$$

En el caso de que todos los nodos sean nuevos entre dos envíos consecutivos de *MRA*, el valor para el factor de estabilidad sería  $-1$  (ya que  $d = NMRA(j + 1) + NMRA(j)$  y  $p = 0$ ). Por otro lado, en el caso en que todos los nodos móviles se mantengan este valor será de  $1$  ( $np = NMRA(j) = NMRA(j + 1)$  y  $nd = 0$ ). Por tanto, se puede deducir que  $-1 \leq FE \leq 1$ . Un ejemplo de cálculo de la expresión anterior se puede realizar con los datos de la Fig. 3.8. Así, a la izquierda de la Figura, se encuentran los nodos que reenvían los mensajes *MRA* en el instante  $j$  (los nodos 1, 2, 3, 4 y 5). A la derecha se encuentran los nodos en el siguiente envío de mensaje, el  $j + 1$  (nodos 1, 2, 3, 6 y 7). Entre el envío  $j$

y el  $j + 1$  sólo permanecen los nodos 1,2,3. Por tanto,  $p = 3$ , mientras que los nodos que han cambiado de un envío al otro son los etiquetados como 4, 5, 6 y 7 y por tanto  $d = 4$ . Así pues, la expresión para  $FE$  es  $(2 * 3 - 4)/10 = 0,2$ .

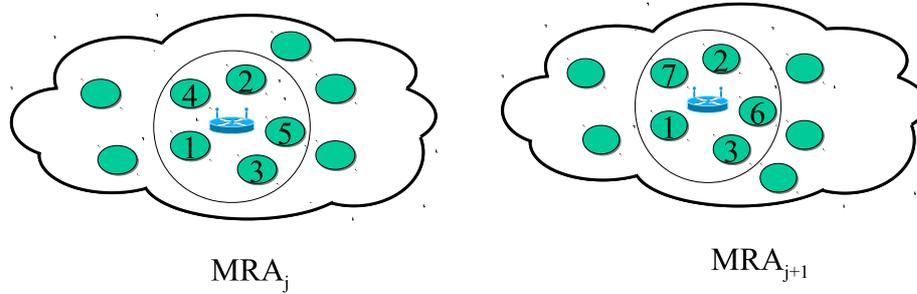


Figura 3.8. Ilustración de los cambios en la zona de cobertura de la pasarela en una red MANET conectada a Internet en dos envíos consecutivos de los mensajes  $MRA$  [Trujillo y otros, 2008a].

El factor de estabilidad será negativo cuando la movilidad cerca de la pasarela sea alta, mientras que en el caso de que la movilidad sea muy reducida, este factor se acercará a la unidad. La pasarela estimará el valor del parámetro  $T$  para el siguiente intervalo de envío de  $MRA$  a través de una relación lineal entre el factor de estabilidad y dos umbrales, tal y como se refleja en la figura 3.9. De este modo, si el factor de estabilidad está por debajo de  $FE_{min}$ , el periodo de envío de  $MRA$  sería  $T_{min}$ . En cambio si el factor de estabilidad supera  $FE_{max}$ , el periodo de envío sería  $T_{max}$ .

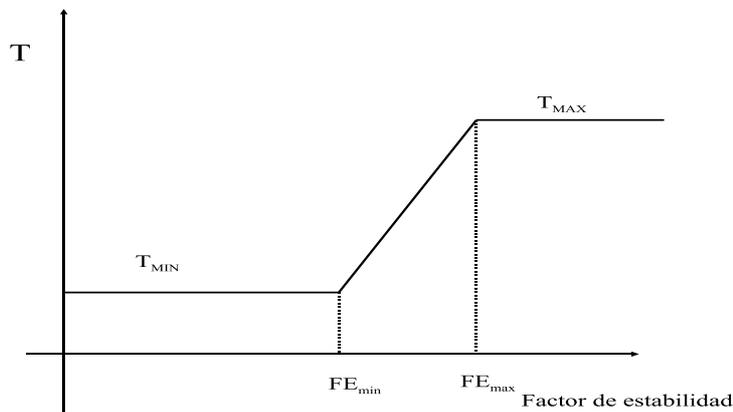


Figura 3.9. Relación entre el Factor de Estabilidad (FE) y el periodo de envío MRA ajustado [Trujillo y otros, 2008a].

Los valores de los parámetros de la Fig. 3.9 que se proponen tras diversas simulaciones de prueba se encuentran en la Tabla 3.4.

$T_{max}$	$T_{min}$	$FE_{max}$	$FE_{min}$
20 s	2 s	0.8	0.2

**Tabla 3.4.** Parámetros utilizados en esta técnica.

Con esta técnica se consigue actuar rápidamente en los cambios de las topologías de la red en la cercanía de la pasarela. Si los nodos se mueven con velocidades altas, entrarán y saldrán continuamente de dicha zona, con lo que el  $FE$  será negativo y se refrescarán las rutas con mayor asiduidad, al disminuir el periodo de envío del  $MRA$ . En el caso contrario, cuando los nodos se mantengan durante mucho tiempo cerca de la pasarela, el parámetro  $FE$  estará cercano a la unidad y el refresco de las rutas será menos frecuente.

### 3.4 Descubrimiento adaptativo basado en lógica borrosa

Los sistemas expertos basados en lógica borrosa o difusa se pueden utilizar, también, para calcular el mejor instante para enviar los mensajes  $MRA$ . Una técnica que utiliza esta lógica se encuentra publicada en [Yuste y otros, 2009a]. Los sistemas difusos o de lógica borrosa son muy utilizados en sistemas de control. En nuestra aportación presentada en el capítulo 5 se explica con mayor detalle cómo usar este tipo de técnica, incluyendo una introducción a la lógica difusa. En este caso, se utilizan tres parámetros de entrada al sistema experto y la salida del mismo determinará el instante óptimo de envío del  $MRA$ . A la hora de clasificar esta técnica en función de la Fig. 3.1, se estaría de nuevo ante un tipo 3. Las pasarelas son las encargadas de realizar todo el proceso, por lo que es un algoritmo centralizado. De esta forma, los nodos móviles no tienen que cambiar ninguna función ni añadir nuevos elementos ni lógicos ni físicos a estos dispositivos, en muchas ocasiones con capacidad limitada. Los tres parámetros de entrada se calculan a partir de la recepción de los mensajes  $MRA$  reenviados por los nodos cercanos a la pasarela y por los mensajes  $MRS$  enviados desde las fuentes. Estos parámetros son:

- El factor de estabilidad definido en la Ecuación 3.15, que se reproduce a continuación.

$$FE = \frac{2p - d}{NMRA(j+1) + NMRA(j)} \quad (3.16)$$

- El cociente entre peticiones de ruta y el número total de fuentes asociadas a la pasarela. A este factor se le denomina factor de peticiones de rutas ( $FPR$ ), tal y como se define en la Ec. 3.17:

$$FPR = \frac{NMRS}{N_f} \quad (3.17)$$

donde  $NMRS$  es el número de  $MRS$  recibidos de distintas fuentes, desde el anterior envío del mensaje  $MRA$ ; y  $N_f$  es el número total de fuentes conectadas en la pasarela, esto es, aquellas que han mandado datos desde el último  $MRA$ .

- El factor de conectividad ( $FC$ ), definido como el número de mensajes MRA recibidos por la pasarela, dividida por el valor medio de los mismos.

$$FC = \frac{NMRA(j)}{E(NMRA)} \quad (3.18)$$

La pasarela tiene que almacenar el número de mensajes MRA que le llegan desde los nodos vecinos, para obtener el valor medio de dichos mensajes o  $E(NMRA)$ .

El proceso de elección del mejor intervalo  $T$  se resume en la Fig. 3.10. Las pasarelas recogen la información que les viene de la red MANET, analizan los mensajes MRA que le llegan desde los nodos vecinos para actualizar las variables  $d$  y  $p$  y calcular así el factor de estabilidad  $FE$ , así como las otras variables incluidas en el sistema difuso a través del número de fuentes y de los mensajes MRS. Para facilitar el desarrollo del sistema, cada una de las variables anteriores se normaliza entre dos factores y se procede a realizar un proceso de optimización basado en algoritmos genéticos. En concreto, cada una de las variables  $FE$ ,  $FPR$  y  $FC$  se normaliza entre dos valores. Como ejemplo del proceso de normalización en la Ec. 3.19 se normaliza el valor de  $FE$ , dando lugar a  $FE_n$ :

$$FE_n = \begin{cases} 1 & \text{si } FE \geq FE_{max} \\ \frac{FE - FE_{min}}{FE_{max} - FE_{min}} & \text{si } FE_{min} < FE < FE_{max} \\ 0 & \text{si } FE \leq FE_{min} \end{cases} \quad (3.19)$$

En total se tendrán seis parámetros necesarios para la normalización y los valores mínimos y máximos de  $T$ :  $\{FE_{min}, FE_{max}, FPR_{min}, FPR_{max}, FC_{min}, FC_{max}, T_{min}, T_{max}\}$ .

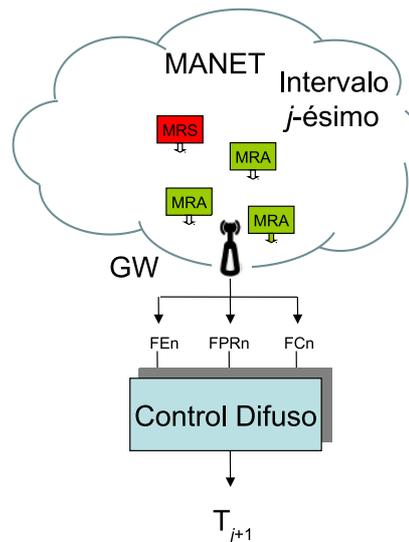


Figura 3.10. Esquema de descubrimiento adaptativo de la propuesta [Yuste y otros, 2009a].

El proceso de optimización de elección de estos parámetros es similar al del entrenamiento de una red neuronal, pero en cada uno de los pasos se utilizan algoritmos genéticos. El proceso de optimización se resume en la Fig. 3.11. Las métricas empleadas en la función *fitness* caracterizan las prestaciones de la red y es similar a la Ec. 3.7 .

$$f = \frac{d}{d_{min}} + \frac{p}{p_{min}} + \frac{n}{n_{min}} + u(d > d_{min}) + u(p > p_{min}) + u(n > n_{min}) \quad (3.20)$$

donde *d* es el retardo extremo a extremo, *p* son las pérdidas y *n* es la sobrecarga normalizada. Previamente al proceso de optimización se han simulado distintos esquemas adaptativos en los mismos escenarios. Los valores mínimos que aparecen en la ecuación anterior representan los valores más pequeños para cada una de las métricas cuando se utilizan los otros esquemas. La función *u* representa la función escalón. Con el empleo de la función escalón se penaliza los valores de los parámetros que no minimicen las tres métricas.

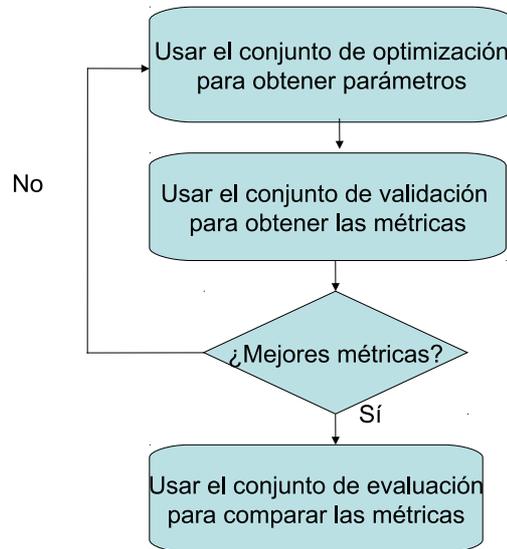


Figura 3.11. Proceso de optimización de parámetros [Yuste y otros, 2009a].

En concreto se usan tres conjuntos distintos en el proceso de optimización. En primer lugar, se seleccionan 10 escenarios<sup>1</sup> que formarán el conjunto de optimización. El algoritmo genético utiliza este conjunto para encontrar la mejor solución posible. Con la solución anterior, se realiza un test con 10 nuevos escenarios. A este conjunto se le llama conjunto de validación. Si el resultado no es el adecuado se vuelve al primer paso. Finalmente, los resultados finales se obtienen con 50 nuevos escenarios denominados conjunto de verificación.

Esta aportación es la primera de lógica difusa que se utiliza en integración de redes ad hoc e Internet. Sin embargo, el proceso de optimización debe realizarse para cada uno

<sup>1</sup>Los escenarios se diferencian unos de otros a partir de la posición inicial de los nodos y de la tasa de envío de paquetes, dejando fijo las dimensiones de la zona y el número de nodos.

de los escenarios en los que se aplique el algoritmo. De esta manera, se logran mejores resultados que si se utiliza sólo el controlador difuso sin optimizar, fijando los parámetros a valores heurísticos.

### 3.4.1 Esquema de Envío Selectivo.

Una nueva propuesta es la presentada en [Yuste y otros, 2009b]. Esta técnica se clasifica como híbrida descentralizada y se denomina de Envío Selectivo. Siguiendo la clasificación de la Fig. 3.1 sería un tipo 2. En esta propuesta, los mensajes *MRA* se envían cada  $T$  segundos, pero los nodos móviles que los reciben no tienen que reenviarlo obligatoriamente, sino que deciden hacerlo o no en función del tiempo de vida residual de la ruta hacia la pasarela. El cálculo exacto del tiempo de vida residual no es sencillo. De hecho no existe una expresión analítica exacta para su cálculo. En esta técnica, se emplean dos elementos para aproximar este valor. Ambos elementos, que se encuentran en las tablas de encaminamiento de los nodos móviles, son:

- El número de saltos desde la pasarela. El tiempo de vida de las rutas está fuertemente correlada con el número de saltos [Triviño-Cabrera y otros, 2006]. De hecho, si una ruta consta de pocos nodos intermedios, el tiempo de vida de la misma será mayor que si el número de saltos es elevado. Lo mismo sucede con las rutas hacia las pasarelas, a mayor distancia menor duración de las rutas.
- Tiempo de vida de las rutas. Las rutas que se descubren en los algoritmos de encaminamiento bajo demanda de las redes *ad hoc* llevan incluidos un tiempo de vida de la misma, si la ruta no se utiliza, y el tiempo caduca, se elimina la ruta de las tablas (ver Anexo A). Cuando la ruta sí se utiliza se va incrementando este valor para impedir su obsolescencia mientras sea usada. El valor exacto con el que se incrementa el tiempo de vida de la ruta depende de algunas constantes de los algoritmos de encaminamiento de la red *ad hoc*.

Con estos dos valores se construye una sencilla métrica que se utiliza por los nodos móviles para decidir si reenvían los mensajes *MRA*. Las pasarelas envían dos tipos de estos mensajes que se diferenciarán en función de una nueva bandera o campo o bit que se le añade al mensaje denominado bit de selección (BS). Si BS está activo los nodos móviles deben reenviar los mensajes si se cumplen las dos condiciones siguientes:

- Al igual que sucede en el ADD (ver sección 3.2.7) si los nodos son retransmisores de paquetes de datos, reenvían el mensaje *MRA* que les llega para actualizar las rutas usadas más frecuentemente.
- Si se cumple una expresión que describe la estabilidad de las rutas, también se reenvía el mensaje, buscando reenviar los *MRA* por las rutas estables.

La métrica que controla el Envío Selectivo intenta determinar las rutas muy estables y que son de preferencia para su actualización. Para ello, compara el tiempo de vida restante de la ruta con:

$$TRR \leq T \cdot \text{saltos} \quad (3.21)$$

donde  $TRR$  es el tiempo que se estima que resta de la ruta,  $T$  es el intervalo de envío de los mensajes *MRA* y  $\text{saltos}$  es la distancia del nodo a la pasarela.

Si BS está inactivo sólo retransmitirán el MRA los nodos que cumplan con la Ec. 3.21. Un resumen de cómo un nodo utiliza este campo en la técnica se muestra en la Fig. 3.12.

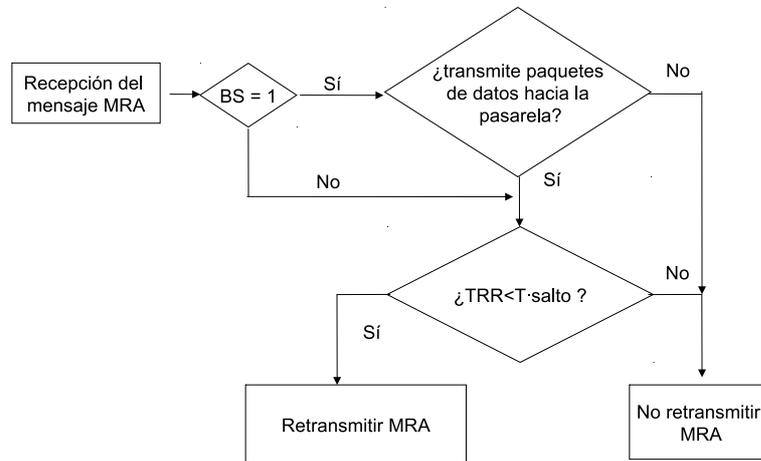


Figura 3.12. Diagrama de flujo de un nodo para decidir si reenviar el mensaje MRA o no [Yuste y otros, 2009b].

El bit BS estará activo por defecto. La pasarela cambiará este valor cuando se den algunas de estas dos situaciones:

- El último mensaje con el bit BS inactivo se ha mandado hace más de  $T_{BS}$  segundos (Tiempo de bit de selección), donde  $T_{BS}$  es el tiempo máximo que puede estar activo el bit de selección. Este tiempo puede estar relacionado con el tiempo de expiración de las rutas.
- El cociente entre el número de mensajes  $MRS$  distintos recibidos (durante el último periodo  $T$ ) dividido por el número de fuentes es mayor del 0'5. Con esto se intenta que la pasarela detecte los instantes en los que existe mayor movilidad en la red *ad hoc*, momentos en los que el refresco de las rutas debe ser mayor.

Esta propuesta tiene la desventaja de tener que añadir un bit al mensaje MRA que debe ser interpretado por los nodos móviles. Para realizar esta función se podrían usar los bits que se tienen para uso reservado. De esta manera, sólo se cambia el uso y no se añaden más elementos. Por otra parte, el uso del bit BS obliga a utilizar dos estados en los nodos móviles para lograr que sólo las rutas que se prevén sean longevas puedan ser actualizadas y de esta forma eliminar sobrecarga en el acceso a Internet.

### 3.4.2 Descubrimiento adaptativo óptimo basado en lógica difusa

Otra propuesta basada en lógica difusa es la presentada en [Yuste y otros, 2010a]. En este caso, las variables de entrada al sistema de control son distintas a la anterior propuesta. Añadidamente, el esquema, aparte de controlar el intervalo  $T$  de envío de los  $MRA$ , cambia el valor de los TTL de forma acorde al algoritmo MSC (ver Sección 3.2.1). El cambio del valor de  $T$  se realiza de forma distinta. Ahora se analizan los datos de entrada cada segundo

y una vez pasado un umbral del valor de salida del sistema difuso, se envía el mensaje *MRA*. Entre dos mensajes consecutivos *MRA* deben pasar al menos tres segundos, de acuerdo a las últimas especificaciones del NDP [Narten y otros, 2007]. Al comprobar el estado de la red cada segundo el algoritmo es capaz de adaptarse a cambios súbitos de la red y por otra parte, si la red es muy estable no mandará mensajes preventivos y no se consumirá ancho de banda, tan limitado en las redes MANET.

Las tres entradas que se utilizan para el sistema experto son las siguientes:

- El factor de peticiones de rutas (*FPR*) se calcula como el cociente entre mensajes *MRS* recibidos (*NRR*) y número de fuentes activas ( $N_f$ ) durante el último segundo, definido como en la Ec. 3.17:

$$FPR = \frac{NRR}{N_f} \quad (3.22)$$

- El número de cambios de enlace (*NCE*). La movilidad cercana a la pasarela se puede medir por el número de cambios de enlaces por los que llega la información de las fuentes, dividido por el total de estas.

$$NCE = \frac{n_e}{N_f} \quad (3.23)$$

donde  $n_e$  es una variable que se incrementa cada vez que una fuente de datos cambia de enlace en el último salto hacia la pasarela.

- El número de cambios del parámetro TTL (*NCTTL*) de los nodos que son fuentes de datos hacia Internet. Para su cálculo, se mide las veces que los nodos activos cambian su distancia hacia la pasarela. Esta distancia puede ser inferida como sucede para calcular el TTL máximo a través del algoritmo MSC. Con esta métrica se intenta medir la movilidad lejana a la pasarela. Cuanto más cambios haya mayor movilidad y mayor necesidad de enviar mensajes preventivos. La definición de este parámetro se encuentra en la Ec. 3.24.

$$NCTTL = \frac{n_{TTL}}{N_f} \quad (3.24)$$

donde  $n_{TTL}$  es una variable que se incrementa en una unidad cada vez que una fuente de datos cambia el valor del TTL.

Esta técnica presenta un aspecto novedoso: la comprobación del estado de la red cada cierto tiempo para detectar si es necesario el envío del *MRA* mediante lógica difusa. Además añade algunas métricas cuyo uso (aunque mencionado en [Ghassemian y otros, 2005]) no se había formalizado expresamente.

### 3.5 Resumen

En este capítulo, se ha prestado atención a las distintas técnicas, tanto propias como de otros autores, que se han publicado referentes a la integración de redes MANET e Internet. De entre las técnicas adaptativas citadas, quizás la más destacada es la del *Maximal Source*

*Coverage* (MSC), ya que es utilizada mayoritariamente por otras técnicas que aparecieron posteriormente, probablemente debido a su simplicidad y facilidad de implementación. También llama la atención la técnica denominada *Adaptive Distributed Gateway Discovery* (ADD) que fue la primera que incluía características distribuidas en el reenvío de los mensajes MRA.

Algunas de estas técnicas serán comparadas en los siguientes capítulos con las dos nuevas propuestas presentadas en esta tesis. Además de estas técnicas, en las simulaciones también se compara con un algoritmo puro bajo demanda para cubrir todos los tipos de protocolos existentes. En la Tabla 3.5, se incluyen los tres algoritmos que se van a usar en las comparaciones.

Técnica	$T$	TTL
<i>Regulated Mobility Degree</i>	Adaptativo	Centralizado
<i>Adaptive Distributed Gateway Discovery</i>	Fijo	Distribuido
Puro bajo demanda	-	-

**Tabla 3.5.** Resumen de las técnicas adaptativas que se van a emplear.

Como se observa en la Tabla 3.5 se usarán en las comparaciones algoritmos con intervalos  $T$  fijos y adaptativos, y algoritmos que adaptan el TTL de forma centralizada y distribuida.

---

# Capítulo 4

## Duración temporal de los enlaces en redes multisalto

---

La duración de los tiempos de vida de las rutas en las redes multisalto es uno de los temas de investigación en el ámbito de las redes MANET que aparecen con asiduidad en los últimos años. Esta duración es altamente dependiente del número de saltos entre los dos extremos de la comunicación y su valor exacto es difícil, cuando no imposible, de conocer o predecir por métodos sencillos por parte de los nodos integrantes de la red *ad hoc*. En este capítulo se demuestra que la duración de los enlaces de un nodo con el vecino que le comunica con Internet se puede aproximar razonablemente por una distribución logaritmo normal y se aprovecha este hecho para mejorar las características de funcionamiento de la red híbrida. El capítulo comienza con un estudio sobre las aproximaciones realizadas por otros autores. A continuación, se caracteriza la duración de los enlaces para dos modelos de movilidad distintos y se usa esta caracterización para aplicarlo en redes *ad hoc* híbridas. Por último se evalúa la nueva estrategia.

### 4.1 Introducción

Los enlaces entre los nodos que forman parte de una red MANET se activan y desactivan continuamente debido a la propia naturaleza móvil de la red. La duración temporal de

estos enlaces dependerá tanto de la velocidad de los nodos móviles entre sí como de las trayectorias que sigan cada uno de ellos, así como de otros muchos parámetros. En principio, el enlace entre dos dispositivos móviles que forman parte de una red MANET se considera activo cuando puede establecerse una comunicación directa entre ambos. Para ello, las interfaces inalámbricas necesitan recibir la señal con una potencia mínima y con un valor de relación señal a ruido por encima de un umbral para asumir que el enlace se encuentra operativo. Cuando no se da esta circunstancia el enlace se rompe o no se establece. Existen muchos factores que influyen en el nivel de la señal inalámbrica. Como sabemos, el más relevante de todos, independientemente del modelo de propagación elegido, suele ser la distancia entre los móviles. Como los nodos se están moviendo continuamente, la distancia entre estos cambia rápidamente, los enlaces entre ellos se activan y desactivan con mucha frecuencia y de una forma impredecible a priori. A modo de ejemplo, en la Fig. 4.1 aparecen tres nodos móviles que se mueven en una red *ad hoc*, dos de los nodos ya tienen un enlace establecido y el otro está a punto de formarse.

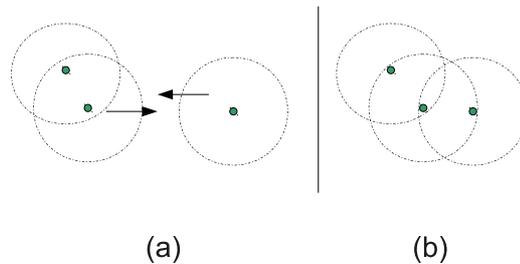


Figura 4.1. Ejemplo de formación del enlace entre dos nodos móviles.

Determinar las características estadísticas de estos enlaces y el tiempo de vida asociado no es una tarea sencilla. Ya existen algunos trabajos publicados que abordan este problema simplificando o limitando algunas características de las redes bajo estudio. Por ejemplo, en [Cho y Hayes, 2005] se estudia el valor medio de la duración de los enlaces cuando la velocidad de los nodos es constante. En [Turgut y otros, 2001] se asumen modelos de movilidad determinísticos, casi determinísticos y brownianos. Un modelo aleatorio de movilidad muy simplificado es utilizado en [McDonald y Znati, 1999] para definir las características estadísticas de los enlaces. Un modelo similar pero más abreviado, se presenta en [Cheng y Heinzelman, 2004] ya que suprime la probabilidad de cambios en cuanto a las condiciones de movilidad entre dos nodos con interconexión directa. Bajo estas restricciones los autores presentan una función de distribución para caracterizar la duración del enlace. En [Samar y Wicker, 2004] de nuevo se emplea una velocidad constante para estudiar de forma analítica algunos parámetros significativos de la duración de los enlaces. Estos trabajos son la base para el modelo de duración del enlace presentado por Wu y otros [2006], pero bajo un patrón de movilidad denominado *Random Mobility*. Este patrón tiene definido una serie de hitos o puntos temporales para los cuales se tienen definidas una dirección y velocidad constante. El tiempo de paso de un hito a otro sigue una distribución aleatoria exponencial y por ello, los autores definen un modelo de duración basado en un proceso de Markov de

dos estados. El mismo tipo de movilidad se utiliza en el trabajo [Nayebi y otros, 2007], en el cual se deriva una expresión para el tiempo de vida que resta (o residual) de la duración de los enlaces.

Todos los modelos anteriores utilizan simplificaciones para poder utilizar modelos matemáticos sencillos, lo que implica cierta facilidad en el manejo de fórmulas pero hacen que los modelos no sean reales y no se puedan extrapolar a escenarios con verdaderas aplicaciones dentro de una red *ad hoc*. La caracterización estadística de la duración de los enlaces es necesario realizarla con modelos o patrones de movilidad lo más cercanos al mundo real posible.

Despreciando el efecto de obstáculos y reflexiones, cuando los dos nodos que se mueven en sentidos contrarios están dentro de su rango mutuo de alcance, es cuando debe comenzar el cómputo de la duración del enlace ( $D$ ). La duración del enlace se puede definir como el tiempo que transcurre desde el establecimiento del enlace entre dos nodos  $i, j$  hasta que el movimiento de los nodos provoca la ruptura del mismo. Ya existen diferentes aproximaciones para la variable estadística  $D$ . Así, en [Bai y otros, 2004] los autores asumen que la distribución de probabilidad puede ser aproximada mediante una función exponencial. Esta suposición es bastante popular, pero los autores de [Triviño-Cabrera y otros, 2008] demuestran que una función lognormal es un modelo mucho más preciso que el exponencial. En dicho trabajo, se analizan dos modelos de movilidad: el ampliamente conocido *Random Mobility Model* [Bettstetter y otros, 2003] y las trazas obtenidas por movimiento de autobuses en una ciudad norteamericana. Para ambos modelos el ajuste de la duración del enlace se compara con funciones de distribución estándar ampliamente conocidas y utilizadas en el ámbito científico como son las distribuciones Normal, Gamma, Weibull, Rayleigh, Pareto, Exponencial y Lognormal. La precisión de los ajustes es evaluada a través del test de Kolmogorov-Smirnov, que permite comparar la bondad del ajuste de varias distribuciones. Para ello, calcula la máxima desviación de la función de distribución teórica con la obtenida a través de las muestras. En todas las situaciones analizadas, el mejor ajuste lo proporciona la función lognormal. La principal restricción del escenario anterior es la ausencia de tráfico entre los nodos móviles, pues sólo se tiene en cuenta la ruptura de los enlaces debido al movimiento de los nodos, cuando evidentemente la saturación de los enlaces o las colisiones entre paquetes enviados por distintos nodos pueden hacer que un enlace se rompa. Igualmente, esta forma de calcular la duración de los enlaces tampoco tiene en cuenta la posible irrupción de obstáculos o fenómenos que impidan la transmisión. En la siguiente sección se analizará un escenario en el cual se establecen comunicaciones entre los nodos y se trata de aproximar la duración del enlace mediante una función de densidad válida para un escenario de transmisión real.

## 4.2 Caracterización estadística del tiempo de duración efectivo de los enlaces

Los enlaces que unen los nodos móviles con las pasarelas que dan acceso a Internet deben ser lo más estables posible y se deben elegir los que van a estar activos un mayor periodo de tiempo. La correcta predicción de esta duración puede ayudar a mejorar la respuesta de la red ante los diferentes cambios que se pueden dar en un entorno *ad hoc*. En

esta sección se va a calcular la probabilidad de que un enlace entre dos nodos (uno de ellos se encuentra en la ruta hacia Internet del otro) permanezca activo más de  $T$  segundos. Para ello se va a contar con escenarios en los cuales se transmitan datos, considerándose, pues, más aspectos que influyen en la ruptura de los enlaces (aparte de la distancia). Para no sobrecargar la red con mensajes de control no se incurrirá en el envío adicional de mensajes periódicos para conocer el estado de los enlaces. De esta forma, un nodo sólo considerará que se ha creado un enlace cuando efectivamente deduzca que se ha establecido a partir de las operaciones habituales de los nodos. A modo de ejemplo, en la Fig. 4.2(a) se tiene un nodo móvil que está transmitiendo datos hacia Internet a través de otros dos nodos. En concreto, el camino hacia la pasarela se forma con los nodos etiquetados como 1 y 2.

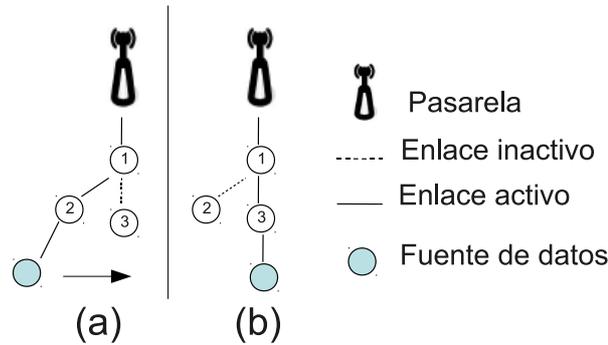


Figura 4.2. Cálculo de la duración efectiva del enlace entre un nodo móvil e Internet.

Cuando el nodo emisor de datos recibe por primera vez un mensaje MRA a través del nodo 2 (ya sea de difusión o de solicitud previa mediante un MRS), detecta que existe un enlace activo hacia Internet a través de dicho nodo 2. Es en ese momento, según nuestra metodología, cuando se comienza a contar el tiempo de duración del enlace, es decir, se asume que el enlace se ha establecido en ese instante,  $t_e$ . Conocer el instante exacto en el que se establecen todos los enlaces exigiría una sobrecarga excesiva que puede deteriorar las prestaciones de la red. Por eso, en esta tesis se opta por esta aproximación. Este tiempo finalizará bien cuando la capa de enlace informe al nodo de que la comunicación se ha roto al enviar datos [Ariza y otros, 2009], o bien porque se ha establecido una ruta nueva hacia Internet. Siguiendo con la Fig. 4.2(b), el nodo fuente de datos se está moviendo hacia la derecha. De acuerdo con esa trayectoria, en algún momento la ruta hacia Internet se efectuará a través del nodo número 3. Es en este momento,  $t_f$ , (cuando se deja de recibir el MRA del nodo 2 y sólo se recibe el proveniente del nodo 3) cuando se considerará roto el enlace con el nodo 2 y se comienza a contar la duración del enlace con el nodo 3. Los nodos móviles, por tanto, pueden recopilar datos acerca de la duración de los enlaces y almacenarlos en su memoria. En el ejemplo de la Fig. 4.2, el enlace entre el nodo emisor y el nodo 2 ha durado  $t_f - t_e$  segundos. Con estos datos se puede construir una variable aleatoria denominada Duración de los Enlaces Efectiva ( $D_E$ ). Así pues, se tienen distintos tiempos de duración de los enlaces a medida que éstos van creándose y destruyéndose. Pueden existir, a su vez, transiciones sin conexión a ningún nodo que envía paquetes MRA, y en las cuales

no se tiene ruta hacia Internet. Estos tiempos no serán considerados en los análisis que siguen. Por lo tanto, la variable aleatoria  $D_E$  será una función real que determinará el tiempo de vida del enlace, pero sólo considerando las rutas hacia Internet.

Una aportación de esta tesis es el ajuste de esta función aleatoria. En particular se han considerado las muestras obtenidas a partir de simulaciones con la plataforma *Network Simulator-2* o NS-2 [Fall y Varadhan, 2009]. Esta herramienta es muy empleada en simulaciones de comunicaciones inalámbricas, permite modelar la movilidad de los nodos MANET, los canales de propagación aéreos, las colisiones de datos y las interferencias. Además, cuenta con mecanismos sencillos para obtener las métricas comúnmente empleadas para la comparación de protocolos.

Las simulaciones se han realizado con dos modelos de movilidad. Cada uno de los modelos se definirá sucintamente a continuación:

- El modelo *Random WayPoint* (puntos de ruta aleatorios) [Bettstetter y otros, 2003].
- El modelo denominado *Time-Variant Community Mobility Model* (Modelo de Movilidad basados en Comunidades de tiempo variable) o TVCM [Hsu y otros, 2007] que se deriva de trazas obtenidas a partir del movimiento de dispositivos móviles reales.

Las simulaciones efectuadas con estos modelos tienen muchos elementos en común que se resumen en la Tabla 4.1.

Área de Simulación	1500 x 300 $m^2$
Rango de Transmisión	250 m
Tiempo de Simulación	1000 s
Número de simulaciones por cada punto	50
Método de Integración	<i>Global Connectivity</i>
Protocolo Ad hoc	AODV ( <i>Ad Hoc On Demand Distance Vector Routing</i> ) Reparación Local deshabilitada <i>ActiveRouteTimeout</i> 10 s
Capa de enlace	Habilitada la detección en la capa de enlace 802.11 RTS/CTS habilitado
Patrón de movilidad	Máxima velocidad: 2-10 m/s Tiempo de pausa: 10 s Velocidad mínima 1 m/s
Tráfico de datos	5 fuentes VBR Cociente de actividad de la fuente 50 % Duración 100 s 38.4 kbps Longitud del paquete 320 bytes

**Tabla 4.1.** Características comunes para ambos escenarios.

Los aspectos particulares de cada uno de los modelos de movilidad se analizan a continuación.

### 4.2.1 Modelo de Movilidad *Random Waypoint*

El modelo *Random Waypoint Model* (RWP) es muy utilizado por la comunidad científica para simular el movimiento de los nodos que intervienen en una red MANET, probablemente por la sencillez de ejecución y parsimonia del mismo. La implementación del modelo para las simulaciones se ha realizado de la siguiente forma: cada nodo selecciona un destino y se dirige hacia él a una velocidad aleatoria elegida entre  $[1, V_{max}]$  (m/s), donde  $V_{max}$  es la velocidad máxima (en m/s) admisible por el nodo móvil. Cuando un nodo llega a su destino, se mantiene quieto durante un tiempo definido por el denominado tiempo de pausa. Después de este descanso elige un nuevo destino dentro del área establecida para el movimiento de los nodos y se repite el proceso hasta que finalice el tiempo de simulación. La elección de una velocidad mínima no nula e igual a 1 m/s para el movimiento de los nodos se debe a la recomendación realizada en [Yoon y otros, 2003], para evitar problemas de convergencia en las simulaciones.

Mediante distintas simulaciones se han recogido 500 muestras de los tiempos de duración de enlace efectivos,  $D_E$ . A continuación, se realiza un ajuste con funciones de probabilidad conocidas y se analiza la idoneidad de dichos ajustes con el test de Kolmogorov-Smirnov. El resultado se refleja en la Fig. 4.3. La mejor de las aproximaciones es la conseguida por la función de distribución lognormal, resultados similares se obtuvieron con otros test estadísticos como es el  $\chi^2$  [Ross, 2005].

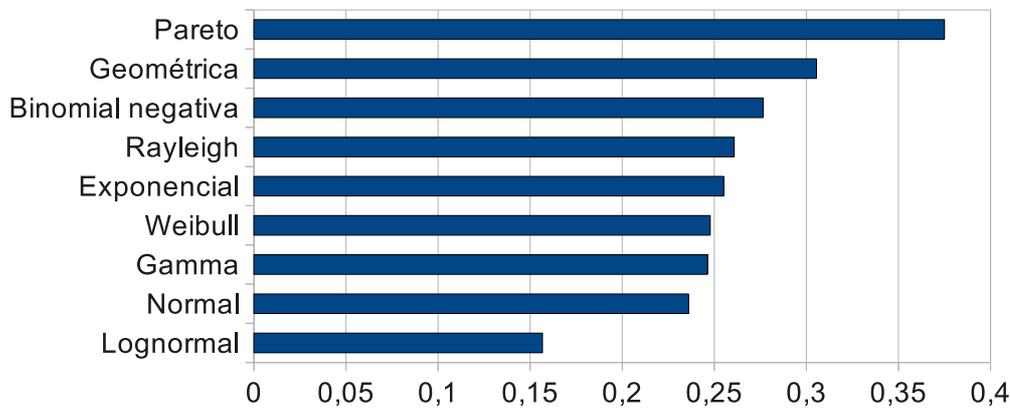


Figura 4.3. Calidad del ajuste de la duración de los enlaces para diferentes distribuciones típicas. Test de Kolmogorov-Smirnov con el modelo RWP.

