

Universidad de Zaragoza
Departamento de Ingeniería Electrónica y Comunicaciones



*Contribución al Desarrollo de Protocolos de
Acceso al Medio (MAC) en Redes Inalámbricas
Ad Hoc Multiservicio*

Tesis Doctoral

Autor:

José Ramón Gállego Martínez

Codirectores:

Dra. Ángela Hernández Solana

Dr. Antonio Valdovinos Bardají

Zaragoza, 2007

A Alberto, in memórium

“La felicidad humana generalmente no se logra con grandes golpes de suerte, que pueden ocurrir pocas veces, sino con pequeñas cosas que ocurren todos los días.”

Benjamin Franklin (1706-1790), estadista y científico estadounidense.

Agradecimientos

A mis directores, Ángela Hernández y Antonio Valdovinos, por su respaldo y ayuda inestimables durante todo el proceso de realización de esta tesis

A la gente del grupo ANTLAB en Milán, en especial a Antonio, Matteo y Luca, por su gran ayuda en la realización de este trabajo y por el trato inmejorable recibido durante mis estancias en Italia.

A mis compañeros de GTC en la Universidad de Zaragoza, por el buen ambiente existente, que hace más agradable ir a trabajar cada día.

A mis amigos, por contribuir durante estos años a esas pequeñas cosas que ocurren todos los días.

A mis padres, por su cariño y apoyo incondicional en todo momento.

Y en especial a María, no sólo por el apoyo mutuo durante la realización de nuestras tesis, sino especialmente por todos los buenos momentos compartidos durante estos años.

Abstract

In the last years, within the broad context of mobile communications systems, an important effort has been invested in the study of Mobile Ad hoc NETWORKS (*MANET*). The self-organizing nature of these networks makes the application scenarios be those where a fast network deployment is required and no previous infrastructure is available. In most of these applications, the Quality of Service (QoS) provision is a mandatory requirement, which is conditioned by the shared nature of the wireless medium and the dynamism of the application scenarios. In *MANETs*, the need of a distributed resource management imposes an additional difficulty. Therefore, the QoS provision in *MANETs* involves the whole protocol stack of the network infrastructure.

In this scenario, the scarcity of radio resources makes the network capacity highly dependent on the performance of the Medium Access Control (MAC) mechanisms to efficiently handle the access process and to achieve a high resource reuse. Thus, the design of suitable medium access protocols is basic to provide QoS support in mobile ad hoc networks. At the moment, the IEEE 802.11 standard is by far the most used medium access control protocol in the context of ad hoc networks. Its main advantage, simplicity, is at the same time the main limitation to provide QoS. The quality of service extension of this protocol has been recently standardized. Although it introduces a service differentiation capacity, it still presents important limitations in different aspects.

The principal aim of this thesis is the design and evaluation of a medium access protocol for mobile ad hoc networks, capable of solving the main limitations of the existing proposals. Taking as a basis the ADHOC MAC protocol, a TDMA proposal able of providing an efficient and reliable broadcast service, we have proposed a frame structure that consists of a control subframe, where each active terminal broadcasts information about the status of the medium it observes, and a data subframe where the user data transmission takes place. We have designed an adaptive strategy to share the

resources between both services and also have developed a semi-analytical model that allows to generalize the behavior of the broadcast service on a TDMA wireless ad hoc network.

Based on this frame structure, we have proposed and evaluated through simulation a resource reservation strategy that solves the problems stemmed from the contention for the medium, also adding a service differentiation mechanism based on priorities, which allows to efficiently share the radio channel among the involved terminals, according to the requirements of the different connections. Moreover, an allocation algorithm has been proposed so that each terminal shares its available resources among the different applications it has to serve. The performance has been compared to that obtained with the 802.11 standard, in its ad hoc operation mode with and without the QoS extensions, verifying the important improvement that achieves the proposal, at the expense of an increase in the complexity of the medium access scheme.

After an initial evaluation by means of a simplified propagation model (*Protocol Model*) often used on the analysis of ad hoc networks since it allows to study the basic problems of protocols design, we have evaluated the whole proposal under more realistic conditions, taking into account the interference caused by every user, as well as including more complete propagation models (slow and fast fading). We show the required modifications to keep on guaranteeing the proper operation of the protocol under these conditions. Likewise, power control mechanisms have been proposed in order to reduce the power consumption and, specially, to increase the spatial reuse of the resources, achieving a remarkable increase in the global network capacity.

Resumen

En los últimos años, dentro del amplio contexto de los sistemas de comunicaciones móviles, se ha invertido un importante esfuerzo en el estudio de las redes móviles ad hoc (*Mobile Ad hoc NETWORK (MANET)*). La naturaleza auto-configurable de estas redes hace que los escenarios de aplicación en los que pueden proporcionar nuevos servicios sean aquéllos donde es necesario realizar un despliegue rápido de la red y no se dispone de infraestructura previa. En la mayoría de estas aplicaciones, la provisión de calidad de servicio (QoS) es un requisito fundamental, condicionado por la naturaleza compartida del medio y el dinamismo de los escenarios de aplicación, que en las *MANETs* presenta una dificultad añadida debido a la necesidad de una gestión distribuida. Por esta razón, la provisión de QoS en *MANETs* involucra a la pila de protocolos completa de la arquitectura de red.

En este escenario, la escasez de los recursos radio hace que la capacidad de la red dependa en gran medida de las prestaciones de los mecanismos de acceso al medio (*Medium Access Control (MAC)*) para gestionar eficientemente el acceso al sistema y conseguir un elevado reuso de los recursos. Por tanto, el diseño de protocolos apropiados de acceso al medio es fundamental para proporcionar las bases necesarias para la provisión de QoS en redes móviles ad hoc. Actualmente, el estándar IEEE 802.11 es, con gran diferencia, el protocolo de acceso al medio más utilizado en el contexto de redes ad hoc. La ventaja principal de este protocolo, su sencillez, es a su vez la principal limitación del mismo para proporcionar QoS. Recientemente se ha estandarizado la extensión de calidad de servicio de dicho protocolo, que si bien introduce la capacidad de diferenciación de servicios, sigue presentando importantes limitaciones en distintos aspectos.

El objetivo fundamental de esta tesis es el diseño y evaluación de un protocolo de acceso al medio para redes móviles ad hoc que permita resolver las principales limitaciones de las propuestas existentes. Partiendo como base del protocolo ADHOC MAC,

capaz de proporcionar un servicio broadcast eficiente y fiable, se ha propuesto una estructura de trama consistente en una subtrama de control, en la que cada terminal activo difunde en modo broadcast información sobre el estado del medio que observa y una subtrama de datos en la que se realiza la transmisión de información de usuario propiamente dicha. Se ha diseñado una estrategia adaptativa para repartir el ancho de banda entre ambos servicios así como un modelo semi-analítico que permite generalizar el comportamiento del servicio broadcast en una red ad hoc basada en un acceso TDMA.

Sobre esta estructura de trama, se ha propuesto y evaluado mediante simulación una estrategia de reserva de recursos que resuelve los problemas derivados de la contienda por el medio incorporando además un mecanismo de diferenciación de servicios mediante el uso de prioridades que permite repartir el canal radio de manera eficiente entre los distintos terminales, según los requerimientos de cada una de las conexiones. Además, se ha propuesto un algoritmo de asignación de recursos para que cada terminal reparta los recursos de los que dispone entre las distintas aplicaciones a las que tiene que dar servicio. Se han comparado las prestaciones obtenidas con las que proporciona el estándar 802.11 en su modo de funcionamiento ad hoc con y sin extensiones de calidad de servicio, comprobando la importante mejora que supone la propuesta realizada, a costa, obviamente, de incrementar la complejidad del esquema de acceso al medio.

Tras una evaluación inicial mediante un modelo de propagación simplificado (*Protocol Model*) comúnmente empleado en el análisis de redes ad hoc ya que permite estudiar los problemas básicos en el diseño de protocolos, se ha evaluado la propuesta completa en un escenario más realista, considerando el efecto de la interferencia producida por cada uno de los usuarios, así como incorporando modelos de propagación más completos (inclusión de desvanecimientos lentos y rápidos). En este contexto, se muestran las modificaciones necesarias para seguir garantizando el correcto funcionamiento del protocolo en estas condiciones. Asimismo, se han propuesto y evaluado mecanismos de control de potencia orientados a reducir el consumo energético y, especialmente, a aumentar el reuso espacial de los recursos, obteniendo un notable incremento de la capacidad global de la red.

Índice general

Lista de Figuras	VII
Lista de Tablas	XIII
Lista de Acrónimos	XVII
1. Introducción	1
1.1. Motivación y objetivos de la tesis	1
1.2. Estructura de la tesis	3
2. Estado del Arte	5
2.1. Acceso al medio con canal de datos compartido. El estándar 802.11	6
2.1.1. Esquemas de acceso múltiple con evitación de colisiones	7
2.1.2. El estándar IEEE 802.11. Modo de funcionamiento DCF	9
2.1.3. Esquemas con señalización fuera de banda	11
2.1.4. QoS para redes ad hoc basadas en IEEE 802.11	13
2.2. Esquemas TDMA de asignación dinámica de recursos	15
2.2.1. Esquemas independientes de la topología	17
2.2.2. Esquemas dependientes de la topología	18
2.3. Técnicas de control de potencia para redes móviles ad hoc	26
2.3.1. Algoritmos de control de la topología	26
2.3.2. Algoritmos orientados al ahorro de energía	28
2.3.3. Algoritmos conscientes de la interferencia	30

3. Diseño de Estructura MAC TDMA para Redes Ad Hoc Multiservicio	35
3.1. El protocolo ADHOC MAC	36
3.1.1. Modo de operación básico. El protocolo RR-ALOHA	36
3.1.2. Evaluación de prestaciones del servicio broadcast	40
3.1.2.1. Evaluación de la capacidad máxima del servicio broadcast	42
3.1.2.2. Evaluación en escenario sin movilidad	47
3.1.2.3. Evaluación en escenario con movilidad	49
3.1.3. Transmisiones punto a punto	51
3.2. Asignación eficiente de recursos para los servicios de control y datos	53
3.2.1. Estrategias de reparto de ancho de banda	54
3.2.2. Evaluación de prestaciones	58
3.3. Análisis de la capacidad y modelado del servicio broadcast	62
3.3.1. Análisis de la capacidad máxima	68
3.3.2. Modelado de la probabilidad de acceso	70
3.3.3. Análisis de la capacidad en un escenario dinámico	71
4. Gestión de Recursos y Diferenciación de Servicios	75
4.1. Acceso a los slots de datos: BIAS	77
4.1.1. Esquema de pre-reserva de slots	79
4.1.2. Prioridades en el nivel MAC. Diferenciación de servicios	90
4.1.3. Resumen sobre la disponibilidad de recursos	95
4.2. Gestión de recursos de acuerdo a la priorización de servicios	98
4.3. Evaluación de prestaciones	103
4.3.1. Prestaciones del mecanismo de acceso BIAS	103
4.3.1.1. Modelado del retardo de acceso	110
4.3.2. Eficiencia del reuso de las conexiones punto a punto	113
4.3.3. Diferenciación de servicios	116
4.3.4. Comparación con el estándar IEEE 802.11	122
5. Adaptación de la Propuesta a la Variabilidad del Medio Inalámbrico	135
5.1. Provisión de comunicaciones fiables en presencia de interferencia	136
5.1.1. El estado <i>DIRTY</i>	140
5.1.2. Uso de señal de Beacon por parte del receptor	141
5.1.3. Estabilidad del sistema	142

5.2.	Mecanismos de control de potencia	146
5.3.	Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia	151
5.3.1.	Evaluación del servicio básico de broadcast	152
5.3.2.	Evaluación del servicio de datos	161
5.4.	Operación en presencia de desvanecimientos	169
5.4.1.	Servicio básico de broadcast. Definición de vecinos estables	171
5.4.1.1.	Evaluación de prestaciones	174
5.4.2.	Servicio de datos punto a punto. Adaptación de los mecanismos de control de potencia	181
5.4.2.1.	Evaluación de prestaciones	183
6.	Conclusiones y Líneas Futuras de Investigación	187
6.1.	Conclusiones	187
6.2.	Líneas futuras de investigación	191
	ANEXOS	193
	A. Conectividad en redes ad hoc. Modelos de interferencia	193
	B. Modelo de Movilidad	195
	Conclusions	198
	Bibliografía	203

Lista de Figuras

2.1. Problemas del Terminal Oculto (a) y el Terminal Expuesto (b).	7
2.2. Situación de conflicto debida a un terminal oculto con intercambio RTS/CTS. El terminal 3 no recibe correctamente el CTS en t_2 , lo que produce una colisión de los datos del terminal 1 y un RTS del terminal 3 en t_3 [Fullmer y García-Luna-Aceves, 1995].	8
2.3. Esquemas de acceso del modo DCF del estándar IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Working Group, 1999a].	10
2.4. Ejemplo de funcionamiento de DBTMA. Solución para el problema del terminal expuesto.	12
2.5. Esquema EDCA propuesto por el 802.11e.	14
2.6. Estructuras MAC TDMA con contienda para el acceso a los datos.	21
2.7. E-TDMA. Ejemplo de estructura MAC TDMA libre de contienda para el acceso a los datos.	23
2.8. Ejemplo de situación de conflicto con control de potencia orientado al ahorro de energía [Jung y Vaidya, 2002].	29
3.1. Ejemplo de acceso al BCH en el protocolo ADHOC MAC.	38
3.2. Ejemplo de cálculo de distancias en una superficie toroidal.	41
3.3. Influencia del radio de cobertura en las prestaciones del servicio broadcast. $N = 30$ (número de slots en la trama).	42
3.4. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de N (número de slots en la trama).	43
3.5. Prestaciones del servicio broadcast con ADHOC MAC frente al algoritmo centralizado RAND para distintos valores de N (número de slots en la trama).	45
3.6. Número de terminales admitidos en el sistema con y sin algoritmo de backoff exponencial. $CW_{max} = 128$, $N = 10$	46
3.7. Capacidad del servicio broadcast y número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos tiempos de vida de los terminales. $N=30$	48
3.8. Capacidad del servicio broadcast y número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintas velocidades de los terminales. $N=30$	50