La Fig. 4.4 ilustra un ajuste visual del histograma normalizado de los tiempos de enlaces respecto a las dos distribuciones que mejores resultados obtuvieron con el test de Kolmogorov-Smirnov. Como cabía esperar el ajuste visual dado por la distribución lognormal es mucho mejor que el de la distribución normal.

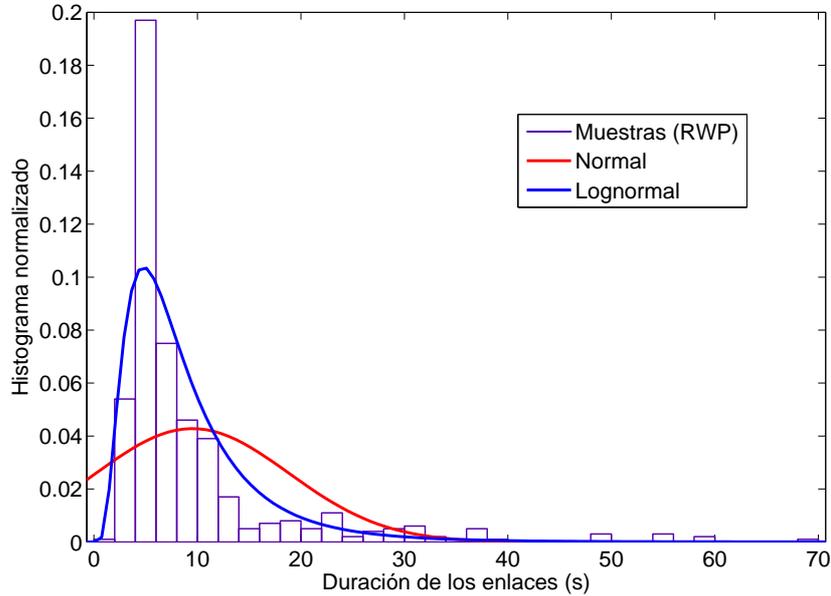


Figura 4.4. Ajuste visual de la duración de los enlaces con el modelo RWP.

#### 4.2.2 Modelo *Time-Variant Community Mobility* (TVCM)

Aunque la mayoría de los investigadores de las redes *ad hoc* han usado, y se sigue haciendo, un modelo tan sencillo como el RWP para sus investigaciones, está aumentando el interés por utilizar modelos alternativos que incluyan parámetros que permitan caracterizar aspectos más realistas del movimiento de los nodos. Para lograr este objetivo el modelo denominado *Time-Variant Community Mobility Model* (TVCM) [Hsu y otros, 2007] analiza las muestras obtenidas en un campus universitario por los dispositivos inalámbricos de distintos usuarios. A través de este estudio, los autores deciden incorporar dos nuevos parámetros a sus modelos:

- En primer lugar, los nodos se encontraban casi siempre en las inmediaciones de los mismos lugares (a los que se les denominan comunidades).
- Los autores del modelo observaron que los nodos volvían con asiduidad a dichas comunidades.

Teniendo en cuenta estos dos parámetros, los mismos autores proponen un modelo matemático que incorpora un comportamiento que no es homogéneo en cuanto a la distribución de los nodos en el espacio y el tiempo. La periodicidad de las visitas a los mismos lugares se controla mediante el parámetro denominado duración del periodo. Además se incorpora una longitud media que ajusta el espacio recorrido por los nodos cuando se mueven dentro de la comunidad (la cual se ajusta mediante una distribución exponencial). Los autores brindan una herramienta a los investigadores para generar las trazas adecuadas con este

modelo de movilidad en la dirección [Hsu, 2011]<sup>1</sup>.

En las simulaciones que hemos realizado con este modelo se han recogido 500 muestras de la duración efectiva de los enlaces. De nuevo, los datos se han modelado con distintas distribuciones de probabilidad. El ajuste se evalúa con el test de Kolmogorov-Smirnov cuyos resultados se presentan en la Fig. 4.5.

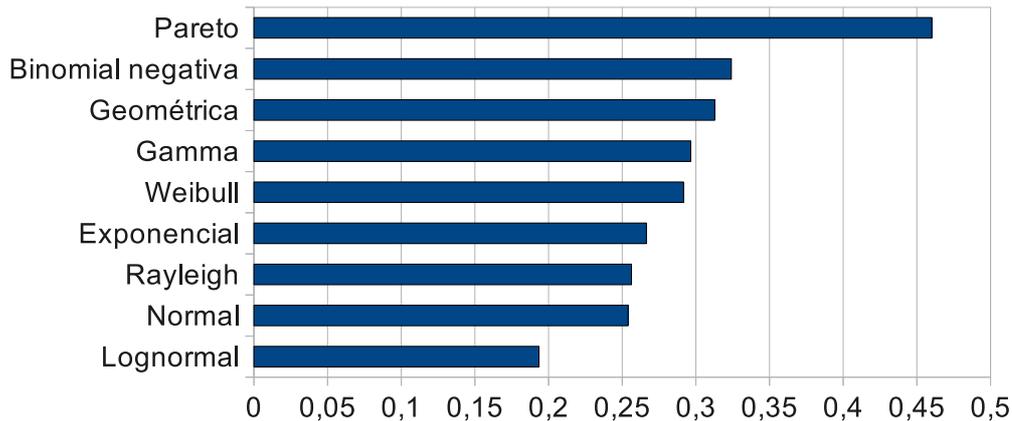


Figura 4.5. Calidad del ajuste de la duración de los enlaces para diferentes distribuciones típicas. Test de Kolmogorv-Smirnov con el modelo TVCM.

La mejor aproximación es, como en las simulaciones con el modelo RWP, la dada por la función de distribución lognormal. Otra vez se comparan las dos distribuciones que mejor se comportan en el test de Kolmogorov-Smirnov para realizar un ajuste visual de la función de densidad. En la Fig. 4.6 se demuestra que el ajuste visual del histograma normalizado de las muestras de los tiempos de duración de enlaces efectiva dado por la distribución lognormal es mucho mejor que el de la distribución normal.

### 4.3 Aplicación en redes híbridas *ad hoc*

Los mensajes MRA que se envían por parte de las pasarelas se emplean también para actualizar las rutas hacia Internet. Estos mensajes permiten obtener muestras de la duración de los enlaces efectiva, tal y como se ha presentado en la sección anterior. En los algoritmos preventivos puros, todos los nodos móviles tienen que reenviar el mensaje MRA de forma obligatoria hasta que se llega a su valor límite de TTL. Cambiando este límite de una forma adecuada se pueden disminuir los mensajes de control. Este cambio debe asegurar que las rutas, aprendidas a través de la recepción de los mensajes MRA, sean lo más duraderas posibles, inhabilitando la posibilidad de informar sobre rutas poco estables, independientemente del valor del TTL del mensaje MRA. Frente a este límite fijo impuesto por el parámetro TTL, en esta propuesta, los mensajes MRA serán retransmitidos o no en función de la estabilidad de los enlaces. Para ello, se considerará el enlace por el cual ha

<sup>1</sup>Consultada el 22 de febrero de 2011.

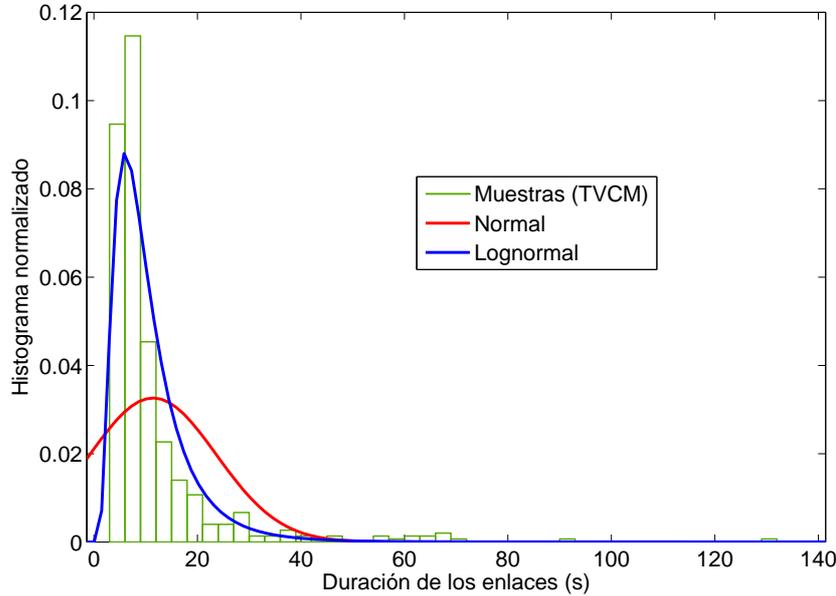


Figura 4.6. Ajuste visual de la duración de los enlaces con el modelo TVCM.

llegado el mensaje MRA difundido por las pasarelas. Así, los nodos podrán retransmitir el mensaje MRA sólo cuando se haya recibido por un enlace que se estima que va a durar más de  $T$  segundos, siendo  $T$  el intervalo de transmisión de los mensajes MRA. Esta decisión se irá tomando en cadena un nodo tras otro, de tal forma que a lo largo de toda la ruta se estimará si el enlace es estable y si durará o no más de  $T$  segundos. De esta manera, todas las rutas de más de un salto que se aprendan con la retransmisión del mensaje MRA, se corresponderán con enlaces que se estima que vivirán más de  $T$  segundos.

Para estimar la duración de los enlaces es necesario calcular el tiempo de vida residual del enlace, es decir, la diferencia entre el valor actual del tiempo y el fin de la vida útil del enlace. El tiempo de vida residual o *MRL* (en inglés *Mean Residual Lifetime*) es una variable muy utilizada en cálculos de fiabilidad y análisis de supervivencia, por lo que su desarrollo estadístico está muy estudiado. El parámetro *MRL* se define como la esperanza matemática del tiempo que a un elemento le queda por vivir, después de haber superado ya un periodo de vida o edad [Tang y otros, 2002]. A partir de la variable  $D_E$ , caracterizada anteriormente, la expresión para el parámetro *MRL* del enlace, supuesto que ya ha sobrevivido una edad (*age*), se puede definir como

$$MRL(age) = E[(D_E - age)/D_E > age] \quad (4.1)$$

siendo  $E(X)$  el valor medio esperado de la variable aleatoria  $X$ .

Los nodos deben estimar la edad de los enlaces. Para ello se supone que los enlaces se crean en el momento en el que se descubren por primera vez mediante la recepción de un

mensaje MRA. Se podría determinar con más exactitud el momento en el que el enlace se establece de forma física, pero para lograrlo se tienen que utilizar mensajes de control para informar sobre el estado de los enlaces, lo que hace que se consuma ancho de banda, incrementando la probabilidad de colisiones. Además sólo es necesario una aproximación de este valor, ya que, posteriormente se realizará una estimación.

Si llamamos  $F(t)$  a la función de distribución de  $D_E$ , se tiene que [Hall y Wellner, 1981]:

$$MRL(age) = \frac{\int_{age}^{\infty} \bar{F}(u) du}{F(age)} \quad (4.2)$$

donde  $\bar{F}(t)$  es la función de distribución complementaria de la variable aleatoria  $t$ , es decir,  $\bar{F}(t) = 1 - F(t)$ .

En función del estudio previo,  $D_E$  se puede modelar mediante una función lognormal. Por tanto, la expresión dada por la Ec. 4.2 se puede transformar en [Triviño-Cabrera y otros, 2006]:

$$MRL(age) = \frac{\int_{age}^{\infty} \left( \frac{1}{2} - \frac{1}{2} \operatorname{erf} \left( \frac{\log(\frac{u}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right) \right) du}{\frac{1}{2} - \frac{1}{2} \operatorname{erf} \left( \frac{\log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right)} \quad (4.3)$$

donde  $\operatorname{erf}(t)$  es la función error y se ha asumido que  $F(t)$  sigue una distribución lognormal caracterizada por los parámetros  $\mu$  and  $\sigma$ .

Si la integral de la Ec. 4.3 se resuelve se obtiene [Triviño, 2007]:

$$MRL(age) = \frac{\frac{1}{2} \left[ -e^{\frac{\sigma^2}{2}} \cdot \mu \cdot \operatorname{erf} \left( \frac{\sigma^2 - \log(\frac{u}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right) + u \cdot \operatorname{erfc} \left( \frac{\log(\frac{u}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right) \right]_{u=age}^{u=\infty}}{\frac{1}{2} - \frac{1}{2} \operatorname{erf} \left( \frac{\log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right)} \quad (4.4)$$

donde  $\operatorname{erfc}(t)$  es la función error complementaria.

El numerador de la expresión anterior tiende a 0 cuando el límite de la integral tiende a  $\infty$ , por tanto, tras sustituir los límites de integración, la Ec. 4.4 se puede simplificar como:

$$MRL(age) = \frac{\frac{1}{2} \left( e^{\frac{\sigma^2}{2}} \cdot \mu \cdot \left( 1 + \operatorname{erf} \left( \frac{\sigma^2 - \log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right) \right) - age \cdot \operatorname{erfc} \left( \frac{\log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right) \right)}{\frac{1}{2} - \frac{1}{2} \operatorname{erf} \left( \frac{\log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right)} \quad (4.5)$$

Reduciendo la expresión anterior se llega a:

$$MRL(age) = \mu \cdot e^{\frac{\sigma^2}{2}} \cdot \left( \frac{1 + \operatorname{erf} \left( \frac{\sigma^2 - \log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right)}{\operatorname{erfc} \left( \frac{\log(\frac{age}{\mu})}{\sigma\sqrt{2}} \right)} \right) \quad (4.6)$$

Esta es la expresión que tiene que tener almacenada cada nodo para estimar el tiempo de vida residual de los enlaces. Con este objeto cada nodo ha de estimar la media y la

varianza de la función de probabilidad lognormal que caracteriza la duración de los enlaces efectiva  $D_E$ . Los parámetros  $\mu$  y  $\sigma$  de la función de probabilidad están relacionados con la media y la varianza de la duración de los enlaces que perciben y estiman los nodos del siguiente modo:

$$\begin{aligned} E(D_E) &= e^{\mu + \frac{1}{2}\sigma^2} \\ \text{Var}(D_E) &= (e^{\sigma^2} - 1)e^{2\mu + \sigma^2} \end{aligned} \quad (4.7)$$

Conocido el tiempo de establecimiento de los enlaces, los nodos también pueden calcular la edad de los mismos (*age*) y así calcular el *MRL* de cada enlace. Los nodos móviles calcularán el *MRL* del enlace por el que recibe un mensaje MRA. Así lo retransmitirán si y sólo si se cumple la expresión siguiente:

$$MRL(\textit{age}) \geq T \quad (4.8)$$

Cuando se cumpla esta condición (esto es, cuando se estima que el tiempo de vida esperado del enlace supera el periodo de recepción del siguiente MRA), los enlaces tienen una alta probabilidad de permanecer activos, por lo menos, durante  $T$  segundos, momento en el cual debería recibir otro MRA periódico. Esta condición tiene que cumplirse por todos los nodos, con lo cual, todos los nodos tendrán una alta probabilidad de que la ruta hasta las pasarelas permanezca activa durante el periodo de tiempo entre dos envíos consecutivos de MRA.

Puede darse el caso, sobre todo en las fases iniciales de activación de las pasarelas, que los nodos no tengan rutas activas hacia las pasarelas debido a que no le lleguen mensajes MRA. En este caso los nodos podrán comenzar un proceso de petición de ruta mediante el envío de mensajes MRS. Estos mensajes llegarán a la pasarela y esta le indicará el camino al nodo peticionario a través del MRA *unicast*. Estos mensajes se retransmiten siempre independientemente del *MRL* asociado a los enlaces ya que no son de difusión.

En la próxima sección se comprobará la bondad de la propuesta comparándola con otras existentes.

#### 4.4 Evaluación de la estrategia

Si bien está claro la posible ventaja que puede tener la propuesta presentada a la hora de transmitir los mensajes MRA preventivos, es necesario cuantificar esta ventaja comparándola con mecanismos similares. Las distintas propuestas se compararán a través de distintas simulaciones con la plataforma *Network Simulator-2* (versión 2.31). Se elige de nuevo esta herramienta porque es de la más utilizadas en el estudio de las redes *ad hoc* [Mhatre, 2007]. Para esta comparación, previamente se hace necesario extender las funcionalidades ya existentes con la técnica de integración de Conectividad Global o *Global connectivity* en inglés [Hamidian y otros, 2004]. En concreto las propuestas implementadas a comparar son las siguientes:

- Un mecanismo bajo demanda puro o reactivo (REA). Se trata del mecanismo bajo demanda presentado por Wakikawa y otros [2006].
- *Regulated Mobility Degree* (RMD). Esta propuesta se presenta en la sección 3.2.4. Este esquema modifica el intervalo de envío de los mensajes MRA en función de la movilidad de los nodos.
- *Adaptive Distributed gateway Discovery* (ADD). En este esquema, presentado en la sección 3.2.7, los nodos deciden retransmitir los mensajes MRA en función de si tienen tráfico o lo retransmiten hacia Internet o no.
- El esquema denominado Descubrimiento de Pasarelas basado en Enlaces Estables (DPEE). El esquema propuesto como aportación en esta tesis, y caracterizado por la Ec. 4.8.

Se han elegido estos algoritmos para considerar todos los tipos de técnicas propuestas en la literatura que adaptan los mecanismos de descubrimiento de pasarelas. RMD representa uno de los mejores algoritmos a la hora de sintonizar el intervalo de emisión de los mensajes MRA [Rakeshkumar y Misra, 2006], ADD es el algoritmo que mejor adapta el área de retransmisión de los mensajes desde el punto de vista de los esquemas híbridos [Javaid y otros, 2008]. Por último se incluye un mecanismo bajo demanda puro para completar las técnicas de descubrimiento posibles.

#### 4.4.1 Parámetros de comparación

Para poder comparar los cuatro algoritmos se tienen que definir algunos parámetros interesantes que den información sobre las prestaciones de la red. Los parámetros o métricas elegidos para su comparación son los siguientes:

- Tasa de pérdida de paquetes. Se define como el cociente entre los datos que se han perdido y el total de datos enviados por las distintas fuentes. Todos los datos generados en las simulaciones tienen como destino un ordenador genérico situado en Internet.
- Retardo extremo a extremo, definido como la diferencia de tiempo desde que se envía un paquete hasta que llega al destino. La mayor parte del retardo se deberá a su tránsito por la red MANET, ya que el retardo sufrido en Internet, comparativamente, suele ser muy pequeño y en las simulaciones se considera nulo.
- Sobrecarga normalizada. Se define como la relación entre el número de paquetes de control y el número de paquetes de datos recibidos. Cada paquete de control que es retransmitido por un nodo es considerado como un paquete nuevo y se incorpora en el cálculo de los paquetes de control totales como un paquete más.

El objetivo de cualquier algoritmo pasaría por reducir estos parámetros.

#### 4.4.2 Escenario de simulación

El escenario de simulación es una superficie rectangular de  $1500 \times 300 \text{ m}^2$ . La localización de las pasarelas se encuentra en el punto medio de los lados más pequeños del rectángulo. Las dos pasarelas permiten la interconexión de 50 nodos móviles que se mueven (según la simulación) bajo dos patrones de movimiento: RWP y TVCM. El tráfico de datos hacia Internet lo generan cinco fuentes elegidas aleatoriamente durante aproximadamente 100 segundos. Los nodos envían datos siguiendo un tráfico variable con una actividad del 50 % (se transmite durante un segundo y se deja de transmitir otro segundo). Una vez finalizados los 100 segundos, otros 5 nodos comienzan la comunicación. La Tabla 4.2 detalla estos y otros parámetros de las simulaciones que se han llevado a cabo.

Área de simulación	1500 x 300 $\text{m}^2$
Rango de transmisión	250 m
Tiempo de simulación	1000 s
Número de simulaciones	50
Técnica de Integración	<i>Global Connectivity</i>
Capa de enlace	Detección de capa de enlace habilitada 802.11 RTS/CTS habilitada
Tráfico de datos	5 fuentes VBR Porcentaje de actividad 50 % Duración 100 s 38.4 kbps Longitud de los paquetes 320 bytes
Tiempo de vida de las rutas sin uso	10 s
$T$ (tiempo entre mensajes MRA)	5 s
Número de Nodos	50
Mínima velocidad	1 m/s
Máxima velocidad	2 -10 m/s
Coordenadas de las pasarelas	(0,150) (1500,150)
Parámetros TVCM	2 comunidades aleatorias Periodo de duración 300 s Longitud media 100 m

**Tabla 4.2.** Escenario y características de movilidad

#### 4.4.3 Resultados

Para cada punto que se incluyen en las gráficas siguientes, se han realizado 50 simulaciones, cambiando tanto la posición inicial de los nodos como las semillas de las mismas. Se presentan los valores medios para cada velocidad máxima considerada, en concreto se comienza en 2 m/s y se va incrementando esta velocidad en pasos de 1 m/s hasta llegar a

los 10 m/s. Cuando esta velocidad se incrementa, las métricas resultantes deben incrementarse necesariamente. Esto se debe a que los enlaces se rompen antes cuando la velocidad aumenta. Esta ruptura está normalmente unida a la pérdida de algunos paquetes de datos, lo cual hace incrementar la tasa de pérdidas y que los procesos de petición de rutas sean más frecuentes, incrementando también la sobrecarga. Además, mientras no se resuelva la búsqueda de la ruta, los paquetes de datos se almacenan en los *buffers* y por tanto el retardo también aumenta.

#### 4.4.3.1 Resultados obtenidos con el modelo de movilidad RWP

Las siguientes figuras se refieren a las simulaciones realizadas con el modelo RWP. Así por ejemplo, la Fig. 4.7 representa el retardo extremo a extremo en función de la velocidad máxima. Como es de esperar, el retardo máximo es el proporcionado por el algoritmo completamente reactivo o bajo demanda. Como se demuestra habitualmente en la literatura, el retardo para los mecanismos preventivos es siempre menor, ya que los nodos suelen tener las rutas en sus tablas de encaminamiento antes de necesitarlas, y, por lo tanto, no necesitan esperar la respuesta de la pasarela para transmitir los datos.

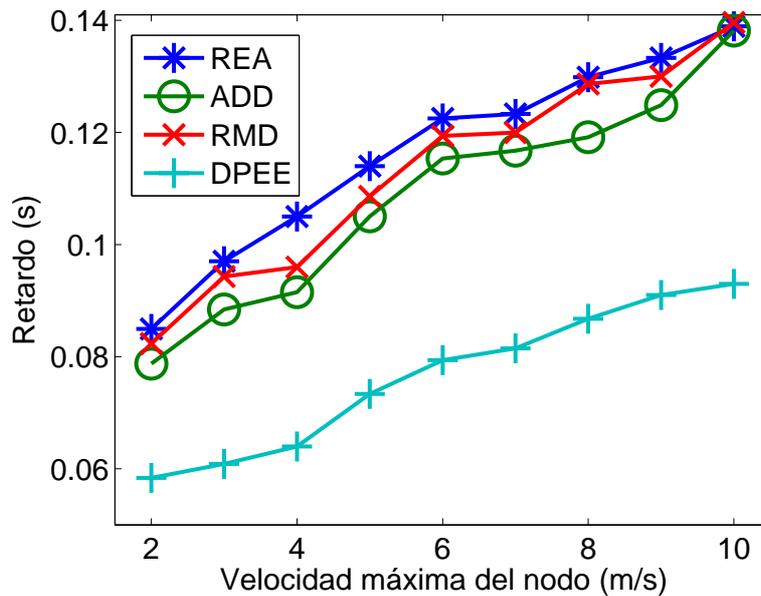


Figura 4.7. Retardo extremo a extremo (movilidad RWP).

En la Fig. 4.8 se muestra por su parte la tasa de pérdidas. Como puede observarse los valores de las pérdidas son relativamente pequeños para velocidades bajas, ya que la conectividad es relativamente alta y hay dos pasarelas capaces de comunicarse a Internet. La tasa de pérdidas para altas velocidades se incrementa notablemente, llegando a rozar para algunas técnicas el 5 %.

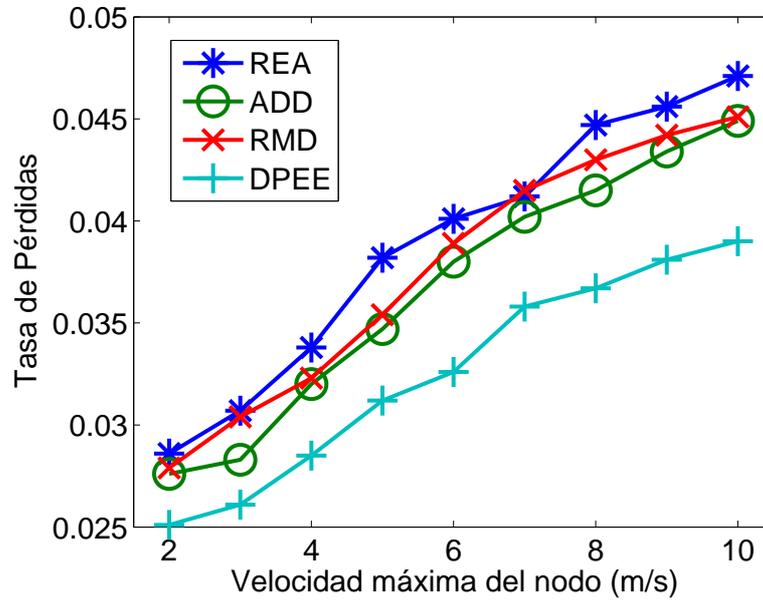


Figura 4.8. Tasa de pérdidas (movilidad RWP).

La Fig. 4.9 representa la sobrecarga normalizada, la última de la métricas analizadas.

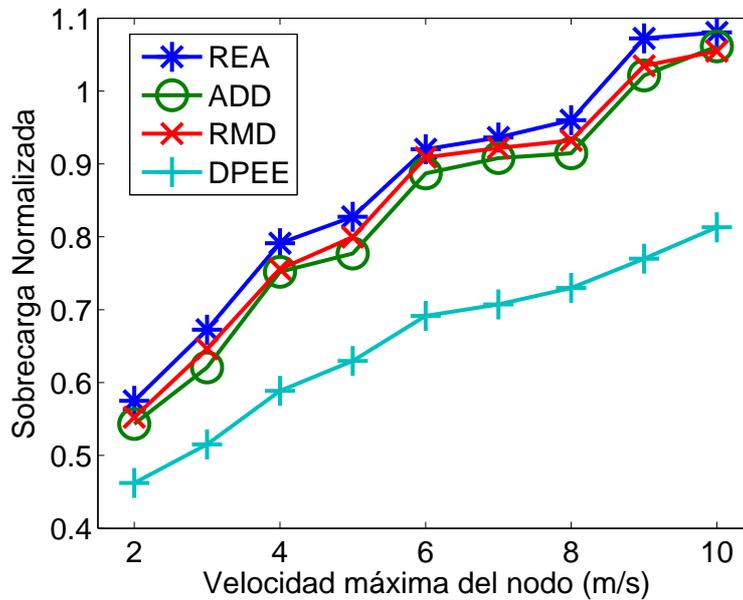


Figura 4.9. Sobrecarga normalizada (movilidad RWP).

De las cuatro técnicas consideradas, la técnica completamente reactiva o bajo demanda es la que da peores resultados. Esto se debe a que no es capaz de actualizar con suficiente rapidez las rutas, y a que los nodos cuando inician su comunicación con Internet, con elevada probabilidad, no tendrán la ruta hacia las pasarelas en las tablas de encaminamiento. Los métodos RMD y ADD suelen dar, por su parte, resultados similares, aunque el segundo casi siempre obtiene menores valores. De los cuatro esquemas, es obvio que DPEE claramente reduce el retardo, las pérdidas y la sobrecarga, es decir, las tres métricas analizadas, respecto a las otras propuestas. Esto se explica por su capacidad de identificación de las rutas estables las cuales están asociadas a rutas de duración efectiva elevada. Por ello, el número de procesos de petición de rutas que se requieren es menor que en otros esquemas y las correspondientes desventajas se evitan en términos de retardo y sobrecarga.

En las gráficas anteriores se encuentran los valores medios para cada una de las métricas. Con el objeto de no hacer más complejas la lectura de las gráficas, no se han incluido los márgenes de confianza de las medidas. No obstante, para dar una idea de la fiabilidad de las simulaciones, en las Fig. 4.10, Fig. 4.11 y Fig. 4.12 se pueden observar los intervalos de confianza para las tres métricas analizadas para las dos técnicas que mejores resultados obtienen, la ADD y la DPEE. Las medidas que aparecen en las figuras se han obtenido con un intervalo de confianza del 95 %, es decir, el valor medio del parámetro considerado tiene una probabilidad del 95 % de encontrarse en dicho intervalo<sup>2</sup>.

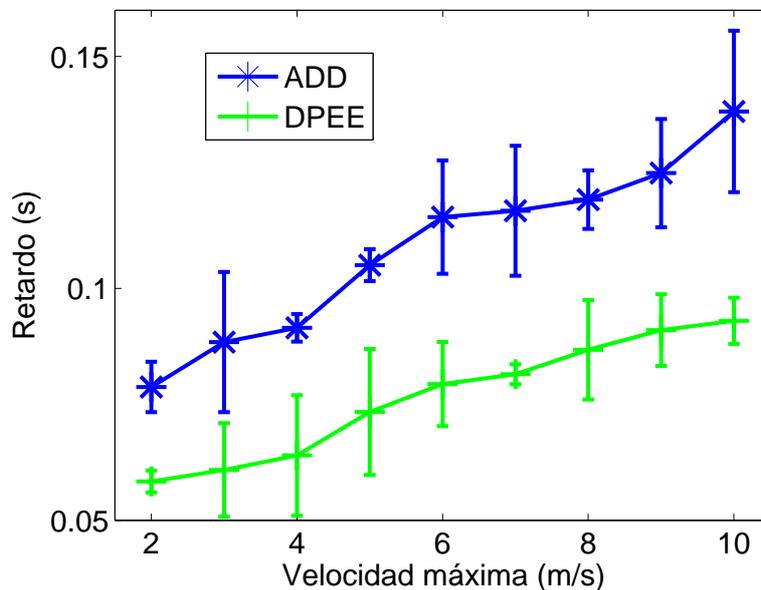


Figura 4.10. Intervalos de confianza al 95 % para la latencia (movilidad RWP).

<sup>2</sup>se ha considerado una aproximación gaussiana.

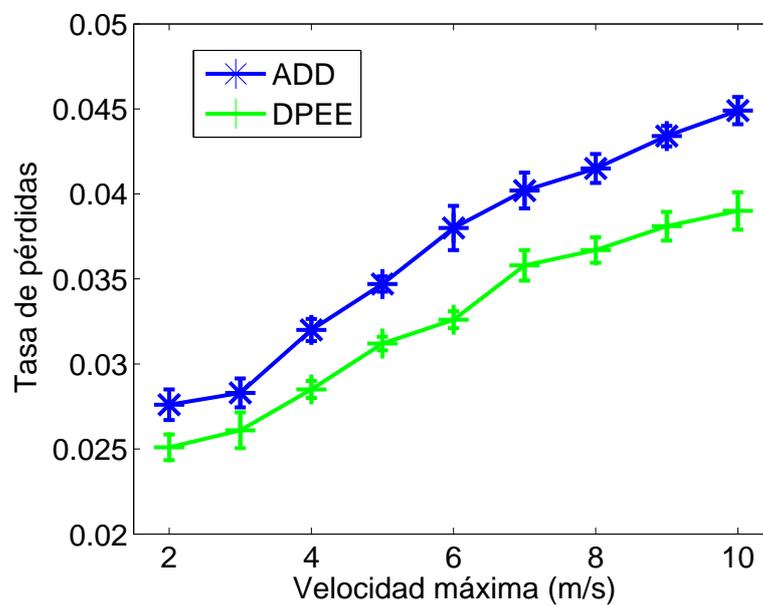


Figura 4.11. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas (movilidad RWP).

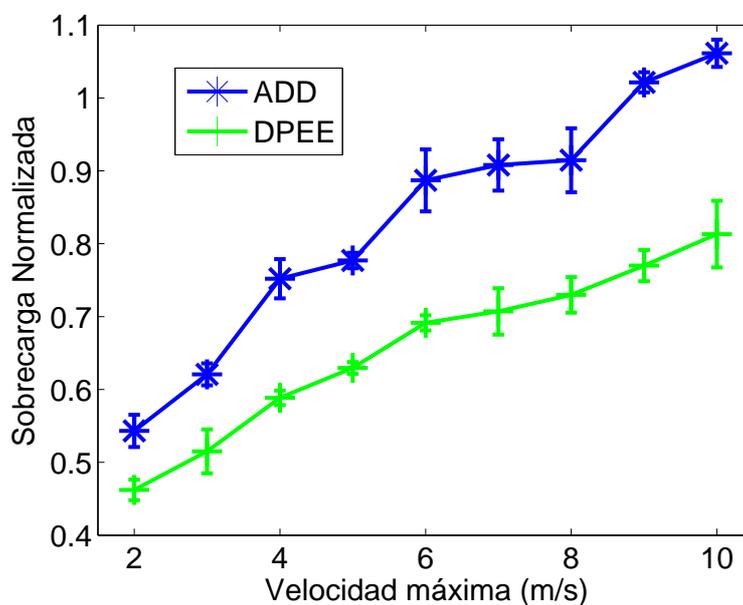


Figura 4.12. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada (movilidad RWP).

Al visualizar los intervalos de confianza se pone de nuevo de manifiesto la bondad del método propuesto en esta tesis. Las mejoras que se obtienen a la hora de elegir rutas y enlaces estables se agudizan cuando la velocidad de los móviles crece, para todas las métricas analizadas. Así, los nodos móviles con esta propuesta son capaces de reconocer las rutas estables con mayor facilidad que las otras propuestas, logrando de esta manera que los procesos de peticiones de ruta sean menores, lo que implica un menor retardo y menor sobrecarga. El hecho de que los paquetes de datos viajen por rutas menos sujetas a cambio, implica igualmente una menor tasa de pérdidas.

Para finalizar con este patrón de movilidad en las tres figuras siguientes se van a incluir los intervalos de confianza al 95 % de los otros algoritmos analizados (REA y RMD). En concreto, los valores obtenidos para el retardo se comparan en la Fig. 4.13, para la tasa de pérdidas en la Fig. 4.14 y para la sobrecarga normalizada en la Fig. 4.15. Como se puede apreciar no existe ningún solape entre DPEE y los otros dos algoritmos considerados, el REA y el RMD. Sin embargo, entre REA y RMD si existen solapes, sobre todo, a velocidades máximas bajas y cuando se compara la tasa de pérdidas. Si se hubiera realizado la comparación de los intervalos de confianza entre los mecanismos ADD y RMD se observaría que estos estarían completamente solapados, aunque siempre con valores medios menores para ADD.

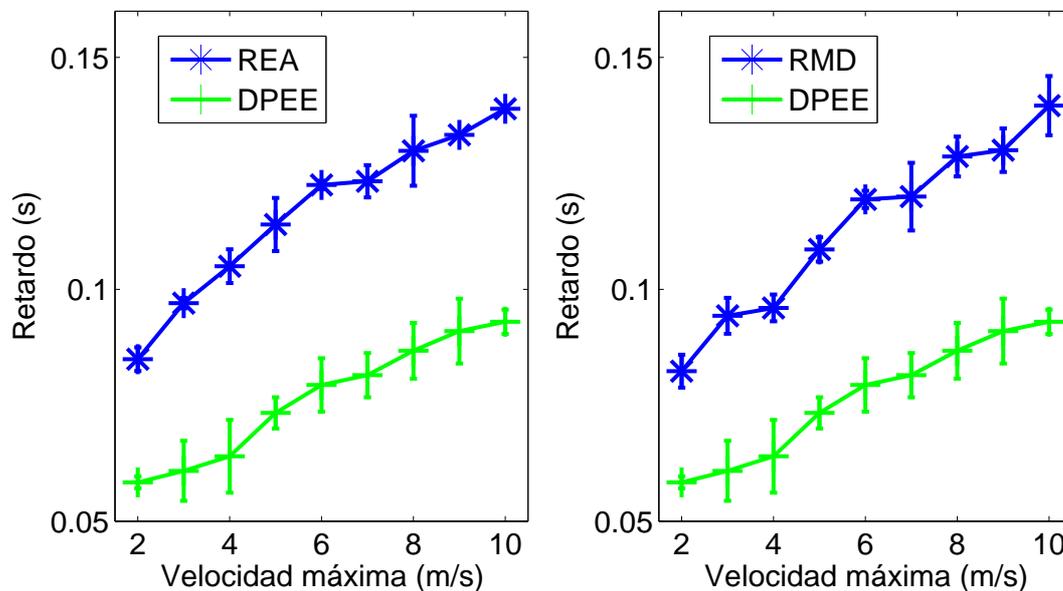


Figura 4.13. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP).

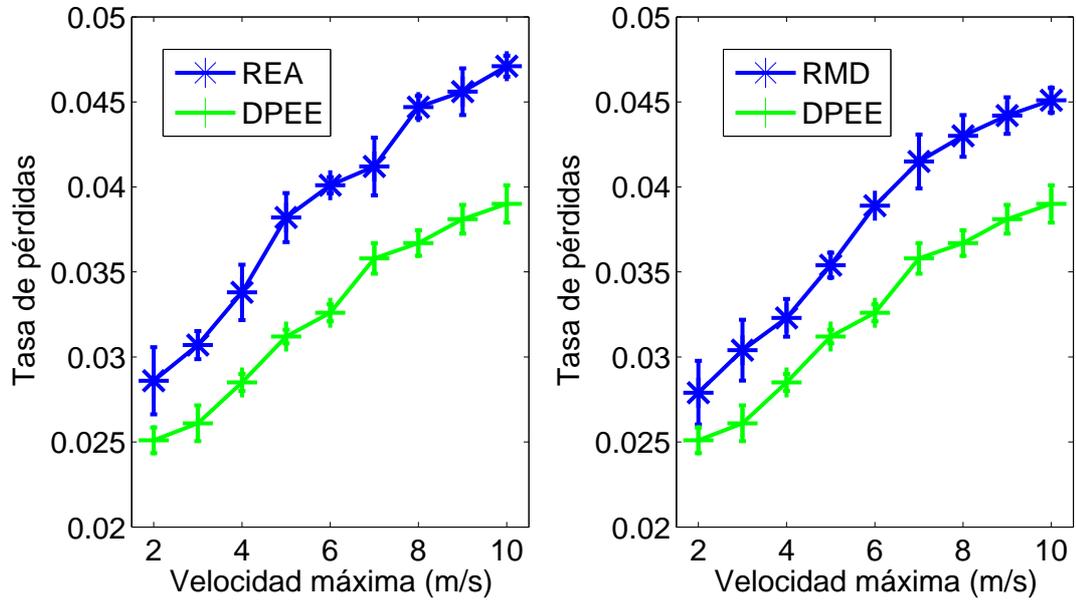


Figura 4.14. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP).

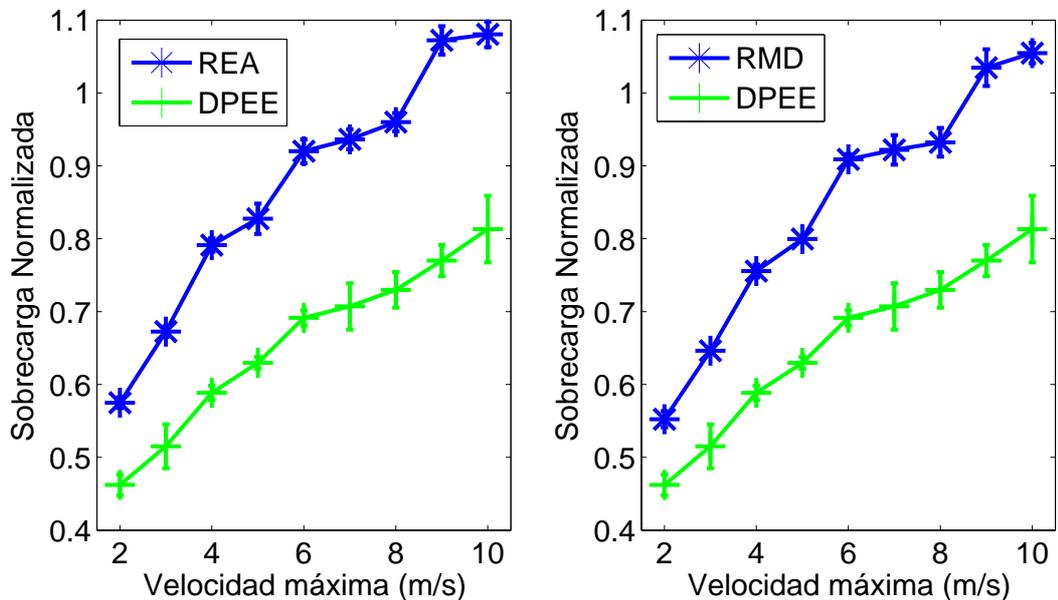


Figura 4.15. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada con REA, RMD y DPEE (movilidad RWP).

#### 4.4.3.2 Resultados obtenidos con el modelo de movilidad TVCM

Las mismas conclusiones se pueden obtener cuando se cambia de modelo de movilidad y se utiliza el modelo TVCM. Los parámetros considerados para realizar las simulaciones que se incluyen en este apartado se encuentran en la Tabla 4.2. Al igual que en la sección anterior se expondrán los resultados obtenidos para las tres métricas analizadas, asimismo se incluirán los intervalos de confianza al 95 % de los tres algoritmos considerados y el presentado en esta tesis.

En la Fig. 4.16 se representa el retardo extremo a extremo en función de las velocidades máximas de los nodos móviles, mientras que en las Fig. 4.17 y Fig. 4.18 se representan la tasa de pérdidas y la sobrecarga respectivamente. De las gráficas se puede deducir que DPEE es capaz de conectar los nodos móviles con las pasarelas a través de rutas estables, para modelos de movilidad con correlación entre nodos o con áreas de movimiento preferente.

Respecto al retardo (ver Fig. 4.16) DPEE claramente mejora a los otros algoritmos analizados, siendo ADD el siguiente con un menor retardo. Respecto a la tasa de pérdidas (ver Fig. 4.17) los valores son similares para velocidades bajas para las métricas preventivas, sin embargo, para valores medios y altos ya se observa claramente la mejoría alcanzada con DPEE. Cuando se analiza la sobrecarga normalizada (ver Fig. 4.18) es DPEE el que obtiene los valores más bajos, al igual que sucedía con el tipo de movimiento RWP.

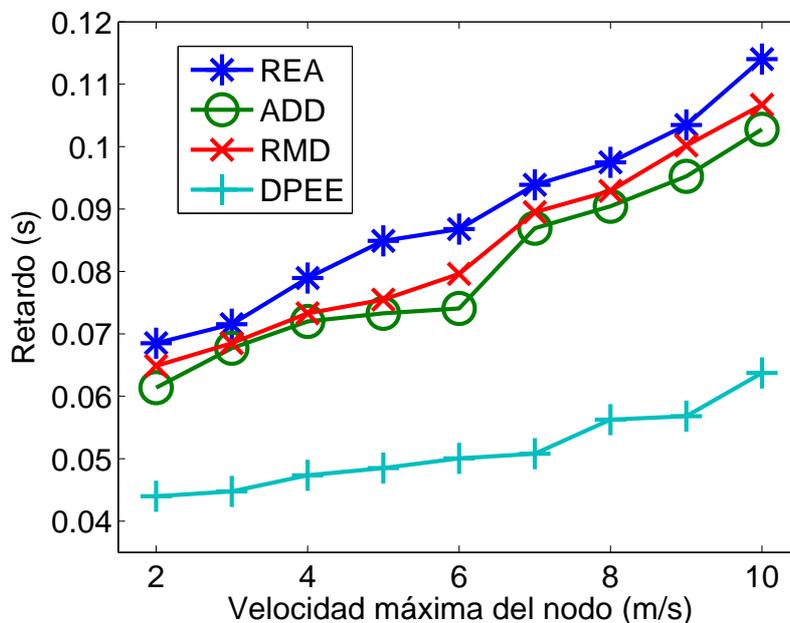


Figura 4.16. Retardo extremo a extremo (movilidad TVCM)

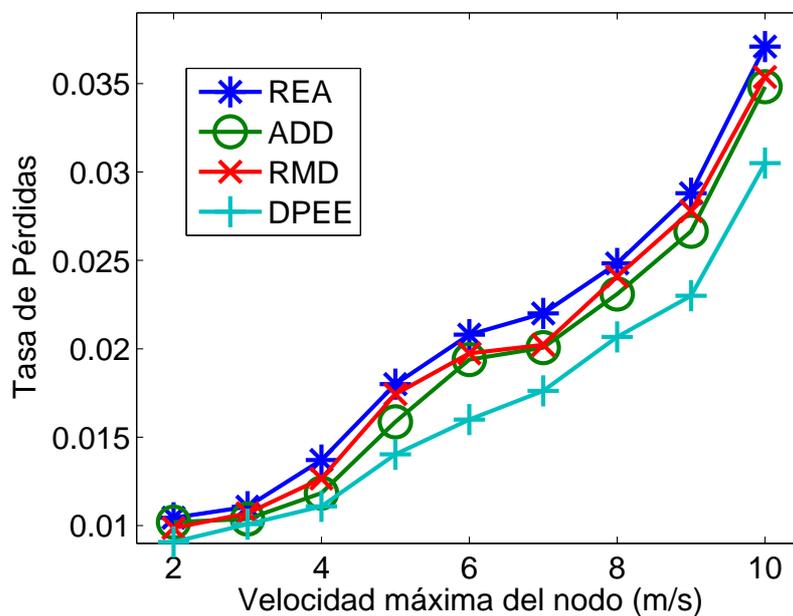


Figura 4.17. Tasa de pérdidas (movilidad TVCM)

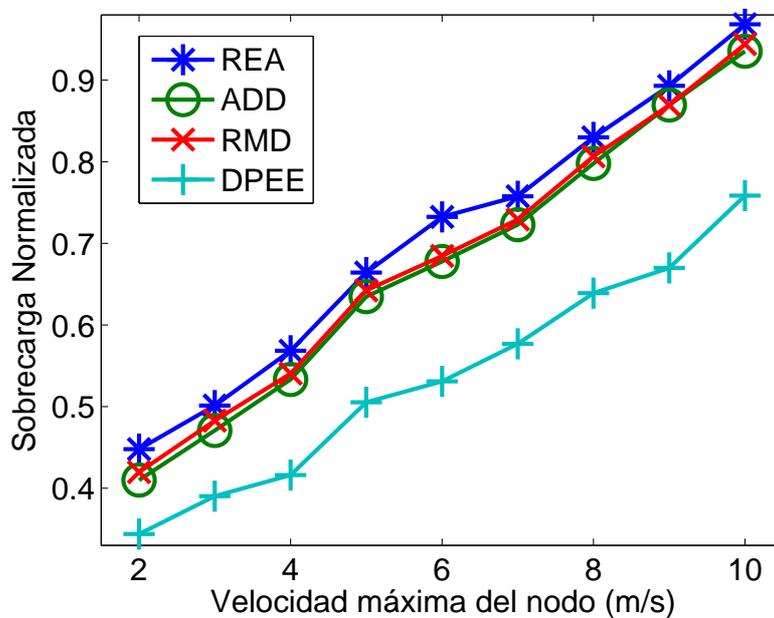


Figura 4.18. Sobrecarga normalizada (movilidad TVCM)

De nuevo, para evaluar la precisión de los resultados, se consideran en las Fig. 4.19, Fig. 4.20 y en la Fig. 4.21 los valores obtenidos para las distintas métricas con un intervalo de confianza del 95 % como en el caso anterior. Se han suprimido los resultados obtenidos para las técnicas REA y RMD para facilitar la visualización de los resultados. De esta forma, se centra la atención en la propuesta en esta tesis y la mejor de las técnicas de otros autores.

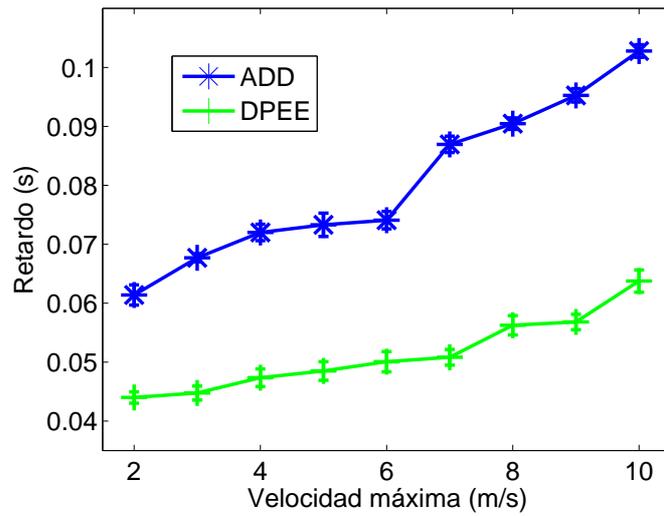


Figura 4.19. Intervalos de confianza al 95 % para la latencia (movilidad TVCM).

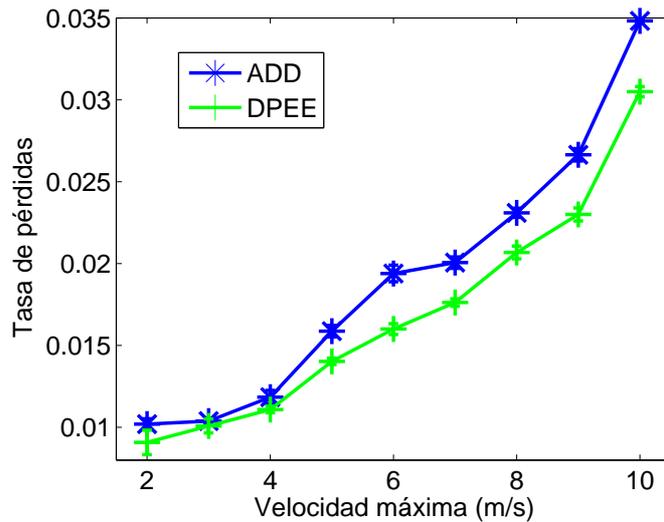


Figura 4.20. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas (movilidad TVCM).

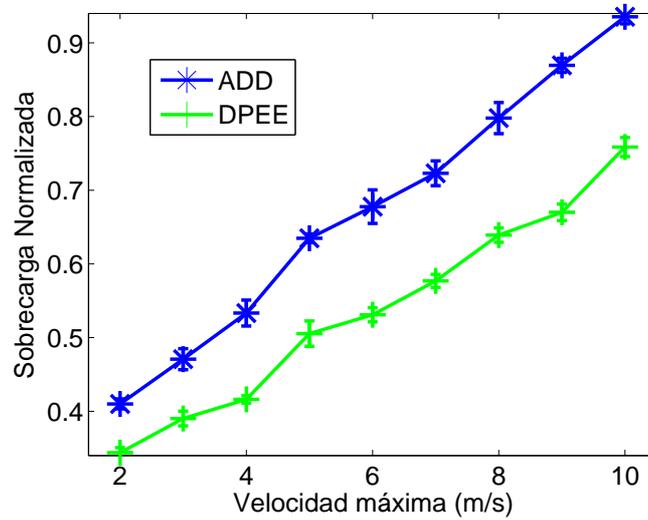


Figura 4.21. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada (movilidad TVCM).

En las Fig. 4.22, Fig. 4.23 y Fig. 4.24 se incluyen los intervalos de confianza para los otros algoritmos analizados.

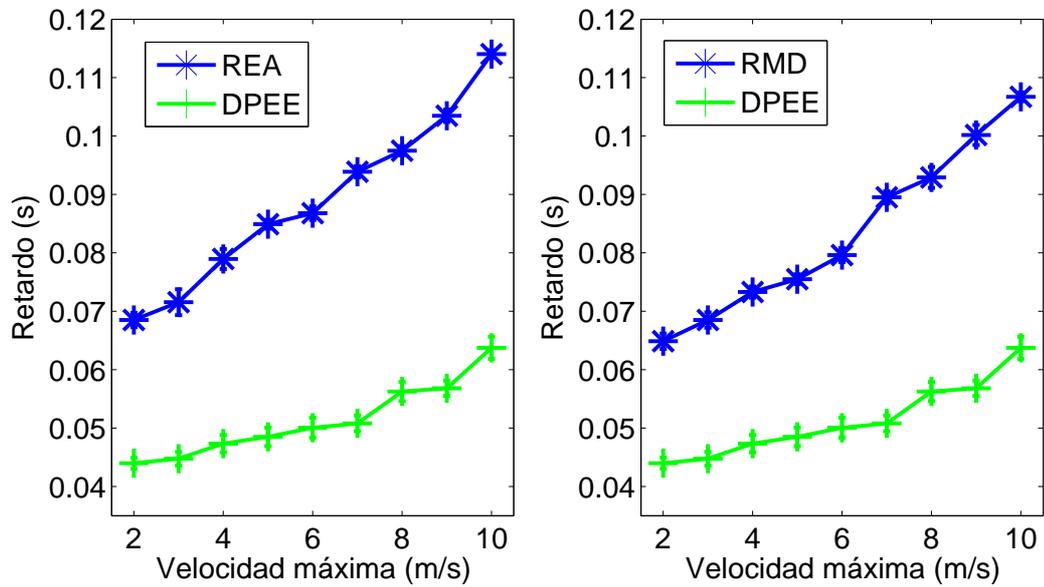


Figura 4.22. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo con REA y RMD para el modelo TVCM.

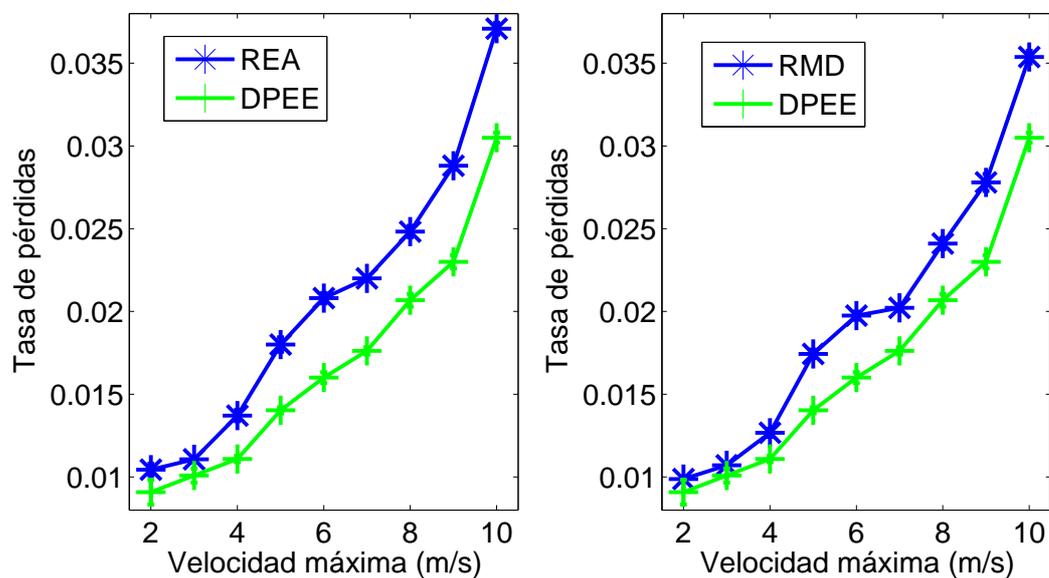


Figura 4.23. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas con REA y RMD para el modelo TVCM.

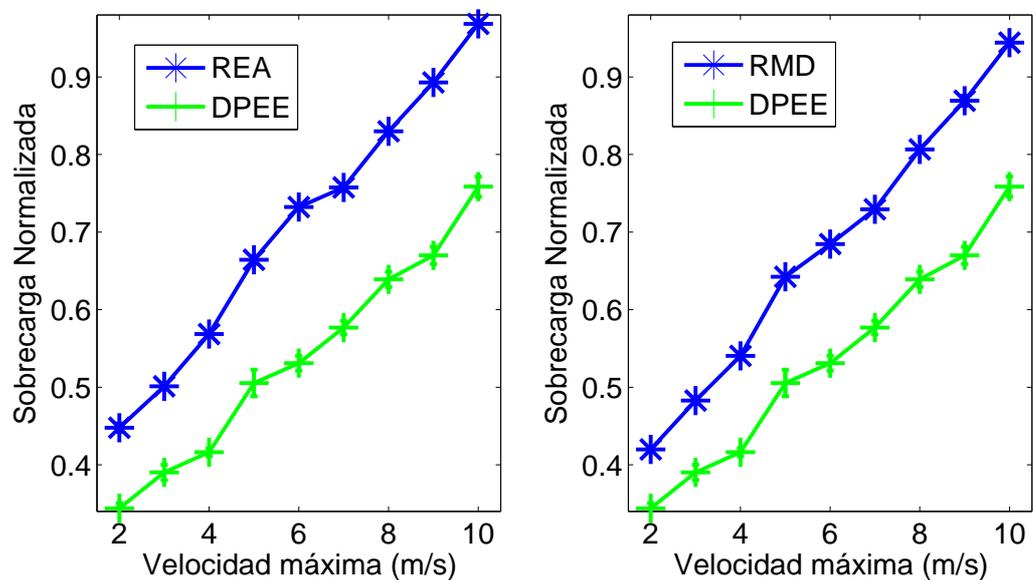


Figura 4.24. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada con REA y RMD para el modelo TVCM.

Si se comparan las métricas para los dos tipos de movilidad, siempre es menor el valor obtenido para los escenarios basados en TVCM que para los basados en RWP. Esto se puede explicar porque los nodos bajo la movilidad RWP se concentran siempre en el centro del área de simulación, lo que hace que las rutas a las pasarelas (que se encuentran en el perímetro) sean de mayor longitud que para el caso de los escenarios basados en TVCM. Bajo este último modelo de movilidad, si el centro de las comunidades se encuentra junto a las pasarelas, las rutas serán de pocos saltos. Las rutas más largas, con más saltos, implican peores resultados [Triviño-Cabrera y otros, 2006] para los procesos de descubrimiento de pasarelas, lo que se refleja en los resultados anteriores.

La mejora debida a los enlaces estables es bastante significativa también al usar como patrón de movilidad el modelo TVCM, resultando incluso mayor que para el caso del RWP. Para cuantificar este efecto, en la Tabla 4.3 se incluye la relación entre el número de enlaces estables hacia las pasarelas obtenidas mediante métodos preventivos (siendo una ruta estable aquella que ha durado más de  $T$  segundos), con respecto al total de rutas hacia la pasarela empleadas (sólo se han tenido en cuenta las rutas que se han utilizado para transmitir paquetes de datos).

Esquema utilizado	Modelo de Movilidad	Velocidad de los nodos		
		2 m/s	5 m/s	10 m/s
DPEE	RWP	62.01 %	61.01 %	58.02 %
ADD	RWP	32.21 %	31.34 %	29.34 %
RMD	RWP	16.94 %	15.15 %	14.54 %
DPEE	TVCM	61.94 %	60.89 %	60.75 %
ADD	TVCM	29.86 %	28.30 %	27.88 %
RMD	TVCM	14.99 %	14.66 %	14.37 %

**Tabla 4.3.** Porcentaje de rutas establecidas de forma preventiva.

El porcentaje de rutas preventivas es mayor siempre en el caso del DPEE, de aquí que, como se expuso anteriormente, los procesos bajo demanda se reduzcan y la sobrecarga disminuya. Al estar menos sobrecargado el enlace inalámbrico, se pierden un menor número de paquetes y el número de retransmisiones del nivel MAC también disminuye. También se puede observar que el algoritmo ADD tiene un mejor porcentaje de rutas preventivas bajo el modelo RWP que cuando se emplea el modelo TVCM. La probabilidad de que se formen grupos de nodos alejados de las pasarelas es mayor bajo el modelo TVCM (las comunidades estarán lejos de las pasarelas) que en el RWP. De esta forma, el número de descubrimiento de rutas de forma reactiva es mayor en el caso de utilizar el modelo TVCM. El proceso de retransmisión distribuido de este algoritmo funciona peor cuando las rutas son más largas, ya que existen nodos que ya no van a retransmitir más paquetes pero aún consideran que son retransmisores de estos y reenvían el mensaje MRA.

## 4.5 Conclusiones

Las redes *ad hoc* se caracterizan por la gran cantidad de cambios, continuos e impredecibles que se producen entre los enlaces que unen a los nodos. Esta naturaleza totalmente dinámica recomienda el uso de protocolos especialmente adaptados a estas características. En el caso de la interconexión a Internet se puede adaptar la zona de propagación de los mensajes MRA de forma dinámica en función de la duración de los enlaces hacia la pasarela. Por ello, la propuesta presentada en esta tesis incorpora un proceso de decisión en los nodos móviles. Esta propuesta es del tipo distribuido, ya que los nodos obvian el valor del TTL del paquete MRA para decidir si lo retransmite o no dependiendo de la estimación de la duración restante de los enlaces. Con la propuesta, las zonas muy estables actualizarán sus rutas hacia la pasarela de forma continua, mientras que aquellas zonas en las que el movimiento sea mayor o muy inestable, funcionará como un protocolo bajo demanda. Así pues, la naturaleza preventiva o bajo demanda de cada zona se determinará en función de las propiedades de la red en cada momento. La estimación de la zona estable se realiza a través de un ajuste estadístico de la duración temporal de los enlaces que unen a los nodos con las pasarelas. A partir de las simulaciones efectuadas, se puede asegurar que el nuevo mecanismo disminuye el retardo, las pérdidas y la sobrecarga frente a otros algoritmos que se utilizan ampliamente en la literatura científica.

---

# Capítulo 5

## Uso de la lógica difusa en redes *ad hoc* híbridas

---

Las redes *ad hoc* tienen una naturaleza especialmente cambiante que dificulta el empleo de técnicas analíticas para determinar la mejor solución en cualquier de los aspectos de optimización que se puedan plantear en ellas. Las técnicas de inteligencia artificial son singularmente útiles en este ámbito, ya que sus propiedades permiten adaptarse a una amplia variedad de escenarios y aplicaciones como las de integración de redes *ad hoc* en Internet. En concreto se va a utilizar la lógica difusa tipo II para intentar mejorar el algoritmo desarrollado en el capítulo anterior en el contexto de las redes MANET híbridas.

### 5.1 Introducción

A la vista de los capítulos previos se puede asegurar que cada uno de los algoritmos propuestos para la adaptación de los mecanismos que dan acceso a Internet en las redes *ad hoc*, presentan diferentes modelos de adaptación. Es más, exceptuando una propuesta [Yuste y otros, 2010b], que es válida sólo para un modelo de movilidad muy limitado como es el RWP, hay una total ausencia de modelos matemáticos que sustenten las diferentes técnicas adaptativas. Además, no existe tampoco ningún modelo analítico que (sin realizar un número excesivo de simplificaciones) relacione alguna de las métricas utilizadas para adaptar los algoritmos con medidas de prestaciones de la red como la sobrecarga, las pér-

didadas o el retardo. Es en esta clase de problemas, demasiado complejos para resolverlos analíticamente, donde la lógica difusa es ampliamente utilizada. La lógica difusa propone mecanismos que trabajan con informaciones inciertas o con alto grado de incertidumbre. Como es conocido, está presente en muchos equipos electrónicos (aires acondicionados, frigoríficos, lavadoras, cámaras fotográficas, etc.) así como en sistemas de control industriales. Incluso existe un lenguaje para base de datos difusas. Prácticamente todas las aplicaciones que requieran algún tipo de control pueden llegar a emplear esta tecnología, ya que las técnicas de inteligencia artificial están extendidas en numerosos campos de conocimiento, por ejemplo en investigación sobre biodiesel [Yuste y Dorado, 2006], en redes de comunicaciones [Trujillo y otros, 2006], en discriminación de voz y música [Muñoz-Expósito y otros, 2007], en redes de sensores [Fernández-Prieto y otros, 2010], en computación distribuida [Prado y otros, 2010] [Sanchez-Santiago y otros, 2008], en redes inalámbricas malladas [Khoukhi y otros, 2011], en redes vehiculares [Abdelkader y otros, 2011] o en transmisión de voz sobre Internet [Dogman y otros, 2011], por citar sólo algunos ejemplos de los que se tiene conocimiento directo.

En las redes *ad hoc* también se ha propuesto la utilización de la lógica difusa,. Así en [Nie y otros, 2006] se utiliza para adaptar las funciones de seguridad a la condiciones dinámicas de los nodos móviles. De una forma similar, en [Zhang y otros, 2004] se propone un algoritmo de encaminamiento, basado en esta lógica, que selecciona el mejor camino a partir de la definición de una métrica que soporta calidad de servicio. En [Canada-Bago y otros, 2010] se demuestra que la lógica difusa puede ser incorporada a dispositivos con recursos muy reducidos como son los sensores inalámbricos. De hecho, se comprobó en el capítulo 3 que se puede utilizar la lógica difusa para adaptar el intervalo de envío de los mensajes MRA a través de un controlador sencillo.

El uso de la lógica difusa está justificado debido a la gran incertidumbre presente en las redes *ad hoc*. Entre otros aspectos que provocan esta incertidumbre se pueden mencionar los siguientes:

- La aleatoriedad del movimiento de los nodos, que hace que los enlaces se activen y desactiven con frecuencia. Cada nodo no conoce a priori el movimiento de los demás nodos, por lo que tiene una gran incertidumbre sobre la posibilidad de que los enlaces con sus nodos vecinos sean duraderos o no.
- La carencia de linealidad de los sistemas resultantes. Como se mencionó previamente, no existe aproximación matemática que ayuden a solucionar todos los problemas inherentes a estos sistemas.
- La heterogeneidad inherente en los dispositivos que se conectan a la red *ad hoc* implica una gran aleatoriedad en cuanto a rango de alcance, niveles de potencia, gasto energético, etc.
- En función de la localización y número de pasarelas, puede que se creen cuellos de botella en algunos lugares de la red *ad hoc*, bajando drásticamente el ancho de banda útil de los enlaces, incertidumbre que a priori es difícil de diagnosticar. El cuello de botella es un concepto dinámico que variará con el tiempo de acuerdo con los patrones de tráfico y los caminos que sigan estos.
- Las medidas empleadas para calcular las variables que determinan los procesos de

adaptación se basan en la información parcial adquirida a partir de un número pequeño de eventos. Por ejemplo, en la política iniciada con el algoritmo MSC la adaptación del valor TTL sólo se realiza a partir del último paquete de datos llegado por cada conexión, lo que lo hace muy dependiente de un único parámetro.

- La topología, estabilidad y movilidad de las redes MANET cambian rápidamente en periodos muy cortos de tiempo.
- Las interferencias ajenas a la red MANET debidas a otras tecnologías que operan en la misma banda de frecuencias afectan al funcionamiento de la red.

Todas estas razones hacen pensar que un dispositivo dotado de un sistema basado en lógica difusa puede operar de manera que mejore las prestaciones de la red. La alta incertidumbre y aleatoriedad permiten pensar que la lógica difusa tipo II es una buena elección para ajustar dinámicamente algunos de los parámetros de los mecanismos de integración de redes *ad hoc* en Internet.

La lógica difusa tipo II no es un concepto nuevo. El término fue ideado por uno de los creadores de la inteligencia artificial, Lofti A. Zadeh en 1975 [Zadeh, 1975], aunque sólo se ha empezado a utilizar recientemente. Algunos ejemplos de su aplicación pueden ser:

- Predicciones metereológicas [Karnik y Mendel, 1999].
- Aspectos médicos relacionados con la evaluación de ácidos umbilicales [Ozen y Garibaldi, 2003], elección de la dieta para diabéticos [Lee y otros, 2010], en arritmias cardíacas [Chua y Tan, 2010] o en teletratamiento de enfermedades cardiológicas [Ceylan y otros, 2011].
- Movimientos de robots [Hagras, 2004].
- Control de flujo en redes IP cuando se trata de envío de señales de vídeo [Jammeh y otros, 2009].
- Aplicaciones que transmiten fuentes de Voz sobre IP [Jammeh y otros, 2010].
- Seguridad en Redes MANET respecto a la búsqueda de nodos anómalos en cuanto a seguridad [Visconti y Tahayori, 2010].
- Tratamiento de imágenes [Melin y otros, 2010].
- Sistemas de control de la suspensión de vehículos [Lin y otros, 2010].
- Control del tráfico de vehículos en ciudades [Balaji y Srinivasan, 2011].

Como se puede ver en la relación anterior, la lógica difusa tipo II se emplea en muchos ámbitos científicos, desde los médicos hasta el procesado de imágenes, pasando por las típicas aplicaciones de control.

En este capítulo se realizará una introducción a la lógica difusa tipo II, basándose en el trabajo de [Wu, 2010]. Para ampliar más en el conocimiento de este tipo de lógica se pueden consultar los libros publicados en [Mendel, 2001] y [Castillo y otros, 2007].

## 5.2 Lógica difusa tipo II

La lógica difusa consiste en trasladar aspectos del razonamiento humano, siempre aproximado, a la lógica matemática. El tipo de razonamiento que se consigue procesar es del tipo “una persona es alta”, “hace calor” y expresiones similares que son utilizadas a menudo por todos nosotros, emplazando su incertidumbre inherente en la lógica matemática. La

traslación se realiza a través de la cuantificación de los llamados conjuntos difusos. La primera definición de estos conjuntos fue realizada por Zadeh en 1965 [Zadeh, 1965].

Un conjunto difuso está definido por una función de pertenencia que asocia, para cada elemento posible del conjunto, un grado de pertenencia comprendido, normalmente, en el intervalo  $[0, 1]$ . Las funciones de pertenencia típicas siguen formas de triángulos, trapezoides, gaussianas, etc. Un ejemplo clásico de conjuntos difusos tipo I, para una variable de entrada que mida la altura de una persona (se trataría de una variable lingüística siguiendo la denominación tradicional de la lógica difusa), lo encontramos en la Fig. 5.1. En la Figura se observan tres conjuntos difusos con los valores: {bajo, medio, alto}. En este caso, tanto la variable de entrada (la altura) como la variable de salida (grado de pertenencia) están normalizadas. La función de pertenencia se suele denotar como  $\mu(x)$ , donde  $x$  podrá ser alguno de todos los valores posibles o universo de la población. Por tanto, la función de pertenencia de un conjunto borroso  $C$  se puede expresar matemáticamente como:

$$\mu_C(x) : x \rightarrow [0, 1] \quad (5.1)$$

En la Fig. 5.1 se tendrán tres funciones de pertenencia  $\mu_{Bajo}(x)$ ,  $\mu_{Medio}(x)$  y  $\mu_{Alto}(x)$ . En el ejemplo se han usado triángulos que marcan las funciones de pertenencia de los tres conjuntos. Una vez conocido el valor de la variable de entrada se debe realizar un proceso de normalización y de búsqueda del valor en su función de pertenencia. Este proceso se denomina en inglés *fuzzyfication*, que en español se puede traducir por transformación en conjunto difuso.

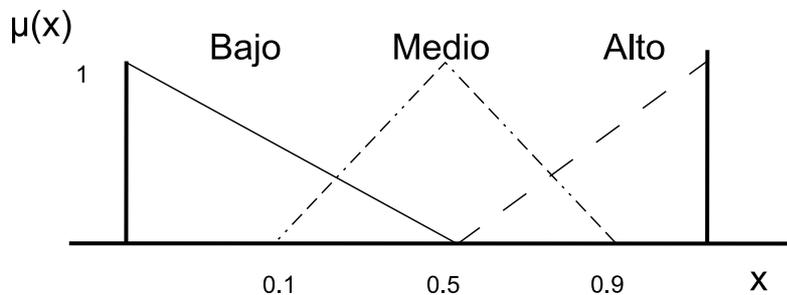


Figura 5.1. Conjuntos difusos tipo I.

A la hora de interrelacionar la información suministrada por los conjuntos difusos, es necesario utilizar un conjunto de reglas heurísticas del tipo *if-then*, similares a los ampliamente conocidos *modus ponens*, siempre definidas sobre estos conjuntos especiales [Castillo y otros, 2007]. Un ejemplo de estas reglas puede ser el siguiente, *SI la temperatura es alta ENTONCES disminuirla rápidamente con el aire acondicionado*. Aquí ya se observan la entrada y salida del sistema difuso, así como la posible acción que puede darse si se activa esta regla. Todas las reglas heurísticas y conjuntos difusos se almacenan en una estructura especial que se suele denominar base de conocimiento (BC). Los elementos que forman parte de la lógica difusa aparecen en la Fig. 5.2.

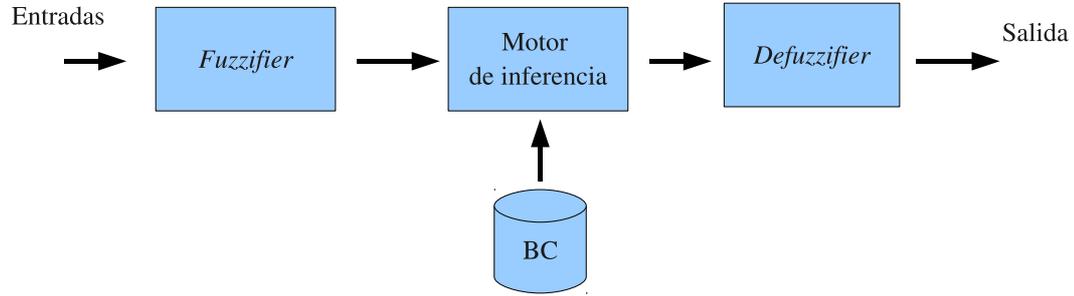


Figura 5.2. Sistema difuso.

Los elementos de un sistema difuso no cambian en demasía independientemente de la lógica, I o II, utilizada. En la Fig. 5.2 se ha usado alguna terminología anglosajona para no desorientar al lector. Una vez conocidas las entradas, se transforman en valores difusos a través del elemento *fuzzyfier*. Estos valores se relacionan a través de las distintas reglas mediante procedimientos matemáticos, ejecutados por el llamado motor de inferencia, para obtener una salida difusa que es necesario procesar posteriormente, con el objetivo de obtener una salida con un valor exacto o nítido (*crisp value* en inglés). A este proceso final de transformación a un valor numérico se denomina en inglés *defuzzification* y el elemento que lo realiza *defuzzifier*.

La obtención de la base de conocimiento se puede realizar principalmente mediante dos procesos:

- A través de la experiencia previa desarrollada por uno o varios expertos en el área de aplicación, que sean capaces de describir mediante reglas las acciones que tiene que interpretar el sistema difuso, que es el caso presentado en esta tesis.
- A través de aprendizaje automático, como el que proporciona la computación evolutiva.

La principal diferencia entre la lógica difusa tipo I y II se encuentra en las funciones que delimitan los conjuntos difusos. Los conjuntos difusos tipo I se definen en dos dimensiones, mientras que su complejidad se incrementa en los conjuntos difusos tipo II llegando a las tres dimensiones tal y como se aprecia en la Fig. 5.3.

En la figura se ha dibujado un conjunto difuso discreto tipo II, con función de pertenencia  $\mu_{\tilde{A}}(x, u)$  que, como se observa, depende de dos variables. La primera variable,  $x$ , se denomina variable primaria y su dominio es el conjunto de todos los valores posibles del parámetro de entrada al sistema difuso. La segunda variable,  $u$ , se denomina variable secundaria y tiene un valor comprendido entre 0 y 1. Para cada valor de la variable primaria  $x$  se puede acotar el dominio de la variable secundaria que se denota por  $J_x$  y debe estar definida para cada valor de  $x$ . A esta función,  $J_x$ , se la denomina función miembro secundaria. En definitiva, el conjunto difuso  $\mu_{\tilde{A}}(x, u)$  puede tomar cualquier valor incluido en el rango  $[0, 1]$  para cada valor de  $x$  y de  $u$ . La definición matemática de un conjunto difuso tipo II,  $\tilde{X}$  es la siguiente:

$$\tilde{X} = \left\{ ((x, u), \mu_{\tilde{X}}(x, u)) \mid \forall x \in X, \forall u \in J_x \subseteq [0, 1] \right\} \quad (5.2)$$

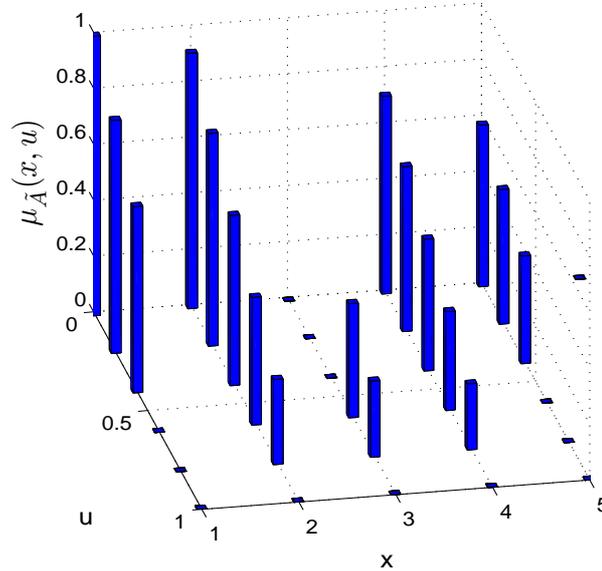


Figura 5.3. Ejemplo de conjunto difuso para la lógica tipo II [Mendel, 2001].