3.9. Ejemplo de transmisiones paralelas. Las transmisiones del terminal 1 se establecen primero. Las transmisiones permitidas para el terminal 2 se indican con línea continua.	52
3.10. Ejemplo de cómo se pueden establecer comunicaciones de datos según la división de la trama. $\rho_1 < \rho_2 < \rho_3 \Rightarrow N_{BCH,1} < N_{BCH,2} < N_{BCH,3}$	57
3.11. Probabilidad de bloqueo de acceso frente al número medio de vecinos con división estática de la trama.	59
3.12. Probabilidad de bloqueo de acceso frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama usando el número propio y el número medio de vecinos.	60
3.13. Número medio de slots asignados para BCH y Datos frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama usando el número propio y el número medio de vecinos.	60
3.14. Probabilidad de bloqueo de acceso frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama (número medio de vecinos) para distintos umbrales.	61
3.15. Número medio de slots asignados para BCH y datos frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama (número medio de vecinos) para distintos umbrales.	62
3.16. Ejemplo de escenario para un nuevo terminal que accede al sistema con 3 vecinos a un salto y 6 vecinos a dos saltos.	63
3.17. Función de probabilidad de N_{OH} asumiendo distribuciones Binomial y Poisson. $A_{Total} = 1 \text{ Km}^2$. Discontinuo: $R = 0,3 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 50$, Continuo: $R = 0,1 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 300$	67
3.18. Distribución Poisson frente a la distribución real con el protocolo ADHOC MAC ($N = 15$ slots). $A_{Total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 300$	67
3.19. Probabilidad media de acceso frente a la densidad media de terminales activos para diferentes valores de N (número de slots en la trama). $A_{total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$	69
3.20. Densidad media de terminales activos frente al tráfico ofrecido. $A_{total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$	69
3.21. Probabilidad de no acceder frente a la densidad media de terminales activos comparada con la aproximación Gaussiana para diferentes valores de N	70
3.22. Comportamiento de μ_ρ y σ_ρ^2 frente a N comparado con la aproximación lineal ($\mu_\rho(N) = 0,5 \cdot N + 0,6$ y $\sigma_\rho^2(N) = 0,15 \cdot N + 0,3$).	71
3.23. Diagrama de transición de estados para el modelado del servicio broadcast.	72
3.24. Probabilidad de bloqueo para nuevos terminales que acceden al sistema frente al tráfico ofrecido.	73
4.1. Estructura de trama. Esquema de reserva de recursos.	79

4.2. Ejemplo de colisión en un nodo no receptor.	81
4.3. Ejemplo del proceso de reserva de slots PTP mediante el esquema BIAS.	84
4.4. Ejemplo de estructura de trama incluyendo los slots BCH de los conjuntos de terminales transmisores N_T y receptores N_R	86
4.5. Ejemplo de distintas posibilidades en el establecimiento de reservas.	89
4.6. Verificación de reservas en un escenario con prioridades.	94
4.7. Estructura lógica del sistema de colas de un nodo.	98
4.8. Probabilidad de colisión con RR-ALOHA para distintos valores de $CW_{Data-max}$	106
4.9. Reúso máximo del servicio punto a punto para distintos valores de $CW_{Data-max}$	107
4.10. Reúso del servicio punto a punto. BIAS frente a RR-ALOHA.	108
4.11. Probabilidad de éxito en el acceso. BIAS frente a RR-ALOHA.	109
4.12. Recepción del ACK/NAK en RR-ALOHA según las posiciones relativas de los slots BCH de transmisor y receptor.	111
4.13. Conexiones PTP cursadas y retardo de acceso para distintas estrategias de acceso. El eje x representa el exponente en base 2 de la ventana de congestión ($CW_{Data-max} = 2^x$).	112
4.14. Reúso del servicio punto a punto con y sin PTP-F.	113
4.15. Reúso máximo por slot del servicio punto a punto. ADHOC MAC - BIAS frente a distintos algoritmos heurísticos centralizados.	114
4.16. Reúso máximo por slot del servicio punto a punto.	116
4.17. Conexiones punto a punto cursadas para distintas prioridades. Cada terminal genera conexiones de una sola prioridad.	117
4.18. Probabilidad de éxito en el acceso según la prioridad.	118
4.19. Tráfico cursado del servicio punto a punto con y sin prioridades. Cada terminal genera conexiones de una sola prioridad.	119
4.20. Tráfico cursado del servicio punto a punto variando el número de slots dedicado a los distintos servicios. Cada terminal genera conexiones de los dos servicios.	120
4.21. Tráfico cursado del servicio punto a punto variando el ancho de banda dedicado a los distintos servicios según el número de vecinos. Cada terminal genera conexiones de los dos servicios.	121
4.22. Comparativa de capacidad del 802.11 y ADHOC MAC para diferentes densidades de usuarios. Tasa: 11 Mbps.	127
4.23. Comparativa de capacidad del 802.11 y ADHOC MAC para diferentes densidades de usuarios. Tasa: 54 Mbps.	128
4.24. Tráfico cursado por 802.11e y ADHOC MAC con servicios <i>Best Effort</i> y <i>Real Time</i> . 200 terminales. Tasa: 11 Mbps.	130

4.25. Valores medios y desviaciones típicas del retardo de paquetes con 802.11e y ADHOC MAC.	131
4.26. Probabilidad de descarte y de recibir un paquete con un retardo mayor que 100 ms con 802.11e y ADHOC MAC.	132
5.1. <i>Physical Model</i> . Reducción del rango de cobertura debida a la interferencia de transmisiones activas lejanas.	138
5.2. <i>Physical Model</i> Incremento de la interferencia sobre comunicaciones activas. . .	139
5.3. Transmisión de señal <i>BEACON</i>	142
5.4. Margen de seguridad frente a oscilaciones de la <i>SIR</i> . Definición de $P_{rx,min}$. . .	145
5.5. Capacidad del servicio broadcast sin emplear slot <i>DIRTY</i> y con slot <i>DIRTY</i> para distintos valores de CS_{th} . Escenario sin movilidad.	153
5.6. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama sin emplear slot <i>DIRTY</i> y con slot <i>DIRTY</i> para distintos valores de CS_{th} . Escenario sin movilidad. . .	153
5.7. Capacidad del servicio broadcast sin emplear slot <i>DIRTY</i> y con slot <i>DIRTY</i> para distintos valores de CS_{th} . Escenarios con movilidad.	154
5.8. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama sin emplear y con slot <i>DIRTY</i> para distintos valores de CS_{th} . Escenarios con movilidad.	155
5.9. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR con slot <i>DIRTY</i> y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenario sin movilidad.	156
5.10. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos valores de ΔSIR con slot <i>DIRTY</i> y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenario sin movilidad. . . .	156
5.11. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR con slot <i>DIRTY</i> y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenarios con movilidad.	157
5.12. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos valores de ΔSIR con slot <i>DIRTY</i> y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenarios con movilidad. . .	158
5.13. Área de cobertura normalizada a la situación con $\Delta SIR = 0$ dB para diferentes valores de ΔSIR (en dB).	159
5.14. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR y distintas velocidades.	160
5.15. Probabilidad de bloqueo de acceso frente al número medio de vecinos estables con división estática y dinámica de la trama.	161
5.16. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Modo de operación básico. 200 y 400 terminales. 0 y 30 Km/h.	162
5.17. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Uso de señal de <i>BEACON</i> . 400 terminales y 30 Km/h.	164
5.18. Influencia del valor de SIR_{obj} en el funcionamiento del control de potencia. <i>Control de potencia BÁSICO</i> . Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 10 conexiones ofrecidas/área/slot.	165

5.19. Influencia de la señal de <i>BEACON</i> en el funcionamiento del control de potencia <i>BÁSICO</i> e <i>Interference-Aware</i> . Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 terminales y 30 Km/h.	166
5.20. Prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 y 400 terminales. 30 Km/h.	168
5.21. Ejemplo de detección de colisiones en presencia de desvanecimientos.	173
5.22. Probabilidad de error en el bloque del servicio broadcast en los vecinos estables según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de $SIR_{collision}$. $\Delta SIR = 10$ dB.	175
5.23. Número de reasignaciones del BCH según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de $SIR_{collision}$. $\Delta SIR = 10$ dB.	177
5.24. BLER del servicio broadcast en los vecinos estables según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de ΔSIR	178
5.25. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de ΔSIR	179
5.26. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR . $\alpha = 0,9$. Velocidad: 3 Km/h. Resultados normalizados al área de cobertura máxima ($R = 100$ m). $N_{BCH} = 30$ (Número de slots BCH en la trama).	179
5.27. Duración media de un enlace estable según el promediado de la potencia recibida (α). $\Delta SIR = 10$ dB. $SIR_{collision} = 10$ dB.	180
5.28. Ejemplo de canal Rayleigh con frecuencia de portadora de 2,4 GHz y velocidad del terminal de 3 Km/h (Doppler: 6,66 Hz).	182
5.29. Influencia del valor de SIR_{obj} en el funcionamiento del control de potencia. <i>Control de potencia BÁSICO</i> . Reúso y probabilidad de error del servicio de datos punto a punto en escenario con desvanecimientos. 10 conexiones ofrecidas/área/slot.	183
5.30. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Control de potencia <i>BÁSICO</i> . 200 y 400 terminales. 3 y 30 Km/h.	184
5.31. Prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 y 400 terminales. 30 Km/h.	185
B.1. Modelo de movilidad RWP modificado con parámetros R_{max} y α_{max}	196
B.2. Ejemplo de la trayectoria descrita por un terminal siguiendo los dos modelos de movilidad, RWP y RWPM, con una velocidad media de 9 Km/h. $R_{max} = 200$ m. $\alpha_{max} = \pi/12$. 50 terminales.	197

Lista de Tablas

2.1. Clasificación de protocolos MAC TDMA dependientes de la topología	27
4.1. Estado del slot k visto por el nodo i , FI_i^k	95
4.2. Disponibilidad sobre el slot k con prioridad p a partir de los FIs recibidos . . .	97
4.3. Parámetros del modo DCF 802.11	123
4.4. Parámetros del modo EDCA 802.11e	129
5.1. Parámetros para entornos con propagación multicamino	171

Lista de Acrónimos

AC	Access Category
ACK	Acknowledgement
AIFS	Arbitration Interframe Spacing
AW	Access Window
BCH	Basic broadcast CHannel
BE	Best Effort
BIAS	Book In Advance Scheme
BLER	BLock Error Rate
BTMA	Busy Tone Multiple Access
CATA	Collision Avoidance Time Allocation
CBR	Constant Bit Rate
CSMA	Carrier Sense Multiple Access
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection
CTS	Clear to Send
CW	Contention Window
DBTMA	Dual Busy Tone Multiple Access
DCF	Distributed Coordination Function
DIFS	DCF Interframe Spacing
D-PRMA	Distributed Packet Reservation Multiple Access
EDCA	Enhanced Distributed Channel Access

EIFS	Extended Interframe Spacing
E-TDMA	Evolutionary TDMA
FAMA	Floor Acquisition Multiple Access
FI	Frame Information
FPRP	Five Phase Reservation Protocol
GPS	Global Positioning System
HCCA	Hybrid coordination function Controlled Channel Access
IA	Interference-Aware
IA-RP	Interference-Aware con Recepciones Paralelas
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IIR	Infinite Impulse Response
MAC	Medium Access Control
MACA	Multiple Access with Collision Avoidance
MACAW	MACA Wireless
MANET	Mobile Ad hoc NETwork
NAV	Network Allocation Vector
NP	Non-Deterministic Polynomial-time
ns-2	Network Simulator version 2
OH	One Hop
PAN	Personal Area Network
PCF	Point Coordination Function
PLCP	Physical Layer Convergence Protocol
PTM	Point To Multipoint
PTP	Point To Point
QoS	Quality of Service
R-ALOHA	Reservation ALOHA
RBRP	Robust Broadcast Reservation Protocol
RI-BTMA	Receiver Initiated-Busy Tone Multiple Access

RR-ALOHA	Reliable R-ALOHA
RT	Real Time
RTS	Request to Send
RWP	Random WayPoint mobility model
RWPM	RWP Modificado
SIFS	Short Interframe Spacing
SIR	Signal to Interference Ratio
SNR	Signal to Noise Ratio
SRMA/PA	Soft Reservation Multiple Access with Priority Assignment
TDMA	Time Division Multiple Access
TH	Two Hop
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
VF	Virtual Frame

Capítulo 1

Introducción

1.1. Motivación y objetivos de la tesis

En los últimos años, dentro del amplio contexto de los sistemas de comunicaciones móviles, y en paralelo a la implantación de los sistemas celulares de tercera generación como UMTS, han despertado un especial interés diversas tecnologías inalámbricas de corto y medio alcance, cuyos exponentes más populares son Bluetooth [Haarsten, 2000] y, sobre todo, los estándares IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Working Group, 1999a]. El desarrollo de estas tecnologías ha llevado consigo un importante esfuerzo en el estudio de las redes móviles ad hoc (*Mobile Ad hoc NETWORK (MANET)*) [Basagni y otros, 2004; Ramanathan y Redi, 2002], que presentan una filosofía totalmente distinta a las clásicas redes celulares.

Los sistemas celulares proporcionan conectividad directa entre cada terminal móvil y una estación base, que forma parte de la infraestructura fija que soporta el control y la gestión de la red de manera centralizada. Por el contrario, las *MANETs* están formadas únicamente por terminales móviles que se comunican entre ellos compartiendo de manera distribuida un medio inalámbrico común. De este modo, dichas redes operan sin necesidad de infraestructura y se auto-organizan para crear una topología y mantenerla frente a los cambios producidos por la potencial movilidad de los miembros de la red. Debido a que el alcance de las transmisiones radio es limitado, para establecer conexiones extremo a extremo entre los nodos de una *MANET* es necesario emplear técnicas de encaminamiento multi-salto, en las que los paquetes de datos pertenecientes a una comunicación son retransmitidos de un nodo a otro hasta que alcanzan el destino.

La naturaleza auto-configurable de estas redes hace que los escenarios de aplicación en los que pueden proporcionar nuevos servicios sean aquéllos en los que es necesario realizar un despliegue rápido de la red y no se dispone de infraestructura previa. Algunos de los ejemplos más característicos son el despliegue de red en situaciones de emergencias médicas, aplicaciones en entornos militares o el desarrollo de redes de sensores. Otras aplicaciones en las que las *MANET*s pueden proporcionar soluciones son las redes intervehiculares o las redes de área personal (*Personal Area Network (PAN)*) en el entorno del hogar. También se presenta interesante su uso como complemento de las redes celulares UMTS, para aumentar la cobertura y la capacidad de las mismas.

En la mayoría de estas aplicaciones, la provisión de calidad de servicio (QoS) es un requisito fundamental, condicionado por la naturaleza compartida del medio y el dinamismo de los escenarios de aplicación, que en las *MANET*s presenta una dificultad añadida debido a la necesidad de una gestión distribuida. Por esta razón, la provisión de QoS en *MANET*s involucra a la pila de protocolos completa de la arquitectura de red [Mohapatra y otros, 2003]. La capa física debe adaptarse a cambios rápidos en las características del enlace radio. La capa de acceso al medio (*Medium Access Control (MAC)*) debe minimizar las colisiones, proporcionar un acceso justo y transmisiones fiables. El nivel de red debe determinar y distribuir la información empleada para calcular las rutas más eficientes que cumplan los requerimientos. El nivel de transporte debe hacer frente a situaciones de retardos y pérdidas de paquetes muy distintas a los de las redes fijas. Por último, las aplicaciones deben diseñarse para hacer frente a desconexiones y re-conexiones frecuentes, así como a dichas pérdidas de paquetes y retardos variables. En este contexto, una de las estrategias más prometedoras para garantizar los requerimientos de QoS con la mayor eficiencia en el uso de los recursos es el diseño *cross-layer* [Canales, 2007; Conti y otros, 2004; Srivastava y Motani, 2005], que permite que las diferentes capas compartan información del estado de la red, para cooperar en la gestión de los recursos.