En la Fig. 5.3 se ha representado un conjunto difuso tipo II [Mendel, 2001]. Los elementos principales del mismo son los siguientes:

- El dominio de  $x$  es  $X = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ .
- El dominio de  $u$  será:  $U = \{0, 0.2, 0.4, 0.6, 0.8, 1\}$ .
- Los valores para las funciones miembros secundarias son:  $J_1 = \{0, 0.2, 0.4\}$ ,  $J_2 = \{0, 0.2, 0.4, 0.6, 0.8\}$ ,  $J_3 = \{0.6, 0.8\}$ ,  $J_4 = J_2$  y  $J_5 = J_1$ .
- Un valor ejemplo para el conjunto difuso es  $\mu_{\tilde{A}}(1, 0) = 1$ .

Se observa la complejidad que tienen estos tipos de conjuntos. Si el conjunto difuso tipo II no depende de la variable  $u$ , se dice que se trata de un intervalo difuso tipo II. Estos intervalos disminuyen mucho el coste computacional lo que posibilita que se puedan utilizar en aplicaciones de tiempo real [Wu, 2010]. El empleo en esta tesis se puede encuadrar en este grupo.

En la Fig. 5.4 se observan los dos tipos, en el caso del tipo II se trata del mencionado anteriormente como intervalo difuso tipo II. Las funciones miembros de los conjuntos difusos tipo I se suelen definir a través de una expresión sencilla: ya sea mediante triángulos, trapezoides, gaussianas, etc. Por otra parte, las funciones miembro de los intervalos difusos tipo II delimitan una superficie, por este motivo su definición es más compleja.

En la Fig. 5.4 para los conjuntos difusos tipo I, a la izquierda, se observa que para un valor dado de entrada (la variable  $X$ ) se presenta un valor exacto para la función de pertenencia (*membership function*), es decir, una vez conocido el valor de la entrada se conoce sin incertidumbre el valor de la función de pertenencia  $\mu(x)$ . Sin embargo, en el caso del tipo II no se conoce un valor exacto, sino que se tiene un intervalo de valores. Por

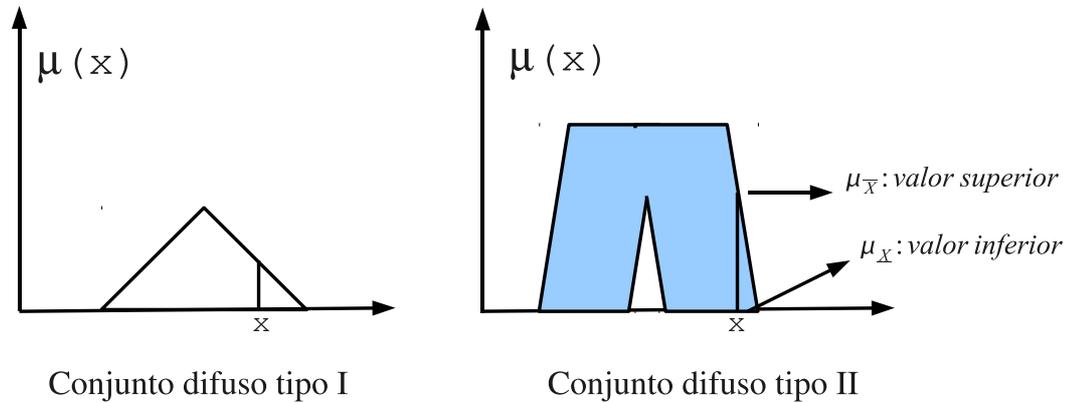


Figura 5.4. Conjuntos difusos para la lógica tipo I y II.

ello a este tipo se le denomina intervalo tipo II. En concreto, se tendrán dos valores: uno superior,  $\mu_{\bar{x}}(x)$  y uno inferior,  $\mu_{\underline{x}}(x)$ . Por tanto, para los intervalos del tipo II se tendrá, para cada valor de la variable de entrada, un intervalo posible de salida para el conjunto difuso. La medida de la incertidumbre se ve incrementada con este tipo de lógica. Los dos valores, máximos y mínimos que se obtienen a lo largo de todo el eje  $X$  permiten definir dos funciones que delimitan una superficie que se denomina en inglés *footprint of uncertainty* (FOU), tal y como se observa en la Fig. 5.5. Las dos funciones  $\underline{X}$  y  $\bar{X}$  que delimitan la zona o “huella” de incertidumbre (FOU), se denominan función de pertenencia inferior y superior respectivamente. Como se puede observar en la Fig. 5.5 se podría decir que son dos conjuntos difusos tipo I.

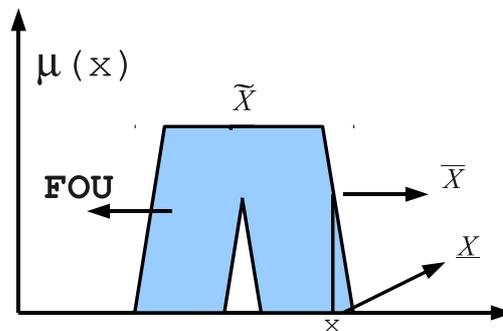


Figura 5.5. Ilustración de la zona de incertidumbre (FOU).

Los intervalos difusos tipo II son particularmente útiles cuando es difícil determinar una función exacta de pertenencia o, cuando a la hora del modelado, diferentes variables puedan dar opciones contradictorias hacia la salida propuesta.

El sistema difuso empleado en esta tesis para la lógica tipo II es ligeramente distinto al presentado en la Fig. 5.2. En concreto, el sistema incorpora un bloque nuevo tal y como se representa en la Fig. 5.6.

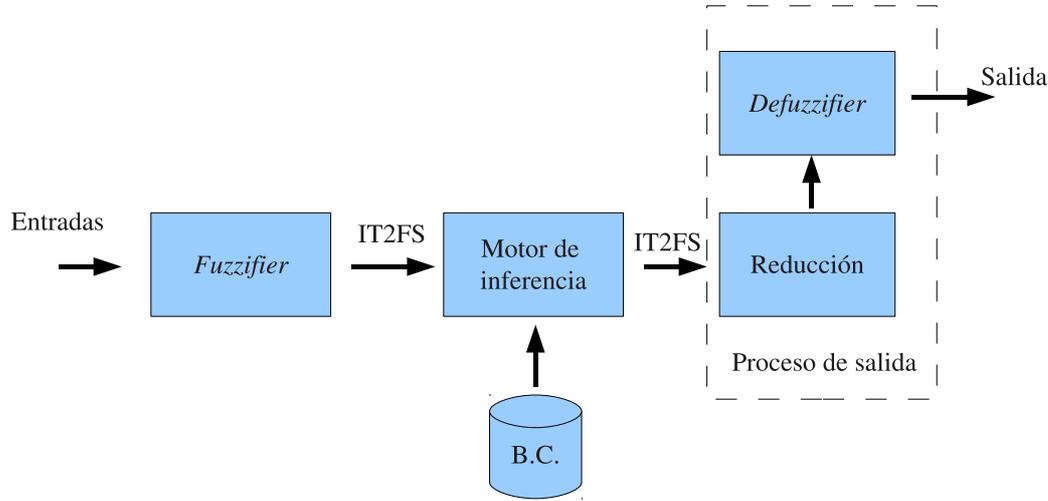


Figura 5.6. Sistema difuso tipo II.

En el nuevo esquema de la Fig. 5.6 lo primero que se realiza es una transformación de las variables de entrada reales a conjuntos difusos tipo II (mediante el bloque *fuzzifier*). Estos conjuntos (*Interval fuzzy set 2* o *ITFS2*) se procesan en el motor de inferencia con las reglas asociadas en la base de conocimiento para generar una salida, también de tipo II. Esta salida, a su vez, debe ser procesada y convertida en conjuntos difusos tipo I. Esto se realiza a través de la incorporación del nuevo bloque (reducción) que dará la entrada al bloque final cuya aplicación permitirá generar el valor exacto o el intervalo, según esté configurado el sistema.

El problema general que no permite utilizar la lógica tipo II es la complejidad matemática de la misma. Esto se puede evitar empleando los intervalos tipo II [Wu, 2010]. Al fin y al cabo este tipo de lógica es una función que aplica números reales a números reales. A continuación se desarrolla el modelo matemático presentado en [Wu, 2010] que considera que existen  $N$  reglas,  $I$  variables de entrada y la salida se denomina  $z$ , de tal forma que la regla  $n$ -ésima,  $R_n$ , se puede formular como:

$$R^n : SI (x_1 \text{ es } \tilde{X}_1^n) \text{ y } \dots \text{ y } (x_I \text{ es } \tilde{X}_I^n) \text{ ENTONCES } z \text{ es } \tilde{Z}_n \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (5.3)$$

donde  $\tilde{X}_i^n$   $i = 1, \dots, I$  son los conjuntos difusos de intervalos tipo II, y  $Z_n = [\underline{z}^n, \bar{z}^n]$  son los centroides (centro de masa) del conjunto difuso de salida.

En muchas ocasiones sólo se usa un valor numérico y no un intervalo, es decir,  $\underline{z}^n = \bar{z}^n$ , pero en la aplicación de esta tesis se utilizan los dos valores del intervalo.

Si consideramos el vector de entrada  $\mathbf{x}' = x'_1, \dots, x'_I$ , los pasos que hay que seguir para obtener la salida son:

- Calcular la función de pertenencia de cada entrada, es decir, para todas las  $x'_i$  de cada  $\tilde{X}_i^n$  se computa  $[\mu_{\underline{X}_i^n}(x'_i), \mu_{\bar{X}_i^n}(x'_i)]$ , con  $i = 1, \dots, I$  y  $n = 1, \dots, N$ .

- Para cada regla  $n$ , es necesario calcular su salida a partir de cada una de las entradas, esto es, hay que calcular cada  $F^n(\mathbf{x}')$  como:

$$F^n(\mathbf{x}') = [\mu_{\underline{X}_1^n}(x'_1) \cdots \mu_{\underline{X}_I^n}(x'_I), \mu_{\bar{X}_1^n}(x'_1) \cdots \mu_{\bar{X}_I^n}(x'_I)] \equiv [\underline{f}^n, \bar{f}^n], \quad n = 1, \dots, N \quad (5.4)$$

donde  $\underline{f}$  y  $\bar{f}$  son las funciones de pertenencia inferior y superior respectivamente. En la ecuación 5.4 se ha empleado el producto para obtener la salida única a partir de las entradas múltiples, pero se pueden usar otros operadores matemáticos como el mínimo o el máximo.

- Para combinar las distintas reglas y sus consecuentes, existen muchas técnicas. La más usada por la literatura es la del centro de los conjuntos (COS, *Center-Of-Sets* en inglés) [Mendel, 2001]:

$$Z_{COS}(\mathbf{x}') = \bigcup_{\substack{f^n \in F^n(x') \\ z^n \in Z^n}} \frac{\sum_{n=1}^N f^n z^n}{\sum_{n=1}^N f^n} = [z_{min}, z_{max}] \quad (5.5)$$

donde  $z_{min}$  y  $z_{max}$  son los valores inferiores y superiores del conjunto final, una vez combinadas las reglas y los conjuntos difusos. Estos valores para  $z_{min}$  y  $z_{max}$  se pueden obtener mediante el algoritmo de Karnik-Mendel [Mendel, 2001]. Este algoritmo se explica en el Apéndice B.

- Si se quiere un valor único para la salida, se toma el valor medio del intervalo de salida:

$$z = \frac{z_{min} + z_{max}}{2} \quad (5.6)$$

En nuestra aplicación de la lógica difusa a las redes MANET, el nodo móvil perteneciente a la red *ad hoc* tiene que calcular las expresiones para  $z_{min}$  y  $z_{max}$  y, a partir de estos datos, decidir si reenvía el mensaje MRA o no. Las variables de entrada que se proponen para dicho cálculo se analizan en la siguiente sección.

### 5.3 Parámetros de entrada

En esta tesis se va a utilizar un sistema experto basado en lógica difusa tipo II que sea capaz de mejorar los distintos mecanismos adaptativos de interconexión a Internet presentados en capítulos previos. En nuestros trabajos anteriores, se ha demostrado que las tecnologías *fuzzy* pueden ayudar a la mejora de parámetros en redes MANETs [Trujillo y otros, 2008b][Trujillo y otros, 2008a][Yuste y otros, 2009a][Yuste y otros, 2010a]. Como se ha comentado en esas propuestas la pasarela es el elemento que decide cuándo enviar los mensajes en función de varios parámetros. En lugar de ajustar el tiempo de emisión de los mensajes de difusión MRA, ahora los nodos usan técnicas de inteligencia artificial para decidir si reenvían el mensaje MRA o no.

Las entradas necesarias para el sistema difuso que aparece en la Fig. 5.6 las debe extraer el nodo a partir de la información que pueda recopilar de la red sin hacer uso de ningún nuevo mensaje de control que pueda añadir sobrecarga al sistema y aumentar la probabilidad de las interferencias en el medio aéreo, así como violar los protocolos propuestos hasta la fecha. Los valores de las variables están normalizados en el intervalo  $[0, 1]$ , y la salida también consistirá en valores en el mismo intervalo. Tras generar la salida, esta se procesará para decidir el reenvío o no del mensaje MRA.

Las variables de entrada al sistema de decisión se han elegido para contemplar varias características importantes de las redes *ad hoc*:

- El tiempo de vida del enlace hacia la pasarela.
- La longitud de las rutas.
- El número de enlaces activos respecto del total de fuentes.
- El cociente entre el número de paquetes erróneos y el número de peticiones de nuevas rutas.

Todas las variables tendrán como conjuntos de entrada valores similares a los representados en la Fig. 5.7. Siguiendo la notación tradicional de la lógica difusa se tendrán los valores siguientes: muy bajos, bajos, medios, altos y muy altos. Los conjuntos estarán definidos a partir de sus funciones de pertenencia superior e inferior (FOU) de tipo trapezoidal.

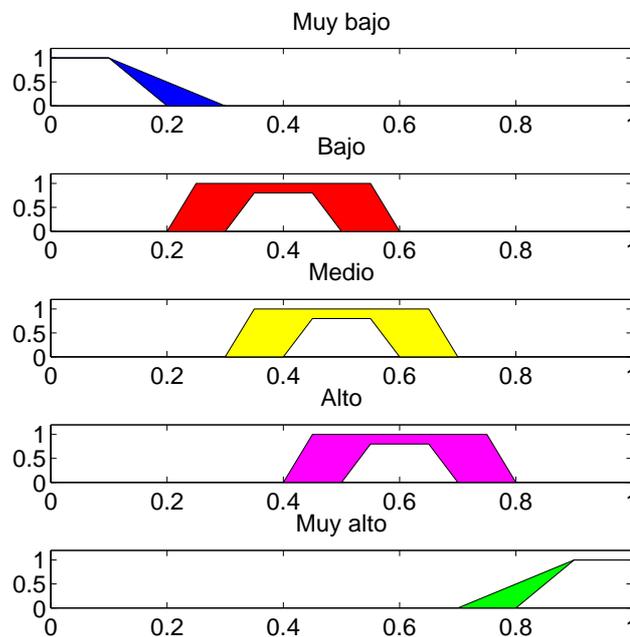


Figura 5.7. Valores para los conjuntos difusos usados en la simulación.

Cada una de las variables citadas anteriormente pasarán a transformarse en un conjunto difuso empleando las funciones representadas en la Fig. 5.7. En los siguientes sub-apartados se procederá a explicar el significado de cada una de estas variables.

La variable de salida  $z$  también viene determinada por conjuntos difusos tipo II, en este caso el valor de los dos umbrales se obtendrá mediante el proceso matemático ya comentado en la sección anterior. Los valores de los tres conjuntos usados se encuentran en la Fig. 5.8. En nuestro análisis se ha optado por utilizar sólo tres conjuntos, denominados *bajo*, *medio*, *alto* que determinarán la salida del sistema.

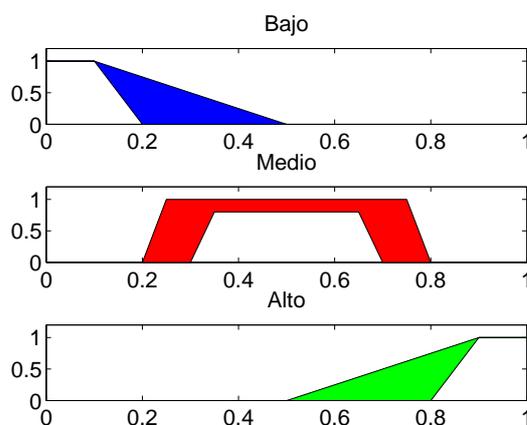


Figura 5.8. Valores para los conjuntos difusos de salida usados en la simulación.

En las siguientes subsecciones se describirán las distintas variables de entrada utilizadas en el sistema difuso. Se han elegido todas las variables de tal forma que su dominio estén dentro del intervalo  $[0, 1]$ . Así no resulta necesario un proceso de normalización de estas variables.

### 5.3.1 El tiempo de vida del enlace hacia la pasarela

En el capítulo anterior se estimó el tiempo de vida residual de los enlaces que comunican un nodo con la pasarela. En este caso, se va a calcular la probabilidad de que un enlace dure más de  $T$  segundos, siendo  $T$  el intervalo de envío periódico de los paquetes de control MRA. El enlace será aquel que una el nodo, que debe decidir si retransmitir el MRA, con el nodo MANET que ha recibido dicho MRA. La toma de datos para esta operación es sencilla: en la tabla de encaminamiento hacia las pasarelas se añade una nueva variable temporal. Esta variable temporal indicará el momento en el cual se establece el enlace con el nodo vecino identificado en la tabla como siguiente salto en la ruta hacia la pasarela. El valor de esta variable se irá incrementando a medida que pasa el tiempo, hasta que se den alguna de las tres situaciones siguientes: que se pierda la ruta hacia Internet, que se cambie de pasarela o que se encuentre una ruta mejor con un siguiente salto distinto al actual, es decir, que se cambie el nodo que ocupa el primer lugar en la ruta hacia la pasarela. En

ese momento, se calcula la diferencia entre el valor de esta variable y el tiempo actual, guardándose esta diferencia en un vector. Si a la variable estadística que recopila estos tiempos se la denomina  $v$  (vida), la entrada al sistema de decisión será la probabilidad de que el enlace actual a la pasarela dure más de  $T$  segundos, es decir, que la probabilidad de que  $v$  sea mayor que  $age + T$ , donde  $age$  (edad) es el tiempo que lleva activo el enlace hasta el momento. Esta probabilidad se calcula mediante la siguiente fórmula:

$$p = Pr(v > (age + T) / v > age) = \frac{Pr(v > age + T)}{Pr(v > age)} \quad (5.7)$$

Como se observa en la Ec. 5.7 se trata de una probabilidad condicionada, pues sólo interesa conocer la probabilidad de que la vida del enlace supere la edad actual ( $age$  en la ecuación) más el valor del intervalo  $T$ . Con esto, se puede evaluar la estabilidad futura de la ruta estimando la probabilidad de que haya que comenzar un nuevo proceso bajo demanda por pérdida de la ruta.

La expresión 5.7 se puede calcular como:

$$p = \frac{\int_{age+T}^{\infty} P(t)dt}{\int_{age}^{\infty} P(t)dt} \quad (5.8)$$

Para calcular la expresión anterior, es necesario conocer la función de densidad de probabilidad,  $P(t)$ , que sigue la variable  $v$ . Como se demostró en la sección 4.2, esta variable puede aproximarse por una distribución lognormal, que se puede caracterizar por su media ( $\mu$ ) y su desviación típica ( $\sigma$ ) de forma que:

$$P(t) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma t}} e^{-\frac{(\ln(t)-\mu)^2}{2\sigma^2}} \quad (5.9)$$

Sustituyendo la Ec. 5.9 en la Ec. 5.8 e integrando se obtiene:

$$p = \frac{\left[ -\frac{\sqrt{\sigma}}{2} erf\left(\frac{\mu - \ln(t)}{\sqrt{2\sigma}}\right) \right]_{t=age+T}^{t=\infty}}{\left[ -\frac{\sqrt{\sigma}}{2} erf\left(\frac{\mu - \ln(t)}{\sqrt{2\sigma}}\right) \right]_{t=age}^{t=\infty}} \quad (5.10)$$

donde  $erf(t)$  es la función error.

Sustituyendo en la Ec. 5.10, se tiene que:

$$p = \frac{\frac{\sqrt{\sigma}}{2} + \frac{\sqrt{\sigma}}{2} erf\left(\frac{\mu - \ln(age+T)}{\sqrt{2\sigma}}\right)}{\frac{\sqrt{\sigma}}{2} + \frac{\sqrt{\sigma}}{2} erf\left(\frac{\mu - \ln(age)}{\sqrt{2\sigma}}\right)} \quad (5.11)$$

Por último, simplificando la Ec. 5.11 se obtiene la expresión final para la probabilidad de que el enlace permanezca activo durante  $T$  segundos adicionales:

$$p = \frac{1 + erf\left(\frac{\mu}{\sqrt{2\sigma}} - \frac{1}{\sqrt{2\sigma}} \ln(age + T)\right)}{1 + erf\left(\frac{\mu}{\sqrt{2\sigma}} - \frac{1}{\sqrt{2\sigma}} \ln(age)\right)} \quad (5.12)$$

Si sólo se tuviera en cuenta esta variable para decidir si el mensaje MRA se reenvía o no, se necesitaría comparar con un valor umbral, es decir, si  $p > u_p$  se retransmitiría el mensaje MRA y si  $p \leq u_p$  no se retransmitiría, donde  $u_p$  sería el umbral que se debe elegir. En la elección del umbral de decisión,  $u_p$ , se tendrían dos límites bien definidos:

- Si  $u_p$  es muy pequeño o nulo, se retransmitirán todos los mensajes y se estaría ante un protocolo preventivo o proactivo puro.
- Si  $u_p$  es muy alto, cercano a uno, no se retransmitirá casi ningún mensaje y se estaría ante un protocolo casi reactivo o bajo a demanda (resultaría en la práctica un protocolo híbrido con retransmisión a un sólo salto).

En nuestra aplicación no es necesario definir un umbral, pero habrá que considerar que se debe introducir como entrada al sistema difuso. Las reglas que se asocien con esta variable deben considerar que si el valor de  $p$  es alto, la ruta será muy estable y sería muy conveniente que los nodos con dicho valor reenviasen los mensajes *MRA*, ya que se considera que las rutas almacenadas en los nodos van a seguir siendo válidas durante un valor similar a  $T$  segundos. Si el valor de  $p$  es bajo no se debe reenviar el mensaje MRA ya que se estima que las rutas están a punto de romperse. Por tanto, este parámetro es de una importancia crucial. De hecho, al estar relacionado con el tiempo de vida residual de las rutas, ya se puede intuir que su uso puede contribuir a la mejora de las técnicas adaptativas.

### 5.3.2 La longitud de las rutas

Uno de los parámetros que más influyen en la duración de las rutas es la longitud de estas. Es lógico pensar que el tiempo de vida de las rutas disminuya cuando su longitud aumenta. El nodo podría sacar beneficio del conocimiento exacto del tiempo de establecimiento y de ruptura de la ruta hacia la pasarela. Lo deseable sería que el nodo móvil pudiera conocer la duración de la ruta. Sin embargo este valor es imposible de conseguir con los protocolos de encaminamiento actuales, ya que sería necesario una gran cantidad de mensajes de control para conocerla, así como tener un conocimiento preciso del movimiento de los nodos y de los problemas de propagación. En [Pascoe-Chalke y otros, 2010] se establece un modelo para estimar la duración de una ruta, pero se necesitan conocimientos del escenario de aplicación de la red que no se tienen de forma real por parte del nodo (como es la distancia inicial que separa los dos nodos que se comunican). Sin embargo, la longitud de la ruta (siempre entendida como el número de saltos) es sencilla de determinar por parte del nodo que actúa como retransmisor de datos. El nodo conoce la distancia a la cual se encuentra el nodo fuente de datos (se determina fácilmente a partir del valor de los TTL de los paquetes) así como la distancia a la pasarela a través del campo `saltos` del mensaje MRA (ver Fig. 2.7). Es por ello que se elige este parámetro como entrada al sistema difuso. En concreto, el valor de entrada al sistema de decisión,  $L$ , será el siguiente:

$$L = \frac{d}{d+h} \quad (5.13)$$

donde  $d$  es la distancia a la fuente de datos y  $h$  la distancia a la pasarela. Conviene recordar en este punto que este parámetro será calculado por los nodos para decidir si retransmite

o no el MRA independientemente si el nodo actúa o no como fuente de datos.

En la Fig. 5.9 se muestra un ejemplo del cálculo de esta expresión. A la izquierda de la figura se encuentra la pasarela, mientras que a la derecha se tiene un nodo que transmite datos hacia Internet. Debajo de cada nodo se encuentran los valores para  $d$  y  $h$ . Estos valores los obtiene el nodo a partir del mensaje MRA o del propio paquete de datos. La distancia a la pasarela ( $h$ ) irá aumentando a medida que se alejan los nodos de ella. Si un nodo reenvía paquetes provenientes de más de una fuente de datos, se propone utilizar la distancia ( $d$ ) a la fuente más lejana. Las reglas que se introduzcan en el sistema difuso deben considerar que si este valor es elevado, se necesitará transmitir el mensaje MRA con más frecuencia, ya que las rutas largas implican menores tiempos de duración de las mismas y las fuentes de datos demandarán dichas rutas.

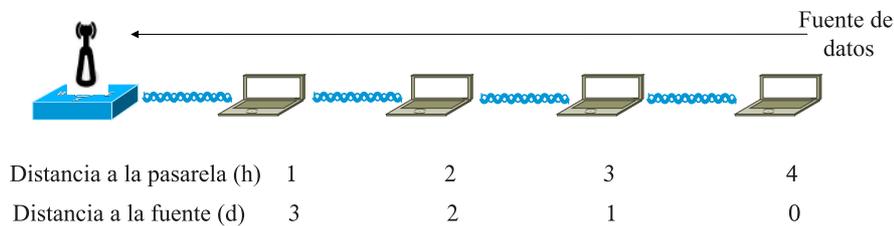


Figura 5.9. Cálculo de la longitud normalizada entre la distancia a las fuentes de datos y las pasarelas.

### 5.3.3 El número de enlaces activos respecto del total de fuentes

Esta métrica viene determinada por el cociente entre el número de fuentes de datos cuyos paquetes un nodo móvil está retransmitiendo y el número de enlaces distintos por los que le llega esa información. Así si un nodo móvil que actúa como retransmisor de paquetes de datos está unido con muchas fuentes de tráfico a través de distintos enlaces, habrá mayor necesidad de retransmitir mensajes MRA para actualizar las rutas. Además este reenvío será más eficiente ya que la información contenida por el MRA será aprovechada por más rutas. La métrica sería la siguiente:

$$UEED = \frac{NF}{NF + NE} \tag{5.14}$$

donde  $UEED$  es el uso de los enlaces de entrada de datos,  $NE$  es el número de enlaces distintos por el que llegan los paquetes de las fuentes y por último  $NF$  es el número de fuentes que se comunican con la pasarela a través del nodo móvil.

En la Fig. 5.10 se muestran dos ejemplos del cálculo de este parámetro. Al nodo móvil etiquetado como NM2 le llegan datos desde 3 fuentes distintas, pero sólo a través de dos enlaces. El nodo etiquetado como NM1 reenvía mensajes procedentes de tres fuentes pero a través de un sólo enlace. El nodo NM1 tiene un valor para  $UEED$  de  $3/4$  mientras que el valor para el nodo NM2 es de  $3/5$ . En este caso, el primer nodo tendrá mayor necesidad de enviar el mensaje MRA que el segundo. Este segundo nodo tiene mayor probabilidad

de que algunas fuentes pierdan la ruta al estar más alejado de la fuente y con más enlaces que se pueden perder. Las reglas que utilicen *UEED* deberán tener en cuenta que un valor más alto para esta métrica implicará una mayor necesidad de retransmitir el mensaje MRA, puesto que el uso del enlace es más intensivo. Así, se anunciarán con más frecuencia aquellas rutas que compartan enlaces hacia la pasarela, ya que, la retransmisión del MRA será más beneficiosa al afectar a un mayor número de fuentes de datos.

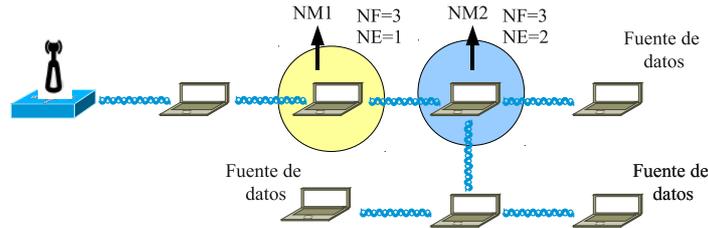


Figura 5.10. Cálculo de la métrica denominada uso de los enlaces de entrada de datos.

### 5.3.4 El cociente entre los paquetes de ruta erróneos y las rutas solicitadas.

En [Natsheh y otros, 2006] se utilizan distintas métricas para mejorar, mediante un controlador difuso, el tiempo de vida de las rutas cuando el protocolo de encaminamiento es AODV. Basándonos en una de estas métricas, se va a utilizar la siguiente variable como entrada al sistema de decisión difuso:

$$RPC = 1 - \frac{PE}{PE + PS} \quad (5.15)$$

donde *RPC* es la relación de paquetes de control, definido como el cociente entre los paquetes de error, *PE*, (en AODV los paquetes RERR generados) y los paquetes de solicitud de rutas, *PS* (en este caso los paquetes MRS retransmitidos).

Un valor bajo de *RPC* será indicio de que las rutas duran muy poco tiempo, con lo cual se originan muchos mensajes de error. En estos casos el envío insistente de mensajes MRA no sería adecuado. Un valor alto de *RPC*, por contra, sería señal de que las rutas son muy estables y la ruta generada por el MRA es más rentable.

## 5.4 Reglas usadas en el sistema de decisión difuso

Las reglas que se han usado en el sistema difuso se han fundamentado en el conocimiento adquirido previamente por los autores y, sobre todo, a través de una encuesta que ha sido completada por distintos investigadores con experiencia en redes *ad hoc*. Las encuestas se realizaron a investigadores del Departamento de Electrónica de la Universidad de Málaga y del Departamento de Ingeniería de Telecomunicación de la Universidad de Jaén. En la encuesta simplemente habría que determinar las reglas que más importancia tendrían desde el punto de vista de cada uno de los encuestados, cuando las variables a usar eran las presentadas en la sección anterior. Este procedimiento es similar al usado en [Liang y

otros, 2000] para determinar las mejores reglas para desarrollar un sistema de control de conexiones en ATM. El sistema difuso utilizado se trata de un sistema experto basado en reglas. Se han elegido sólo 15 reglas de todas las posibles combinaciones, ya que el número de posibles reglas considerando sólo las entradas es de  $5^4$  (cada una de las cuatro variables puede tomar cinco valores distinto<sup>1</sup>, es decir, alguna de las cinco posibilidades para cada conjunto difuso de la Fig. 5.7). Este valor es inviable para operar en un nodo de una red *ad hoc* por las limitaciones de memoria y de cálculo. Independientemente del número de reglas que se consideren para el sistema difuso siempre se puede realizar un proceso de muestreo de las variables de entrada y de salida para almacenarlos en la memoria del nodo móvil. Otra alternativa, no empleada en esta tesis, es entrenar un perceptrón multicapa y de esta manera, disminuir las necesidades de memoria a usar en el nodo.

Las reglas tienen en cuenta que las mejores rutas son aquellas más estables, por tanto un valor alto de la salida indicará mayor probabilidad de estabilidad de la ruta. Las reglas que se han usado son las siguientes:

Reglas
Si <b>p</b> es alto entonces <b>z</b> es alto.
Si <b>p</b> es muy bajo Y <b>L</b> es bajo Y <b>UEED</b> es bajo Y <b>RPC</b> es bajo entonces <b>z</b> es bajo.
Si <b>p</b> es bajo Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es medio Y <b>RPC</b> es medio entonces <b>z</b> es medio.
Si <b>p</b> es medio Y <b>L</b> es alto Y <b>UEED</b> es alto Y <b>RPC</b> es alto entonces <b>z</b> es alto.
Si <b>p</b> es medio Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es bajo Y <b>RPC</b> es medio entonces <b>z</b> es medio.
Si <b>p</b> es muy bajo Y <b>L</b> es bajo Y <b>UEED</b> es muy bajo Y <b>RPC</b> es bajo entonces <b>z</b> es bajo.
Si <b>p</b> es alto Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es medio Y <b>RPC</b> es medio entonces <b>z</b> es alto.
Si <b>p</b> es alto Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es bajo Y <b>RPC</b> es medio entonces <b>z</b> es medio.
Si <b>p</b> es bajo Y <b>L</b> es muy bajo Y <b>UEED</b> es muy bajo Y <b>RPC</b> es muy bajo entonces <b>z</b> es bajo.
Si <b>p</b> es muy alto Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es muy alto Y <b>RPC</b> es medio entonces <b>z</b> es alto.
Si <b>p</b> es muy alto Y <b>L</b> es medio Y <b>UEED</b> es bajo Y <b>RPC</b> es bajo entonces <b>z</b> es medio.
Si <b>p</b> es medio Y <b>L</b> es muy bajo Y <b>UEED</b> es muy bajo Y <b>RPC</b> es muy bajo entonces <b>z</b> es bajo.
Si <b>p</b> es alto Y <b>L</b> es alto Y <b>UEED</b> es alto Y <b>RPC</b> es muy alto entonces <b>z</b> es alto.
Si <b>p</b> es medio Y <b>L</b> es bajo Y <b>UEED</b> es medio Y <b>RPC</b> es bajo entonces <b>z</b> es medio.
Si <b>p</b> es bajo Y <b>L</b> es bajo Y <b>UEED</b> es muy bajo Y <b>RPC</b> es muy bajo entonces <b>z</b> es bajo.

Tabla 5.1. Reglas para el sistema experto.

<sup>1</sup>Se trataría de variaciones con repetición de 5 elementos tomados de 4 en 4.

### 5.5 Aplicación a la interconexión con Internet

Cuando van a enviar datos a redes externas, los nodos de la red MANET deben saber en todo momento su dirección global y la pasarela que tienen asociadas. Como se indica en capítulos previos, se obtienen estos datos a partir de la recepción de los mensajes *MRA* generados por las pasarelas. Un reenvío eficiente de estos mensajes puede lograr, como se pone de manifiesto en el capítulo 4, que se mejoren sustancialmente las prestaciones que ofrecen las redes *ad hoc*. En este sentido, con la incorporación del sistema lógica difusa tipo II propuesto, los nodos móviles pueden conocer las rutas más estables cada vez que les llegue un mensaje *MRA*. La salida del sistema de decisión se comparará con un umbral. Si se sobrepasa éste, se retransmitirá el mensaje y en caso contrario se eliminará. Con esto se logra que sólo se difundan las rutas estables tal y como ha sido configurado. La salida del mismo vendría dada por dos valores límites  $Z_{min}$  y  $Z_{max}$ . Estos dos valores los usará el nodo móvil de distinta forma, comparándolos con dos umbrales distintos de la siguiente manera:

- Si el nodo está retransmitiendo datos de otros nodos, se tiene que asegurar que no se pierda la ruta. Con ese objetivo es necesario retransmitir más veces este mensaje *MRA*, por tanto, se compara  $Z_{min}$  con un umbral prefijado  $U_{datos}$ . Se entiende que un nodo retransmite datos cuando ha mandado, al menos, un paquete de datos desde el último *MRA* recibido.
- Si el nodo no está retransmitiendo datos, sólo interesa que se retransmitan mensajes por rutas con alta probabilidad de mantenerse, para que, si un nodo necesita comunicarse con Internet, tenga una ruta activa adecuada y evite procesos bajo demanda. Para ello, se compara  $Z_{max}$  con otro umbral  $U_{libre}$ .

Los valores de  $U_{datos}$  y  $U_{libre}$  se han decidido heurísticamente tras distintas simulaciones de prueba, como se verá en el apartado 5.6. A modo de resumen del proceso, la Fig. 5.11 ilustra los pasos que tiene que completar el nodo a la hora de decidir el reenvío de los mensajes *MRA*.

### 5.6 Configuración de los umbrales $U_{datos}$ y $U_{libre}$

La configuración de los umbrales  $U_{datos}$  y  $U_{libre}$  se va a realizar de forma heurística, a través de un exhaustivo proceso de simulación. En primer lugar hay que determinar el tipo de movilidad empleado por los nodos móviles. De entre los distintos modelos de movilidad conocidos, el que se ha elegido para comprobar (mediante simulación) la validez de la lógica difusa tipo II a la hora de interconectar redes *ad hoc* a Internet fue presentado en [Le~Boudec y Vojnovic, 2006]. Este tipo de movilidad incorpora otros tipos de movimientos muy estudiados como el *Random Waypoint Model* [Bettstetter y otros, 2003] o el *Random walk* [Chiang y Shenoy, 2004], aunque lo adaptan a escenarios más realistas. En la mayoría de los modelos de movilidad, el movimiento individual medio de los nodos varía a lo largo del tiempo hasta converger a un régimen estacionario o distribución estacionaria. Cuando se realizan simulaciones con estos modelos el régimen transitorio y el estacionario puede dar lugar a respuestas muy diversas de los protocolos bajo prueba, pudiendo variar los

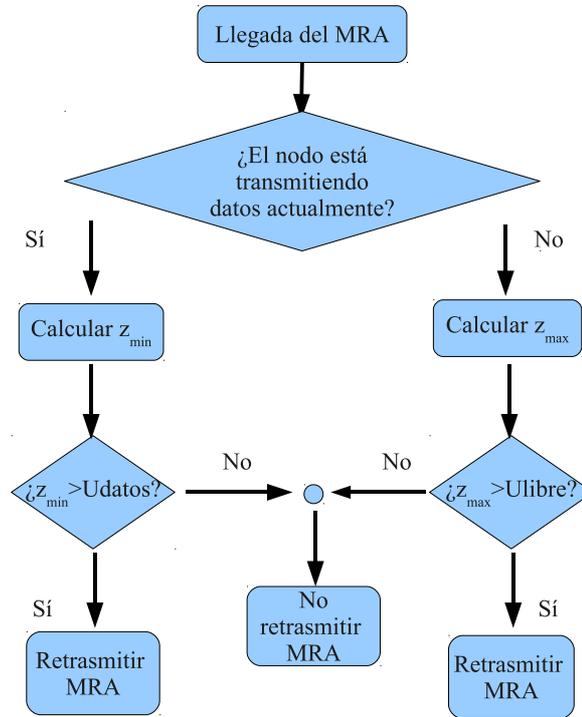


Figura 5.11. Diagrama de flujo para determinar el reenvío del mensaje MRA.

resultados de forma muy significativa si no se comprueba la llegada y mantenimiento en dicho régimen estacionario. La principal ventaja del modelo de movilidad seleccionado para estas pruebas es que consigue, desde el instante inicial, que los nodos móviles tengan ya la distribución estacionaria o final. Por lo tanto, al utilizar este modelo se asegura que los distintos protocolos que se simulan obtengan las mismas características medias durante todo el tiempo de simulación, evitándose intervalos de *warm-up* o calentamiento que permitan despreciar los efectos del transitorio.