En cualquier caso, la escasez de los recursos radio hace que la capacidad de la red dependa en gran medida de las prestaciones de los mecanismos MAC para gestionar eficientemente el acceso al sistema y conseguir un elevado reuso de los recursos. Por tanto, el diseño de protocolos apropiados de acceso al medio es fundamental para proporcionar las bases necesarias para la provisión de QoS en redes móviles ad hoc. Actualmente, el estándar IEEE 802.11 es, con gran diferencia, el protocolo de acceso al medio más utilizado en el contexto de redes ad hoc. La ventaja principal de este protocolo, su sencillez, es a su vez la principal limitación del mismo para proporcionar QoS. Recientemente

se ha estandarizado la extensión de calidad de servicio de dicho protocolo, el 802.11e [IEEE 802.11 Task Group E, 2005], que si bien introduce la capacidad de diferenciación de servicios, sigue presentando importantes limitaciones en distintos aspectos. Aunque en los últimos años se han realizado multitud de propuestas que tratan de abordar el problema del acceso al medio en redes ad hoc, el diseño de protocolos de acceso al medio para *MANETs* sigue siendo una tarea abierta.

En este contexto, el objetivo fundamental de esta tesis es el diseño y evaluación de un protocolo de acceso al medio para redes móviles ad hoc que sea capaz de resolver las principales limitaciones de las propuestas existentes. Concretamente, los problemas más importantes que se plantean son: la provisión de un servicio broadcast eficiente y fiable que permita a cada terminal difundir información de control entre los terminales vecinos; el diseño de mecanismos de diferenciación de servicios y de reserva de recursos que sirvan como base para la provisión de QoS extremo a extremo y la propuesta de técnicas orientadas al incremento del reuso espacial y, en consecuencia, de la capacidad de la red (solución del problema del terminal expuesto, control de potencia).

Para poder evaluar el comportamiento de las distintas propuestas realizadas a lo largo de esta tesis, ha sido necesario disponer de una herramienta de simulación que permita emular el comportamiento de las distintas estrategias teniendo en cuenta aspectos como el modelo de movilidad, modelos de propagación, la interferencia entre usuarios, etc. Para disponer de un mayor grado de flexibilidad respecto a simuladores de red existentes, dicha herramienta se ha desarrollado en paralelo a la evolución del trabajo realizado en la tesis. Además, en ocasiones se han realizado comparaciones con protocolos existentes (familia 802.11 básicamente). Para garantizar la fiabilidad de la comparación en dichos casos, se han incorporado también al simulador dichos protocolos, partiendo de implementaciones ya existentes, pero adaptándolas a las características de las simulaciones realizadas.

1.2. Estructura de la tesis

El contenido de la tesis se estructura del modo siguiente:

El capítulo 2 presenta una revisión del estado del arte en el contexto de protocolos de acceso al medio para redes móviles ad hoc. Se muestran las principales limitaciones de los protocolos de acceso con canal de datos compartido, prestando especial atención al estándar IEEE 802.11 y su extensión con calidad de servicio 802.11e. También se

realiza un estudio comparativo de las distintas propuestas TDMA existentes para *MANETs*, que sirve como punto de partida del trabajo que se presenta en los capítulos siguientes. Finalmente, se incluye una revisión de las técnicas de control de potencia más comúnmente aplicadas en este entorno, clasificadas en función del objetivo perseguido.

El capítulo 3 comienza con una descripción detallada del protocolo ADHOC MAC [Borgonovo y otros, 2004a], que ha sido la base sobre la que se sustenta gran parte del trabajo realizado en esta tesis. Se realiza una propuesta de estructura de trama consistente en una subtrama de control, en la que cada terminal activo difunde en modo broadcast información sobre el estado del medio que observa y una subtrama de datos, en la que se realiza la transmisión de información de usuario propiamente dicha. En este capítulo se presenta una estrategia adaptativa para repartir el ancho de banda entre ambos servicios, así como un modelo semi-analítico que permite generalizar el comportamiento del servicio broadcast.

A continuación, el capítulo 4 se centra en la gestión de los datos de usuario. Se propone y evalúa una estrategia de reserva de recursos que trata de resolver los problemas derivados de la contienda por el medio y se incorpora un mecanismo de diferenciación de servicios mediante el uso de prioridades. Las prestaciones obtenidas son comparadas con las que proporciona el estándar 802.11 en su modo de funcionamiento ad hoc con y sin extensiones de calidad de servicio.

En el capítulo 5 se evalúa la propuesta completa en un escenario más realista, considerando el efecto de la interferencia producida por cada uno de los usuarios, así como incorporando modelos de propagación más completos (inclusión de desvanecimientos lentos y rápidos). En este contexto, se muestran las modificaciones necesarias para seguir garantizando el correcto funcionamiento del protocolo. Asimismo, se proponen y evalúan mecanismos de control de potencia orientados a reducir el consumo energético y, especialmente, a aumentar el reuso espacial de los recursos y en consecuencia, la capacidad global de la red.

Finalmente, en el capítulo 6 se resumen las conclusiones principales de este trabajo, así como las líneas de investigación futuras que se plantean.

Capítulo 2

Estado del Arte

En ausencia de la infraestructura fija que caracteriza a las redes inalámbricas convencionales, el control y la gestión de las *MANETs* debe estar distribuido entre todos los nodos de la red. Esta circunstancia, unida a las características propias del medio inalámbrico que condicionan la conectividad entre los distintos terminales que forman la red, imponen una dificultad añadida en el diseño de protocolos MAC específicos para redes ad hoc que sean capaces de gestionar el acceso a los recursos por parte de los distintos terminales de un modo justo y fiable. En los últimos años se han realizado multitud de propuestas que tratan de abordar el problema del acceso al medio desde múltiples perspectivas. En [Jurdak y otros, 2006] y [Kumar y otros, 2006] se proporcionan dos revisiones bastante amplias de las contribuciones más representativas realizadas en los últimos años, clasificadas según distintos criterios (separación de canales, topología, potencia, inicio de la transmisión, escalabilidad, etc.).

Actualmente, el estándar IEEE 802.11 es, con gran diferencia, el protocolo de acceso al medio más utilizado en el contexto de redes ad hoc, y también aquél sobre el que más propuestas de modificaciones y mejoras se han realizado recientemente. Sin embargo, a pesar de la diferenciación de servicios que proporciona 802.11e [IEEE 802.11 Task Group E, 2005] (la extensión de QoS del estándar), en general estas alternativas no permiten realizar una gestión eficiente de los recursos, debido a su modo de operación asíncrono. Desde el punto de vista de la provisión de calidad de servicio, el objetivo es disponer de un mecanismo de acceso al medio que sea capaz de asignar y mantener reservas de recursos según los requerimientos de las aplicaciones. En este contexto, los algoritmos de asignación dinámica basados en TDMA ofrecen una solución atractiva para llevar a cabo reservas de recursos tanto punto a punto como broadcast.

Otro aspecto que ha suscitado gran interés en los últimos tiempos es el estudio de técnicas de control de potencia para redes ad hoc. Los motivos fundamentales son dos: Por un lado, pueden reducir el consumo de energía de los terminales, prolongando la duración de las baterías. Por otro, pueden incrementar el reuso espacial de los recursos, con el consiguiente incremento de la capacidad de la red.

A lo largo de este capítulo vamos a analizar en primer lugar los mecanismos de acceso al medio con canal de datos compartido, prestando especial atención al estándar 802.11 y a las propuestas que solventan alguno de los problemas principales de este protocolo en un entorno multisalto. A continuación, se describen las propuestas más significativas que se han realizado para llevar a cabo asignaciones dinámicas TDMA (punto a punto y broadcast) totalmente distribuidas, resaltando las principales ventajas e inconvenientes de cada una de ellas. Por último, se presenta una revisión de las distintas técnicas de control de potencia existentes, clasificándolas según el objetivo que persigue cada una de ellas.

2.1. Acceso al medio con canal de datos compartido. El estándar 802.11

Debido a la naturaleza compartida del medio inalámbrico y la necesidad de establecer comunicaciones multi-salto dentro de las redes ad hoc, los nodos implicados sufren ciertos problemas, específicos de este entorno, como son el terminal oculto y el terminal expuesto, que hacen que el clásico esquema de acceso al medio *Carrier Sense Multiple Access (CSMA)* [Tobagi y Kleinrock, 1975a] y sus variaciones empleadas en redes cableadas como el CSMA con detección de colisiones (CSMA/CD) no puedan aplicarse directamente en redes inalámbricas. La idea básica del mecanismo CSMA consiste en escuchar el medio para detectar si hay alguna transmisión activa. Si el medio está libre, el terminal puede iniciar la transmisión. En caso contrario establece un tiempo aleatorio antes de intentar transmitir otra vez.

El problema del terminal oculto ocurre cuando dos terminales, que están fuera de sus respectivas áreas de cobertura, transmiten simultáneamente a un mismo terminal, que pertenece al área de cobertura común de los dos transmisores, produciéndose una colisión en dicho receptor, que no es detectada por los transmisores [Tobagi y Kleinrock, 1975b]. Por otro lado, el problema del terminal expuesto se da cuando el mecanismo de sensado evita transmisiones en paralelo, de dos o más terminales hacia receptores

que no sufrirían colisiones puesto que los potenciales transmisores interferentes están suficientemente alejados [Karn, 1990].

La figura 2.1 muestra un ejemplo de cada uno de estos problemas. En la figura 2.1(a) el terminal 1 no escucha la transmisión del terminal 3, por lo que decide iniciar una nueva transmisión hacia 2, donde se produce una colisión (Terminal Oculto). Por otro lado, en la figura 2.1(b), el terminal 2 no inicia la transmisión hacia el terminal 1 porque escucha que 3 está transmitiendo, aunque dicha transmisión no afectaría a la recepción correcta en 1 (Terminal Expuesto).

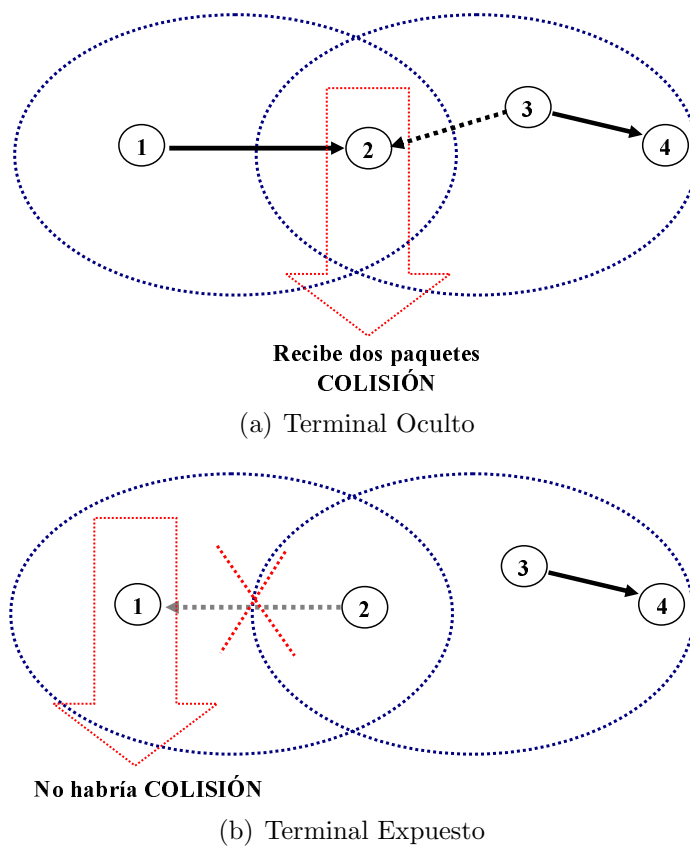


Figura 2.1. Problemas del Terminal Oculto (a) y el Terminal Expuesto (b).

2.1.1. Esquemas de acceso múltiple con evitación de colisiones

El protocolo *Multiple Access with Collision Avoidance (MACA)* [Karn, 1990] supuso una primera mejora para eliminar el problema del terminal oculto, gracias a la inclusión de un diálogo RTS/CTS entre transmisor y receptor. Este diálogo permite que los nodos

vecinos sean conscientes de la transmisión que va a tener lugar, de modo que evitan transmitir durante el tiempo que dure la misma. El transmisor inicia el diálogo enviando una señal de *Request to Send (RTS)* al receptor para indicar su petición de acceso al medio. Los vecinos del transmisor son conscientes de la transmisión gracias a este RTS. Cuando el terminal destino de la transmisión recibe el RTS, contesta con un mensaje de *Clear to Send (CTS)* indicando que está preparado para recibir. De este modo, también los vecinos del receptor son conscientes de la transmisión. Si dos paquetes RTS colisionan por cualquier motivo, los dos terminales transmisores esperan un tiempo aleatorio antes de intentar de nuevo el acceso.

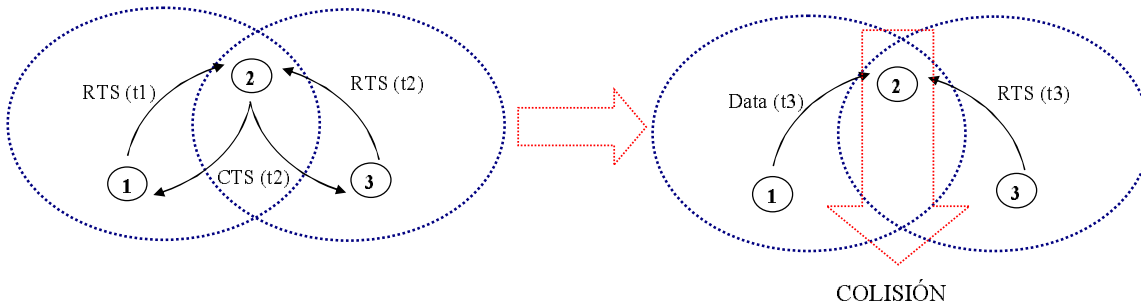


Figura 2.2. Situación de conflicto debida a un terminal oculto con intercambio RTS/CTS. El terminal 3 no recibe correctamente el CTS en t2, lo que produce una colisión de los datos del terminal 1 y un RTS del terminal 3 en t3 [Fullmer y García-Luna-Aceves, 1995].

En principio, una vez que se ha completado el intercambio RTS/CTS, la transmisión podría realizarse sin riesgo de colisión, resolviendo el problema del terminal oculto. Sin embargo, pueden darse situaciones en las que el intercambio RTS/CTS no es suficiente para solventar este problema. Consideremos el ejemplo de la figura 2.2. El terminal 1 envía un RTS hacia el terminal 2, que no es escuchado por el terminal 3 (3 está oculto respecto a 1). A continuación, el terminal 2 debe enviar el CTS al terminal 1. Cuando el terminal 3 escucha ese mensaje CTS, descubre que un vecino va a ser receptor de una transmisión durante un tiempo determinado y retrasa cualquier intento de acceso. El problema surge si el terminal 3 no recibe correctamente ese CTS, bien porque él mismo inicia simultáneamente un intento de acceso enviando un RTS, o bien porque recibe otro mensaje RTS o CTS de algún otro vecino, que colisiona con el CTS proveniente del terminal 2. En tal caso, el terminal 3 no es consciente de la transmisión de 1 a 2 y puede iniciar un acceso, enviando un RTS durante la transmisión de datos del terminal 1, lo que causaría una colisión en el terminal 2. De hecho, cuando existen situaciones de terminal oculto en la red y el tráfico es alto, las prestaciones de MACA degeneran aproximándose a las que proporciona ALOHA [Haas y Deng, 2002].

MACA Wireless (MACAW) [Bharghavan y otros, 1994] modifica MACA para proporcionar fiabilidad a las transmisiones, haciendo que el receptor reconozca la recepción exitosa de un paquete de datos mediante el envío de un mensaje de Acknowledgement (ACK). Sin embargo, sigue sin solucionar completamente el problema de terminal oculto y no proporciona ninguna solución para el terminal expuesto. *Floor Acquisition Multiple Access (FAMA)* [Fullmer y García-Luna-Aceves, 1995] mejora las prestaciones de MACAW añadiendo *carrier sensing* antes del envío del RTS.

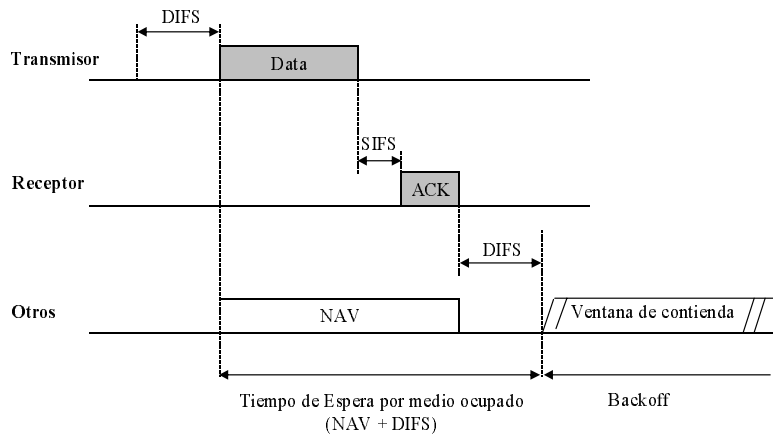
2.1.2. El estándar IEEE 802.11. Modo de funcionamiento DCF

El estándar IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Working Group, 1999a] especifica dos modos de funcionamiento para el acceso al medio: el modo *Point Coordination Function (PCF)* y el modo *Distributed Coordination Function (DCF)* que es el que se emplea en redes ad hoc. El modo PCF se basa en un funcionamiento de tipo infraestructura, en el que un nodo central se encarga de realizar la asignación de recursos para el resto de terminales. Por esta razón, no es directamente aplicable en un entorno ad hoc. Por otro lado, el modo DCF es con diferencia el protocolo de acceso al medio más extendido para *MANETs*. El modo DCF está basado en un mecanismo de *Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA)*, que puede verse como una combinación de los esquemas CSMA y MACA. El protocolo usa la secuencia RTS-CTS-DATA-ACK para realizar la transmisión de los datos. Además del *Carrier Sensing* físico, el modo DCF introduce el concepto de *Carrier Sensing virtual*. Este mecanismo se lleva a cabo mediante el *Network Allocation Vector (NAV)*, donde se almacena el tiempo durante el cual se espera que el medio esté ocupado debido a transmisiones de otros nodos. Puesto que cada paquete contiene información sobre la duración de lo que queda del mensaje, cada nodo que escucha un paquete actualiza continuamente su NAV.

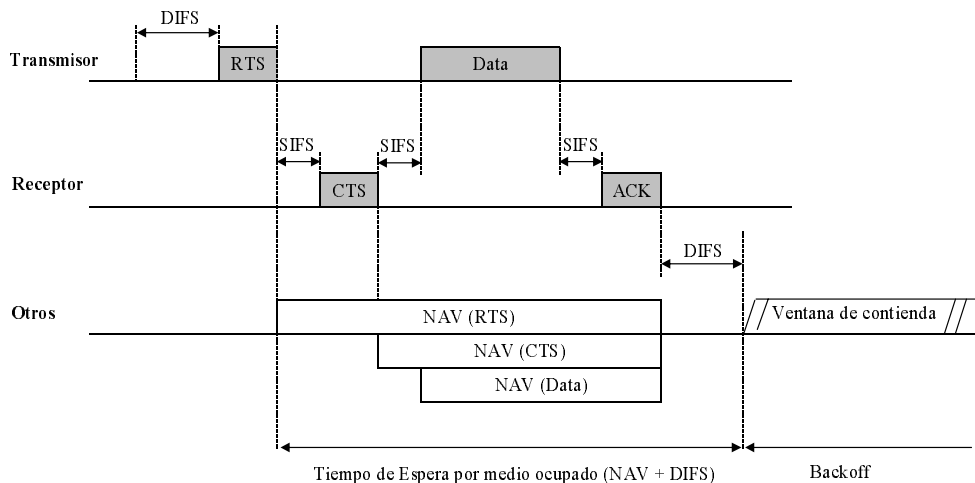
En el modo DCF, un terminal tiene que esperar un determinado tiempo *DCF Interframe Spacing (DIFS)* durante el que debe observar el medio libre antes de iniciar el acceso para transmitir un paquete de datos. Además, debe esperar un tiempo *Short Interframe Spacing (SIFS)* desde que recibe un paquete de datos hasta que envía el ACK, o en el caso de emplear el intercambio RTS/CTS, antes del CTS, de los datos y del ACK. Si durante ese tiempo observa el medio ocupado, se inicia un proceso de backoff. El valor inicial del contador se elige aleatoriamente entre 0 y *CW*, donde *Contention Window (CW)* es la longitud de la ventana de contienda en términos de slots. Después de un intento de transmisión fallido se inicia otro proceso de backoff en

2.1. Acceso al medio con canal de datos compartido. El estándar 802.11

el que se dobla el valor de CW siguiendo un algoritmo de backoff exponencial. Cada intento de retransmisión de un mismo paquete dobla el valor de CW hasta alcanzar el valor máximo CW_{max} . Una vez que el medio está libre transcurrido un tiempo DIFS, el contador comienza a decrementarse y cuando finalmente el contador expira, el paquete se transmite. Tras una transmisión correcta se inicia otro proceso de backoff, con $CW = CW_{min}$ antes de realizar una nueva transmisión. La figura 2.3 muestra los diagramas temporales correspondientes a la transmisión de un paquete de datos sin y con el empleo del intercambio RTS/CTS.



(a) Esquema básico CSMA/CA.



(b) Esquema de acceso basado en RTS/CTS

Figura 2.3. Esquemas de acceso del modo DCF del estándar IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Working Group, 1999a].

La efectividad del intercambio RTS/CTS depende fundamentalmente de la longitud del paquete que *protege* dicho intercambio. Por esta razón, se suele emplear una solución híbrida, en la que sólo los paquetes cuyo tamaño supera un cierto valor *RTS Threshold* se transmiten con el intercambio RTS/CTS. El mecanismo de CSMA reduce la probabilidad de colisión de paquetes RTS respecto al esquema MACA, pero el modo DCF del IEEE 802.11 sigue sin resolver totalmente los problemas de terminal oculto y terminal expuesto.

2.1.3. Esquemas con señalización fuera de banda

Todas las propuestas anteriores tan sólo dan soluciones parciales para los problemas del terminal oculto y no solucionan el terminal expuesto, lo que hace que presenten importantes limitaciones para su aplicación en redes móviles ad hoc multisalto [Xu y Saadawi, 2001]. Por esta razón, en los últimos años se han realizado distintas propuestas que siguen la misma filosofía de canal compartido del estándar IEEE 802.11, pero que tratan de proporcionar mejores soluciones para los problemas mencionados. El esquema *Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA)* [Haas y Deng, 2002] proporciona una solución eficiente para ambos problemas, mediante el empleo de señalización fuera de banda. Está basado en en el trabajo de dos propuestas anteriores, *Busy Tone Multiple Access (BTMA)* [Tobagi y Kleinrock, 1975a] y *Receiver Initiated-Busy Tone Multiple Access (RI-BTMA)* [Wu y Li, 1987].

DBTMA se basa en el empleo del paquete RTS y de dos tonos de banda estrecha transmitidos fuera de banda. Como en varios de los esquemas comentados anteriormente, cuando un transmisor desea iniciar una comunicación envía un paquete de RTS. Simultáneamente, envía un tono fuera de banda BT_t durante la transmisión del RTS, que proporciona protección para los paquetes RTS, aumentando la probabilidad de recepción correcta de los mismos e incrementando, por tanto, el throughput de la red. El destinatario contesta a dicho RTS activando otro tono fuera de banda, BT_r , que mantendrá activo hasta que reciba correctamente el paquete de datos (o hasta que expire el contador correspondiente) sin necesidad de enviar un paquete de CTS. Cuando el transmisor sensa el tono BT_r , puede iniciar la transmisión del paquete de datos.

Cualquier otro nodo que sensa un BT_t o un BT_r activos no intenta transmitir su RTS, de modo que se evita el acceso cuando algún nodo dentro de su rango de cobertura está enviando un RTS (BT_t) o recibiendo un paquete de datos (BT_r), eliminando de este

modo el problema del terminal oculto. Además, se soluciona el problema del terminal expuesto, como se muestra en la figura 2.4.

Asumamos que A inicia una transmisión hacia B. De manera simultánea, teóricamente C podría transmitir a D, sin problemas de colisiones. Una vez que el terminal A ha enviado su RTS al receptor B, deja de transmitir el BT_t . En esta situación, el terminal C no sensa ningún tono (el BT_t ha finalizado y el BT_r está fuera del rango de cobertura) y por tanto, efectivamente puede enviar un RTS hacia D, solventando el problema del terminal expuesto.

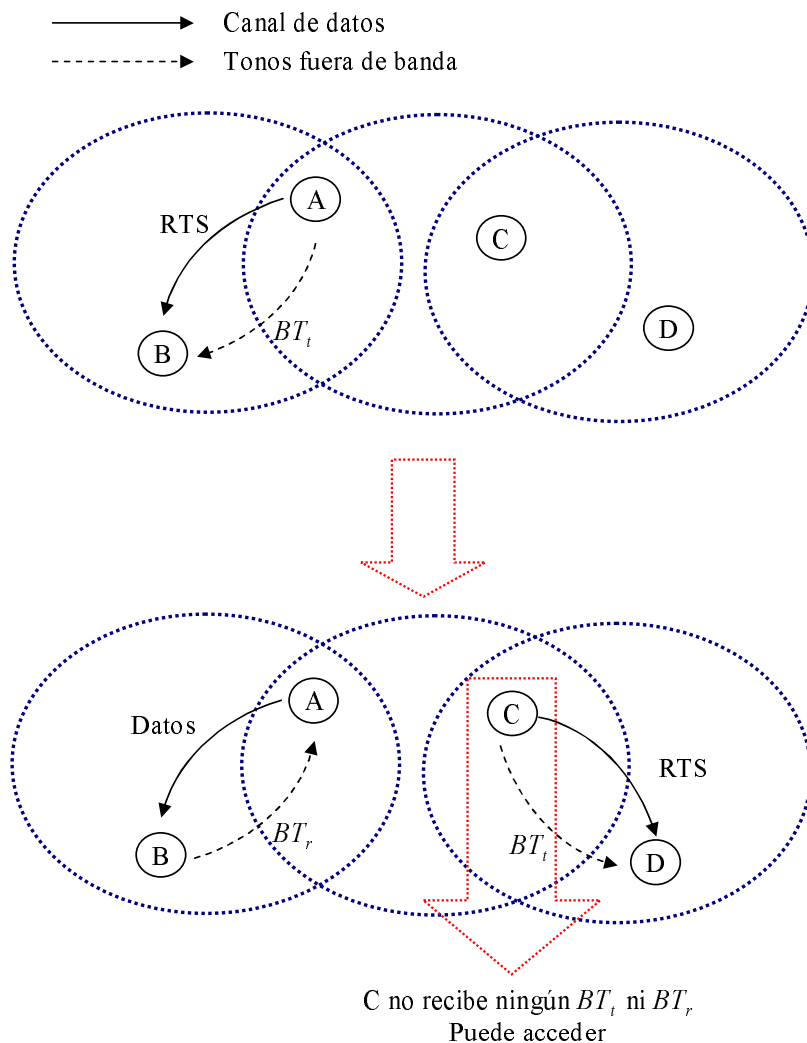


Figura 2.4. Ejemplo de funcionamiento de DBTMA. Solución para el problema del terminal expuesto.

2.1.4. QoS para redes ad hoc basadas en IEEE 802.11

Como se ha comentado anteriormente, el modo de funcionamiento DCF del estándar IEEE 802.11 ha sido ampliamente aceptado para el desarrollo de *MANET*s debido principalmente a su sencillez y flexibilidad a pesar de las limitaciones que presenta.

Este esquema no proporciona ningún mecanismo que permita garantizar QoS para aplicaciones sensibles al retardo, como voz y vídeo. Por este motivo, se han realizado distintas propuestas para incorporar prioridades y diferenciación de servicios sobre la capa MAC IEEE 802.11 [Ni y otros, 2004; Zhu y otros, 2004]. En el mismo contexto, el grupo de trabajo IEEE 802.11 Task Group E está terminando un proceso de estandarización de IEEE 802.11e [IEEE 802.11 Task Group E, 2005], una versión con calidad de servicio del estándar IEEE 802.11. Del mismo modo que el estándar original, define dos modos de funcionamiento: el *Hybrid coordination function Controlled Channel Access (HCCA)* y el *Enhanced Distributed Channel Access (EDCA)*. Nos vamos a centrar en este último, que es la evolución para proporcionar diferenciación de servicios en entornos distribuidos del modo DCF original. En los últimos años se han publicado varios trabajos dedicados tanto al análisis y modelado, como a la evaluación de prestaciones y propuesta de mejoras del modo EDCA [Ni, 2005; Vassiss y Kormentzas, 2005; Xiao y Li, 2004].