Los valores de los dos parámetros necesarios para determinar los umbrales de decisión  $U_{datos}$  y  $U_{libre}$  se han obtenido mediante simulaciones. Se han elegido varios escenarios y se han obtenido los valores medios para las tres métricas ya empleadas en el capítulo anterior y que se resumen a continuación:

- Tasa de pérdida de paquetes. Cociente entre datos que se han perdido y el total de datos enviados por las distintas fuentes.
- Retardo extremo a extremo.
- Sobrecarga normalizada. Se define como el número de paquetes de control dividido por el número de paquetes de datos recibidos. En este sentido, se contabiliza como nuevo cada paquete de control que es retransmitido por un nodo móvil.

Los valores para los dos umbrales,  $U_{datos}$  y  $U_{libre}$ , varían desde cero hasta uno. En el caso de que el umbral sea nulo, se retransmitirán todos los paquetes MRA, originando un mecanismo preventivo de tipo puro. En el caso de que los umbrales se igualen a uno, no se retransmitirán paquetes MRA, resultando en un mecanismo híbrido con un valor del TTL igual a uno, es decir, casi un mecanismo bajo demanda puro, pues sólo los nodos a un salto de la pasarela recibirían los mensajes MRA.

El escenario de simulación varía ligeramente del empleado en el capítulo anterior. Las características de la simulación se reflejan en la Tabla 5.2.

Área de Simulación	1200 x 1200 $m^2$
Rango de Transmisión	250 m
Tiempo de Simulación	1000 s
Número de simulaciones por cada punto	45
Método de Integración	<i>Global Connectivity</i>
Protocolo <i>ad hoc</i>	AODV ( <i>Ad Hoc On Demand Distance Vector Routing</i> ) Reparación Local deshabilitada ActiveRouteTimeout 10 s
Capa de enlace	Habilitada la detección en la capa de enlace 802.11 RTS/CTS habilitado
Patrón de movilidad	Máxima velocidad: 2-10 m/s Tiempo de pausa: 10 s Velocidad mínima 1 m/s
Tráfico de datos	10 fuentes VBR simultáneas Cociente de actividad de la fuente 50 % Tiempo medio de fuente activa 5 s Duración de cada fuente 100 s 9.6 kbps Longitud del paquete 120 bytes
Número de nodos	100
Coordenadas de las pasarelas	(300,300) m y (900,900) m
Modelo de movilidad	<i>Random Trip</i>

**Tabla 5.2.** Características de las simulaciones para las pruebas de configuración.

El modelo de movilidad utilizado es el denominado *Random Trip* [Le Boudec y Vojnovic, 2005]. La principal ventaja de este modelo frente a los empleados está relacionado con la estabilidad del mismo. Los autores aseguran que en este modelo el régimen es estable durante toda la simulación. Para más detalles ver el Anexo C.

Se han usado cinco escenarios para cada una de las velocidades bajo estudio, de tal forma que los valores representados en las siguientes figuras son los valores medios obtenidos en cada una de las simulaciones. Por otro lado, cada uno de los puntos que se representan en las gráficas representa la media de 45 simulaciones (5 ejecuciones para cada una de

las 9 velocidades mínimas posibles de los nodos). Posteriormente, se realizarán nuevas simulaciones diferenciando las velocidades de los nodos móviles.

En la Fig. 5.12 se muestra el retraso extremo a extremo de los paquetes de las pruebas de configuración de los umbrales en el eje  $Z$ , mientras que en el eje  $X$  se encuentra la variable  $U_{datos}$  y en el eje  $Y$  la variable  $U_{libre}$ . Cuando los dos valores de estas variables son bajos, el retardo extremo a extremo es mínimo, esto es debido a que se retransmiten muchos paquetes  $MRA$ , lo que implica que las rutas son en su mayoría recientes y por tanto, tendrá una probabilidad baja de romperse y, lo que es más importante, casi todos los nodos tendrán rutas activas, evitando el uso de mecanismos bajo demanda. Esta mejora es consecuencia de un aumento de la sobrecarga. Cuando los dos umbrales crecen el retraso también lo hace. Este crecimiento es más acusado cuando se aumenta el umbral  $U_{datos}$ , de tal forma que valores superior a 0.5 ya introducen un retraso muy elevado, pasando la latencia (que parece crecer exponencialmente) a multiplicarse por diez desde su valor mínimo.

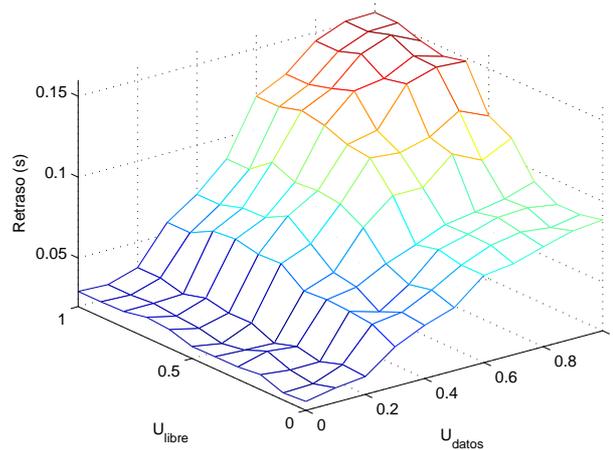


Figura 5.12. Retraso extremo a extremo para las simulaciones de configuración.

Las pérdidas obtenidas a través de las distintas simulaciones se encuentran en la Fig. 5.13. En este caso, el comportamiento es muy errático, pues sólo se observa que elevados valores de  $U_{libre}$  deterioran algo esta métrica. Esto se debe a que los nodos móviles no tienen en su mayoría las rutas activas cuando van a comenzar a enviar datos, lo que hace que se inicien mecanismos bajo demanda y que los datos se acumulen en las colas de los distintos dispositivos, descartándose cuando se llenen estas. Los valores más altos se dan para umbrales  $U_{libre}$  cercanos a 1, los valores más bajos se dan cuando  $U_{datos}$  es bajo. En cualquier caso, la diferencia entre el valor máximo y el mínimo no es muy significativa. Esto es debido a que la tasa de paquetes no es excesivamente alta en relación al número de nodos, lo que hace que las pérdidas no sean significativas, ya que siempre existe un camino entre los nodos e Internet.

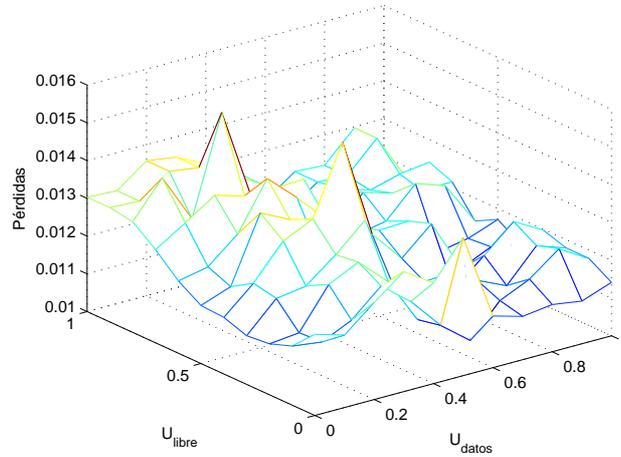


Figura 5.13. Pérdidas para las simulaciones de configuración.

La sobrecarga normalizada obtenida mediante las simulaciones se encuentran en la Fig. 5.14. Se observa claramente que valores muy pequeños de  $U_{datos}$  implican un aumento de la sobrecarga, lo mismo sucede con valores altos de  $U_{libre}$ . Esto se puede achacar en el primer caso, a que el número de mensajes *MRA* reenviados es excesivo, y en el segundo caso, a que se envían menos de los necesarios, iniciándose procesos bajo demanda. Valores medios de estos dos parámetros, en torno a 0.2 y 0.4, producen la mínima sobrecarga normalizada.

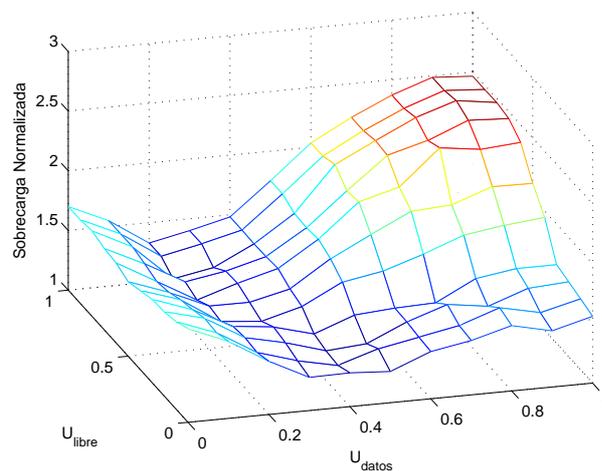


Figura 5.14. Sobrecarga normalizada para las simulaciones de configuración.

De las gráficas anteriores se deduce que es necesario un valor bajo para  $U_{datos}$  y un valor alto para  $U_{libre}$ , siempre que se quiera que las tres métricas utilizadas sean menores,

llegando a un compromiso entre retardo, pérdidas y sobrecarga. Por ejemplo, se podrían obtener valores muy bajos para el retardo, usando dos valores bajos para los parámetros de configuración, pero a costa de un aumento de la sobrecarga. Se ha optado por elegir 0.3 para  $U_{datos}$  y 0.8 para  $U_{libre}$ . Estos dos valores son los que se utilizan en las simulaciones que se muestran a continuación. Un valor relativamente bajo para  $U_{datos}$  implica que los nodos móviles que estén transmitiendo datos refresquen con más asiduidad sus rutas. En cambio, un valor alto para  $U_{libre}$  implica que, cuando una ruta no se está usando, sólo se difundan mensajes de control en aquellas zonas con una muy alta probabilidad de mantenimiento de enlaces con las pasarelas. Con esto se logra que se tengan rutas activas estables que pueden necesitar los nodos a la hora de transmitir datos incluso si previamente no estaban actuando como fuente de datos.

## 5.7 Comparativa con otros sistemas

Al igual que en el capítulo anterior, se ha simulado el algoritmo presentado en este capítulo denominado Sistema de Decisión Difuso (SDD) y se ha comparado con los tres siguientes para comprobar la bondad del algoritmo propuesto:

- Un mecanismo bajo demanda puro (REA). Se trata del mecanismo bajo demanda presentado por Wakikawa y otros [2006].
- *Regulated Mobility Degree* (RMD). Esta propuesta se presenta en la sección 3.2.4. Este esquema modifica el intervalo de envío de los mensajes MRA en función de la movilidad de los nodos.
- *Adaptive Distributed gateway Discovery* (ADD). Esta propuesta se presenta en la sección 3.2.7. En este esquema, los nodos deciden retransmitir los mensajes MRA en función de si tienen tráfico hacia Internet o no.
- Descubrimiento de Pasarelas basado en Enlaces Estables (DPEE). Es la propuesta presentada en el capítulo anterior (ver sección 4.4).

El escenario de simulación y las características del mismo es el definido en la Tabla 5.2 y se han calculado las mismas métricas que en el proceso de configuración del sistema de decisión difuso: retardo, tasa de pérdidas y sobrecarga normalizada. Para cada punto presentado en la figuras siguientes, es decir, para cada velocidad, se han realizado 50 simulaciones y se han calculado las medias obtenidas en cada uno de los escenarios. El número de simulaciones es amplio para lograr que los valores estadísticos obtenidos tengan un intervalo de confianza estrecho para una probabilidad del 95 %.

Se han realizado tres tipos de pruebas:

- Cambios de velocidad máxima. En estas pruebas se mantiene fija la tasa de datos que se envían y se va cambiando la velocidad máxima de los nodos móviles. Con esta prueba se verifica que el mecanismo funciona de igual forma a distintas velocidades.

- Cambios en la tasa de paquetes. En estas pruebas la velocidad máxima de los nodos se mantiene fija y se varía la tasa de envío de paquetes. Con esto se evalúa el comportamiento con tasas pequeñas, medias y altas.
- Cambios en la posición y número de pasarelas. Con esta prueba se comparan las distintas soluciones propuestas cuando se cambia el número de pasarelas que se usan en la red *ad hoc*.

### 5.7.1 Cambios en la velocidad máxima

Las pruebas que se han realizado han consistido en mantener todas las características presentes en la Tabla 5.2 y realizar simulaciones variando la velocidad máxima considerada. Como ya se ha comentado, la situación inicial de los nodos móviles utilizados en este apartado es completamente distinta al del apartado anterior de configuración de parámetros. El retardo extremo a extremo considerando las cinco propuestas se encuentra en la Fig. 5.15.

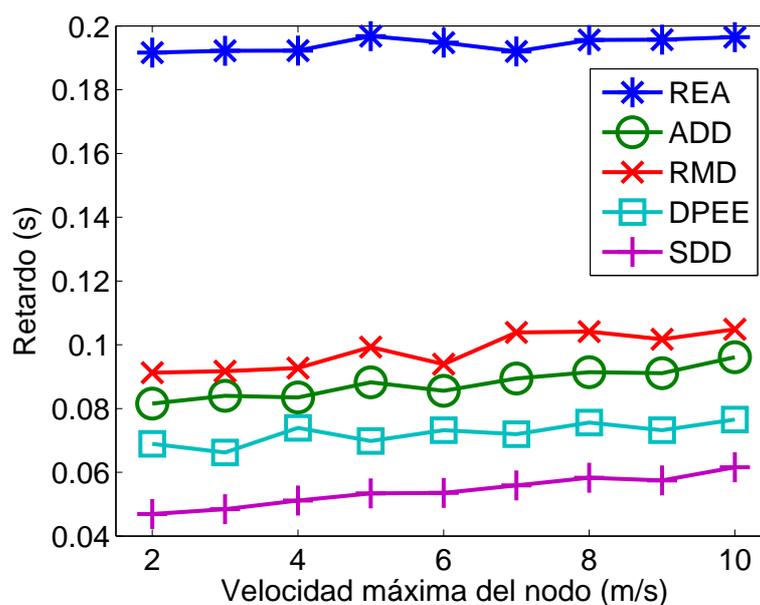


Figura 5.15. Latencia en función de la velocidad máxima.

Como era de esperar los algoritmos bajo demanda presentan una latencia considerable, que es disminuida sensiblemente con los algoritmos preventivos. ADD presenta mejores resultados que RMD, aunque por un escaso margen. Como era de esperar, DPEE mejora a los algoritmos anteriores como ya se demostró en el capítulo anterior. Por otro lado, SDD es sensiblemente inferior en cuanto a retardo respecto a las otras propuestas analizadas. La mejora del SDD se debe a que las rutas que tienen activas los nodos móviles son más estables que las rutas de los otros algoritmos, por el propio proceso de reenvío de mensajes

propiciados por el sistema de decisión difuso. Con esto se logra que las peticiones bajo demanda efectuadas sean mínimas y por tanto que la latencia sea mucho menor.

La tasa de pérdidas de las simulaciones efectuadas para los cinco métodos analizados se encuentra representada en la Fig. 5.16.

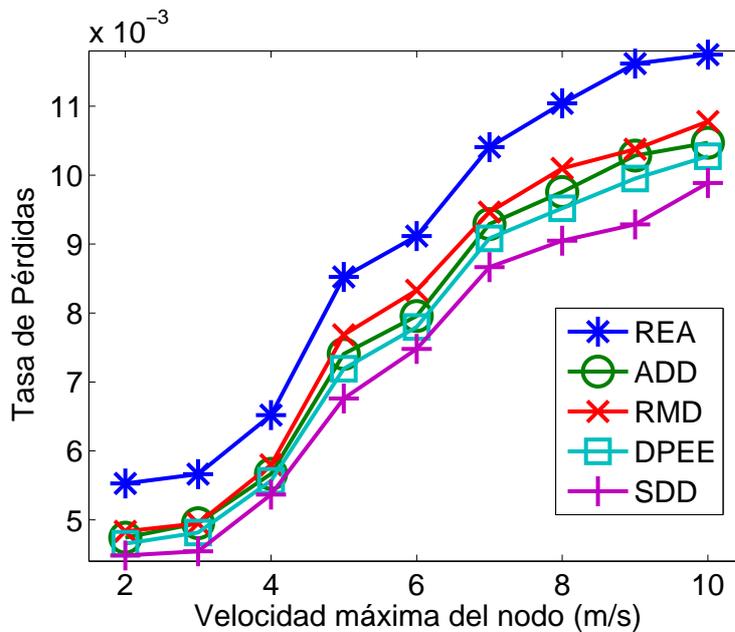


Figura 5.16. Pérdidas en función de la velocidad máxima.

Al observar la Fig. 5.16 lo primero que llama la atención es que las diferencias entre todas las propuestas no son muy significativas, exceptuando el protocolo propiamente bajo demanda que es el que mayores pérdidas presenta. El algoritmo SDD presenta unas pérdidas inferiores a los otros, aunque la diferencia con DPEE no es elevada ya que las pérdidas son muy pequeñas y evidentemente es difícil presentar grandes mejoras. Al ser la densidad de nodos elevada y tener dos pasarelas en el escenario de simulación siempre existirán rutas hacia ellas y, por tanto, la pérdida de paquetes no es muy frecuente. Además la tasa de datos tampoco es elevada por lo que los *buffers* asociados a la transmisión de datos en cada uno de los nodos móviles no se llenarán y no se desbordarán a lo largo de la simulación. Como es de prever, a medida que aumenta la velocidad, la tasa de pérdidas crece, debido a que el tiempo de actividad de los enlaces va disminuyendo con la velocidad y las rutas duran menos, la estabilidad de estas es menor y consecuentemente las pérdidas se incrementan.

La sobrecarga normalizada de las simulaciones efectuadas se encuentran en la Fig. 5.17. La sobrecarga es menor a velocidades más bajas ya que las rutas a esas velocidades son más estables y no se necesitan muchos procesos bajo demanda que aumentan los paquetes de control. Con velocidades bajas, como se ha visto, las pérdidas son también menores. De la figura se deduce que la sobrecarga es menor con el algoritmo propuesto ya que

tiene en cuenta varios parámetros y no uno solo como el caso del ADD o DPPEE, que sólo considera si un nodo retransmite paquetes o no. La estabilidad que consigue el SDD en las rutas implica que se retransmitan menos paquetes de control. El evitar reenvíos de MRA hace que muchas rutas que durarían poco tiempo no se establezcan, lo que provoca que disminuyan las rutas erróneas y que se incrementen los tiempos de duración de rutas. Con ello el número de paquetes de control que se envían disminuye y la sobrecarga también.

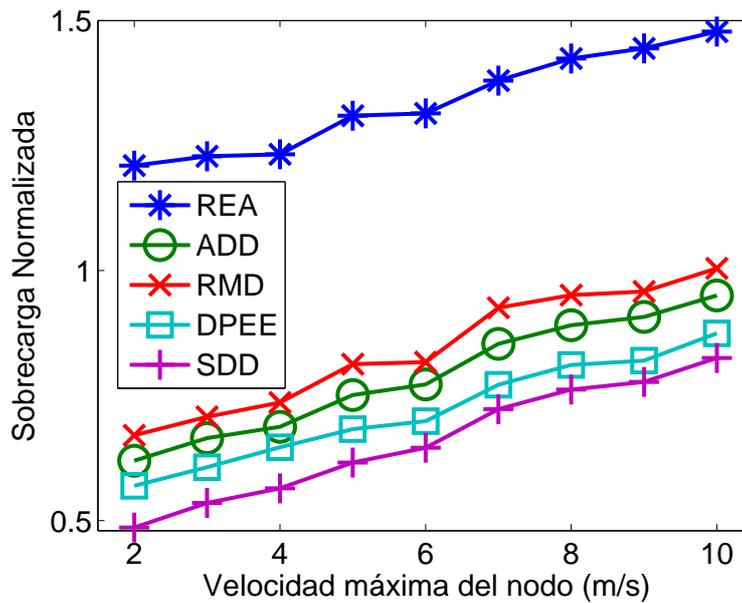


Figura 5.17. Sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima.

Para dar una idea de la fiabilidad de las simulaciones en las Fig. 5.18, Fig. 5.19 y Fig. 5.20 se encuentran los intervalos de confianza al 95 % de las tres métricas analizadas (mediante una distribución normal para todos los casos). Sólo se han considerado en estas figuras los algoritmos ADD, DPPEE y SDD para facilitar la visualización de las gráficas. Los intervalos de confianza al 95 % se van a comparar por separado para la nueva propuesta SDD con los dos algoritmos que mejores resultados obtienen. En la Fig. 5.18 se representa el retardo extremo a extremo, en esta figura no existen solapamientos destacables entre SDD y los otros dos mecanismos. El intervalo de confianza para la tasa de pérdidas se visualiza en la Fig. 5.19. En este caso para velocidades máximas bajas sí se produce algún solapamiento, sobre todo entre los algoritmos DPPEE y SDD. Aun así, SDD siempre da resultados medios más bajos. Sin embargo, como ya se ha comentado los valores son tan bajos que no se pueden conseguir grandes mejoras para esta métrica. La sobrecarga normalizada se representa en la Fig. 5.20. En este caso, no existe ningún tipo de solapamiento entre SDD y los dos algoritmos comparados, lo que implica que el método SDD obtiene mejores resultados, en cuanto a sobrecarga normalizada, que los demás algoritmos analizados desde el punto de vista estadístico.

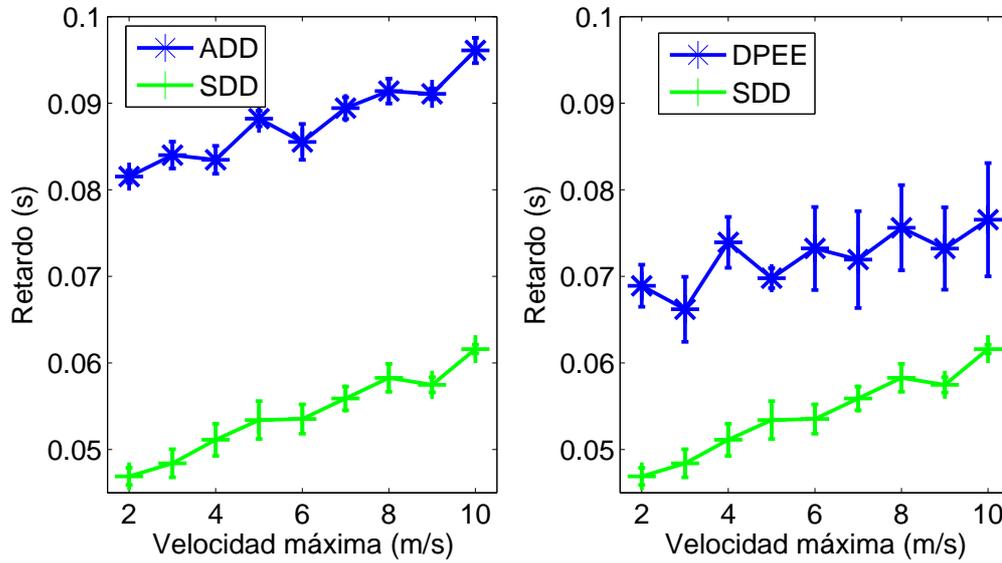


Figura 5.18. Intervalos de confianza para el retardo en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

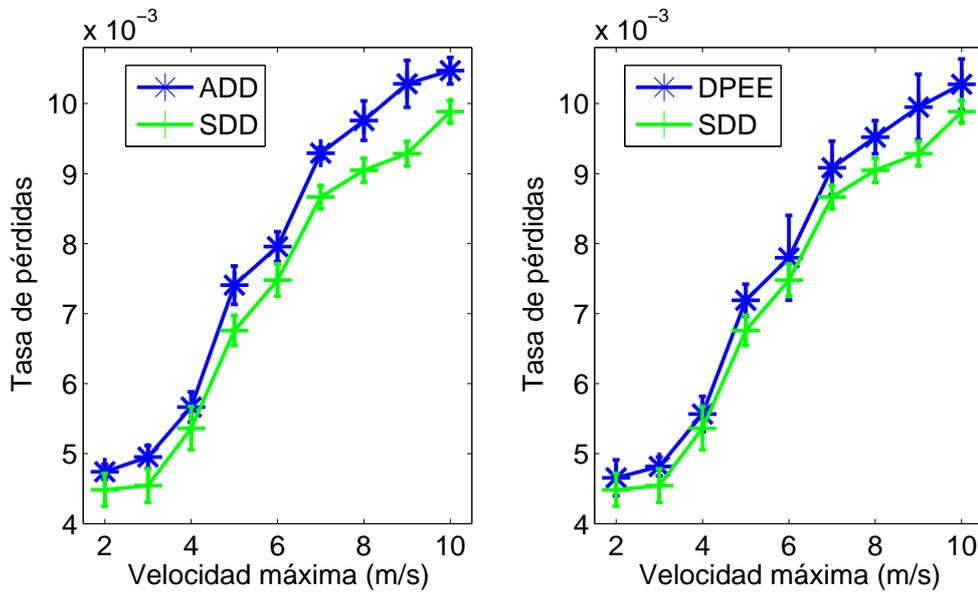


Figura 5.19. Intervalos de confianza para la tasa de pérdidas en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

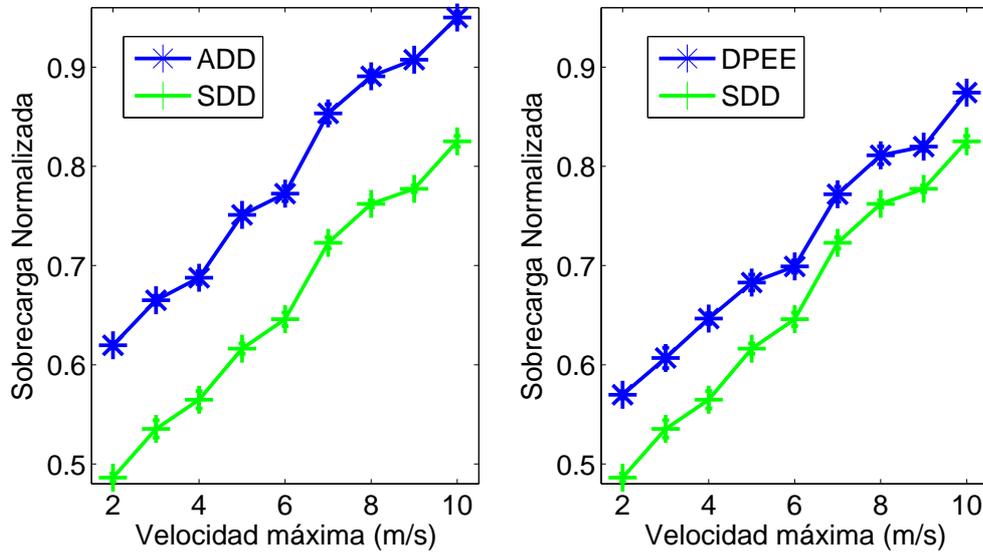


Figura 5.20. Intervalos de confianza para la sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

Los intervalos de confianza al 95 % de los algoritmos REA, RMD y SDD para el retardo extremo a extremo se encuentran en la Fig. 5.21.

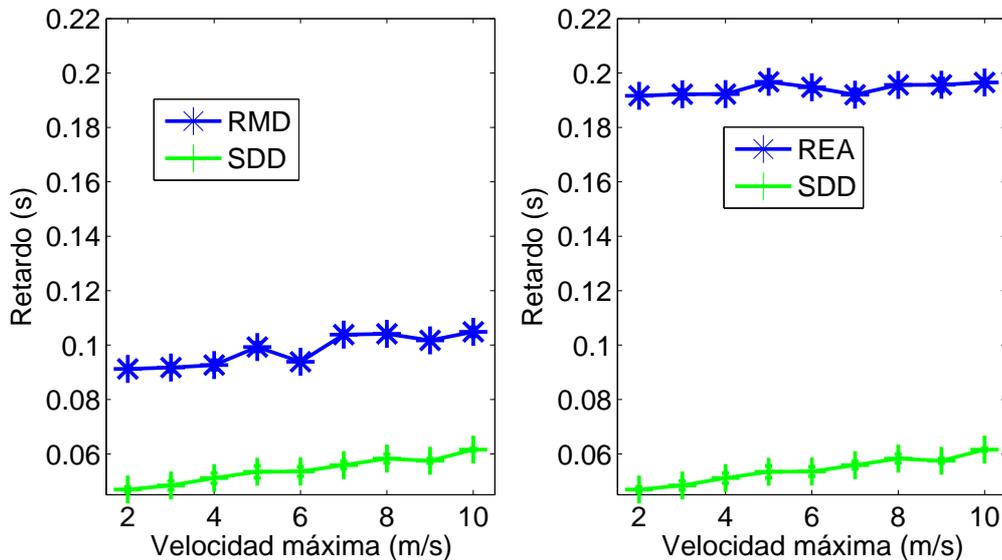


Figura 5.21. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD.

Los intervalos correspondientes para la tasa de pérdidas se incluyen en la Fig. 5.22 y para la sobrecarga normalizada en la Fig. 5.23.

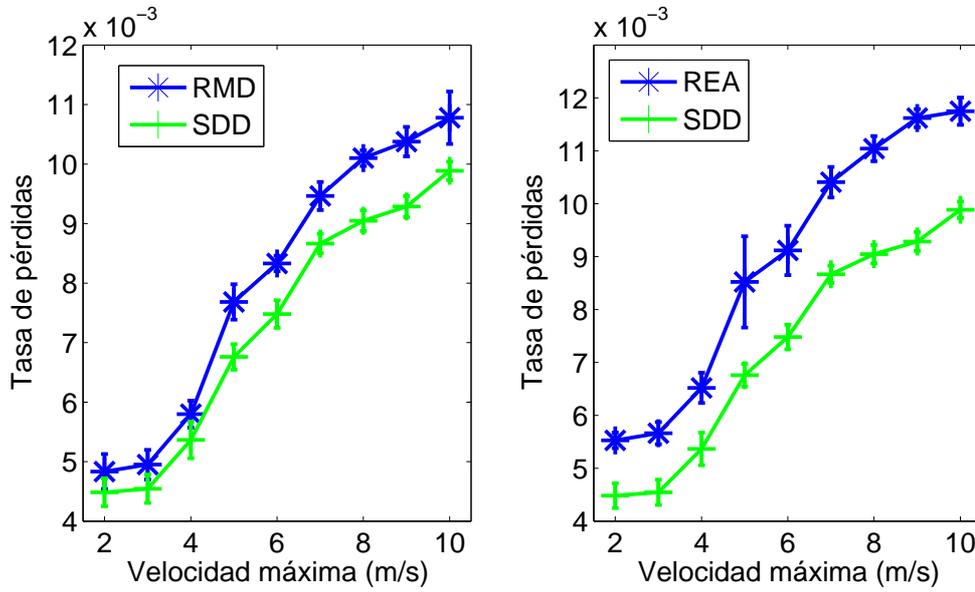


Figura 5.22. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD.

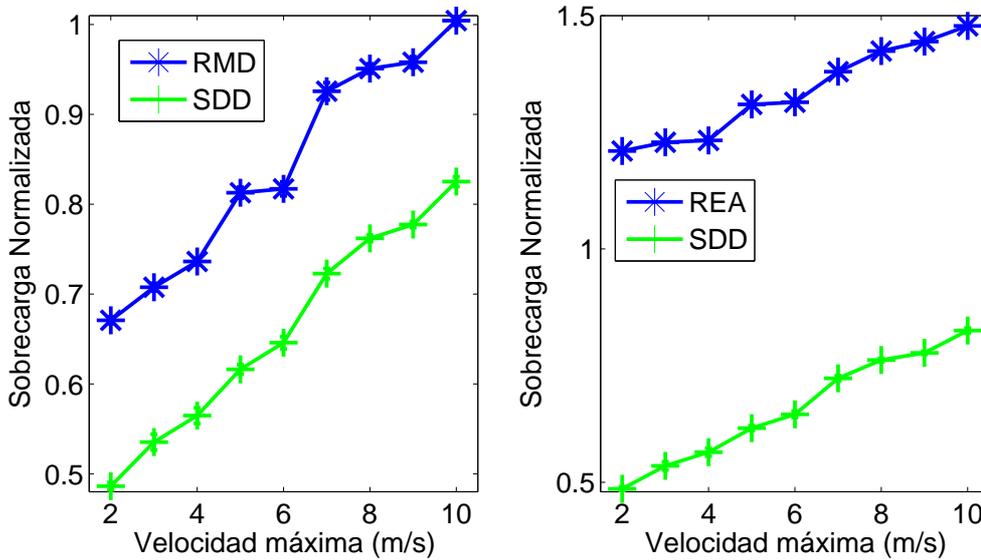


Figura 5.23. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la velocidad máxima de los algoritmos REA, RMD y SDD.

Tanto en la sobrecarga normalizada como en el retardo se obtiene una clara diferencia del algoritmo propuesto respecto a RMD y REA. Las pérdidas, al ser tan pequeñas, tienen algún solape en el caso de RMD y SDD. Este hecho se da para valores bajos de la velocidad máxima, lo mismo sucedía con los algoritmos ADD y DPEE.

### 5.7.2 Cambios en la tasa de envío de paquetes

Las pruebas que se van a realizar en esta sección dejan fija la velocidad máxima de los nodos móviles a 5 m/s para cambiar la tasa de envío de los paquetes. La mayoría de las características presentadas en la Tabla 5.2 se mantienen, sólo cambian los valores que se muestran en la Tabla 5.3.

Velocidad máxima	5 m/s
Número de fuentes	5
Tasa de tráfico de datos	4.8, 9.6, 14.4, 19.2, 24, 28.8, 33.6, 38.4, 43.2, 48 kbps
Tamaño del paquete de datos	300 bytes

**Tabla 5.3.** Cambios en la tasa de envío de paquetes.

Con el cambio en la tasa de paquetes se busca estudiar la evolución de las distintas propuestas cuando se incrementa la carga de tráfico hacia Internet. Se ha considerado dejar fija la velocidad máxima a un valor intermedio respecto de las simulaciones de la sección anterior. El número de simulaciones que se han realizado es el mismo que anteriormente, 50 simulaciones totales obtenidas cambiando la ubicación inicial de los nodos y las semillas para la generación de los números aleatorios. Nuevamente, se va a comparar nuestra propuesta con los cuatro mismos algoritmos del apartado anterior. Las métricas utilizadas también serán idénticas: retardo, pérdidas y sobrecarga normalizada.

La posición inicial de los nodos utilizados en estas simulaciones son distintas a las empleadas para la configuración de los dos parámetros del sistema de decisión difuso. Con esto se intenta determinar si el proceso de selección de los umbrales ha sido adecuado y no es muy dependiente de la tasa de tráfico empleada en la misma.

La latencia que sufren los paquetes en el tránsito hasta su destino se encuentra en la Fig. 5.24. La latencia no tiene un comportamiento creciente continuo con la tasa de paquetes. En concreto, se puede observar que para valores bajos de la tasa de envío el retardo es mayor que para valores medios. Este hecho se debe al proceso de descubrimiento de rutas [Yuste y otros, 2009b]. Así para tasas bajas existe una probabilidad elevada de que los paquetes tengan que esperar un proceso de descubrimiento para crear la ruta a la pasarela. Este hecho no se produce cuando las tasas son medias o altas. En estos casos, los paquetes se pueden beneficiar de los descubrimientos de ruta previos y no tienen que esperar en las colas de los nodos intermedios o en el propio nodo fuente. Por contra, cuando la tasa es muy alta se incorporan más paquetes al medio aéreo con lo que el número de colisiones es mayor, el ancho de banda es más utilizado y los paquetes permanecen más tiempo en los *buffers* de salida, lo cual implica un mayor retardo.

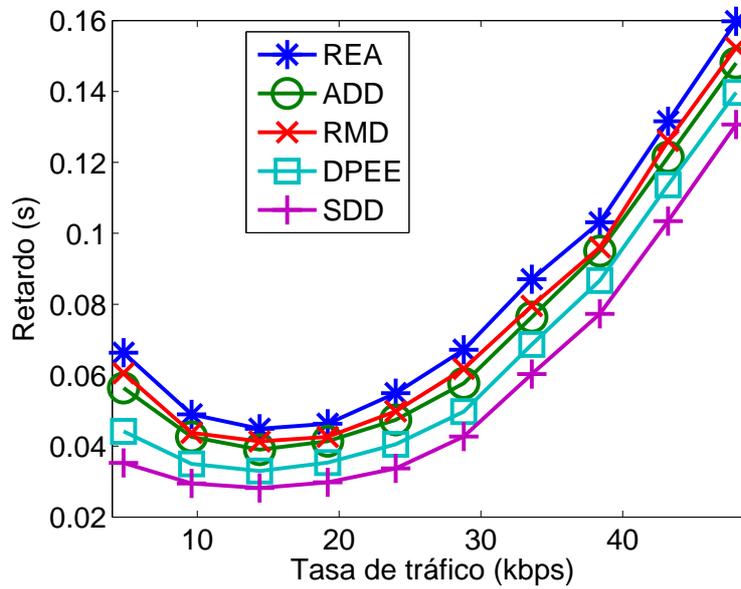


Figura 5.24. Latencia en función de la tasa de envío de paquetes.

La tasa de pérdidas se pueden observar en la Fig. 5.25. Al cambiar el número de fuentes y el tamaño de los paquetes, la tasa de pérdidas cambia sustancialmente respecto al caso anterior.

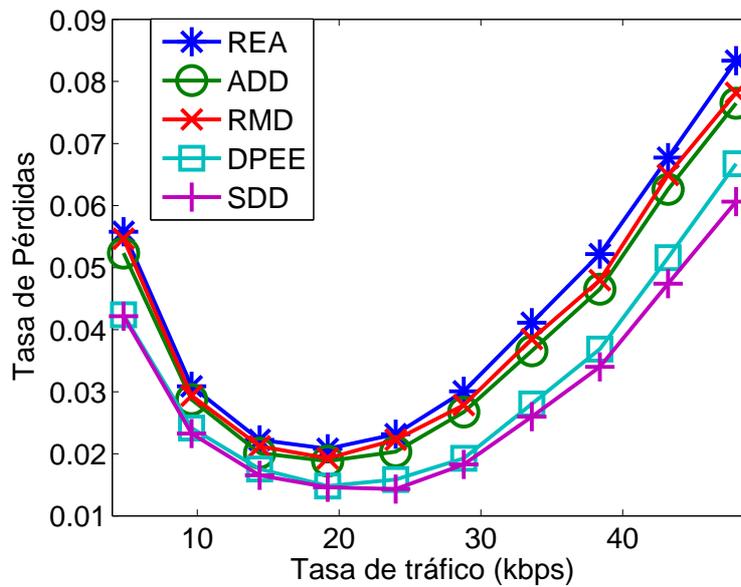


Figura 5.25. Tasa de pérdidas en función de la tasa de envío de paquetes.