El modo EDCA define cuatro clases de tráfico denominadas *Access Category (AC)* (figura 2.5). AC-0 es la clase de menor prioridad (*Best Effort (BE)*) y AC-3 la de mayor prioridad. La característica clave que permite llevar a cabo la diferenciación de servicios de la que carece el modo DCF es que para cada AC, los parámetros del protocolo MAC son diferentes. Así, en el modo EDCA se define $AIFS_i$, $CW_{min,i}$ y $CW_{max,i}$ para cada AC- i , en lugar de los $DIFS$, CW_{min} y CW_{max} definidos en DCF. $AIFS_i$ se define como $AIFS_i = SIFS + AIFS_i \cdot SlotTime$, donde $AIFS_i$ es un entero positivo. Además, el valor del contador del backoff se elige entre 1 y CW_i en lugar de entre 0 y CW como en DCF.

Según este esquema, cuanto menor es el valor mínimo de la ventana de contienda y del parámetro $AIFS$, mayor es la probabilidad de acceder al medio y por tanto, mayor es la prioridad del servicio correspondiente.

Este esquema de diferenciación permite proteger a servicios de una clase de prioridad superior frente a otros de prioridad inferior, pero presenta limitaciones importantes cuando varias conexiones de alta prioridad compiten simultáneamente, puesto que los valores empleados por defecto para CW son demasiado pequeños para poder resolver

2.1. Acceso al medio con canal de datos compartido. El estándar 802.11

las situaciones de conflicto adecuadamente [Ni, 2005; Xiao y Li, 2004]. En [Xiao y Li, 2004] se propone un mecanismo de control de admisión distribuido para proteger las prestaciones de los servicios prioritarios en el sistema. Dicho esquema no está diseñado para funcionar en modo ad hoc, sino que requiere de la gestión del punto de acceso para realizar la admisión en el sistema. Una posible solución, además del necesario control de admisión, podría ser establecer valores por defecto mayores para CW , pero esto supondría mayores retardos para acceder al medio, con la consiguiente reducción de la eficiencia. Por esta razón, la idea de realizar un ajuste *adaptativo* de los valores de CW en función de las condiciones de carga se presenta como una solución interesante para el problema. En [Romdhani y otros, 2003] se presenta un esquema adaptativo, que también está diseñado para funcionar en modo infraestructura, en el que el punto de acceso ajusta los valores de CW_{min} en función de ciertas medidas como la tasa de colisiones.

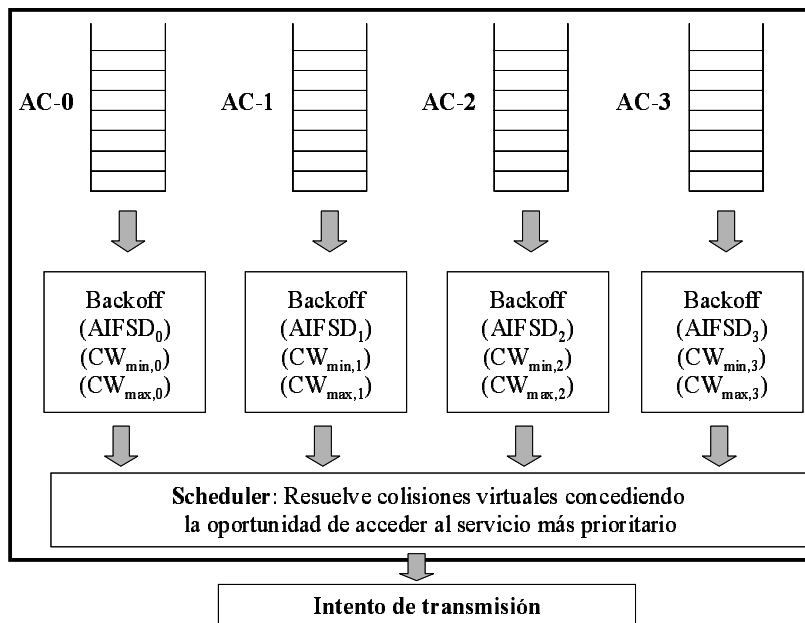


Figura 2.5. Esquema EDCA propuesto por el 802.11e.

En resumen, el modo EDCA del IEEE 802.11e presenta una primera aproximación a la provisión de QoS a nivel MAC mediante la diferenciación de servicios, pero todavía con importantes limitaciones para su aplicación en redes ad hoc multiservicio:

- Sigue sin resolver completamente los problemas de terminal oculto y terminal expuesto del estándar IEEE 802.11 para transmisiones punto a punto, que suponen una reducción importante de la eficiencia.

- Al igual que todas las propuestas anteriores, no puede asegurar transmisiones broadcast fiables, debido a que no contempla un mecanismo explícito de señalización que evite las colisiones que se producen a consecuencia del terminal oculto en estas comunicaciones.
- Presenta problemas de flexibilidad a la hora de repartir los recursos entre conexiones de la misma prioridad. Se han realizado propuestas para solucionar este problema, pero todas están centradas en el funcionamiento en modo infraestructura y no están diseñadas para funcionar en modo ad hoc.
- A pesar de que proporciona diferenciación de servicios, no dispone de mecanismos para gestionar de manera eficiente los recursos de la red que permitan garantizar valores determinados de ancho de banda o retardo, debido a su modo de operación asíncrono.

2.2. Esquemas TDMA de asignación dinámica de recursos

De manera general, los dos factores fundamentales que limitan las prestaciones de *todos* los mecanismos de acceso al medio con canal compartido basados en la evitación de colisiones son que:

- a) No pueden proporcionar garantías respecto al retardo entre paquetes, lo cual representa un gran problema para aplicaciones en tiempo real.
- b) Carecen de un soporte explícito para comunicaciones broadcast o multicast, lo que implica que, o bien un nodo tiene que transmitir el mismo paquete (broadcast o multicast) en múltiples ocasiones, o los paquetes son enviados con una probabilidad de recepción tan baja como la del protocolo ALOHA.

Una alternativa para solucionar estos problemas en el acceso al medio consiste en asignar a los distintos terminales un canal de datos (slot temporal, código de ensanchado, frecuencia o combinaciones de éstos) en el que cada terminal pueda transmitir de modo que no existan conflictos (colisiones) y se pueda conseguir un reuso espacial eficiente del ancho de banda disponible. Los algoritmos de asignación dinámica basados en TDMA ofrecen una solución atractiva para llevar a cabo reservas de recursos tanto punto a punto como broadcast [Cidon y Sidi, 1989; Ephremides y Truong, 1990; Lloyd

y Ramanathan, 1993; Pond y Li, 1989; Ramanathan, 1997; Ramanathan y Lloyd, 1993; Ramaswami y Pahari, 1989]. La idea básica en estos esquemas consiste en asignar uno o más slots a cada terminal que tenga datos para transmitir (punto a punto o broadcast) en una situación libre de conflictos.

Para garantizar su correcto funcionamiento, estos esquemas TDMA requieren un mecanismo que mantenga la sincronización a nivel de slot entre los distintos terminales de la red. En el entorno de las redes ad hoc, no existe una entidad central, como las estaciones base en los sistemas celulares, que proporcione una referencia temporal común para todos los terminales. Una posible solución radica en el uso del sistema *Global Positioning System (GPS)*, que proporciona información temporal precisa común a todos los terminales [Ebner y otros, 2002a]. Sin embargo, aun asumiendo que los terminales están equipados con receptores GPS, habitualmente dicha información sólo está disponible en entornos exteriores. Por ello, se han desarrollado técnicas distribuidas, que mediante el intercambio de la información de reloj entre los distintos nodos, permiten conseguir la sincronización de los mismos [Ebner y otros, 2002b; Rentel y Kunz, 2005]. Son especialmente interesantes para su aplicación en redes ad hoc los esquemas que permiten llevar a cabo esta sincronización no sólo entre los terminales que se encuentran dentro de un mismo área de cobertura, sino en un entorno multisalto [Rentel y Kunz, 2005]. A pesar de la problemática que supone la sincronización, puesto que existen alternativas para resolver el problema, siempre que se analice el funcionamiento de alguna estructura TDMA para redes ad hoc a lo largo de toda esta memoria se considerará que todos los terminales se encuentran perfectamente sincronizados. De este modo se pretende analizar la capacidad de este tipo de esquemas para llevar a cabo la gestión de recursos y provisión de QoS independizando los problemas asociados a los mismos de aquéllos generados a causa de la sincronización.

Algunas de las propuestas TDMA existentes [Ramanathan, 1997; Ramanathan y Lloyd, 1993] son algoritmos centralizados en los que un controlador central con conocimiento global de la topología realiza la asignación, por lo que directamente no son aplicables en el contexto de redes móviles ad hoc. Otros esquemas son distribuidos, pero antes de llevar a cabo el proceso de asignación dinámica requieren una asignación TDMA fija en la que a cada nodo se le asigna un slot único para comunicarse con sus vecinos [Cidon y Sidi, 1989; Ephremides y Truong, 1990; Pond y Li, 1989]. Puesto que debe asignarse un slot distinto a cada terminal, no existe ningún reuso espacial de esos recursos y por tanto, la solución no es escalable a medida que el número de terminales en la red crece. Además, estos protocolos requieren que los nodos tengan cierto conoci-

miento *a priori* de la red, por ejemplo, acerca del tamaño de la misma. Estos motivos hacen que tampoco estas propuestas sean aplicables directamente en el entorno ad hoc.

En los últimos años han surgido distintas propuestas basadas en estructuras TDMA que tratan de realizar la asignación de recursos broadcast o punto a punto de un modo totalmente distribuido y escalable, así como adaptable a la movilidad de los terminales. Existen dos tendencias claramente diferenciadas, las *independientes de la topología* y las *dependientes de la topología*.

2.2.1. Esquemas independientes de la topología

La base de las estructuras *independientes de la topología* [Chlamtac y Farago, 1994; Ju y Li, 1998; Oikonomou y Stavrakakis, 2004] es, como su propio nombre indica, realizar la asignación de los slots de manera totalmente independiente de la topología específica que un terminal observa en un momento dado. Esta característica los hace en principio interesantes para su aplicación en redes móviles ad hoc, que pueden presentar una topología muy cambiante. Para conseguir esta independencia de la topología, un nodo i tiene que transmitir en un cierto número de slots de cada trama que vienen determinados por un código único, cuyas propiedades garantizan que para cualquier vecino k del nodo i , siempre existe algún slot en el que transmite i y no transmiten ni k ni ninguno de sus vecinos. Por lo tanto, durante una trama cualquier vecino de i puede recibir libre de colisiones al menos un paquete de i . Una de las principales limitaciones de estos esquemas es que el transmisor no puede saber qué vecino o vecinos pueden recibir correctamente la información que envía en un slot concreto.

En el caso de no emplear un mecanismo explícito de reconocimiento (ACK), esta limitación impone que un nodo tenga que transmitir su paquete en todos los slots que tiene asignados en la trama para asegurarse de que en alguno de ellos el destino recibe la información correctamente. Esto implica una considerable reducción en la eficiencia del protocolo. En el supuesto de que sí se disponga de un mecanismo de reconocimiento, la asignación tampoco es directa, puesto que, al menos durante la primera trama, el terminal transmisor tendrá que transmitir de nuevo en todos sus slots disponibles, para comprobar en cuál recibe el ACK del destino. A partir de ese momento, ya podría seguir transmitiendo tan sólo en el slot correspondiente mientras siguiese recibiendo el ACK. De este modo, este tipo de esquemas independientes de la topología tan sólo permiten asignar un slot por trama, lo que en determinadas situaciones puede hacer que

el tiempo necesario para acceder a un recurso sea excesivamente alto para garantizar los requerimientos de las distintas aplicaciones. Además, presentan otras limitaciones:

- Solamente se garantiza que un terminal i podrá transmitir en **un** slot libre de conflictos a cada uno de sus vecinos. En función de las necesidades, si se demanda mucho ancho de banda hacia un destino concreto, puede ser necesario transmitir en varios slots a un único destino, pero en ese caso los códigos no garantizan la ausencia de colisiones.
- No se garantiza la existencia de un slot en el que i pueda transmitir a **todos** sus vecinos libre de conflictos, es decir, no permiten transmisiones broadcast fiables.

2.2.2. Esquemas dependientes de la topología

Por otro lado, las propuestas *dependientes de la topología* [Ahn y otros, 2000, 2003; Borgonovo y otros, 2004a; Chlamtac y otros, 2000; Fang y Kondylis, 2003; Jiang y otros, 2002; Marina y otros, 2001; Tang y García-Luna-Aceves, 1999b; Zhu y Corson, 1998, 2001a,b] tratan de realizar la asignación de recursos broadcast o punto a punto de tal manera que existan garantías de que una vez que se ha asignado un determinado slot a un terminal, la transmisión pueda realizarse libre de conflictos. Para ello, se requiere cierto intercambio de información de señalización entre los vecinos a 1 salto (nodos que están dentro del área del cobertura del terminal).

La idea básica que se encuentra detrás de la mayoría de estas propuestas radica en un ciclo de reserva con un número determinado de mini-slots, que permiten a un nodo reservar un slot de información, en el que transmitirá durante las tramas siguientes. Las transmisiones de datos en estos slots reservados se encuentran libres de los problemas derivados del terminal oculto, y en el caso de las comunicaciones punto a punto también de los del terminal expuesto.

En el protocolo *Collision Avoidance Time Allocation (CATA)* [Tang y García-Luna-Aceves, 1999b], cada slot de información en la trama viene precedido por cuatro mini-slots que realizan dos tareas complementarias. Por un lado, llevan a cabo el intercambio de mensajes que permite realizar la reserva del slot de información correspondiente y, por otro, una vez que la reserva se ha realizado, evitan que otros terminales accedan en ese mismo slot en tramas siguientes y permiten detectar conflictos en las reservas debido a cambios en la topología. Este protocolo está basado en el mecanismo de reserva de

recursos definido por los mismos autores en [Tang y García-Luna-Aceves, 1999a, 2000] para un acceso al medio basado en frequency hopping lento. Además, CATA proporciona los mecanismos apropiados para realizar reservas tanto punto a punto como broadcast.

El protocolo *Soft Reservation Multiple Access with Priority Assignment (SRMA/PA)* [Ahn y otros, 2000, 2003] presenta una estructura muy similar a CATA. Cada slot de datos viene precedido de un conjunto de mini-slots que permiten llevar a cabo el proceso de reserva y el mantenimiento de la misma. La principal aportación de esta propuesta radica en la inclusión de prioridades dinámicas, que se actualizan en función del tiempo de vida residual de cada paquete como base para la provisión de QoS. Dichas prioridades se emplean en el acceso para determinar si un terminal puede ocupar un slot ya reservado por una transmisión existente.

Sin embargo, esta funcionalidad es limitada, puesto que sólo puede utilizarse en una situación muy concreta: cada nodo transmisor envía en uno de los mini-slots que preceden a los datos de usuario la prioridad asociada a dichos datos. Si un terminal con prioridad mayor escucha esta información, puede intentar acceder en dicho slot. Sin embargo, si existiese más de un transmisor activo en el área de cobertura del transmisor de alta prioridad que intenta acceder, éste detectaría una colisión en el mini-slot relativo a la prioridad y no podría recibir correctamente la información sobre la prioridad, de modo que no sería consciente de que puede acceder en dicho slot. Por otro lado, los receptores no informan de la prioridad de sus reservas. Por lo tanto, en una situación en la que no hay transmisores de baja prioridad, pero sí receptores, no existe ningún mecanismo que permita robar el recurso. En resumen, el protocolo introduce la capacidad de robo de recursos en función de prioridades en el caso específico de que un potencial transmisor no escuche ningún receptor cercano y escuche un único transmisor cercano con una prioridad menor.