Lo primero a destacar es que la tasa de pérdidas es mayor para tasas de tráfico bajas, decrece para tasas de tráfico medias y empieza a crecer de nuevo con tasas altas. Esto se debe a que la pérdida de paquetes en tasas bajas afecta mucho a la tasa de pérdidas, es decir, cuando se envían tasas de cuatro o cinco paquetes por segundo y se pierde uno, la tasa de pérdidas sería de un 25 % o un 20 %, hecho que se refleja en la Figura 5.25. Este hecho se puede explicar con los mismos argumentos que en el caso anterior con la latencia: si se necesitan efectuar procesos de descubrimiento para mandar los paquetes de datos, la probabilidad de que se llenen los *buffers* de salida de los nodos intermedios es mayor y por tanto se perderán proporcionalmente más paquetes. Independientemente del comportamiento de la tasa de pérdidas, es de nuevo SDD el mecanismo que mejores valores consigue.

La sobrecarga normalizada se encuentra dibujada para las distintas técnicas en la Fig 5.26. Los valores son significativamente más elevados que en el caso anterior. La sobrecarga disminuye a medida que aumenta la tasa de tráfico de datos. El motivo es que cuando la tasa de datos es alta, por cada descubrimiento de ruta realizado, ya sea mediante mensajes MRS o MRA, el número de paquetes de datos que se ven beneficiados con cargas altas es mayor. A medida que las tasas de tráfico crecen, las diferencias entre los mecanismos disminuyen.

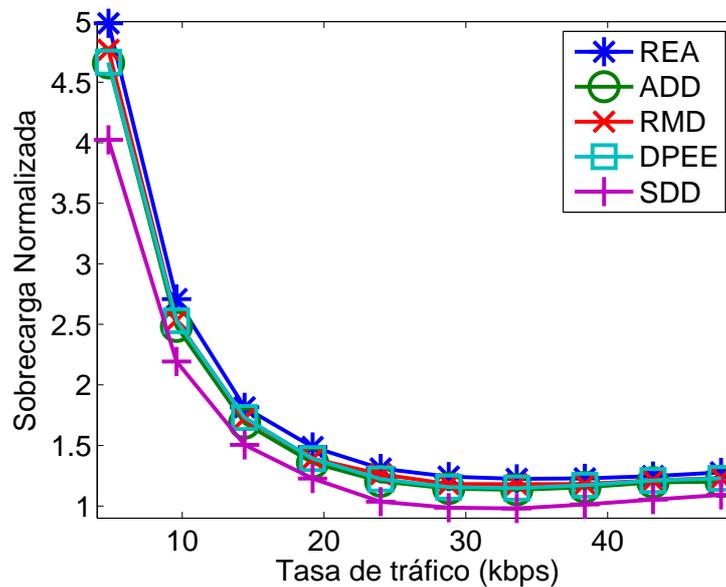


Figura 5.26. Sobrecarga normalizada en función de la tasa de envío de paquetes.

En las figuras siguientes se van a comparar los intervalos de confianza al 95 % obtenidos para los algoritmos ADD, DPEE y SDD. Como se comprueba en las figuras, no existen solapamientos destacables entre las métricas cuando se comparan los algoritmos ADD y SDD. Los algoritmos DPEE y SDD tienen intervalos que se solapan para las tres métricas,

pero sobre todo para la tasa de pérdidas, pero SDD obtiene valores medios inferiores.

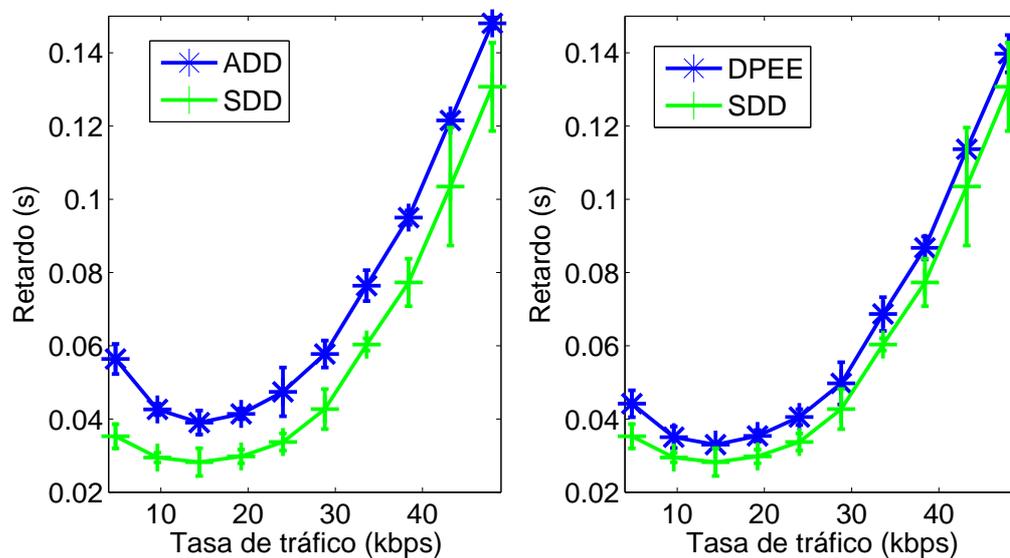


Figura 5.27. Intervalos de confianza al 95 % para el retado en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

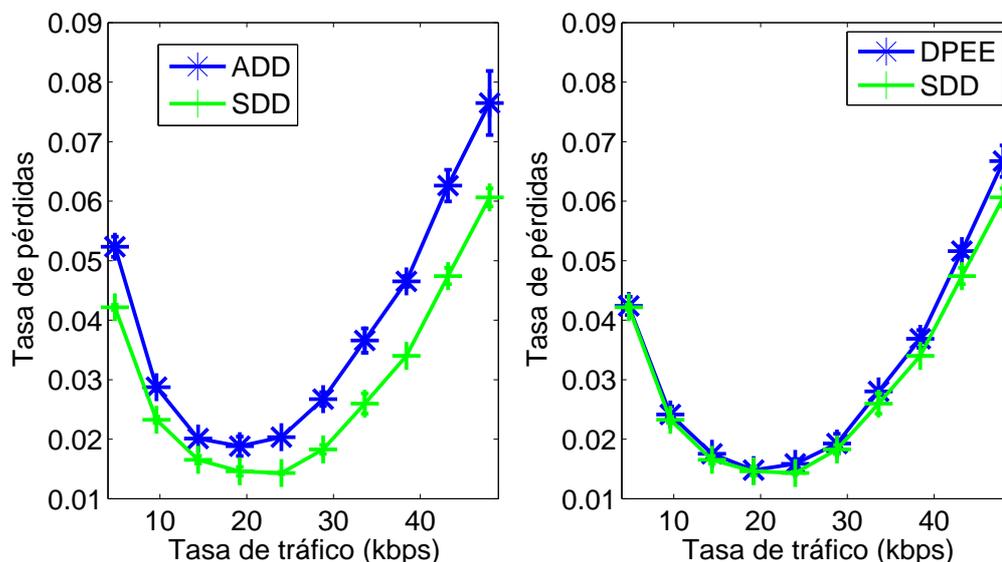


Figura 5.28. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

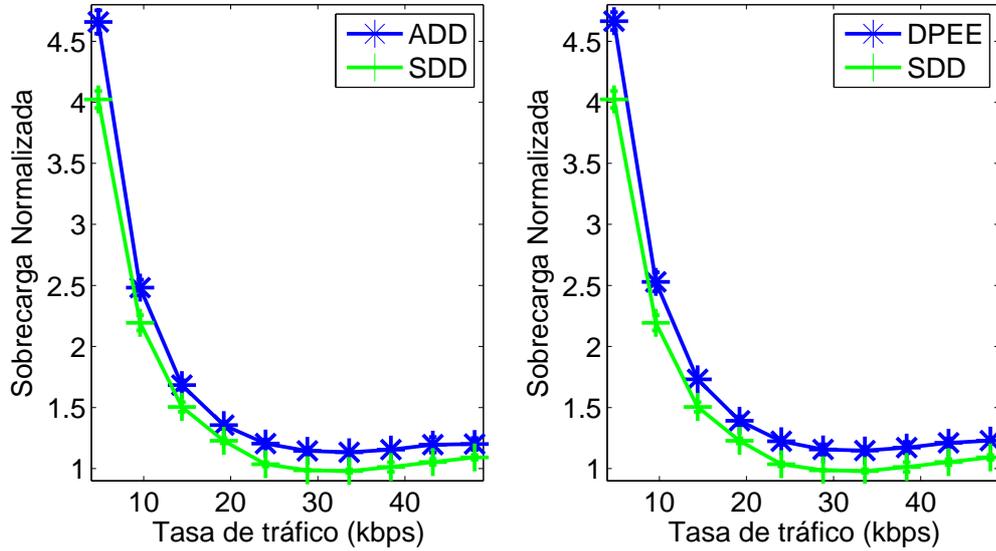


Figura 5.29. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la tasa de paquetes para los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

Para comprobar que nuestro mecanismo mejora también a RMD y REA, se adjunta en las Fig. 5.30, Fig. 5.31 y Fig. 5.32 los intervalos de confianza al 95 % de estos algoritmos y de SDD.

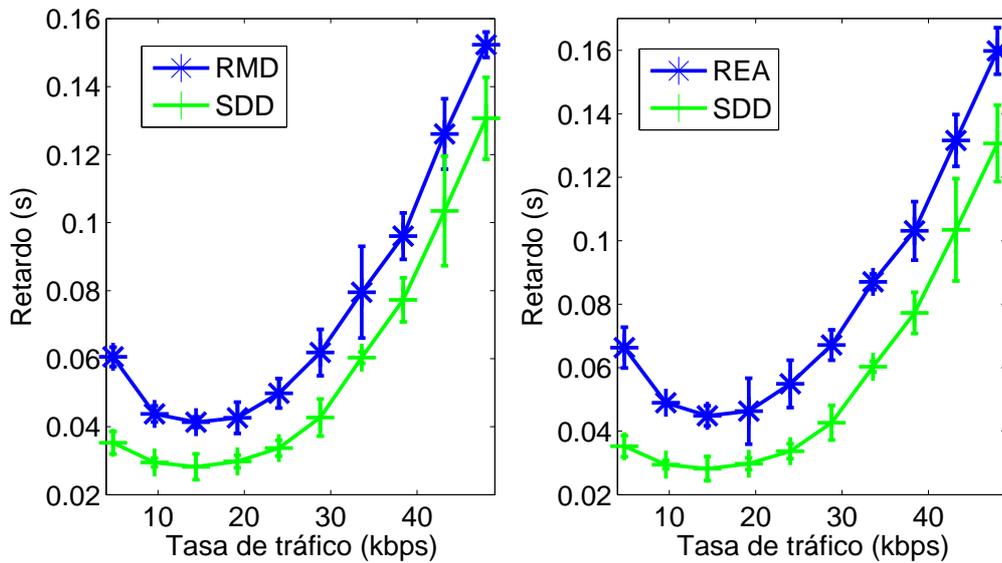


Figura 5.30. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD.

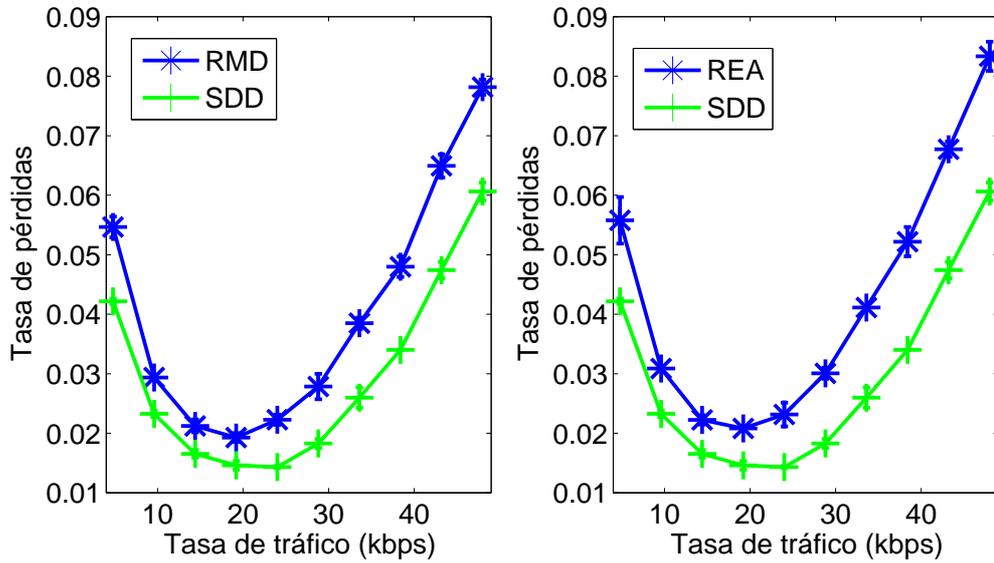


Figura 5.31. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD.

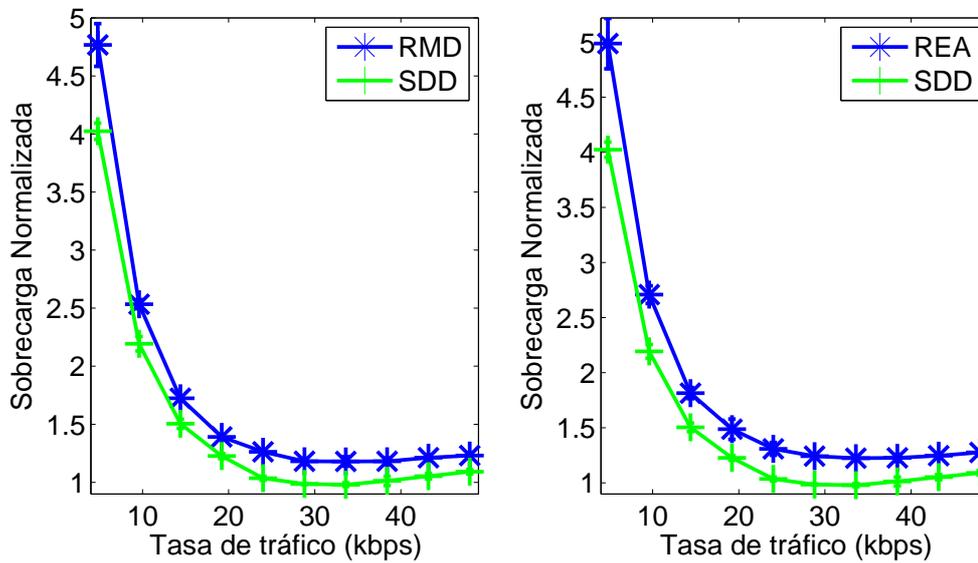


Figura 5.32. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función de la tasa de paquetes para los algoritmos REA, RMD y SDD.

Ni para el retardo, ni para la tasa de pérdidas ni para la sobrecarga normalizada se obtienen solapes entre RMD o REA con SDD, lo que implica que el método propuesto SDD

obtiene mejores resultados que los otros dos algoritmos desde el punto de vista estadístico.

### 5.7.3 Cambios en el número de pasarelas

Las simulaciones de esta sección se han realizado variando el número de pasarelas activas en el área de la red *ad hoc*. La tasa de tráfico generada es similar a las del primer grupo de simulaciones, existiendo 10 fuentes que generan una carga de 9.6 kbps y con una velocidad máxima de 5 m/s. El número de simulaciones realizadas para cada punto es de 40, variando tanto la semilla como la posición inicial de los nodos en el escenario de simulación. Las pasarelas se encuentran en las posiciones que refleja en la Tabla 5.4. Se tiene una pasarela en cada una de las esquinas del área y otras dos pasarelas a la mitad de dos de los lados enfrentados del cuadrado.

Pasarela	Posición
1	(0,0) m
2	(1200,1200) m
3	(1200,0) m
4	(0,1200) m
5	(1200,600) m
6	(0,600) m

**Tabla 5.4.** Posición de las pasarelas

En las gráficas siguientes, cuando se indica que existen dos pasarelas, se estarán usando las que aparecen como 1 y 2 en la Tabla 5.4. Cuando se indiquen tres, las que aparecen numeradas como 1, 2 y 3, y así sucesivamente hasta llegar a las seis pasarelas.

El valor medio de la latencia obtenida se encuentra en la Fig. 5.33. Se observa que el retardo disminuye al aumentar el número de pasarelas ya que la distancia media hasta la pasarela va disminuyendo a medida que éstas van aumentando en número. El mejor comportamiento se obtiene con el SDD, siendo el valor de las demás métricas bastante similar. El único método que se acerca a los valores de SDD es DPEE, ya que este algoritmo también encuentra rutas estables.

Las pérdidas de datos se ilustran en la Fig. 5.34. Las pérdidas también son decrecientes con el número de pasarelas como sucede con la latencia. Los valores también son relativamente bajos, sobre todo cuando el número de pasarelas es alto. A pesar de todo, se observa una amplia diferencia entre los distintos métodos y el SDD. La mejor ruta que marca este algoritmo implica una menores pérdidas, sobre todo, cuando las pasarelas están en las zonas extremas de la topología. Las diferencias entre SDD y DPEE disminuyen cuando el número de pasarelas aumenta.

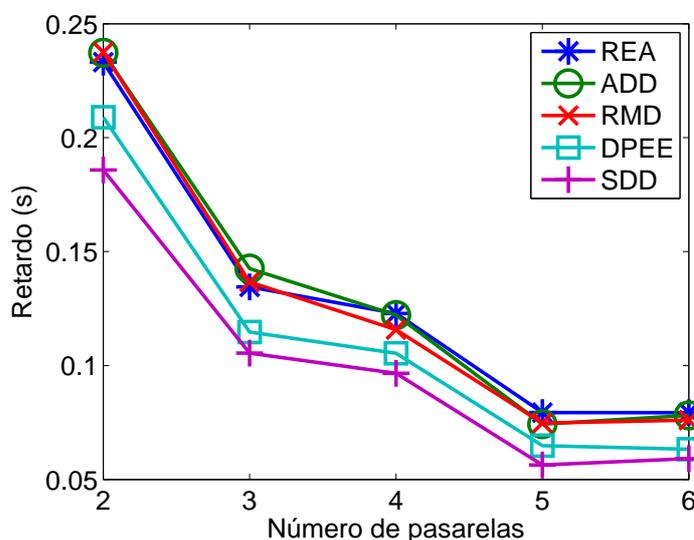


Figura 5.33. Latencia en función del número de pasarelas.

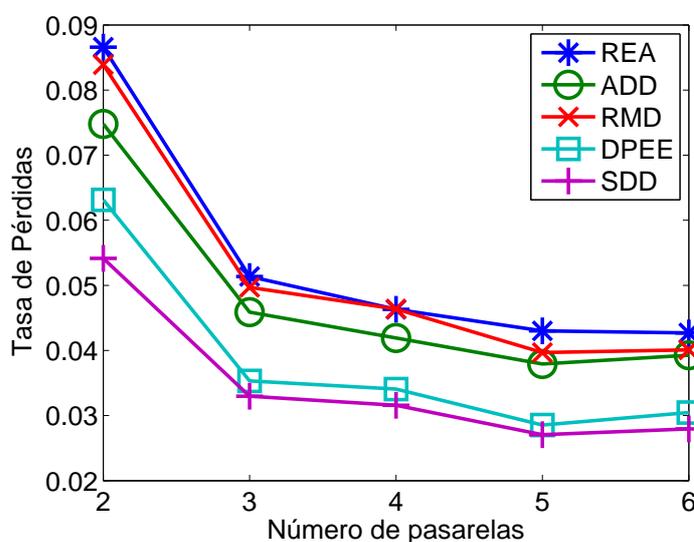


Figura 5.34. Tasa de pérdidas en función del número de pasarelas.

La mejora más sustancial del nuevo algoritmo se observa en la sobrecarga normalizada, (véase la Fig. 5.35). La sobrecarga también disminuye con el número de pasarelas dado que cuando se habilitan más pasarelas las pérdidas son menores y el número de mensajes de control también, por lo que la sobrecarga disminuye. SDD funciona muy bien en estos escenarios con las pasarelas en los extremos. De hecho, la mejora en comparación con ADD

(el mejor de entre los mecanismos comparados de otros autores) es superior al 25 %.

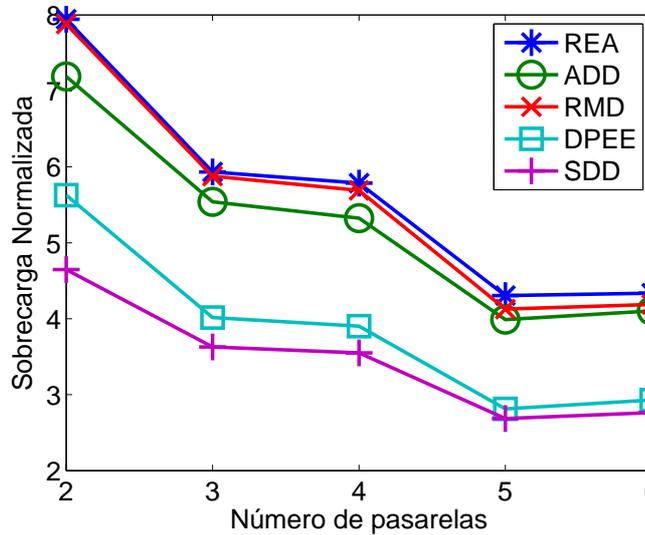


Figura 5.35. Sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas.

En la Fig. 5.36 se compara el algoritmo SDD con ADD y DPEE respecto al retardo extremo a extremo. Respecto a DPEE se obtienen intervalos de confianza que se solapan, aunque SDD obtiene siempre valores inferiores.

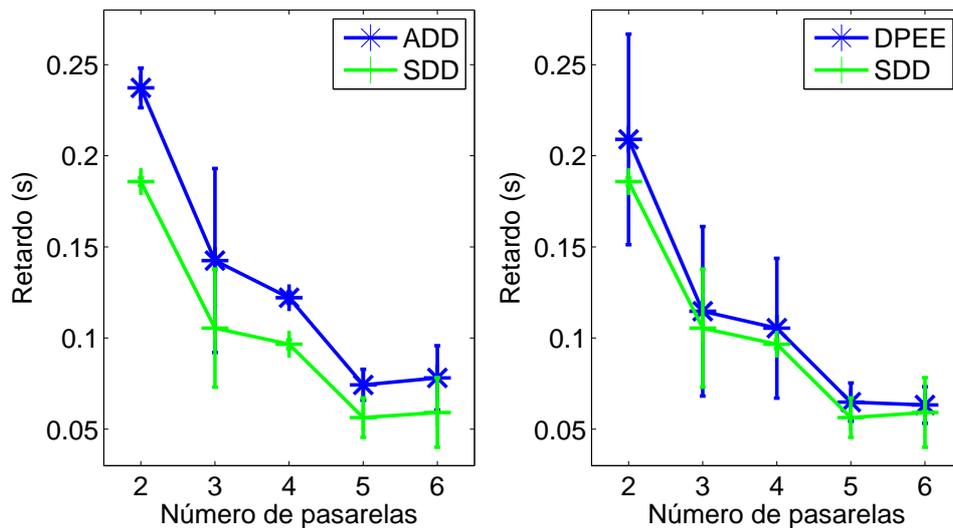


Figura 5.36. Intervalos de confianza al 95 % para el retado en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

En las Fig. 5.37 y Fig. 5.38 se representan los intervalos de confianza para la tasa de pérdidas y la sobrecarga normalizada.

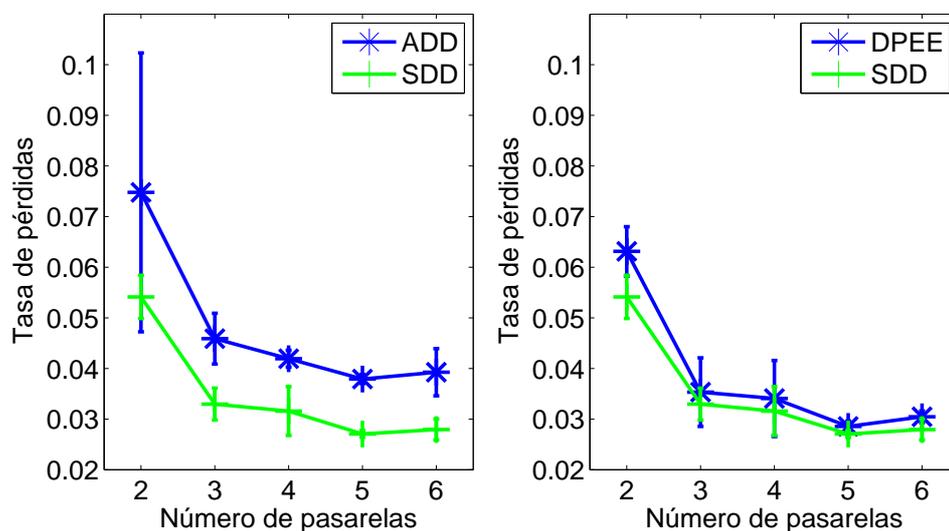


Figura 5.37. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

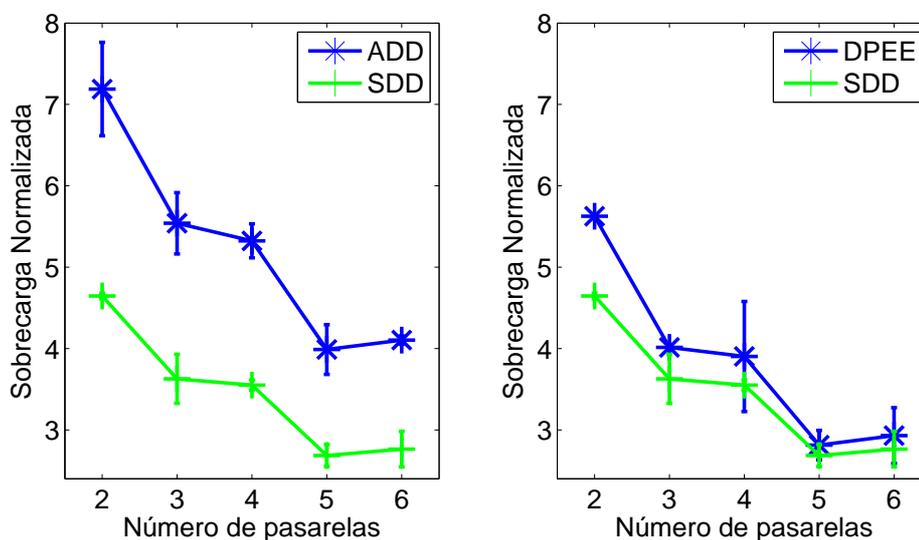


Figura 5.38. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas con los algoritmos ADD, DPEE y SDD.

De nuevo existen valores que se solapan entre DPEE y SDD, sobre todo para la tasa

de pérdidas. Aunque DPEE nunca mejora los valores medios de SDD.

Las siguientes figuras se compara SDD con los otros dos mecanismos: RMD y REA. De nuevo, se demuestra que el algoritmo SDD obtiene mejores resultados que REA y RMD.

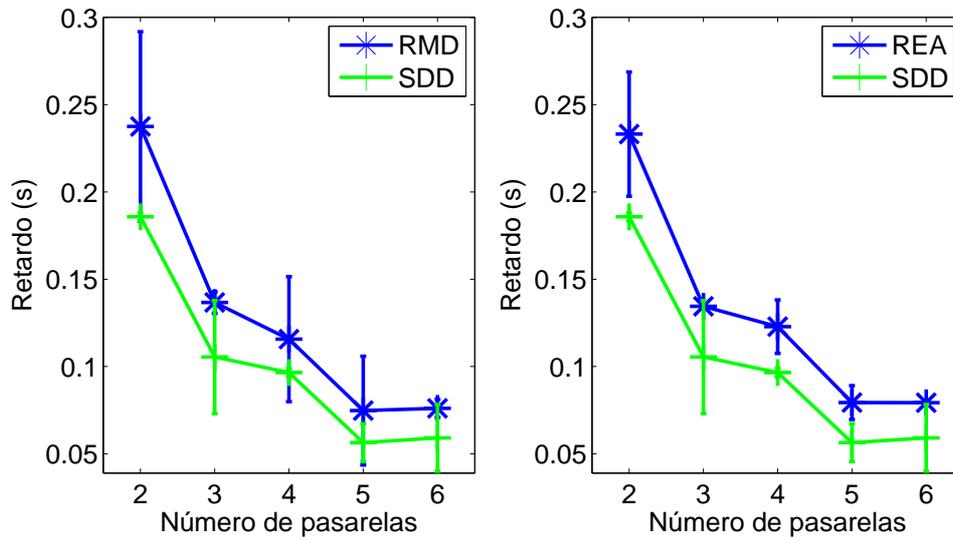


Figura 5.39. Intervalos de confianza al 95 % para el retardo en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD.

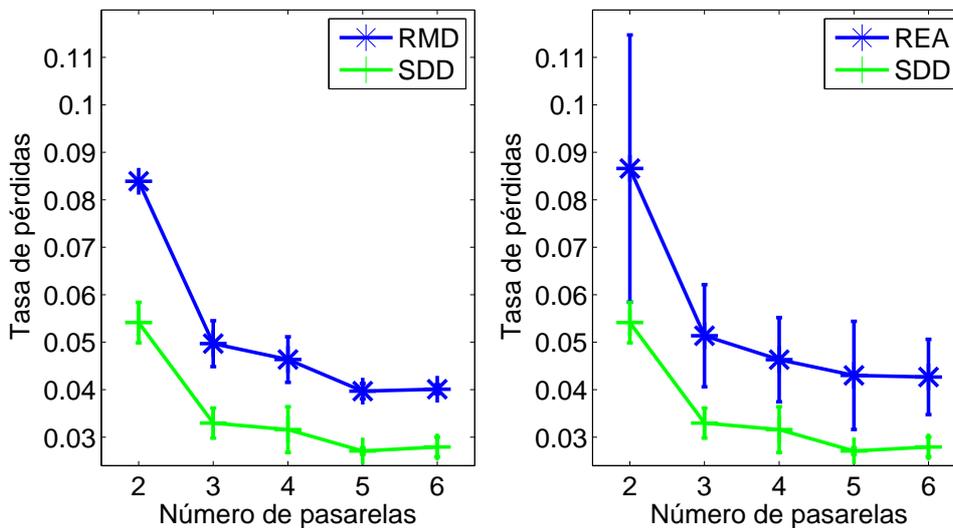


Figura 5.40. Intervalos de confianza al 95 % para la tasa de pérdidas en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD.

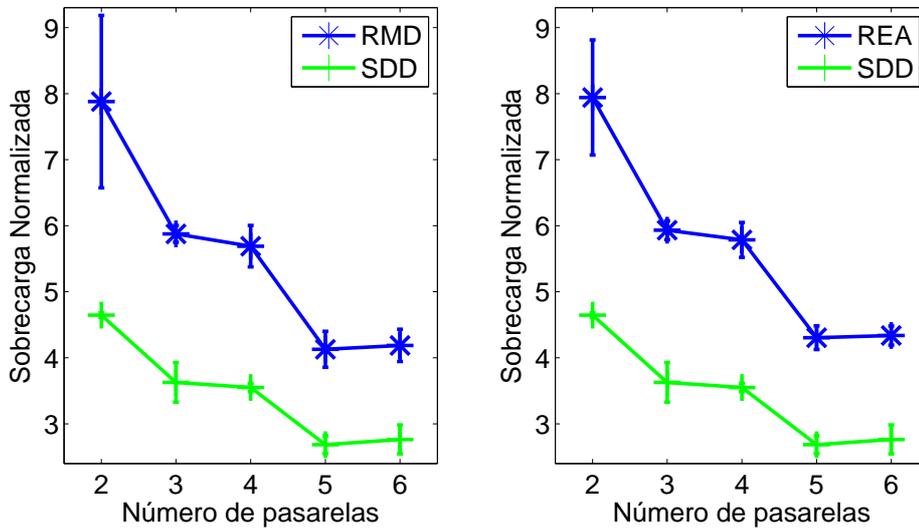


Figura 5.41. Intervalos de confianza al 95 % para la sobrecarga normalizada en función del número de pasarelas para los algoritmos RMD, REA y SDD.

## 5.8 Conclusiones

La principal aportación de este capítulo consiste en incluir la lógica difusa tipo II en los nodos móviles para conseguir que se mejore sustancialmente la integración de las redes *ad hoc* en Internet. El sistema de decisión difuso tiene cuatro parámetros de entrada entre las que se encuentran variables obtenidas de la capa de enlace (tiempos de duración, distancia de los nodos) y del protocolo de red *ad hoc*. Se trata por tanto de una aplicación multicapa.

Se ha demostrado que el mecanismo propuesto y la elección realizada con los dos umbrales de decisión logran mejorar las principales métricas que se utilizan en este tipo de redes. De hecho, la configuración de los dos parámetros del sistema se ha realizado mediante un método heurístico tomando en consideración un escenario determinado. Este escenario es posteriormente modificado (en cuanto a número de pasarelas, tráfico de datos, etc), manteniendo la configuración de los parámetros. Se puede, por tanto, concluir que los parámetros obtenidos se pueden extrapolar a otros entornos.

La principal desventaja de esta propuesta es la necesidad de tener un microprocesador, en los nodos móviles, capaz de realizar una serie de operaciones aritméticas en un tiempo relativamente reducido. Hoy en día, la mayoría de los dispositivos móviles tienen procesadores capaces de realizar estas operaciones matemáticas y otras mucho más complejas en muy poco tiempo. Sin embargo, si el nodo móvil (por ejemplo, un sensor) cuenta con un microprocesador limitado se podrían utilizar un muestro de la función de salida del sistema de decisión difuso que evite la necesidad de calcular la salida de forma dinámica. Para ello se debe realizar un muestreo de la salida a partir de los datos de entrada. Las muestras se almacenarán en la memoria del nodo móvil. Si también se tiene limitaciones de memoria,

otra posibilidad es la de entrenar un perceptrón multicapa que tienen una gran capacidad para aproximar cualquier función con pocos parámetros.

Se ha ilustrado por simulación la mejora del algoritmo de decisión propuesto respecto de las técnicas de adaptación convencionales. Además el método funciona adecuadamente cuando existen condiciones cambiantes en cuanto a velocidad de los nodos móviles, a cambios en las tasas de envíos de los nodos que transmiten datos hacia Internet o el número de pasarelas que dan acceso a Internet. Por tanto, el sistema de decisión difuso es escalable en cuanto a estos tres parámetros. Una posible mejora del sistema de decisión difuso consistiría en determinar los umbrales de decisión de forma adaptativa. Por ejemplo, la pasarela podría incluir en el mensaje MRA estos dos umbrales. Con esto se podría dejar en manos del administrador del sistema la posibilidad de mejorar la latencia, las pérdidas o la sobrecarga o las tres métricas simultáneamente, eligiendo de forma dinámica ambos umbrales.



---

# Capítulo 6

## Conclusiones y líneas futuras

---

### 6.1 Conclusiones

Las redes *ad hoc* y su interconexión a Internet han sido los temas centrales de esta tesis. Los nodos móviles de una red MANET se conectarán a Internet a través de una pasarela. En ciertas configuraciones la pasarela anuncia su presencia a través del envío de un mensaje de control especial, denominado MRA, cada cierto intervalo de tiempo  $T$ . Este mensaje es recibido y reenviado por los nodos móviles. A través de este mensaje, el nodo móvil conoce o actualiza la ruta hacia a Internet y obtiene una dirección IPv6 global.

A lo largo de la realización de esta tesis se ha puesto de manifiesto la dificultad de encontrar un mecanismo que funcione adecuadamente en este tipo de redes. Del trabajo realizado se pueden extraer las siguientes conclusiones:

- La recepción de los mensajes MRA afecta en gran medida a las prestaciones de la red.
- Un mero mecanismo de difusión de los mensajes de control no es adecuado. Siempre es recomendable considerar alguna característica de estabilidad antes de habilitar a los nodos a reenviar estos mensajes. La estabilidad de un nodo está relacionada con la posibilidad de mantener durante el mayor tiempo posible su conexión a la pasarela más cercana. Las técnicas que controlan el envío y la retransmisión de los mensajes de la pasarela ayudan siempre a mejorar el mecanismo de interconexión de las redes MANET con Internet.

- La adaptación más completa de las analizadas es la distribuida. Esto es debido, principalmente, a los cambios frecuentes de topología que presentan estas redes. En los algoritmos distribuidos son los nodos móviles quienes, de forma independiente, determinan si se va a habilitar la retransmisión de los mensajes de control o no. Además, un mecanismo distribuido puede emular un algoritmo proactivo, reactivo<sup>1</sup> e híbrido.
- El tiempo de duración de los enlaces es un aspecto esencial a la hora de calcular la estabilidad de las rutas hacia a Internet. Se ha demostrado que esta duración se puede aproximar por una distribución logaritmo normal y se ha propuesto un mecanismo para utilizar esta propiedad en las redes *ad hoc* conectadas a Internet.
- La complejidad de las redes *ad hoc* hacen que la medida de cualquier característica, relacionada con la estabilidad, de estas tengan una gran incertidumbre. La lógica difusa tipo II permite trabajar con esta incertidumbre de una forma adecuada para mejorar las prestaciones de los algoritmos de interconexión a Internet de las redes multisalto. En el sistema borroso se han utilizado variables obtenidas de diferentes capas: la capa de enlace y el propio protocolo *ad hoc*. Es, por tanto, necesario un mecanismo multicapa para mejorar el sistema de decisión obtenido mediante la duración de los enlaces.

## 6.2 Líneas de investigación futura

Las líneas futuras de investigación que se pueden abordar a partir de esta tesis pueden dividirse en tres grandes bloques: los referentes a la determinación de los enlaces estables, los referentes a la lógica difusa y otras propuestas no relacionadas directamente con los dos bloques anteriores.

### 6.2.1 Enlaces estables

Las líneas de investigación futura respecto a los enlaces estables podrían incluir:

- Selección de las muestras de los tiempos de vida de los enlaces. En la técnica adaptativa basada en la estabilidad de los enlaces, se han utilizado todas las muestras posibles de los tiempos de duración de los enlaces se han empleado en el algoritmo analizado en esta tesis. Debido a la variabilidad de la red y al modo en el que se recogen las muestras, puede que no todas las muestras sean válidas para caracterizar la estabilidad del enlace. Así pues, las muestras más antiguas pueden haberse quedado obsoletas cuando la red se encontraba en un estado distinto al momento en el que se quiere aplicar esta técnica. Es necesario pues, decidir qué muestras son válidas para determinar con exactitud la estabilidad de un nodo. En este sentido, se podría

---

<sup>1</sup>No obstante, todos los nodos del área de cobertura de la pasarela reciben periódicamente el mensaje proactivo MRA.

limitar el número de muestras a considerar o asociar a cada muestra un tiempo de validez.

- Análisis estadístico multivariante. Se podría realizar un estudio sobre cómo afectan distintas variables al tiempo de supervivencia del enlace que conecta al nodo con Internet. Entre las variables explicativas que se pueden usar en este estudio se encuentran las variables de entrada al sistema de decisión difuso presentado en esta tesis. Como resultado final del análisis se debería concretar una aplicación a la interconexión de las redes *ad hoc* a Internet.
- Aplicación de la técnica a otras redes. Como línea adicional se podría buscar la distribución de duración de los enlaces en otras redes cercanas a las aquí analizadas. Por ejemplo, se podría determinar dicha duración en el ámbito de las redes de sensores inalámbricas. Estas redes se caracterizan al igual que las redes *ad hoc* en una capacidad limitada de los elementos que las componen. Una característica importante de estas redes es que no están continuamente conectadas, durante ciertos intervalos de tiempo permanecen inactivas para disminuir el consumo y aumentar el tiempo de vida de las baterías. Sería una buena línea de futuro determinar con exactitud la distribución que mejor se adapte para estos intervalos de inactividad, y poder utilizar esta distribución para conocer el instante óptimo para que el nodo vuelva estar operativo.

### 6.2.2 Lógica difusa

En cuanto a la aplicación de la lógica difusa tipo II se pueden citar distintas posibilidades de ampliación de esta tesis:

- Incorporar nuevas variables al sistema difuso. Se añadirían nuevas variables de entrada al sistema difuso para mejorar el conocimiento que tienen los nodos de su entorno. De esta forma, el sistema sería capaz de interpretar más datos de la variabilidad de la red y lograr mejores prestaciones. Por ejemplo, una nueva variable podría ser el número de veces que se recibe el mensaje MRA desde el mismo nodo. Este parámetro nos daría información sobre la estabilidad de la ruta desde la pasarela. El que todos los reenvíen el mensaje MRA podría considerarse una señal de que todos los enlaces hasta ella son estables.
- Incorporar un proceso de aprendizaje automático de reglas para los sistemas difusos. El uso de la lógica difusa se basa en el establecimiento de unas reglas. Si el número de variables se incrementa, la posibilidad de realizar una encuesta para determinar estas reglas y formar el sistema experto, se complica. Existen distintos mecanismos que permiten el aprendizaje autónomo de estas reglas como los descritos en [Prado y otros, 2010].
- Determinar los umbrales del sistema dinámicamente. La aplicación de la lógica difusa presentada requiere de dos umbrales denominados  $U_{datos}$  y  $U_{libre}$ . Estos dos umbrales han sido calculados a través de procedimientos heurísticos para disminuir las tres

métricas que se utilizan para caracterizar las prestaciones de la red: el retardo, las pérdidas y la sobrecarga normalizada. Sin embargo, algunas aplicaciones pueden requerir que se minimice uno de los parámetros (por ejemplo el retardo o las pérdidas). Bajo estas circunstancias se pueden plantear nuevas simulaciones para encontrar los umbrales que disminuyan cada una de las tres métricas de forma individual. De esta manera, se mejorarían las prestaciones del tráfico real (si se calculan los umbrales teniendo en cuenta sólo el retardo). Asimismo, se podría favorecer el envío de datos críticos si el cálculo de los umbrales considera las pérdidas. A su vez, en redes saturadas puede interesar minimizar exclusivamente la sobrecarga por lo que el cálculo de los umbrales debería basarse en simulaciones que disminuyeran mucho la sobrecarga pero manteniendo bajos las pérdidas y el retardo. Al centrarse en un único parámetro para calcular los umbrales, el mecanismo puede, por tanto, ajustarse al tipo de aplicación que va a tener la red.

- Reducción de la complejidad del sistema difuso. Si se incorporan nuevas variables y reglas al sistema difuso su complejidad se incrementará. Los dispositivos móviles de las redes *ad hoc* suelen tener limitaciones en cuanto a memoria, capacidad de cálculo y, sobre todo, de consumo de baterías. Para disminuir las necesidades de memoria, de consumo y de ciclos de microprocesador se debe reducir de alguna forma los elementos que intervienen en el sistema difuso. En la literatura existen procedimientos que logran esta reducción sin afectar de forma significativa al resultado final del sistema [Wu y Nie, 2011] [Tan y Wu, 2007]. Entre estos procedimientos se encuentran la reducción de reglas y la eliminación de conjuntos difusos que puedan ser redundantes.

### 6.2.3 Otras posibles líneas

Además de las posibles líneas de investigación comentadas anteriormente, se pueden añadir las siguientes:

- Selección de pasarela basada en criterios de carga de tráfico. En esta tesis se ha restringido el reenvío de mensajes en función de la estabilidad de los enlaces. Sin embargo, se puede ampliar esta selección con otros factores como puede ser la carga de la pasarela o el tipo de conexión que ofrece (red celular, cableada, etc.). En este sentido, en [Kim y otros, 2007] se ofrecen distintas orientaciones sobre qué parámetro utilizar en la selección de las pasarelas para distribuir la carga de datos entre las mismas: el número de saltos, el tiempo entre llegadas de mensajes MRA, etc. Existen distintos trabajos que ya abordan esta selección, como es el de [Khan y otros, 2010]. En este trabajo se utiliza un algoritmo que, entre otros parámetros, utiliza el grado de ocupación de las pasarelas (que se añade como un nuevo campo al mensaje MRA), la distancia a esta y el uso de las colas de los distintos interfaces. En [Brannstrom y otros, 2005] se utilizan como métricas el valor medio entre llegadas de los mensajes preventivos y el RTT (*Round Trip Time*) de las peticiones y respuestas de los distintos nodos con los agentes de *Mobile IP*. Como línea futura, se podría añadir a las entradas del sistema difuso una nueva variable que indique la carga de la pasarela, de tal forma,

que se tenga en cuenta este parámetro en el reenvío de los mensajes MRA.

Por otro lado, en las propuestas presentadas en esta tesis, la elección de la pasarela más estable se realiza de forma implícita, ya que los mensajes MRA de las pasarelas que no cuenten con enlaces estables no serán propagados. Cabría plantearse qué sucede si a un nodo le llegan dos mensajes de distintas pasarelas y ambos cuentan con una elevada probabilidad de que se mantengan estables. Bajo estas circunstancias se podría:

- Reenviar el mensaje MRA, si es estable, de ambas pasarelas.
  - Reenviar el mensaje MRA de la pasarela que esté siendo usada. Se correspondería con una propuesta similar a la de [Jelger y otros, 2004].
  - Reenviar sólo el mensaje MRA que cuente con mayor porcentaje de estabilidad. Una posible línea futura sería analizar cómo tratar la presencia de múltiples pasarelas cuando se emplean las técnicas adaptativas propuestas en esta tesis. Incluso se podría incluir un sistema difuso para seleccionar la pasarela que se va a utilizar.
- Ajuste adaptativo y simultáneo del intervalo de envío de los mensajes MRA y distribuido del TTL. De entre las distintas técnicas adaptativas, este autor no tiene conocimiento de ninguna que adapte el intervalo de tiempo de envío de los mensajes MRA al mismo tiempo que se utiliza el TTL de estos paquetes de control de forma distribuida.
  - Incorporar nuevas métricas para caracterizar las prestaciones de la red. Las propuestas se analizan en función de tres métricas muy utilizadas como son el retardo, las pérdidas y la sobrecarga normalizada. Como trabajo futuro, se podrían proponer otras métricas, por ejemplo:
    - El tiempo que los nodos móviles permanecen unidos a las pasarelas, o bien su complementaria, el tiempo que no tienen conexión a Internet. El objetivo de las técnicas de interconexión es mantener el mayor tiempo posible la conexión a Internet. Sería interesante, pues, evaluar mediante esta métrica como se comportan los distintos algoritmos.
    - El número de colisiones en el enlace aéreo. Esta métrica nos informa de cómo afectan los protocolos de encaminamiento al enlace físico y, por tanto, se podría analizar el impacto de las técnicas adaptativas a este nivel.
    - El número de nodos móviles que cuentan con conexión a Internet en cada momento. No olvidemos que el algoritmo de Wakikawa [Wakikawa y otros, 2006] indica que todos los nodos deben tener una ruta hacia Internet. Por lo tanto, esta métrica mediría la efectividad de la propuesta.

### 6.3 Resumen de las publicaciones

Los primeros trabajos de esta tesis partían de la hipótesis de que un envío periódico y fijo de estos mensajes no era recomendable. Era necesario, pues, utilizar algún méto-

do adaptativo en función de alguna característica de la red para mejorar las prestaciones del mecanismo de descubrimiento. Para ello, el primer algoritmo que se propuso propone un sistema de control del parámetro  $T$ . Este sistema establecía una relación lineal entre el periodo  $T$  y los mensajes de control recibidos por la pasarela, una vez reenviados por los nodos vecinos a ésta [Yuste y otros, 2007]. En este primer trabajo se optimizaban los parámetros del sistema lineal a través de un algoritmo genético. En posteriores trabajos seguimos abordando la optimización de estos parámetros, teniendo en cuenta que la recepción de estos mensajes MRA dependen de la movilidad de los nodos. Por ello, se propuso la posibilidad de adaptar el sistema en función de la mediana de los mensajes recibidos [Yuste y otros, 2008] o siguiendo una fórmula matemática (basada en las características de movilidad del patrón de movimiento RWP) [Yuste y otros, 2010b].

De los mensajes MRA recibidos por las pasarelas se puede extraer más información que la utilizada anteriormente. En los trabajos publicados en [Trujillo y otros, 2008b] y [Trujillo y otros, 2008a] se adapta el valor de  $T$  a través de un sistema lineal, en el cual se tienen en cuenta la movilidad de los nodos cercanos a la pasarela, a través del cálculo de un factor de estabilidad. La estabilidad de la red refleja la cantidad de cambios en la topología de la misma. El factor se estima a través de las direcciones obtenidas de los mensajes MRA recibidos. Así pues, este parámetro tiene en cuenta la duración de los enlaces en la red.

La lógica borrosa o difusa se emplea frecuentemente en los sistemas de control. El primer controlador difuso que se propuso en esta tesis para adaptar el intervalo de envío de los mensajes MRA tiene como parámetros el factor de estabilidad, el número de peticiones de ruta que recibe la pasarela y un cociente entre el número de mensajes MRA y el valor medio del mismo [Yuste y otros, 2009a]. El controlador calcula a partir de estas entradas el tiempo que tiene que esperar hasta enviar el siguiente MRA. Una estrategia distinta pero también basada en lógica difusa es la presentada en [Yuste y otros, 2010a] y [Yuste y otros, 2010c]. En este caso, el sistema difuso calcula cada segundo el estado de la red y si su salida supera un umbral, entonces se envía el mensaje de control MRA.

Las propuestas anteriores eran todas centralizadas, de tal forma que la pasarela era la que decidía cuándo enviar el mensaje y con qué valor del TTL. Nuestra primera propuesta que implica una decisión distribuida en los nodos móviles es la presentada en [Yuste y otros, 2009b]. La pasarela añade un bit a los mensajes MRA que sirve para que los nodos decidan si reenviar o no estos mensajes en función de si transmiten mensajes y el tiempo de vida restante de la ruta hacia Internet.

El tiempo de vida restante de la ruta hacia la pasarela se estimaba en el algoritmo anterior a través del valor *Route timeout* que se incluye en las tablas de encaminamiento de los protocolos *ad hoc* (tiempo de vida). Este valor depende del instante de tiempo en el cual se ha recibido el MRA. Para utilizar una medida más que el nodo móvil pueda conocer, se puede utilizar el tiempo de vida del enlace que une el nodo móvil con la pasarela [Yuste y otros, 2011b]. El tiempo de vida restante del enlace se puede estimar analíticamente a través de muestras que el nodo puede recolectar desde la capa de enlace. Para esta técnica, ha sido necesario recurrir al análisis de las distintas funciones de probabilidad estándar, evaluando su ajuste a la hora de aproximar la duración de los enlaces en redes MANET.

Si bien el tiempo de vida de los enlaces es una variable importante para mejorar las

prestaciones de las redes MANET, existen más parámetros que se pueden considerar. El principal inconveniente es el de encontrar alguna función que los relacione entre sí. Las técnicas de inteligencia artificial son especialmente adecuadas para estas situaciones. Las redes *ad hoc* tienen unas características topológicas muy variables a lo largo del tiempo. Esto implica que obtener parámetros de cualquier tipo resulta muy complicado debido al alto grado de heterogeneidad que acompañan a estas redes. El uso de la lógica difusa tipo II es muy conveniente para este tipo de ambientes. En [Yuste y otros, 2011a] se utiliza un mecanismo distribuido en el que los nodos deciden reenviar o no el mensaje MRA en función de un sistema de decisión difuso tipo II y de si han retransmitido paquetes recientemente. De este mecanismo se deduce que los sistemas difusos tipo II son capaces de combinar los distintos parámetros considerados a su entrada para lograr el objetivo de esta tesis: mejorar los algoritmos de interconexión a Internet.

#### 6.4 Publicaciones

Las publicaciones derivadas de la realización de la tesis se resumen en cinco revistas internacionales, un capítulo de libro, seis congresos internacionales y un congreso nacional.

- Se han publicado dos artículos en revistas internacionales incluidas en el índice *Journal Citation Reports*:
  - A.J. Yuste, A. Triviño, y E. Casilari. *Type-2 fuzzy logic control to optimise Internet-connected MANETs*. *Electronics Letters*. Vol. 47(12), pp. 727-728. 2011. Factor de impacto (JCR-2010): 1'004.
  - A.J. Yuste, A. Triviño, E. Casilari y F.D. Trujillo. *Adaptive gateway discovery for Manets based on the characterization of the link lifetime*. *IET Communications*. Vol. 5(15), pp. 2241-2249. 2011. Factor de impacto (JCR-2010): 0'963.
- Se han publicado tres artículos en otras revistas internacionales:
  - A.J. Yuste, A. Triviño, F.D. Trujillo, E. Casilari, y A. Díaz-Estrella. *Optimized gateway discovery in Hybrid MANETs*. *International Journal of Computer Networks & Communications*. Vol. 1(3), pp. 78-90. 2009. Core<sup>2</sup> C.
  - A.J. Yuste, A. Triviño, F.D. Trujillo y E. Casilari. *Using fuzzy logic in hybrid multihop wireless networks*. *International Journal of Wireless and Mobile Networks*. Vol 2. pp. 96-108. 2010. Core C.
  - A.J. Yuste, A. Triviño-Cabrera, F.D. Trujillo, E. Casilari y A. Díaz Estrella. *Connectivity Gateway Discovery in MANETs*. Llorent Cerdá-Alabern (Ed.), *EuroNGI Workshop*, volumen 5122 de *Lecture Notes in Computer Science*, pp. 128-141. Springer. 2008. Factor de impacto 0'033 (índice SCOPUS).
- En cuanto a capítulos de libro, se tiene una publicación:

---

<sup>2</sup>Clasificación de revistas realizada por el Gobierno de Australia y una asociación de departamentos universitarios conocida como *Computing research & Education*, disponible en <http://core.edu.au/>

- A.J. Yuste, A. Triviño, E. Casilari y F.D. Trujillo. *An Optimized MANET Gateway Discovery Based on Fuzzy Logic. Recent Trends in Wireless and Mobile Networks*. pp. 273-282. 2010.
- Las publicaciones en congresos internacionales son:
  - A. J. Yuste, A. Triviño, F.D. Trujillo y E. Casilari. *Improved Scheme for Adaptive Gateway Discovery in Hybrid MANET*. En: *IEEE 30th International Conference on Distributed Computing Systems Workshops (ICDCSW)*. pp. 270-275. Génova (Italia). 2010.
  - A.J. Yuste, F.D. Trujillo, A. Triviño, E. Casilari y A. Díaz-Estrella. *An adaptive genetic fuzzy control gateway discovery to interconnect hybrid MANETs*. En: *Proceedings of the 2009 IEEE conference on Wireless Communications & Networking Conference*, pp. 2810-2815. *IEEE Press*. Budapest (Hungría). 2009. Core<sup>3</sup> B.
  - A. J. Yuste, F.D. Trujillo, A. Triviño, E. Casilari y A. Díaz-Estrella. *An adaptive gateway discovery in hybrid Manets*. *Eurofgi Workshop on wireless and mobility*. Barcelona (España). 2008.
  - F.D. Trujillo, A. Triviño, E. Casilari, A. Díaz-Estrella y AJ Yuste. *A stability approach to improve MANET-internet connection*. En: *23rd International Symposium on Computer and Information Sciences (ISCIS)*, pp. 1-6. Estambul (Turquía). 2008. Core C.
  - F.D. Trujillo, A. Triviño, E. Casilari, A. Díaz-Estrella y A.J. Yuste. *Interconnecting MANET and the internet a mobility approach*. En: *33rd IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN)*, pp. 581-582. Montreal (Canadá). 2008. Core A.
  - A. J. Yuste, F.D. Trujillo, A. Triviño y E. Casilari. *An adaptive gateway discovery for mobile ad hoc networks*. En: *Proceedings of the 5th ACM international workshop on Mobility management and wireless access*. pp. 159-162. Chania (Grecia). 2007. Core B.
- Un congreso nacional:
  - A.J. Yuste, A. Triviño, F.D. Trujillo, E. Casilari y A. Díaz Estrella. *Uso de un controlador difuso en redes MANET híbridadas*. *Jornadas de Ingeniería Telemática*. Cartagena (España). 2009.

Otras publicaciones relacionadas con la tesis en las que se ha participado son:

- Congresos internacionales.
  - A. Triviño, B. Ruiz, E. Casilari y A.J. Yuste. *Study on the need for adaptive gateway discovery in Manets*. *International Wireless Communications and mobile computing conference*. Leipzig (Alemania). 2009. Core B.

---

<sup>3</sup>Clasificación de conferencias realizada por el Gobierno de Australia y una asociación de departamentos universitarios conocida como *Computing research & Education*, disponible en <http://core.edu.au/>.

---

# Anexo A

## Ad hoc On-Demand Distance Vector

---

El protocolo de encaminamiento Ad hoc On-Demand Distance Vector [Perkins y otros, 2003] fue desarrollado conjuntamente por Nokia (*Nokia Research Center*) y la universidades de California y Cincinnati. La primera versión de AODV se publicó en agosto de 1998 y la versión definitiva estandarizada como RFC por el grupo MANET del IETF data de octubre de 2003. Es un protocolo reactivo, por tanto, mientras que no se envíen datos por parte de los usuarios la red permanecerá inactiva, permitiendo así un menor consumo de energía. Como su propio nombre indica es un protocolo que utiliza el número de saltos para establecer las rutas. AODV está basado en el protocolo *Destination-Sequenced Distance Vector* (DSDV), evitando la formación de lazos y cuentas a infinito mediante la introducción de los números de secuencia. Por ello, a cada destino se le asigna un número de secuencia único acompañado de un temporizador (*lifetime*). El número de secuencia proporciona información sobre las rutas nuevas. Así el nodo puede distinguir entre las rutas más recientes y las antiguas. El temporizador permite además eliminar los enlaces que no han sido utilizados durante mucho tiempo. La información de AODV se guarda en tablas de encaminamiento, eliminándose así el envío de las rutas en los paquetes de datos. Los distintos campos de estas tablas son:

- Dirección IP del nodo destino.
- Número de secuencia del destino.
- Validez del número de secuencia de destino.
- Otras banderas o campos acerca del estado de la ruta: válida, inválida, reparable, en reparación.
- Interfaz de red.

- Número de saltos para alcanzar el destino.
- Dirección del siguiente salto.
- Lista de precursores (predecesores)
- Tiempo de vida: tiempo en el cual morirá la ruta si no es utilizada.

El protocolo AODV cuenta con cuatro tipos de mensajes para realizar su función de encaminamiento:

- Petición de ruta (*Route Request*, RR).
- Respuesta de ruta (*Route Reply*, RREP).
- Error de ruta (*Route Errors*, RERRs).
- Mensajes *Hello*. Estos mensajes son opcionales.

Cuando un nodo tiene que enviar datos y no cuenta en sus tablas de encaminamiento con el destino de los mismos, comienza el proceso de descubrimiento de ruta con el envío de un mensaje del tipo RR, que se va propagando a través de la red. El formato de estos mensajes se encuentra en la Figura A.1. En la figura la longitud de la dirección, tanto origen como la de destino, es la equivalente a IPv4; en el caso de IPv6 sólo habría que incrementar estos campos a 120 bits.

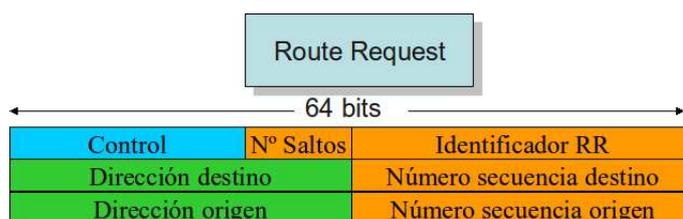


Figura A.1. Formato del tipo de mensaje *route request*.

Además de las direcciones del nodo origen y del destino buscado, en el paquete RR se incluye un identificador de petición (a los nodos que retransmiten estos paquetes pueden llegarle mensajes RR duplicados), el número de secuencia de la última ruta al destino (cero si nunca se ha tenido, de esta forma se evita responder con rutas más viejas de la actual), número de secuencia de la fuente (si el nodo fuente se mueve y envía nuevos RR debe indicarlo) y el número de saltos que lleva el paquete desde el origen. A medida que los nodos vayan reenviando este paquete incrementarán el campo de número de saltos y decrementarán el del *Time to Live* (TTL).

Cuando un RR llega al destino buscado, o algún nodo intermedio conoce una ruta al destino, se genera un paquete de respuesta RREP. Este paquete ya sabe volver al destino por la inundación previa de mensajes RR. El formato del mensaje RREP se encuentra en la Figura A.2.

Cuando el RREP llegue a la fuente de datos ya conocerá ésta el camino para el envío de los paquetes, actualizará la tabla de encaminamiento y comenzará el proceso de envío de información. Este mecanismo puede hacer que los primeros paquetes que se envíen tengan una latencia elevada.

Un ejemplo clásico de intercambio de estos mensajes se encuentra en la Figura A.3. En ella se observa cómo el nodo origen o fuente de datos comienza el proceso de búsqueda

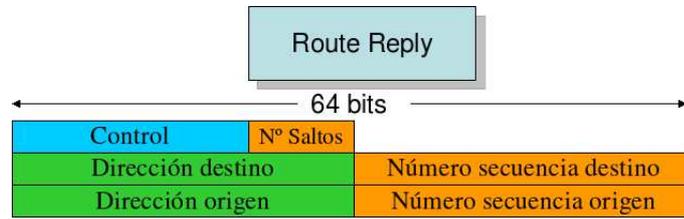


Figura A.2. Formato del tipo de mensaje *route reply*.

de rutas a partir del envío de mensajes RR. Estos mensajes son retransmitidos por los vecinos, hasta llegar al destino de la información. El nodo destino envía un mensaje RREP que ya va dirigido sólo y exclusivamente al nodo fuente, a través del camino establecido por los RR. Los números que aparecen en la figura indican la distancia al nodo fuente. Todos los nodos reenvían los paquetes RR que le llegan por primera vez. Además, los nodos detectan posibles duplicados a través del identificador del paquete. En la figura no se han reflejado todos los envíos de paquetes RR para facilitar su comprensión. Por ejemplo, al nodo de origen le llegaría también los paquetes RR reenviados por los nodos adyacentes. A partir de estos mensajes el nodo fuente puede conocer los nodos candidatos para enviar los paquetes de información a su destino.

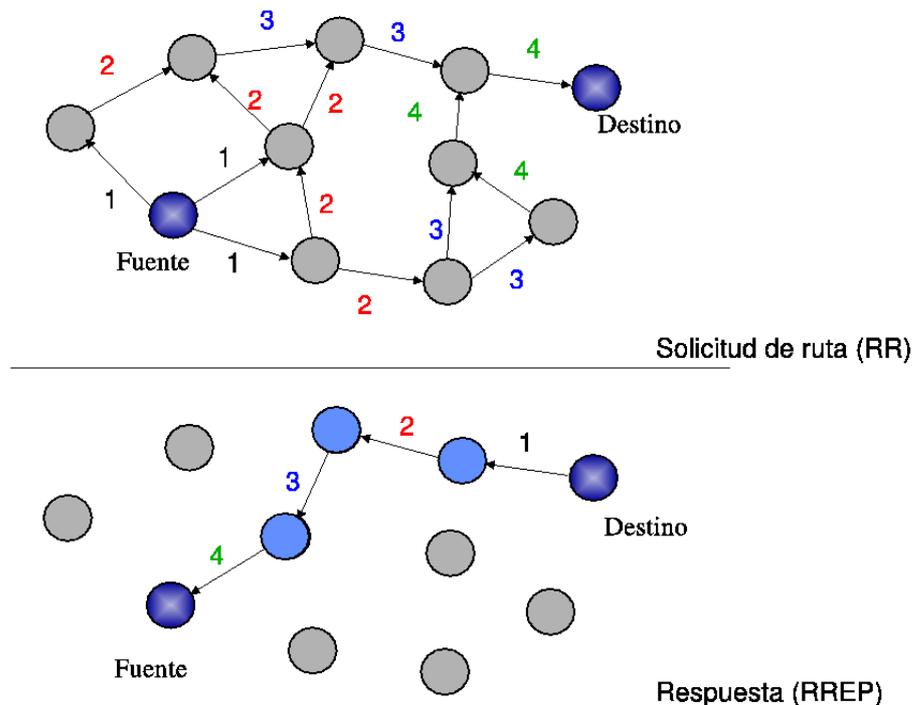


Figura A.3. Ejemplo de petición y respuesta de rutas en AODV.

Todos los nodos mantienen información sobre la continuidad de la conectividad con sus vecinos. Para asegurarse que la información es válida, los nodos con rutas activas envían mensajes del tipo HELLO. Los mensajes HELLO son RR especiales. La única diferencia con estos es que el TTL se iguala a 1. De esta forma los nodos pueden detectar cuándo se rompe un enlace. Si un nodo detecta que una ruta ha dejado de estar activa envía un mensaje de error (RERR) para generar nuevas búsquedas de rutas. Es interesante destacar que si un nodo no participa en ninguna ruta o no tiene rutas activas no genera este tipo de mensajes.

Como resumen del protocolo AODV, se puede decir que este asigna las rutas inundando la red con mensajes del tipo *Route Request*. Una vez llega al nodo que conoce la ruta solicitada, responde con un *Route Reply* que realiza el camino de vuelta al nodo origen. Tras este proceso, todos los nodos que participan en la ruta recién descubierta conocen las rutas hacia los dos extremos de la misma.

---

## Anexo B

# Algoritmo de Karnik-Mendel

---

Los sistemas difusos tipo II presentan una mayor complejidad matemática que sus equivalentes tipo I. Esta dificultad se materializa sobre todo en el bloque de reducción de la Fig. B.1.

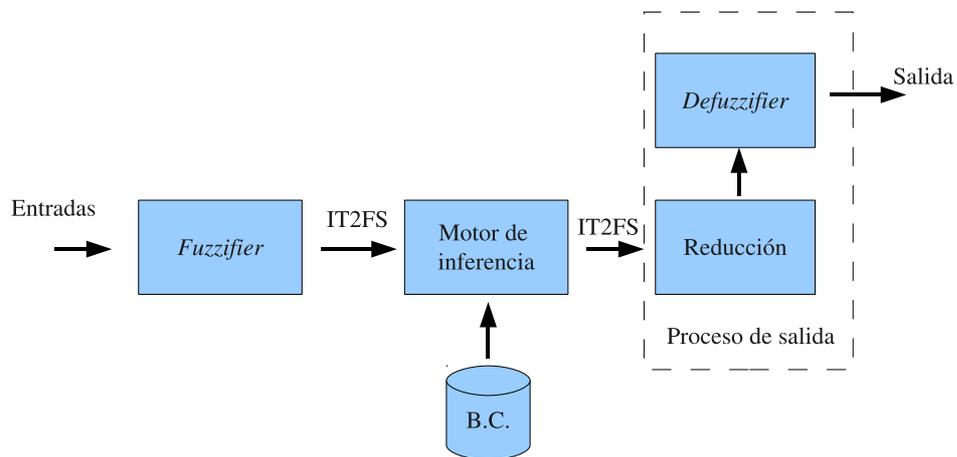


Figura B.1. Sistema difuso tipo II.

A la hora de obtener la salida numérica en los sistemas de intervalos difusos tipo II, es necesario realizar dos procesos. El primer proceso consiste en reducir el intervalo difuso a un conjunto difuso tipo I. Se han propuesto muchos algoritmos para realizar esta

transformación. De entre los más empleados destaca el denominado algoritmo de Karnik y Mendel (KM) [Karnik y Mendel, 2001]. Se trata de un algoritmo iterativo que converge rápidamente para obtener el conjunto difuso tipo I. Este conjunto será la entrada del siguiente proceso que permite obtener el valor numérico final. Este valor es la media del intervalo difuso de salida del algoritmo KM. En esta tesis se ha utilizado este intervalo en la aplicación de interconexión de redes *ad hoc* a Internet.

A continuación se explicarán como se obtienen los dos valores  $z_{min}$  y  $z_{max}$ , que son los límites del intervalo de salida del sistema difuso.

### B.1 Cálculo de $z_{min}$ mediante el algoritmo de Karnik-Mendel

El algoritmo, que es iterativo, se implementa en seis pasos. Cada uno de los pasos se exponen a continuación.

1. Ordenar los valores de salida  $\underline{z}^n$ , provenientes del motor de inferencia, por orden creciente y llamarlas con el mismo nombre. Ordenar los pesos y las funciones  $F^n$  de la misma forma, es decir, si, por ejemplo,  $\underline{z}^3$  pasa ahora al primer lugar,  $F^3$  también pasa al primer lugar.
2. Calcular el vector  $f^n$  como

$$f^n = \frac{\underline{f}^n + \bar{f}^n}{2} \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (\text{B.1})$$

y, además, calcular:

$$z = \frac{\sum_{n=1}^N f^n z^n}{\sum_{n=1}^N f^n} \quad (\text{B.2})$$

3. Encontrar el valor de  $k$  con  $1 \leq k \leq N - 1$  que cumpla con la inecuación siguiente:

$$\underline{z}^k \leq z \leq \underline{z}^{k+1} \quad (\text{B.3})$$

4. Obtener el siguiente valor:

$$f^n = \begin{cases} \bar{f}^n & n \leq k \\ \underline{f}^n, n > k \end{cases} \quad (\text{B.4})$$

y ahora calcular:

$$z' = \frac{\sum_{n=1}^N f^n \underline{z}^n}{\sum_{n=1}^N f^n} \quad (\text{B.5})$$

5. Si  $z' = z$  se ha llegado al final, la salida es  $z_{min} = z$ . Si  $z' \neq z$  seguir.
6. Hacer  $z = z'$  y volver al paso 3.

**B.2 Cálculo de  $z_{max}$  mediante el algoritmo de Karnik-Mendel**

El algoritmo es similar al anterior y también se implementa en seis pasos de manera iterativa. Cada uno de los pasos se exponen a continuación.

1. Ordenar los valores de salida  $\bar{z}^n$  por orden creciente y llamarla con el mismo nombre. Ordenar los pesos y las funciones  $F^n$  de la misma forma, es decir, si por ejemplo  $\bar{z}^3$  pasa ahora al primer lugar,  $F^3$  también pasa al primer lugar.
2. Calcular el vector  $f^n$  como

$$f^n = \frac{f^n + \bar{f}^n}{2} \quad n = 1, 2, \dots, N \quad (\text{B.6})$$

y, además, calcular:

$$z = \frac{\sum_{n=1}^N f^n \bar{z}^n}{\sum_{n=1}^N f^n} \quad (\text{B.7})$$

3. Encontrar el valor de  $k$  con  $1 \leq k \leq N - 1$  que cumpla con la inecuación siguiente:

$$\bar{z}^k \leq z \leq \bar{z}^{k+1} \quad (\text{B.8})$$

4. Obtener el siguiente valor:

$$f^n = \begin{cases} \bar{f}^n & n \leq k \\ \underline{f}^n, & n > k \end{cases} \quad (\text{B.9})$$

y ahora calcular:

$$z' = \frac{\sum_{n=1}^N f^n \bar{z}^n}{\sum_{n=1}^N f^n} \quad (\text{B.10})$$

5. Si  $z' = z$  se ha llegado al final, la salida es  $z_{max} = z$ . Si  $z' \neq z$  seguir.
6. Hacer  $z = z'$  y volver al paso 3.



---

# Anexo C

## Escenarios de movilidad

---

### C.1 Introducción

Las redes *ad hoc* se caracterizan principalmente por la movilidad de los nodos que forman parte de las mismas. Esta característica fundamental es, a la vez, la más complicada de modelar a la hora de realizar simulaciones que puedan ayudar a la mejora de los protocolos y otros mecanismos diseñados para este tipo de redes. En los últimos años, se han diseñado distintos modelos de movilidad con parámetros cada vez más complejos que hacen especialmente difícil elegir un único modelo para validar la capacidad de adaptación de los distintos algoritmos. Incluso, cuando ya se ha elegido un modelo, una elección u otra de los distintos parámetros de estos modelos pueden hacer que el comportamiento de los nodos, y por tanto también el de la red, cambien sustancialmente. El objetivo de este Anexo es mostrar los distintos modelos de movilidad que hemos empleado en el desarrollo de esta tesis. No se va a realizar ni un estudio de las propiedades estocásticas de los mismo, ni un estudio pormenorizado de los mismos.

Para caracterizar un patrón de movilidad, éste debe incluir mecanismos que determinen la dirección, la velocidad y el tiempo de pausa de los nodos móviles. Además, estas características pueden ir cambiando a lo largo de la simulación. En líneas generales, los modelos de movilidad de movilidad se suelen dividir en dos grupos [Camp y otros, 2002] respecto a la forma de elegir el movimiento de cada nodo:

- Movilidad individual. Cada nodo se mueve de forma independiente de los demás. Los nodos no tienen ninguna información acerca del movimiento de los otros nodos.

- Movilidad grupal. Varios nodos se mueven conjuntamente a lo largo del escenario. Los nodos deben compartir información acerca de algún parámetro para poder viajar de forma agrupada.

Los modelos de movilidad también se suelen clasificar en función del grado de abstracción que se necesita para generarlos. Bajo este punto de vista, los modelos pueden ser:

- Sintéticos. Se realiza un modelado abstracto del movimiento de los nodos. Intentan simular el comportamiento real de los nodos. Son necesarios para simular nuevos escenarios o sobre los que no se tiene ninguna información.
- Realistas o basados en muestras. El modelado se realiza a partir de medidas (*traces* en inglés) obtenidas en escenarios existentes y bien definidos. Se capturan parámetros como la velocidad y la coordenada en la que se encuentra el nodo en cada momento. Reflejan la trayectoria real seguida por los nodos móviles en el escenario usado para capturar dichas medidas.
- Híbridos. En este caso, se utilizan ambos niveles de abstracción. A partir de las muestras obtenidas se generaliza un modelo de movilidad para adaptarlas a otras situaciones.

Una última clasificación se refiere al uso de la trayectoria pasada o no por parte de los nodos móviles:

- Modelos sin memoria. El siguiente movimiento del nodo es independiente de los anteriores.
- Modelos con memoria. El siguiente movimiento del nodo depende de la trayectoria anterior.

A continuación se resumen los distintos modelos de movilidad usados durante el desarrollo de esta tesis.

## C.2 *Random WayPoint Model*

El modelo más utilizado por los investigadores en redes *ad hoc* es el *Random WayPoint Model* (RWP) [Bettstetter y otros, 2003]. Se trata de un modelo individual, sin memoria y sintético. El modelo es muy sencillo de implementar tal y como se expone a continuación. Los pasos a seguir para obtener unas muestras del movimiento de los nodos móviles con este modelos son:

1. Cada nodo elige una posición inicial  $(x_1, y_1)$  en el escenario de simulación (*WayPoint* en inglés).
2. Elige de forma aleatoria otra posición en el escenario  $(x_2, y_2)$ .

3. Elige una velocidad ( $v$ ) de forma aleatoria dentro de dos valores ( $v_{min}, v_{max}$ ). Es preciso que la velocidad mínima no sea nula [Yoon y otros, 2003] para evitar problemas de convergencia.
4. Se desplaza hacia  $(x_2, y_2)$  a la velocidad  $v$ .
5. Una vez que el móvil llega a  $(x_2, y_2)$  se espera durante un tiempo  $p$ , llamado tiempo de pausa.
6. Repetir los pasos desde el punto 2.

En la Fig. C.1 se ilustra como es el funcionamiento de este modelo de movilidad:

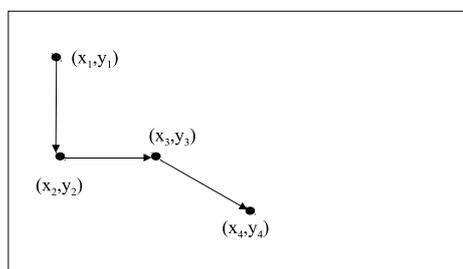


Figura C.1. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el *Random Waypoint Model*.

La principal ventaja de este modelo es su sencillez de implementación. Por contra, el principal problema es que tiene un transitorio bastante elevado. Además, los nodos tienden a concentrarse en el centro de los escenarios.

### C.3 Gauss Markov Model

El modelo de movilidad de *Gauss Markov* fue utilizado en redes *ad hoc* en [Tolety, 1999]. El modelo presenta un único parámetro que cambia el grado de aleatoriedad del movimiento de los nodos. Se trata de un modelo con memoria, sintético e individual.

Cada nodo móvil decide inicialmente una velocidad y dirección. Tras ciertos intervalos de tiempo,  $i$ , los nodos cambian su velocidad y dirección, tal y como se refleja en la Ec. C.1.

$$\begin{aligned}
 s_i &= \alpha s_{i-1} + (1 - \alpha) \bar{s} + \sqrt{(1 - \alpha^2) s_{x_{i-1}}} \\
 d_i &= \alpha d_{i-1} + (1 - \alpha) \bar{d} + \sqrt{(1 - \alpha^2) d_{x_{i-1}}}
 \end{aligned}
 \tag{C.1}$$

donde  $s_i$  y  $d_i$  son la velocidad y la dirección en el instante  $i$ ,  $\bar{s}$  y  $\bar{d}$  son los valores medios de velocidad y dirección cuando  $i \rightarrow \infty$ .

El valor de la nueva dirección y velocidad se calcula en función de:

- Los datos de velocidad y dirección anteriores, en el instante  $i - 1$ .
- El parámetro de aleatoriedad  $\alpha$ . Si este valor es cero el movimiento se convierte en uno constante y si es uno es sin memoria.
- Los valores medios finales.
- Los valores obtenidos a partir de una distribución gaussiana:  $s_{x_{i-1}}$  y  $d_{x_{i-1}}$ .

Para cada intervalo de tiempo se puede calcular la posición en función de la velocidad y dirección a través de la siguiente ecuación:

$$\begin{aligned}x_i &= x_{i-1} + s_{i-1} \cos(d_{i-1}) \\y_i &= y_{i-1} + s_{i-1} \sin(d_{i-1})\end{aligned}\tag{C.2}$$

La principal ventaja de este modelo es que no tiene giros bruscos y es más realista que el *Random WayPoint Model*. En cambio, la principal desventaja es que necesita más parámetros que son necesarios ajustar.