A pesar de disponer de esta funcionalidad adicional respecto a CATA, presenta el inconveniente de que solamente pueden establecerse comunicaciones punto a punto y no implementa ningún procedimiento para las transmisiones broadcast, con lo que sigue sin resolver una de las principales limitaciones de los protocolos de acceso al medio con canal compartido.

Estos dos protocolos presentan una importante limitación común: los nodos que quieren contender por un slot determinado sólo pueden hacerlo en los mini-slots correspondientes a ese slot. Como consecuencia, cuando el conjunto de slots disponibles de datos es reducido, la contienda por dichos slots aumenta enormemente. Este aumento

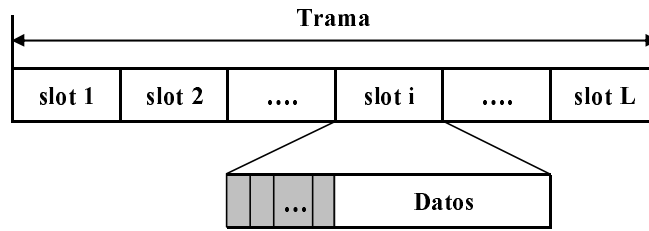
de la contienda por los slots incrementa el número de slots que no son utilizados por ningún terminal debido a colisiones en el acceso, con la consiguiente reducción en la capacidad global de la red.

En la misma línea que estas dos propuestas se encuentra el protocolo *Distributed Packet Reservation Multiple Access (D-PRMA)* [Jiang y otros, 2002]. En este caso, cada slot de la trama está dividido en $m+1$ mini-slots, cada uno de ellos constituido por dos campos que permiten realizar la reserva del slot. Si un terminal gana la reserva en el primer mini-slot, los m mini-slots restantes se emplean para mandar el paquete de datos en esa trama y las necesarias siguientes. En caso contrario, dichos mini-slots están disponibles para nuevos intentos de reserva. Una vez efectuada la reserva, al igual que en CATA y SRMA/PA, la señalización enviada en el primer mini-slot en las tramas siguientes permite el mantenimiento de la reserva.

D-PRMA incluye también cierto grado de QoS para los servicios en tiempo real, permitiendo que accedan siempre en los primeros mini-slots. Además, el problema de la contienda se arregla en parte, puesto que puede haber varios accesos en el mismo slot, en caso de que el primero falle. Por otro lado, tampoco D-PRMA recoge ningún mecanismo explícito para realizar transmisiones broadcast.

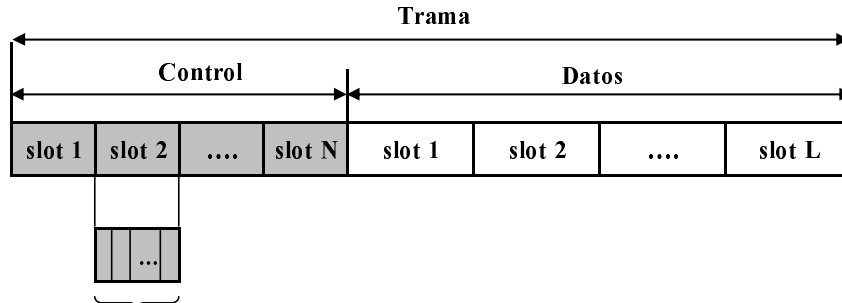
Otra alternativa para aliviar la contienda por los slots libres es la ofrecida por el protocolo MAC-RSV [Fang y Kondylis, 2003]. En este caso, la estructura es ligeramente distinta. La trama principal consta de dos subtramas. Una primera de señalización, en la que los nodos contienden por los slots de datos y una segunda para la transmisión de datos de usuario propiamente dicha. La fase de señalización consta de un número determinado de tripletes de mini-slots, que no tiene por qué coincidir con el número de slots de datos. Cada uno de esos tripletes permite realizar una reserva, pero no hay una relación directa entre cada triplete de mini-slots y cada slot de datos, sino que en cada triplete se puede intentar reservar todos los slots necesarios para un destino determinado, especificando en la petición cuáles son los slots requeridos. El receptor, en función de su disponibilidad, puede confirmar la reserva de todos o parte del conjunto de slots solicitados.

Gracias a esta estructura, en caso de fallo en la reserva de un slot de datos en un triplete determinado, dicha reserva puede reintentarse en alguno de los mini-slots siguientes. Según los resultados presentados en [Fang y Kondylis, 2003], este mecanismo de acceso mejora claramente las prestaciones de CATA. Por otra parte, tampoco MAC-RSV permite realizar reservas broadcast.



Mini-slots de control:
 - Contienda por el slot i
 - Mantenimiento de reserva

(a) Contienda independiente por cada slot



Mini-slots de control:
 - Contienda por cualquier conjunto de slots
 - Mantenimiento de reserva

(b) Contienda distribuida

Figura 2.6. Estructuras MAC TDMA con contienda para el acceso a los datos.

SRMA/PA, D-PRMA y MAC-RSV presentan alternativas más eficientes o con mayores funcionalidades para proporcionar QoS que CATA en enlaces de datos punto a punto, si bien presentan ciertas limitaciones. Todos ellos pierden la capacidad de realizar reservas broadcast eficientes, que son de gran importancia para la implementación de las funciones de control del nivel de red, especialmente en lo relacionado con los protocolos de encaminamiento y con el mantenimiento de la información de conectividad. Aun así, a pesar de que CATA permite realizar reservas teóricamente libres de colisiones para transmisiones broadcast, no incorpora un mecanismo de reconocimiento (ACKs) explícito que permita saber si la información ha sido recibida correctamente por cada uno de los vecinos. Además, todas estas propuestas (CATA, SRMA/PA, D-PRMA y MAC-RSV) basan su acceso a los slots de información en la contienda directa por esos slots. La figura 2.6 muestra de manera simplificada la estructura de todos estos esquemas TDMA. La figura 2.6(a) corresponde a CATA, SRMA/PA y D-PRMA, mientras que la figura 2.6(b) explica el funcionamiento de MAC-RSV.

Disponer de un servicio broadcast eficiente y fiable puede facilitar enormemente la provisión de calidad de servicio para servicios de datos punto a punto, puesto que, por un lado, permite a cada nodo tener un conocimiento global del estado de los recursos en sus cercanías y, por otro, puede facilitar el diseño de técnicas de acceso distribuidas que permitan solventar el problema de la contienda por el medio. Los mecanismos necesarios para proporcionar este servicio para transmisiones broadcast difieren bastante de los empleados en servicios punto a punto, puesto que todos los vecinos del nodo transmisor deben recibir correctamente la información de éste. Por este motivo, y dada la importancia de este tipo de transmisiones en el contexto de las *MANETs*, se han realizado propuestas específicas para realizar reservas broadcast mediante estructuras TDMA.

En este contexto, el protocolo *Five Phase Reservation Protocol (FPRP)* [Zhu y Corson, 1998, 2001b] proporciona una asignación de recursos TDMA para transmisiones broadcast, que están libres de conflictos con alta probabilidad. En este protocolo se emplea una trama de reserva para realizar una asignación de slots broadcast para todos los nodos de la red, que permanecerá activa durante un conjunto de tramas de datos, asumiendo que la topología de la red no cambiará durante ese período. Cada slot de la trama de reserva permite reservar ese mismo slot en las siguientes tramas de datos. Cada slot de control está formado por un cierto número de ciclos de reserva, y a su vez, cada uno de esos ciclos consta de cinco fases o mini-slots de intercambio de mensajes de control, que resuelven los posibles conflictos entre los nodos contendientes. Puesto que cada slot de control dispone de varios ciclos de reserva, si un terminal falla en su intento de reserva por un slot de datos broadcast, puede volver a intentar el acceso en ciclos siguientes.

Este esquema de transmisión broadcast presenta dos limitaciones fundamentales en un entorno real: en primer lugar, al igual que CATA, aunque garantiza que las reservas están libres de conflictos, no dispone de un mecanismo explícito de reconocimiento que permita comprobar si la transmisión ha sido exitosa. En una situación real, garantizar la ausencia de colisiones no garantiza la recepción correcta de los datos, porque la potencia agregada de transmisiones lejanas, que en principio no producen una colisión, pueden generar un nivel de interferencia no tolerable en el receptor. Además, al contrario que CATA, no dispone de una señalización explícita que mantenga las reservas, sino que actualiza la asignación cada cierto número de tramas, lo que puede generar situaciones de conflicto si se producen cambios en la topología entre asignación y asignación.

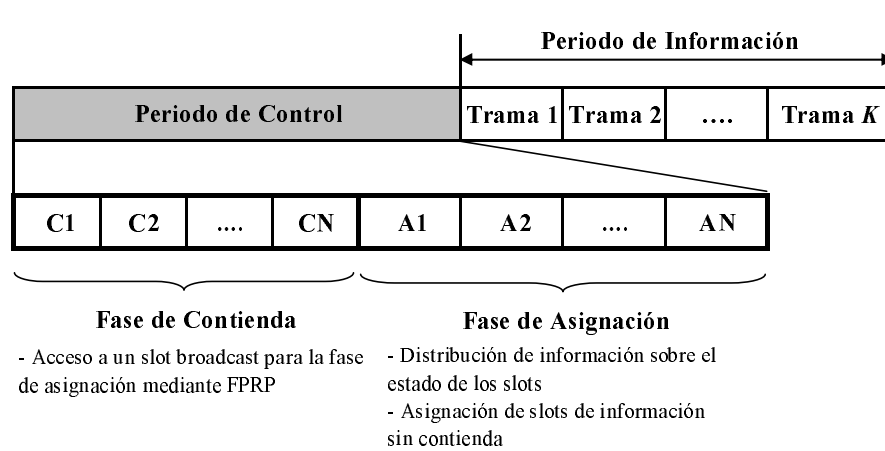


Figura 2.7. E-TDMA. Ejemplo de estructura MAC TDMA libre de contienda para el acceso a los datos.

Esta propuesta no incluye un mecanismo explícito para implementar comunicaciones punto a punto eficientes, pero puede emplearse como base para implementar una estructura bastante más compleja, *Evolutionary TDMA (E-TDMA)* [Zhu y Corson, 2001a, 2002], en la que sí pueden establecerse dichos enlaces punto a punto en una situación libre de contienda. La estructura básica se compone de un *periodo de control* que permite realizar la asignación de recursos, seguida de un *periodo de información* formado por un cierto número K de *tramas de datos* en las que se aplica dicha asignación (figura 2.7). El *periodo de control* consta de dos partes diferenciadas: *fase de contienda* y *fase de asignación*. En la *fase de contienda* los nodos acceden mediante el protocolo FPRP a un slot broadcast que se empleará en la *fase de asignación*. En dicha fase, cada terminal difunde el estado en que él observa los slots y puede realizar las reservas de recursos que requiera en una situación libre de contienda según el mecanismo detallado en [Zhu y Corson, 2001a]. Este esquema, por tanto, supone una ventaja importante respecto a los mecanismos basados en contienda, pero sigue manteniendo las limitaciones principales de su predecesor FPRP: falta de fiabilidad en las transmisiones por la falta de reconocimientos (ACKs) en el nivel de enlace y poca flexibilidad frente a cambios de topología en la red, al carecer de un mecanismo explícito de señalización para el mantenimiento de las reservas.

Posteriormente, han aparecido otras propuestas para proporcionar servicios broadcast fiables, como los protocolos ABROAD [Chlamtac y otros, 2000], *Robust Broadcast Reservation Protocol (RBRP)* [Marina y otros, 2001] y ADHOC MAC [Borgonovo y otros, 2003b, 2004a]. El primero de ellos sigue una estructura similar a CATA, en la

que la trama está compuesta por un número de slots de datos, precedido cada uno de ellos por un conjunto de mini-slots de señalización. Los autores explican que una de las principales ventajas de su protocolo es que es escalable, porque el tiempo necesario para transmitir un paquete broadcast no es dependiente del número de vecinos. Realmente la ventaja no es tal, porque esa independencia se consigue a costa de que cada nodo en la red disponga de un slot dentro de la trama en el que tiene prioridad para acceder, de modo que el tamaño de la trama debe ser igual al número *total* de nodos en la red [Cidon y Sidi, 1989; Ephremides y Truong, 1990; Pond y Li, 1989]. En una red ad hoc, no es apropiado que el número de slots de la trama sea igual al número de usuarios en la red, puesto que éste es un parámetro que está en constante cambio, ya que una de las características fundamentales de una red ad hoc es que los terminales pueden entrar en la red y abandonarla libremente. Además, aun en el caso de disponer de un número de terminales fijo y conocido, la asignación de un slot específico a cada terminal de manera independiente a su localización representa un importante desaprovechamiento del incremento de capacidad proporcionado por el reuso espacial.

RBRP también presenta similitudes con alguna de las propuestas anteriores. A igual que MAC-RSV, divide la trama en dos subtramas. Una primera subtrama de control compuesta por un conjunto de slots que permiten llevar a cabo las reservas para la subtrama de datos y una segunda subtrama de datos, compuesta por un número de slots generalmente mayor que el de la subtrama de control, en la que se realizan las transmisiones broadcast de los datos de usuario. Cada uno de los slots de control está compuesto por un conjunto de mini-slots que permiten realizar la reserva de un slot broadcast libre de conflictos. Cada terminal puede contender por cualquier slot de datos en cualquier slot de control. Este esquema de acceso proporciona teóricamente la ventaja de disminuir el ancho de banda dedicado al control, ya que el número de slots de control es menor que el de datos. La versión básica del protocolo no permite adaptarse a cambios en la topología, puesto que, como no existe una relación directa entre slots de control y datos, no puede emplearse una señalización explícita en los mini-slots de control para proteger las reservas existentes. Para solventar este problema, se podría aplicar la idea de FPRP, es decir, mantener las reservas durante un cierto número de tramas, asumiendo que la topología cambia más lentamente que el periodo de actualización y reasignar todas las transmisiones transcurrido cierto tiempo. Sin embargo, se propone como solución añadir dentro de cada slot de la subtrama de datos, antes de la transmisión de datos propiamente dicha, una serie de 6 mini-slots, en la que transmisor y receptor intercambian señalización, de modo que ante cambios en la topología los ter-

minales implicados son capaces de darse cuenta de las situaciones de conflicto. De este modo, se pierde la teórica reducción del *overhead* de control, puesto que CATA es capaz de realizar tanto la reserva de slots como el mantenimiento sólo con los mini-slots de control que preceden a cada slot de datos. Finalmente, sigue presentando el problema ya comentado en CATA y FPRP de la ausencia de un mecanismo explícito de reconocimiento correcto (ACK) de una transmisión, que es necesario en el entorno inalámbrico a pesar de que se pueda garantizar la transmisión libre de colisiones.

ADHOC MAC es una propuesta reciente que está basada en una estructura de slots temporales, en la que los slots están agrupados en tramas virtuales de longitud N . A diferencia de todas las propuestas anteriores, no requiere un ciclo de reserva basado en mini-slots para proporcionar el acceso a un slot TDMA, bien sea broadcast o punto a punto. El hecho de que todos los slots sean de la misma duración, alivia el problema, ya de por sí complicado, de la sincronización en *MANETs*. Implementa una técnica de acceso distribuida capaz de asignar un canal básico de broadcast (*Basic broadcast CHannel (BCH)*) fiable para cada terminal activo. Cada BCH transporta información de señalización que proporciona una distribución de información de conectividad de nivel 2 rápida y fiable que permite implementar servicios fiables de datos punto a punto.

El BCH contiene un campo de control, Frame Information (FI), que es un vector de N elementos que especifica el estado de los N slots que preceden a la transmisión del BCH del terminal. Esta información, por una lado permite determinar la disponibilidad de slots de cara a acceder al sistema y por otro, proporciona un mecanismo de reconocimiento en el nivel de acceso al medio mediante el cual un terminal transmisor es capaz de saber si su receptor o receptores han recibido correctamente la información transmitida, proporcionando la fiabilidad comentada anteriormente.

En este protocolo, cualquier slot puede emplearse tanto para transmitir la información broadcast de control (BCH) como los datos de usuario. Para acceder al BCH es necesario un mecanismo de contienda, pero disponer de este servicio broadcast fiable puede facilitar enormemente la asignación de recursos para los datos de usuario, evitando los problemas derivados de la contienda. En [Borgonovo y otros, 2003b, 2004a] no se describe ningún mecanismo de reserva de recursos basado en esta estructura básica, pero precisamente las posibilidades que ofrece hacen que sea un punto de partida interesante para la propuesta de mecanismos más avanzados para la provisión de calidad de servicio. Además, el hecho de que cada slot de la trama pueda usarse tanto para control como para datos, puede facilitar el diseño de estrategias adaptativas de reparto de ancho de banda entre los recursos dedicados a ambos servicios en función del número

de usuarios activos en una determinada región, de tal manera que el ancho de banda necesario para el control pueda regularse en función del número de usuarios en el sistema. Puesto que va a emplearse como base para la realización de nuevas propuestas, este protocolo se describe con detalle en el capítulo 3.

La tabla 2.1 presenta un resumen con las características principales de los protocolos MAC TDMA dependientes de la topología descritos en esta sección.

2.3. Técnicas de control de potencia para redes móviles ad hoc

El control de potencia en *MANET*s ha recibido bastante atención en los últimos años por dos motivos fundamentales: en primer lugar, se ha demostrado que incrementa el reuso espacial, aumentando por tanto la capacidad global de la red [Gupta y Kumar, 2000]. Por otro lado, mejora el consumo global de energía de las *MANET*s, prolongando la duración de las baterías, que puede ser un factor crucial según el escenario de aplicación en el que nos encontremos.

En función de los objetivos perseguidos, los mecanismos típicos de control de potencia se pueden clasificar en tres grandes grupos: *Algoritmos de control de la topología*, *Algoritmos orientados al ahorro de energía* y *Algoritmos conscientes de la interferencia* o “*interference-aware*”

2.3.1. Algoritmos de control de la topología

La idea básica de este tipo de algoritmos consiste en ajustar la potencia de transmisión de cada nodo para controlar la topología de la red de modo que todos los nodos tengan un número determinado de vecinos K a los que pueden transmitir directamente [Borgonovo y otros, 2006, 2004b; ElBatt y otros, 2000; Gerharz y otros, 2003; Ramanathan y Rosales-Hain, 2000; Rodoplu y Meng, 1999; Wattenhofer y otros, 2001]. En este planteamiento, la potencia de transmisión de un terminal es *independiente del nodo al que se está transmitiendo*. La capacidad, el retardo extremo a extremo o la tolerancia a fallos de la red son parámetros altamente dependientes de la topología de la red.

Tabla 2.1: Clasificación de protocolos MAC TDMA dependientes de la topología

Protocolo	Transmisiones Broadcast	Transmisiones Punto a Punto	Tipo de acceso	Protección de reservas	Fiabilidad (ACK)	Mini-slots	Prioridades
FPRP	SI	NO	Contienda independiente por cada slot	NO	NO	SI	NO
E-TDMA	SI	SI	Contienda independiente por cada slot broadcast de control Asignación distribuida para slots de datos	NO	NO	SI	NO
CATA	SI	SI	Contienda independiente por cada slot	SI (mini-slots)	NO	SI	NO
SRMA/PA	NO	SI	Contienda independiente por cada slot	SI (mini-slots)	SI (punto a punto)	SI	SI (pre-emptivas)
D-PRMA	NO	SI	Contienda independiente por cada slot	SI (mini-slots)	NO	SI	SI (en el acceso)
RBRP	SI	SI	Contienda distribuida por slots de control Contienda independiente por cada slot punto a punto	SI (mini-slots)	NO	SI	NO
MAC-RSV	NO	SI	Contienda distribuida	SI (mini-slots)	SI (punto a punto)	SI	NO
ADHOC MAC	SI	SI	Contienda independiente por cada slot broadcast de control Potencial asignación distribuida para datos	SI (slot BCH)	SI (punto a punto y broadcast)	NO	SI (Potenciales en el acceso y pre-emptivas)

Por ejemplo, si la topología es demasiado dispersa, existe el riesgo de particiones de la red y altos retardos extremo a extremo. En cambio, si la topología es muy densa, se reduce el reuso espacial, limitando la capacidad de la red [Ramanathan y Rosales-Hain, 2000]. A menudo, no se considera un valor único para el parámetro K , sino un intervalo entre dos valores K_{min} y K_{max} . Esta elección evita oscilaciones en la convergencia del algoritmo en situaciones en las que los dispositivos hardware sólo pueden proporcionar unos niveles discretos de potencia que hacen imposible obtener un número de vecinos unívoco. La elección de dichos parámetros es de vital importancia: K_{min} debe ser suficientemente grande para no tener una red inconexa mientras que K_{max} debe ser tal que cuando un nodo excede ese valor, reduciendo la potencia, pueda tener un número de vecinos K_{min} con alta probabilidad [Gerharz y otros, 2003].

La mayoría de las propuestas para realizar control de la topología se basan en la información proporcionada por el nivel de red, considerando como nivel de acceso al medio el estándar IEEE 802.11. Este hecho implica una de las mayores limitaciones de estas propuestas, puesto que el intercambio de mensajes RTS/CTS puede ser especialmente ineficiente para resolver el problema del terminal oculto cuando los terminales implicados emplean distintas potencias de transmisión. Recientemente se ha propuesto un mecanismo de control de la topología en el nivel de acceso al medio, sobre el protocolo ADHOC MAC, aprovechando la distribución de información de señalización broadcast que incorpora dicho protocolo, que soluciona en parte estos problemas [Borgonovo y otros, 2006, 2004b].

2.3.2. Algoritmos orientados al ahorro de energía

Al contrario que las propuestas anteriores, los algoritmos orientados al ahorro de energía tratan de ajustar la potencia de transmisión de cada paquete al valor mínimo necesario para que el destino concreto pueda recibirlo correctamente, por lo que la potencia varía en función de quién es el destino de la comunicación. La mayoría de las propuestas existentes orientadas al ahorro de energía están basadas en el estándar IEEE 802.11 [Agarwal y otros, 2001; Gomez y otros, 2003; Jung y Vaidya, 2002; Karn, 1990; Pursley y otros, 2000]. En este caso aparecen problemas específicos derivados de transmitir paquetes de control y datos con distintos niveles de potencia, que no son generalizables a otro tipo de estructuras MAC.

La idea básica de estas propuestas consiste en transmitir los paquetes de RTS y CTS a la potencia máxima permitida P_{max} para evitar el terminal oculto, pero luego trans-

mitir los paquetes de datos y los ACKs a la potencia mínima necesaria para tener una comunicación fiable P_{min} , limitando de esta forma la energía consumida. El intercambio RTS/CTS permite, a la vez que se evita el problema del terminal oculto, determinar la potencia con la que deben transmitirse los paquetes de datos y los ACKs.

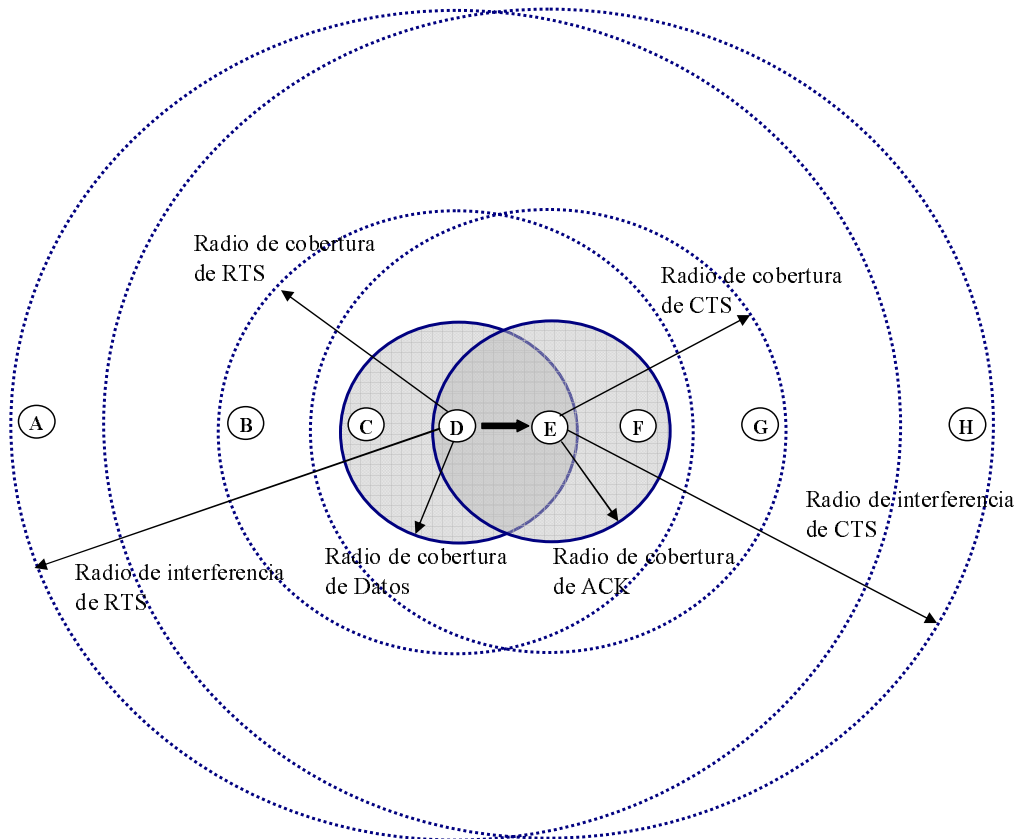


Figura 2.8. Ejemplo de situación de conflicto con control de potencia orientado al ahorro de energía [Jung y Vaidya, 2002].

Sin embargo, en [Jung y Vaidya, 2002] se demuestra que este tipo de esquemas consiguen un throughput inferior al del IEEE 802.11, porque introducen un nuevo problema consistente en interferencias en la recepción del mensaje de ACK en el nodo fuente, que además puede incluso llevar finalmente a un aumento en el consumo de energía, ya que los errores en la recepción del ACK llevan a retransmisiones de los paquetes de datos, aumentando por tanto la energía total consumida. Vamos a ilustrar el problema con el ejemplo de la figura 2.8. Supongamos que el nodo D quiere transmitir un paquete al nodo E. Cuando D y E transmiten el RTS y el CTS respectivamente, B y C reciben el RTS y F y G reciben el CTS, por lo que retrasarán sus transmisiones durante la duración de la transmisión D-E. El nodo A no puede decodificar la señal enviada por D,

pero sí es capaz de sensar cierto nivel de potencia cuando D transmite a P_{max} , por lo que, aunque no es capaz de saber cuánto dura la transmisión entre D y E, durante la transmisión del RTS de D no sensa el medio libre. En [Jung y Vaidya, 2002] se propone una modificación al estándar 802.11 consistente en posponer en ese caso su transmisión un tiempo Extended Interframe Spacing (EIFS) (en el estándar esto sólo se realiza si el paquete se recibe con errores, no si tan sólo se detecta un nivel de señal). De manera similar, H realiza la misma operación al recibir el CTS de E.

Cuando D y E reducen su potencia de transmisión para las transmisiones de los datos y el ACK, se reduce tanto el rango de transmisión como el de sensado. Puesto que ni A ni H pueden sensar dichas transmisiones, detectan el canal libre y pueden iniciar una transmisión a la potencia máxima P_{max} que causaría una colisión en el ACK recibido por D o en el paquete de datos recibido por E. El problema de la colisión de H sobre los datos en E también está presente en el 802.11 (ya que durante la transmisión de los datos de D a E, aunque sea a P_{max} , H puede detectar el medio libre), pero este esquema de control de potencia agrava el problema, con las colisiones en la recepción del ACK (que no están presentes en el 802.11, ya que si A sensa la transmisión de los datos de D a P_{max} no puede iniciar una nueva transmisión que colisionaría con el ACK en D).

En [Jung y Vaidya, 2002] se mantiene el mismo esquema de control de potencia, con el intercambio de mensajes RTS/CTS transmitidos a P_{max} y datos y ACK a P_{min} . Sin embargo, durante la transmisión del paquete de datos la potencia sufre incrementos periódicos hasta P_{max} durante el tiempo necesario para que potenciales transmisores puedan sensarlo y retrasar su transmisión, protegiendo el ACK de posibles colisiones. De este modo consiguen mantener la reducción en la energía consumida sin perder capacidad respecto a la proporcionada por el IEEE 802.11.

2.3.3. Algoritmos conscientes de la interferencia

Las propuestas orientadas al ahorro de energía así como el IEEE 802.11 tienen la característica común de emplear las señales de control RTS/CTS para silenciar nodos vecinos, evitando transmisiones concurrentes en las cercanías de los nodos que están recibiendo y así evitar posibles colisiones. La idea de evitar transmisiones en las cercanías de un receptor, o de que un potencial receptor que escucha interferencia en sus cercanías no admita una nueva transmisión al no tener garantías de que va a establecerse correctamente, es la misma que subyace en la señalización empleada en los esquemas

TDMA comentados en la sección anterior. Esta política trata de garantizar ante todo la fiabilidad de los enlaces ya establecidos o de los que potencialmente podrían establecerse, pero es conservadora, en el sentido de que transmisiones que podrían efectivamente simultanearse no son permitidas.