#### C.4 *Manhattan Mobility Model*

El tipo de movilidad denominado *Manhattan Mobility Model* (MH) [Bai y otros, 2003] se utiliza para determinar el movimiento de automóviles en áreas urbanas. Para ello se define una estructura rectangular mallada con calles horizontales y verticales. Los nodos móviles se mueven en estas calles tal y como se muestra en la Fig. C.2.

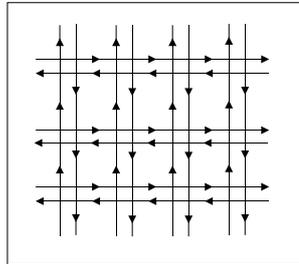


Figura C.2. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el *Manhattan Mobility Model*.

Los nodos cuando llegan a una intersección deben girar a izquierda, derecha o cambiar de sentido en función de una probabilidad. Este modelo tiene dependencia temporal y cuenta con limitaciones geográficas (por ejemplo, pueden existir calles de un único sentido). La velocidad de los nodos cambia cada cierto tiempo, en función de la velocidad anterior y de la velocidad del nodo que circula en su mismo sentido. Se trata de un modelo individual, con memoria y sintético.

Este modelo se utiliza para realizar simulaciones en grandes extensiones y para redes vehiculares. La desventaja es que se tienen que determinar los sentidos y posibles giros en cada una de las calles y cruces, necesitando mucha información del escenario para poder simularlo.

### C.5 *Smooth Mobility Model*

Los autores de [Zhao y Wang, 2006] definen un tipo de movimiento denominado *Smooth Mobility Model*. En este modelo la velocidad va cambiando desde el inicio de la simulación hasta el final de la misma alternando tres fases, tal y como se refleja en la Fig. C.3. Las distintas fases son las siguientes:

- Una fase de aceleración inicial en la cual los nodos parte de cero y van acelerando hasta llegar a la velocidad de la siguiente fase.
- La fase denominada suave. En esta fase los nodos mantienen una velocidad más o menos estable, con cambios muy leves y en cortos periodos de tiempo.
- Fase de frenado. En esta fase el nodo móvil disminuye su velocidad hasta pararse. Este tipo de movilidad se puede clasificar como individual, con memoria y sintético.

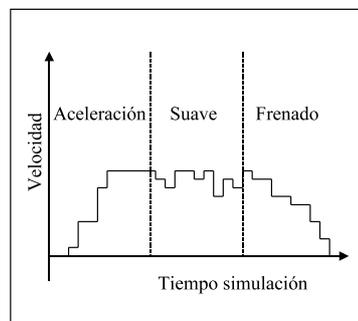


Figura C.3. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el *Smooth Mobility Model*.

Este modelo presenta un aspecto más realista en cuanto a cambios de velocidad en los nodos móviles. El número de parámetros también se incrementa respecto a otros modelos más simples.

### C.6 *Time-Variant Community Mobility model*

El modelo denominado *Time-Variant Community Mobility model* (TVCM) se presenta en [Hsu y otros, 2007]. Los autores presentan un modelo que, desde su punto de vista, es realista, flexible y matemáticamente manejable. Se trata de un modelo individual, basado en el estudio de muestras y con memoria. Las dos características principales del modelo son:

- La repetida visita de los nodos móviles a los mismos lugares en periodos de tiempo distintos.
- El movimiento siempre cercano a un determinado lugar.

A partir de estas dos características se puede considerar que este modelo intenta representar el comportamiento no homogéneo de los nodos móviles tanto en el espacio como en el tiempo. Se consideraron estas dos características como fundamentales en el movimiento de los nodos a partir del análisis de distintas muestras de redes inalámbricas en las que se incluyen campus universitarios [Henderson y otros, 2004] [Hsu y Helmy, 2006] y edificios

corporativos [Balazinska y Castro, 2003]. A pesar de estar basado el modelo en estas muestras, los autores indican que es bastante genérico y se puede usar en una gran cantidad de aplicaciones. De hecho, los autores validan este modelo con otros tipos de movimientos como el de vehículos o el de peatones.

Las características principales de este modelo se reflejan en la Fig. C.4. En ella, se pueden observar las zonas más visitadas que se denominan comunidades y los intervalos de tiempo asociados a dichas comunidades o periodos de tiempo  $TP_j$ . Por ejemplo, para el primer periodo de tiempo se tienen las zonas cuadradas denotadas como  $Comm_j^1$ . En este caso se tienen tres posibles zonas a visitar (el subíndice  $j$  podrá tener los valores 1,2 y 3). Dentro de estas comunidades los nodos se mueven eligiendo una velocidad (un valor aleatorio entre dos valores máximos y mínimos) y un ángulo también aleatorio. Los nodos comienzan su movimiento desde el último punto visitado y recorren una distancia obtenida a partir de una distribución exponencial (cuyo valor medio es igual al de la dimensión máxima de la comunidad). Cuando llega a su destino, el nodo se mantiene estático en dicha posición durante un tiempo de pausa. Una vez completado este tiempo, en función de unas probabilidades pasará a una nueva comunidad o se mantendrá en la misma, iniciando un nuevo movimiento. En el modelo se define cómo se pasa de una comunidad a otra en el caso de no tener fronteras comunes y otros aspectos del transitorio entre cambios de comunidades.

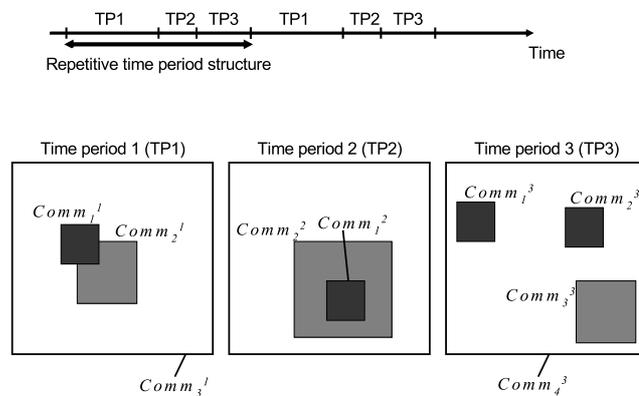


Figura C.4. Ilustración que refleja el movimiento de los nodos con el *Time-Variant Community Mobility Model* [Hsu y otros, 2007].

La dependencia temporal en el modelo se crean a partir de la repetición de estructurales temporales que aparecen en la Fig. C.4 como periodos temporales (*Timeperiod*). Cada uno de estos periodos tendrán asociados unas comunidades distintas. Con estos periodos se intenta reflejar el comportamiento humano: movimientos en los lugares de trabajo por el día y en las zonas de descanso por las noches, movimientos distintos en días laborables o festivos, movimientos cerca de los edificios de las aulas o de comedores en función de la hora, etc.

Este modelo presenta unas características más realistas que todos los anteriores, aunque incluye una gran cantidad de parámetros que se deben contemplar: periodos temporales, velocidades máximas y mínimas, dimensiones de las comunidades, etc.

### C.7 *Random Trip Mobility Model*

El último modelo de movilidad que se ha utilizado en las simulaciones desarrolladas durante la elaboración de esta tesis es el denominado *Random Trip Mobility Model* que fue publicado en [Le~Boudec y Vojnovic, 2005] y [Le~Boudec y Vojnovic, 2006]. Los detalles de este modelo, su implementación y otras utilidades se pueden descargar de la página web [Le~Boudec y Vojnovic, 2004]. Se trata de un modelo individual, sintético y con memoria.

Los modelos de movilidad anteriormente propuestos convergen hacia un estado estable con un periodo transitorio que es muy dependiente de la posición inicial de los nodos. Esto hace que los protocolos puedan variar mucho su comportamiento en función de dicha posición inicial y del tiempo de simulación total. Por ello, los autores de este modelo defienden la posibilidad de obtener una simulación “perfecta” en la que el régimen sea estable durante toda la simulación. Para ello, el nodo móvil elige un destino a partir de una combinación de tres elementos:

- Una ruta (*path* en inglés) de entre las existentes en un catálogo.
- Una duración.
- La fase en la que se encuentre el nodo. Una fase puede ser un periodo de pausa o una continuación del movimiento.

Al final de la ruta, el nodo elige otra en función de:

- Una regla de selección que estará definida a partir de una cadena de Markov.
- De la fase previa y de la ruta previa.

Este modelo es bastante genérico e incluye a otros como: *random waypoint*, *random walk* pero restringido en función de la regla de selección. De hecho, la principal dificultad de este método consiste en elegir la regla de selección. Los autores proponen diferentes propiedades para la elección de las reglas que aseguren que el modelo sea estable y con una distribución temporal adecuada para una simulación perfecta.



## Referencias

---

- Abdelkader, T.; Naik, K. y Nayak, A. (2011). «Using Fuzzy Logic to Calculate the Backoff Interval for Contention-based Vehicular Networks». En: *Proceedings of the ACM International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, pp. 783–788. Estambul (Turquía).
- Agüero, R. (2007). *Contribución a la mejora de las prestaciones en redes de acceso inalámbricas no convencionales*. Tesis doctoral, Universidad de Cantabria (España).
- Ahn, S. y Lim, Y. (2010). «MANET Address Configuration using Address Pool». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Ariza, A. Alfonso; Triviño-Cabrera, Alicia; Casilari-Pérez, Eduardo; Cano, Juan-Carlos; Calafate, Carlos Miguel Tavares y Manzoni, Pietro (2009). «Assessing the impact of Link Layer Feedback mechanisms on MANET routing protocols». En: *Proceedings of the 14th IEEE Symposium on Computers and Communications*, pp. 770–775. Sousse (Túnez).
- Baccelli, E. y Townsley, M. (2010). «IP Addressing Model in Ad Hoc Networks». *Request For Comments 5889*, Internet Engineering Task Force.
- Bai, F.; Sadagopan, N. y Helmy, A. (2003). «IMPORTANT: A framework to systematically analyze the Impact of Mobility on Performance of Routing protocols for Adhoc Networks». En: *Proceedings of the International Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications*, volumen 2, pp. 825–835. San Francisco (Estados Unidos).
- Bai, F.; Sadagopan, N.; Krishnamachari, B. y Helmy, A. (2004). «Modeling path duration distributions in MANETs and their impact on reactive routing protocols». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **22(7)**, pp. 1357–1373.
- Balaji, PG y Srinivasan, D. (2011). «Type-2 fuzzy logic based urban traffic management». *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, **24(1)**, pp. 12–22.
- Balazinska, M. y Castro, P. (2003). «Characterizing mobility and network usage in a corporate wireless local-area network». En: *Proceedings of the 1st International Confe-*

- rence on Mobile systems, applications and services, pp. 303–316. San Francisco (Estados Unidos).
- Bettstetter, C.; Resta, G. y Santi, P. (2003). «The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks». *IEEE Transactions on Mobile Computing*, **2(3)**, pp. 257–269.
- Beyer, DA; Int, SRI y Park, M. (1990). «Accomplishments of the DARPA SURAN Program». En: *Proceedings of the IEEE Military Communications Conference.*, volumen 2, pp. 855–862. Monterey (Estados Unidos).
- Boot, T. (2010). «Support for hosts in MANETs». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Brannstrom, R.; Ahlund, C. y Zaslavsky, A. (2005). «Maintaining Gateway Connectivity in Multi-hop Ad hoc Networks». En: *Proceedings of the IEEE Conference on Local Computer Networks. 30th Anniversary.*, pp. 682 –689. Sydney (Australia).
- Camp, T.; Boleng, J. y Davies, V. (2002). «A survey of mobility models for ad hoc network research». *Wireless communications and mobile computing*, **2(5)**, pp. 483–502.
- Canada-Bago, Joaquin; Fernandez-Prieto, Jose Angel; Gadeo-Martos, Manuel Angel y Velasco, Juan Ramón (2010). «A New Collaborative Knowledge-Based Approach for Wireless Sensor Networks». *Sensors*, **10(6)**, pp. 6044–6062.
- Castillo, O.; Melin, P.; Kacprzyk, J. y Pedrycz, W. (2007). «Type-2 fuzzy logic: theory and applications». En: *Proceedings of the IEEE International Conference on Granular Computing*, p. 145. Fremont (Estados Unidos).
- Ceylan, R.; Ozbay, Y. y Karlik, B. (2011). «Telecardiology and Teletreatment System Design for Heart Failures Using Type-2 Fuzzy Clustering Neural Networks». *International Journal of Artificial Intelligence and Expert Systems*, **1(4)**, p. 100.
- Cha, H.W.; Park, J.S. y Kim, H.J. (2003). «Extended Support for Global Connectivity for IPv6 Mobile Ad Hoc Networks». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Chakeres, I.D. (2009). «IANA Allocations for Mobile Ad Hoc Network (MANET) Protocols». *Request For Comments 5498*, Internet Engineering Task Force.
- Cheng, Z. y Heinzelman, W.B. (2004). «Exploring long lifetime routing (LLR) in ad hoc networks». En: *Proceedings of the 7th ACM International Symposium on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems*, pp. 203–210. Venecia (Italia).
- Chiang, K.H. y Shenoy, N. (2004). «A 2-D random-walk mobility model for location-management studies in wireless networks». *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, **53(2)**, pp. 413–424.

- Cho, S. y Hayes, J.P. (2005). «Impact of mobility on connection stability in ad hoc networks». En: *Proceedings of the International IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, volumen 3, pp. 1650–1656. Nueva Orleans (Estados Unidos).
- Chua, T.W. y Tan, W.W. (2010). «Non-singleton genetic fuzzy logic system for arrhythmias classification». *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, **24(2)**, pp. 251–259.
- Clausen, T. y Dearlove, C. (2009). «Representing Multi-Value Time in Mobile Ad Hoc Networks (MANETs)». *Request For Comments 5497*, Internet Engineering Task Force.
- Clausen, T.; Dearlove, C. y Adamson, B. (2008). «Jitter Considerations in Mobile Ad Hoc Networks (MANETs)». *Request For Comments 5148*, Internet Engineering Task Force.
- Clausen, T.; Dearlove, C.; Dean, J. y Adjih, C. (2009). «Generalized Mobile Ad Hoc Network (MANET) Packet/Message Format». *Request For Comments 5444*, Internet Engineering Task Force.
- Clausen, T. y Jacquet, P. (2003). «Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)». *Request For Comments 3626*, Internet Engineering Task Force.
- Clausen, T.H. y Herberg, U. (2010). «Yet Another Autoconf Proposal (YAAP) for Mobile Ad hoc NETworks». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Coltun, R.; Ferguson, D.; Moy, J. y Lindem, A. (2008). «OSPF for IPv6». *Request For Comments 5340*, Internet Engineering Task Force.
- Conta, A. (2006). «Internet control message protocol (ICMPv6) for the internet protocol version 6 (ipv6) specification». *Request For Comments 4443*, Internet Engineering Task Force.
- Corson, S. y Macker, J. (1999). «Mobile ad hoc networking (MANET): Routing protocol performance issues and evaluation considerations». *Request For Comments 2501*, Internet Engineering Task Force.
- Costantino, G. (2007). *Design and Evaluation of a Trusting Protocol for MANET Networks*. Tesis doctoral, Università degli Studi di Catania (Italia).
- Debnath, S.K.; Ahmed, F. y Islam, N. (2010). «Performance Evaluation of Unicast and Broadcast Mobile Ad hoc Network Routing Protocols». *International Journal of Computer Science and Information Security*, **7(1)**.
- Ding, S. (2008). «A survey on integrating MANETs with the Internet: Challenges and designs». *Computer Communications*, **31(14)**, pp. 3537 – 3551.
- Dogman, A.; Saatchi, R.; Al-Khayatt, S. y Nwaizu, H. (2011). «Adaptive Statistical Sampling of VOIP Traffic in WLAN and Wired Networks Using Fuzzy Inference System». En: *Proceedings of the International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, pp. 1731–1736. Estambul (Turquía).

- Domingo, M.C. y Prior, R. (2007). «An Adaptive Gateway Discovery Algorithm to support QoS when providing Internet Access to Mobile Ad Hoc Networks». *Journal of networks*, **2(2)**, p. 33.
- Draves, R. (2003). «Default Address Selection for Internet Protocol version 6 (IPv6)». *Request For Comments 3484*, Internet Engineering Task Force.
- Fall, K. y Varadhan, K. (2009). «The ns Manual (formerly ns Notes and Documentation)». *The VINT Project*, **1**.
- Fernández-Prieto, J.; Canada-Bago, J.; Gadeo-Martos, M. y Velasco, J. (2010). «Towards Distributed Wireless Intelligent Sensor Networks». En: Yves Demazeau; Frank Dignum; Juan Corchado; Javier Bajo; Rafael Corchuelo; Emilio Corchado; Florentino Fernández-Riverola; Vicente Julián; Pawel Pawlewski y Andrew Campbell (Eds.), *Trends in Practical Applications of Agents and Multiagent Systems*, volumen 71 de *Advances in Intelligent and Soft Computing*, pp. 131–138. Springer Berlin / Heidelberg.
- Gerla, M.; Lindemann, C. y Rowstron, A. I. T. (2005). «P2P MANET's - New Research Issues.» En: *Proceedings of the Peer-to-Peer Mobile Ad Hoc Networks*, pp. 1–25. Leibniz (Alemania).
- Ghassemian, M.; Friderikos, V. y Aghvami, AH (2005). «A generic algorithm to improve the performance of proactive ad hoc mechanisms». En: *Proceedings of the Sixth IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks*, pp. 362–367. Taormina (Grecia).
- Hagras, H.A. (2004). «A hierarchical type-2 fuzzy logic control architecture for autonomous mobile robots». *IEEE Transactions on Fuzzy Systems*, **12(4)**, pp. 524–539.
- Hall, WJ y Wellner, J.A. (1981). «Mean residual life». *Statistics and Related Topics*, **169**, p. 184.
- Hamidian, A.; Körner, U. y Nilsson, A. (2004). «Performance of internet access solutions in mobile ad hoc networks». En: *Proceedings of the EuroNGI Workshop*, pp. 189–209. Dagstuhl (Alemania).
- Henderson, T.; Kotz, D. y Ayzov, I. (2004). «The changing usage of a mature campus-wide wireless network». En: *Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile computing and networking*, pp. 187–201. Filadelfia (Estados Unidos).
- Hinden, R. y Deering, S. (2006). «IP Version 6 Addressing Architecture». *Request For Comments 4291*, Internet Engineering Task Force.
- Hinden, R. y Haberman, B. (2005). «Unique Local IPv6 Unicast Addresses». *Request For Comments 4193*, Internet Engineering Task Force.

- Hogie, L. (2007). *Mobile Ad Hoc networks: modelling, simulation and broadcast-based applications*. Tesis doctoral, Universidad de Luxemburgo (Luxemburgo) y Universidad de Le Havre (Francia).
- Hsu, W. (2011). «Modeling time-variant user mobility in wireless mobile networks». [http://nile.cise.ufl.edu/~weijenhs/TVC{\\\_}model/](http://nile.cise.ufl.edu/~weijenhs/TVC{\_}model/). Internet; visitado en febrero-2011.
- Hsu, W. y Helmy, A. (2006). «On modeling user associations in wireless LAN traces on university campuses». En: *Proceedings of the International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, pp. 1–9. Boston (Estados Unidos).
- Hsu, W.; Spyropoulos, T.; Psounis, K. y Helmy, A. (2007). «Modeling time-variant user mobility in wireless mobile networks». En: *Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Computer Communications*, pp. 758–766. Anchorage (Estados Unidos).
- Hu, X.M.; Zhang, J.; Yu, Y.; Chung, H.S.H.; Li, Y.L.; Shi, Y.H. y Luo, X.N. (2010). «Hybrid genetic algorithm using a forward encoding scheme for lifetime maximization of wireless sensor networks». *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*, **14**(5), pp. 766–781.
- IEEE (1999). «International Standard for Information Technology. Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN MAC and PHY specifications». *Informe técnico*, IEEE 802.11 WG.
- IEEE (2003). «IEEE Standard for Information Technology-Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications for Low Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANS)». *Informe técnico*, IEEE 802.15.4 WG.
- IEEE (2004). «IEEE standard for Local and Metropolitan Area Networks. Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems». *Informe técnico*, IEEE 802.16 WG.
- Jacobson, V.; Frederick, R.; Casner, S. y Schulzrinne, H. (2003). «Rtp: A transport protocol for real-time applications». *Request For Comments 3550*, Internet Engineering Task Force.
- Jammeh, E.; Mkwawa, I.; Sun, L. y Ifeachor, E. (2010). «Type-2 fuzzy logic control of PQoS driven adaptive VoIP scheme». *Electronics letters*, **46**(2), pp. 137–138.
- Jammeh, E.A.; Fleury, M.; Wagner, C.; Hagrais, H. y Ghanbari, M. (2009). «Interval type-2 fuzzy logic congestion control for video streaming across IP networks». *IEEE Transactions on Fuzzy Systems*, **17**(5), pp. 1123–1142.
- Javaid, U.; Rasheed, F.; Meddour, D.-E. y Ahmed, T. (2008). «Adaptive Distributed Gateway Discovery in Hybrid Wireless Networks». En: *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, pp. 2735–2740. Las Vegas (Estados Unidos).

- Jayakumar, G. y Gopinath, G. (2007). «Ad Hoc Mobile Wireless Networks Routing Protocols—A Review». *Journal of Computer Science*, **3(8)**, pp. 574–582.
- Jelger, C. y Noel, T. (2005). «Proactive address autoconfiguration and prefix continuity in IPv6 hybrid adhoc networks». En: *Proceedings of the IEEE Communications Society Technical Committee on Computer Communications*, pp. 107–117. Santa Clara (Estados Unidos).
- Jelger, C.; Noel, T. y Frey, A. (2004). «Gateway and address autoconfiguration for IPv6 adhoc networks (work in progress)». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Johnson, D.; Hu, Y. y Maltz, D. (2007). «The dynamic source routing protocol (DSR) for mobile ad hoc networks for IPv4». *Request For Comments 4728*, Internet Engineering Task Force.
- Johnson, D.; Perkins, C. y Arkko, J. (2003). «Mobile support in IPv6». *Request For Comments 3775*, Internet Engineering Task Force.
- Karnik, N.N. y Mendel, J.M. (1999). «Applications of type-2 fuzzy logic systems to forecasting of time-series». *Information Sciences*, **120(1-4)**, pp. 89–111.
- Karnik, N.N. y Mendel, J.M. (2001). «Centroid of a type-2 fuzzy set». *Information Sciences*, **132(1)**, pp. 195–220.
- Khan, K.U.R.; Reddy, A.V.; Zaman, R.U. y Kumar, M. (2010). «An Effective Gateway Discovery Mechanism in an Integrated Internet-MANET (IIM)». En: *Proceedings of the International Conference on Advances in Computer Engineering*, pp. 24–28. Bangalore (India).
- Khoukhi, L.; El Masri, A.; Sardouk, A.; Hafid, A. y Gaiti, Dominique (2011). «Traffic Adaptation in Wireless Mesh Networks: Fuzzy-based Model». En: *Proceedings of the International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, pp. 41–46. Estambul (Turquía).
- Kim, Y.; Ahn, S. y Lee, J. (2007). «Load-Balancing Proactive Internet Gateway Selection in MANET». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Kumar, R.; Sarje, A.K. y Misra, M. (2010). «Review Strategies and Analysis of Mobile Ad Hoc Network-Internet Integration Solutions». *International Journal of Computer Science Issues*, **7(6)**, pp. 18–28.
- Le Boudec, Jean-Yves y Vojnovic, Milan (2004). <http://ica1www.epfl.ch/RandomTrip/>. Internet; visitado en febrero-2011.
- Le Boudec, J.Y. y Vojnovic, M. (2005). «Perfect simulation and stationarity of a class of mobility models». En: *Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, volumen 4, pp. 2743–2754. Miami (Estados Unidos).

- Le Boudec, J.Y. y Vojnovic, M. (2006). «The random trip model: stability, stationary regime, and perfect simulation». *IEEE/ACM Transactions on Networking*, **14(6)**, pp. 1153–1166.
- Lee, C.S.; Wang, M.H. y Hagraas, H. (2010). «A type-2 fuzzy ontology and its application to personal diabetic-diet recommendation». *IEEE Transactions on Fuzzy Systems*, **18(2)**, pp. 374–395.
- Lee, Jeongkeun; Kim, Dongkyun; Garcia-Luna, J.J.; Choi, Yanghee; Choi, Jihyuk y Nam, Sangwoo (2003). «Hybrid gateway advertisement scheme for connecting mobile ad hoc networks to the Internet». En: *Proceedings of the 57th IEEE Semiannual Vehicular Technology Conference*, volumen 1, pp. 191–195. Jeju (Corea).
- Liang, Q.; Karnik, N.N. y Mendel, J.M. (2000). «Connection admission control in ATM networks using survey-based type-2 fuzzy logic systems». *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C: Applications and Reviews*, **30(3)**, pp. 329–339.
- Lin, T.C.; Roopaei, M. y Chen, M.C. (2010). «Car Suspension Control By Indirect Adaptive Interval Type-2 Fuzzy Neural Network Control». *World Applied Sciences Journal*, **8(5)**, pp. 555–564.
- McDonald, A.B. y Znati, T. (1999). «A path availability model for wireless ad-hoc networks». En: *Proceedings of the IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, volumen 1, pp. 35–40. Nueva Orleans (Estados Unidos).
- Melin, P.; Mendoza, O. y Castillo, O. (2010). «An improved method for edge detection based on interval type-2 fuzzy logic». *Expert Systems with Applications*, **37(12)**, pp. 8527 – 8535.
- Mendel, J.M. (2001). *Uncertain rule-based fuzzy logic systems: introduction and new directions*. Prentice Hall, Upper Saddle River (Estados Unidos).
- Mhatre, Vivek (2007). «Enhanced wireless mesh networking for ns-2 simulator.» *Computer Communication Review*, **37(3)**, pp. 69–72.
- Muñoz-Expósito, JE; García-Galán, S.; Ruiz-Reyes, N. y Vera-Candeas, P. (2007). «Adaptive network-based fuzzy inference system vs. other classification algorithms for warped LPC-based speech/music discrimination». *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, **20(6)**, pp. 783–793.
- Narten, T.; Nordmark, E.; Simpson, W. y Soliman, H. (2007). «Neighbor Discovery for IP version 6 (IPv6)». *Request For Comments 4861*, Internet Engineering Task Force.
- Natsheh, E.; Khatun, S. y Jantan, A.B. (2006). «Adaptive Fuzzy Route Lifetime for Wireless Ad-hoc Networks». *The International Arab Journal of Information Technology*, **3(4)**, pp. 285–292.

- Nayebi, A.; Khosravi, A. y Sarbazi-Azad, H. (2007). «On the Link Excess Life in Mobile Wireless Networks». En: *Proceedings of the International Conference on Computing: Theory and Applications*, pp. 72–76. Calcuta (India).
- Nie, J.; Wen, J.; Luo, J.; He, X. y Zhou, Z. (2006). «An adaptive fuzzy logic based secure routing protocol in mobile ad hoc networks». *Fuzzy sets and systems*, **157(12)**, pp. 1704–1712.
- Ogier, R.; Templin, F. y Lewis, M. (2004). «Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF)». *Request For Comments 3684*, Internet Engineering Task Force.
- Ozen, T. y Garibaldi, J.M. (2003). «Investigating adaptation in type-2 fuzzy logic systems applied to umbilical acid-base assessment». En: *Proceedings of the European Symposium on Intelligent Technologies*, pp. 289–294. Oulu (Finlandia).
- Pascoe-Chalke, M.; Gomez, J.; Rangel, V. y Lopez-Guerrero, M. (2010). «Route duration modeling for mobile ad-hoc networks». *Wireless Networks*, **16(3)**, pp. 743–757.
- Perkins, C. y Clausen, T.H. (2010). «MANET address autoconfiguration for legacy hosts». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Perkins, C.E.; Belding-Royer, E. y Das, S. (2003). «Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing». *Request For Comments 3561*, Internet Engineering Task Force.
- Petrescu, A. (2010). «Router Advertisements for Routing between Moving Networks». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Prado, RP; Galan, G.; Exposito, M. y Yuste, AJ (2010). «Knowledge Acquisition in Fuzzy Rule Based Systems with Particle Swarm Optimization». *IEEE Transactions on Fuzzy Systems*, (**99**), p. 1.
- Prieto, F. y Perez, J. (2008). «Design of an adaptive Genetic Algorithm for maximizing and minimizing throughput in a computer network». En: *Proceedings of the 23rd International Symposium on Computer and Information Sciences*, pp. 1–4. Estambul (Turquía).
- Rakeshkumar, V. y Misra, M. (2006). «An Efficient Mechanism for Connecting MANET and Internet through Complete Adaptive Gateway Discovery». En: *Proceedings of the First International Conference on Communication System Software and Middleware*, pp. 1–5. Nueva Dheli (India).
- Ramanathan, Redi-J., R. (2002). «A brief overview of ad hoc networks: challenges and directions». *IEEE Communications Magazine*, **40(5)**, pp. 20–22.
- Ros, F.J. y Ruiz, P.M. (2006). «Low Overhead and Scalable Proxied Adaptive Gateway Discovery for Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of the Third IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems*, pp. 9–12. Vancouver (Canadá).

- Ross, S.M. (2005). *Introductory statistics*. Elsevier Academic Press, San Diego (Estados Unidos).
- Ruffino, S. y Stupar, P. (2006). «Automatic configuration of IPv6 addresses for MANET with multiple gateways (work in progress)». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Ruiz, P.M. y Gomez-Skarmeta, A.F. (2005). «Adaptive gateway discovery mechanisms to enhance internet connectivity for mobile ad hoc networks». *Ad Hoc and Sensor Wireless Networks*, **1(1)**, pp. 159–177.
- Samar, P. y Wicker, S.B. (2004). «On the behavior of communication links of a node in a multi-hop mobile environment». En: *Proceedings of the 5th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing*, pp. 145–156. Tokio (Japón).
- Sanchez-Santiago, AJ; Yuste-Delgado, AJ; Muñoz-Expósito, JE; García-Galán, S.; Maqueira-Marín, JM y Bruque-Cámara, S. (2008). «An Expert Fuzzy Grid Scheduler for Virtual Organizations». En: *Proceedings of the International Conference on Computational Intelligence for Modelling, Control and Automation*, pp. 826–831. Viena (Austria).
- Santalo, LA (2004). *Integral geometry and geometric probability*. Cambridge University Press, Cambridge (Reino Unido).
- Singh, S.; Kim, JH; Choi, YG; Kang, KL y Roh, YS (2004). «Mobile multi-gateway support for IPv6 mobile ad hoc networks». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Tan, W.W. y Wu, D. (2007). «Design of type-reduction strategies for type-2 fuzzy logic systems using genetic algorithms». *Advances in Evolutionary Computing for System Design*, pp. 169–187.
- Tang, LC; Lu, Y. y Chew, EP (2002). «Mean residual life of lifetime distributions». *IEEE Transactions on Reliability*, **48(1)**, pp. 73–78.
- Tolety, V. (1999). «Load reduction in ad hoc networks using mobile servers». *Master's thesis, Colorado School of Mines (Estados Unidos)*.
- Triviño, A. (2007). *Integration of mobile ad hoc networks into IP-based access networks*. Tesis doctoral, Universidad de Málaga (España).
- Triviño, A.; Ruiz-Villalobos, B.; Casilari, E. y Yuste-Delgado, AJ (2009). «Study on the need for adaptive gateway discovery in MANETs». En: *Proceedings of the 2009 International Conference on Wireless Communications and Mobile Computing: Connecting the World Wirelessly*, pp. 1091–1095. Leipzig (Alemania).

- Triviño-Cabrera, A.; Casilari, E. y González-Cañete, F.J. (2007a). «Asymmetrical performance of hybrid MANETS». En: *Proceedings of the IADIS International Conference Applied Computing*, Salamanca (España).
- Triviño-Cabrera, A.; de la Nava, J. García; Casilari, E. y González-Cañete, F. J. (2006). «An Analytical Model to Estimate Path Duration in MANETs». En: *Proceedings of the 9th ACM Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems*, pp. 183–186. Torremolinos (España).
- Triviño-Cabrera, A.; García-de-la Nava, J.; Casilari, E. y González-Cañete, F.J. (2008). «Application of path duration study in multihop ad hoc networks». *Telecommunication Systems*, **38(1)**, pp. 3–9.
- Triviño-Cabrera, A.; Ruiz-Villalobos, B. y Casilari, E. (2007b). «Adaptive Gateway Discovery in Hybrid MANETs». En: *Proceedings of the Workshop on Applications and Services in Wireless Networks*, Santander (España).
- Trujillo, FD; Triviño, A.; Casilari, E.; Díaz-Estrella, A. y Yuste, AJ (2008a). «A stability approach to improve MANET-internet connection». En: *Proceedings of the 23rd International Symposium on Computer and Information Sciences*, pp. 1–6. Estambul (Turquía).
- Trujillo, F.D.; Triviño, A.; Casilari, E.; Díaz-Estrella, A. y Yuste, AJ (2008b). «Interconnecting MANET and the internet a mobility approach». En: *Proceedings of the 33rd IEEE Conference on Local Computer Networks*, pp. 581–582. Montreal (Canadá).
- Trujillo, FD; Yuste, AJ; Casilari, E. y Diaz-Estrella, A. (2006). «Fuzzy shaper performance in voice over ADSL». *WSEAS Transactions on Communications*, **5(2)**, pp. 267–272.
- Turgut, D.; Das, S.K. y Chatterjee, M. (2001). «Longevity of routes in mobile ad hoc networks». En: *Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference*, volumen 4, pp. 2833–2837. Rodas (Grecia).
- Visconti, A. y Tahayori, H. (2010). «Detecting misbehaving nodes in MANET with an artificial immune system based on type-2 fuzzy sets». En: *Proceedings of the International Conference for Internet Technology and Secured Transactions*, pp. 1–2. Londres (Reino Unido).
- Wakikawa, R.; Malinen, J.T.; Perkins, C.E.; Nilsson, A. y Tuominen, A.J. (2006). «Global Connectivity for IPv6 Mobile Ad Hoc Networks». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.
- Wakikawa, R.; Tuimonen, A. y Clausen, T. (2005). «IPv6 Support on Mobile Ad-hoc Network». *Internet draft*, Internet Engineering Task Force.

- Wu, D. (2010). «A Brief Tutorial on Interval Type-2 Fuzzy Sets and Systems». <http://www-scf.usc.edu/~dongruiw/files/IT2FLSTutorial.pdf>
- Wu, D. y Nie, M. (2011). «Comparison and practical implementation of type-reduction algorithms for type-2 fuzzy sets and systems». En: *Proceedings of the IEEE International Conference on Fuzzy Systems*, pp. 2131–2138. Taipei (Taiwan).
- Wu, X.; Sadjadpour, HR y Garcia-Luna-Aceves, JJ (2006). «An analytical framework for the characterization of link dynamics in manets». En: *Proceedings of the IEEE Military Communications Conference*, pp. 1–7. Washington (Estados Unidos).
- Yang, S.; Cheng, H. y Wang, F. (2010). «Genetic algorithms with immigrants and memory schemes for dynamic shortest path routing problems in mobile ad hoc networks». *IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics, Part C: Applications and Reviews*, **40**(1), pp. 52–63.
- Yoon, J.; Liu, M. y Noble, B. (2003). «Random waypoint considered harmful». En: *Proceedings of the Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, volumen 2, pp. 1312–1321. San Francisco (Estados Unidos).
- Yuste, A. J.; Trujillo, F. D.; Triviño, A.; Casilari, E. y Díaz-Estrella, A. (2009a). «An adaptive genetic fuzzy control gateway discovery to interconnect hybrid MANETs». En: *Proceedings of the IEEE conference on Wireless Communications & Networking Conference*, pp. 2810–2815. Budapest (Hungría).
- Yuste, A.J. y Dorado, M.P. (2006). «A neural network approach to simulate biodiesel production from waste olive oil». *Energy Fuels*, **20**(1), pp. 399–402.
- Yuste, AJ; Trivino, A. y Casilari, E. (2011a). «Type-2 fuzzy logic control to optimise Internet-connected MANETs». *Electronics Letters*, **47**(12), pp. 727–728.
- Yuste, A.J.; Triviño, A.; Casilari, E. y Trujillo, F.D. (2010a). «An Optimized MANET Gateway Discovery Based on Fuzzy Logic». En: Abdulkadir Özcan; Nabendu Chaki y Dhinalaran Nagamalai (Eds.), *Recent Trends in Wireless and Mobile Networks*, volumen 84 de *Communications in Computer and Information Science*, pp. 273–282. Springer Berlin Heidelberg.
- Yuste, A.J.; Triviño, A.; Casilari, E. y Trujillo, FD (2011b). «Adaptive gateway discovery for MANETs based on the characterization of the link lifetime». *IET Communications*, **5**, pp. 2241–2249.
- Yuste, A.J.; Trivino, A.; Trujillo, F.D. y Casilari, E. (2010b). «Improved Scheme for Adaptive Gateway Discovery in Hybrid MANET». En: *Proceedings of the IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops*, pp. 270 –275. Genova (Italia).

- Yuste, A.J.; Triviño, A.; Trujillo, FD y Casilari, E. (2010c). «Using fuzzy logic in hybrid multihop wireless networks». *Internat. J. Wireless and Mobile Networks*, **2**, pp. 96–108.
- Yuste, A.J.; Triviño, A.; Trujillo, FD; Casilari, E. y Díaz-Estrella, A. (2009b). «Optimized gateway discovery in Hybrid MANETs». *International Journal of Computer Networks & Communications*, **1(3)**, pp. 78–90.
- Yuste, A.J.; Trujillo, F.D.; Triviño, A. y Casilari, E. (2007). «An adaptive gateway discovery for mobile ad hoc networks». En: *Proceedings of the 5th ACM International Workshop on Mobility Management and Wireless Access*, pp. 159 – 162. Chania (Grecia).
- Yuste, Antonio J.; Triviño-Cabrera, Alicia; Trujillo, Francisco David; Casilari, Eduardo y Estrella, Antonio Díaz (2008). «Connectivity Gateway Discovery in MANETs.» En: Llorent Cerdá-Alabern (Ed.), *EuroNGI Workshop*, volumen 5122 de *Lecture Notes in Computer Science*, pp. 128–141. Springer.
- Zadeh, L.A. (1965). «Fuzzy sets». *Information and control*, **8(3)**, pp. 338–353.
- Zadeh, LA (1975). «The concept of a Linguistic Variable and its application to Approximate Reasoning-1, 11». *Information Science*, **8**, pp. 199–249.
- Zhang, X.; Cheng, S.; Feng, M. y Ding, W. (2004). «Fuzzy logic QoS dynamic source routing for mobile ad hoc networks». En: *Proceedings of the Fourth International Conference on computer and information technology*, pp. 652–657. Wuhan (China).
- Zhao, M. y Wang, W. (2006). «Design and applications of a smooth mobility model for mobile ad hoc networks». En: *Proceedings of the Military Communications Conference*, pp. 23–25. Washington (Estados Unidos).