Con el objetivo de aumentar la capacidad de la red, explotando el potencial reuso espacial característico de las redes inalámbricas, se han realizado propuestas más sofisticadas, en las que se hace saber a todos los posibles interferentes la información sobre las transmisiones en curso [Monks y otros, 2001; Muqattash y Krunz, 2004, 2005; Wu y otros, 2000]. Antes de que una transmisión tenga lugar, el receptor manda un mensaje broadcast con cierta información para evitar las colisiones a todos los posibles nodos interferentes. A diferencia de los paquetes RTS/CTS del 802.11, esta información no se usa para evitar que dichos nodos interferentes accedan la sistema, sino para limitar la potencia de transmisión de futuros paquetes generados por estos nodos. La base en la que se sustentan estas propuestas es el conocido *efecto captura*, consistente en que un nodo que recibe varios paquetes simultáneamente es capaz de decodificar correctamente aquél que recibe con un nivel de señal superior si se cumple:

$$SIR_{RX,i,j} = \frac{P_{TX,i} \cdot L_{i,j}}{\sum_{n \neq i} P_{TX,n} \cdot L_{n,j} + P_{noise,j}} \geq SIR_{th} \quad (2.1)$$

donde $SIR_{RX,i,j}$ es la relación Señal a Interferencia (*Signal to Interference Ratio (SIR)*) recibida en el nodo j del nodo i , $P_{TX,n}$ la potencia transmitida por el nodo n , $L_{n,j}$ las pérdidas del enlace (n,j) , $P_{noise,j}$ la potencia de ruido en el receptor j y SIR_{th} la *SIR* mínima requerida para recibir correctamente un paquete.

Por lo tanto, cuando un nodo i quiere transmitir un paquete al nodo j , debe ajustar su potencia de transmisión de modo que se cumpla que la $SIR_{RX,i,j}$ recibida esté por encima del umbral, garantizando a su vez que la interferencia adicional que ocasiona sobre las transmisiones ya activas no haga que la calidad de alguna de ellas baje por debajo de SIR_{th} . Hay que tener en cuenta que en este tipo de propuestas la potencia de transmisión se determina para cada paquete de manera independiente, mediante un intercambio de mensajes del tipo RTS/CTS y se mantiene constante durante la transmisión del mismo. Por esta razón, para permitir transmisiones concurrentes, se establece un margen adicional en el cálculo de la potencia necesaria, que permite que pueda aumentar el nivel de interferencia de una transmisión en curso manteniendo la calidad mínima requerida.

Las propuestas realizadas en [Monks y otros, 2001; Muqattash y Krunz, 2004; Wu y otros, 2000] se basan en difundir la información necesaria para evitar las colisiones sobre un canal frecuencial de control independiente al canal de datos. Las diferencias principales entre estas tres alternativas residen básicamente en cómo se calcula el margen de interferencia y cómo se difunde a los nodos vecinos.

A pesar del gran incremento en la capacidad global que consiguen estos mecanismos frente al esquema 802.11, presentan una serie de limitaciones, que los mismos autores de [Muqattash y Krunz, 2004] citan en [Muqattash y Krunz, 2005]:

- En [Monks y otros, 2001; Muqattash y Krunz, 2004; Wu y otros, 2000] se asume que el canal de propagación es el mismo para los canales de control y datos y que los terminales pueden transmitir en un canal y simultáneamente recibir en el otro. Para que la primera suposición sea cierta, el canal de control debe encontrarse dentro del ancho de banda de coherencia del canal de datos, lo que fija una cota superior para la separación frecuencial entre ambos canales. Sin embargo, para que la segunda suposición sea cierta debe existir una separación frecuencial mínima entre ambos canales. Típicamente, se requiere una guarda alrededor del 5% de la frecuencia de la portadora de RF para mantener el precio y la complejidad del transceptor en un nivel razonable [Rappaport, 2002]. Sin embargo, una separación de ese orden puede hacer que la primera suposición no sea válida. Por otro lado, el ancho de banda asignado para los canales de control y datos no debería ser el mismo, puesto que en caso contrario se desperdiciaría mucho ancho de banda para la señalización. Sin embargo, los desvanecimientos propios del canal móvil son dependientes del ancho de banda y por lo tanto, los desvanecimientos de los dos canales serán diferentes.
- Para poder recibir/transmitir y simultáneamente transmitir/recibir en dos canales, el terminal móvil debe estar equipado con un duplexor de antena, con el consiguiente incremento en la complejidad y coste del hardware adicional.
- Ninguno de estos tres esquemas proporciona soluciones para el problema de falta de fiabilidad de las transmisiones [Jung y Vaidya, 2002] comentado en el apartado anterior como consecuencia de que los paquetes de ACK se encuentran menos protegidos frente a colisiones que en el funcionamiento básico sin control de potencia.

- Finalmente, la asignación óptima de ancho de banda entre control y datos es dependiente de la carga, por lo que en condiciones de tráfico variante debería ajustarse adaptativamente, lo que no es realizable en la práctica.

Para solucionar estos problemas, en [Muqattash y Krunz, 2005] se propone un esquema control de potencia (POWMAC) que mantiene el uso de un único canal para datos y control, pero que sigue proporcionando una mejora significativa en el throughput respecto al 802.11. En lugar de alternar el intercambio RTS/CTS con paquetes de datos como en el esquema 802.11, POWMAC emplea una ventana de acceso (*Access Window (AW)*) durante la que se puede llevar a cabo una serie de intercambios RTS/CTS antes de que puedan realizarse varias transmisiones concurrentes de datos. La longitud de la ventana de acceso se ajusta dinámicamente. La información necesaria para evitar las colisiones se inserta en los paquetes CTS, para limitar la potencia de transmisión de potenciales interferentes en las cercanías de un receptor, pero no para silenciarlos totalmente.

En resumen, la gran mayoría de los trabajos realizados en los últimos años sobre control de potencia en *MANETs*, está centrada en la estructura básica del estándar IEEE 802.11 y en las modificaciones pertinentes sobre dicha estructura para poder conseguir los objetivos con los que se plantea el control de potencia en cada caso. En muchas ocasiones, las características propias del protocolo de acceso al medio limitan la funcionalidad del control de potencia. En ninguna de las propuestas TDMA descritas en el apartado anterior se ha estudiado el impacto de técnicas de control de potencia sobre las prestaciones del sistema. Sin embargo, partiendo de una estructura TDMA en la que cada nodo dispone de un canal de control broadcast para poder difundir la señalización oportuna, como es el caso del protocolo ADHOC MAC, puede lograrse que los nodos dispongan de información más precisa sobre el estado de la red para implementar un mecanismo eficiente de control de potencia. Además, en este caso no se plantean algunos de los problemas comentados anteriormente: no es necesario un duplexor de antena para los dos canales independientes de control y datos, ya que ambos están multiplexados en el tiempo en el mismo canal y por tanto, la estimación del canal de propagación no se realiza en un canal de control independiente con una frecuencia de RF y un ancho de banda distintos a los del canal de datos. Por el contrario, puede presentar problemas en situaciones en las que el canal de propagación varía rápidamente con el tiempo (desvanecimientos rápidos dependientes de la frecuencia Doppler), puesto que la estimación en un determinado slot puede no ser válida en el momento de ser aplicada, un cierto número de slots después.

2.3. Técnicas de control de potencia para redes móviles ad hoc

Según lo visto en §2.2 y §2.3, las características del protocolo ADHOC MAC, especialmente el hecho de proporcionar un servicio broadcast fiable, lo convierten en un candidato idóneo para la propuesta y evaluación de mecanismos de asignación de recursos para la provisión de QoS, así como para la implementación de mecanismos de control de potencia capaces de incrementar la capacidad global de la red. Por este motivo, se ha elegido como base para el trabajo realizado en esta tesis.

Capítulo 3

Diseño y Evaluación de una Estructura MAC TDMA para Redes Ad Hoc Multiservicio

En el contexto de redes móviles ad hoc, disponer de un servicio de control broadcast eficiente y fiable es la base para la provisión de QoS en servicios de datos, bien sean punto a punto, punto a multipunto o incluso broadcast, puesto que, por un lado, permite a cada nodo tener un conocimiento global del estado de los recursos en sus cercanías y por otro, puede facilitar el diseño de técnicas de acceso distribuidas que permitan solventar el problema de la contienda por el medio. Por esta razón, proponemos una estructura de trama formada por dos subtramas independientes: una subtrama de control, en la que cada terminal adquiere un slot de control broadcast necesario para permanecer activo en el sistema y una subtrama de datos, en la que los terminales establecen las comunicaciones asociadas a los datos de las distintas aplicaciones.

Los mecanismos necesarios para proporcionar transmisiones broadcast fiables difieren bastante de los empleados en servicios punto a punto, puesto que todos los vecinos del nodo transmisor deben recibir correctamente la información de éste. Vamos a emplear como punto de partida para establecer dichas transmisiones el protocolo ADHOC MAC [Borgonovo y otros, 2004a], que se describe en la sección §3.1.

Puesto que cada terminal requiere un slot broadcast para establecer este canal de control, será necesario asignar más o menos recursos para la subtrama de control según la densidad de usuarios en la red. En la sección §3.2 presentamos una estrategia adaptativa de división de la trama para los dos servicios [Gállego y otros, 2005a,d]. El

dimensionado de la trama, necesario para implementar esta estrategia, puede realizarse mediante simulación. Sin embargo, un modelo analítico permite inferir la capacidad de la red en un escenario general. La sección §3.3 presenta un análisis de la capacidad del servicio broadcast para redes inalámbricas ad hoc TDMA, que permite modelar el comportamiento del protocolo ADHOC MAC [Gállego y otros, 2006a].

Finalmente, una vez que se dispone del servicio broadcast de control gestionado de manera eficiente, en el capítulo siguiente se propone un mecanismo distribuido que permite realizar reservas de recursos evitando los problemas derivados de la contienda y que permite incorporar una diferenciación de servicios simple, pero efectiva, mediante el uso de prioridades [Gállego y otros, 2005c].

3.1. El protocolo ADHOC MAC

ADHOC MAC es un protocolo de acceso al medio para *MANETs* que funciona sobre una capa física síncrona y que proporciona las bases para establecer este servicio broadcast fiable. Dicho protocolo está basado en una estructura de slots temporales, en la que los slots están agrupados en tramas virtuales (*Virtual Frame (VF)*) de longitud N . A diferencia de otras propuestas síncronas existentes, no requiere un ciclo de reserva basado en mini-slots para proporcionar el acceso a un slot TDMA, bien sea broadcast o punto a punto. El hecho de que todos los slots sean de la misma duración alivia el problema, ya de por sí complicado, de la sincronización en *MANETs*. El protocolo implementa una técnica de acceso distribuida capaz de asignar un canal básico de broadcast (*Basic broadcast CHannel (BCH)*) fiable, correspondiente a un slot en la trama virtual, para cada terminal activo. Cada BCH transporta información de señalización que proporciona una distribución de información de conectividad de nivel 2 rápida y fiable que permite implementar servicios adicionales de datos.

3.1.1. Modo de operación básico. El protocolo RR-ALOHA

La base del mecanismo de acceso de ADHOC MAC es el protocolo *Reservation ALOHA (R-ALOHA)* [Crowther y otros, 1973]. En R-ALOHA cada terminal elige un slot disponible dentro de una trama de N slots y transmite directamente en él. Si la transmisión se reconoce correctamente, el slot queda reservado para ese terminal en las

tramas siguientes y no puede ser utilizado para accesos de otros terminales hasta que el canal es liberado.

Para que R-ALOHA funcione adecuadamente es necesario un repetidor central a través del cual los terminales reciben todas las señales transmitidas y, lo que es especialmente importante, obtienen información sobre el estado de los slots (ocupado, libre o colisión). De esta manera pueden garantizarse las reservas, puesto que un terminal puede evitar las colisiones sobre transmisiones activas y además pueden detectarse colisiones en el acceso a los recursos.

Sin embargo, en una red ad hoc no disponemos de un repetidor central y no puede garantizarse que un terminal escuche todas las transmisiones (problema del terminal oculto), por lo que un acceso de un nuevo terminal puede colisionar con una reserva ya establecida. Además, el terminal transmisor no sabe si su transmisión ha sido recibida correctamente por todos sus posibles receptores.

Para solventar todas estas limitaciones, ADHOC MAC implementa el protocolo denominado *Reliable R-ALOHA (RR-ALOHA)* [Borgonovo y otros, 2002], que adapta el comportamiento de R-ALOHA al entorno ad hoc y cuyo funcionamiento se describe a continuación.

El BCH transmitido por cada terminal activo contiene un campo de control, *Frame Information (FI)*, que es un vector de N elementos que especifica el estado de los N slots que preceden a la transmisión del BCH del terminal. El estado de los slots puede ser *OCUPADO* o *LIBRE*: es *OCUPADO* si se ha recibido correctamente un paquete o ha sido el propio terminal el que lo ha transmitido. En caso contrario, el estado es *LIBRE*. En el caso de que el slot esté marcado como *OCUPADO*, el FI también contiene la identidad del terminal transmisor. Basándose en los FIs recibidos, cada terminal marca los slots como *RESERVADO* o *DISPONIBLE* según lo siguiente:

Regla 1. El slot k se marca como *RESERVADO*, si el slot $k-N$ se encuentra *OCUPADO* en al menos uno de los FIs recibidos en los slots del $k-N$ al $k-1$. Se marca como *DISPONIBLE* en caso contrario.

Como en R-ALOHA, un slot *DISPONIBLE* puede emplearse para intentar nuevos accesos. Tras acceder en un slot *DISPONIBLE*, el terminal j comprueba tras N slots (una trama virtual) el resultado de su transmisión según la siguiente regla:

Regla 2. La transmisión es correcta si el slot es marcado como “*OCUPADO* por el terminal j ” en todos los FIs recibidos o como incorrecta en el resto de casos.

3.1. El protocolo ADHOC MAC

Para que el protocolo funcione adecuadamente, la transmisión de un BCH por parte de un terminal debe ser recibida correctamente por todos los terminales que se encuentran en su radio de cobertura. Definimos un *One Hop (OH) cluster* como un grupo de terminales que se encuentran dentro de la misma área de cobertura. Por lo tanto, el BCH de un terminal debe ser recibido correctamente por los terminales que se encuentran en todos los OH-clusters a los que pertenece dicho terminal. Por otro lado, definimos la unión de todos los OH-clusters con un subconjunto común como *Two Hop (TH) cluster*. Los terminales que pertenecen al mismo OH-cluster ven el mismo estado (*DISPONIBLE* o *RESERVADO*) para todos los slots. Terminales que pertenecen al mismo TH-cluster marcan como *RESERVADO* todos los slots usados en el TH-cluster, mientras que terminales que pertenecen a OH-clusters disjuntos normalmente ven un estado distinto. Como consecuencia, los slots pueden reusarse en OH-clusters disjuntos, pero no pueden reusarse en el mismo TH-cluster, y por lo tanto, el problema del terminal oculto no puede ocurrir.

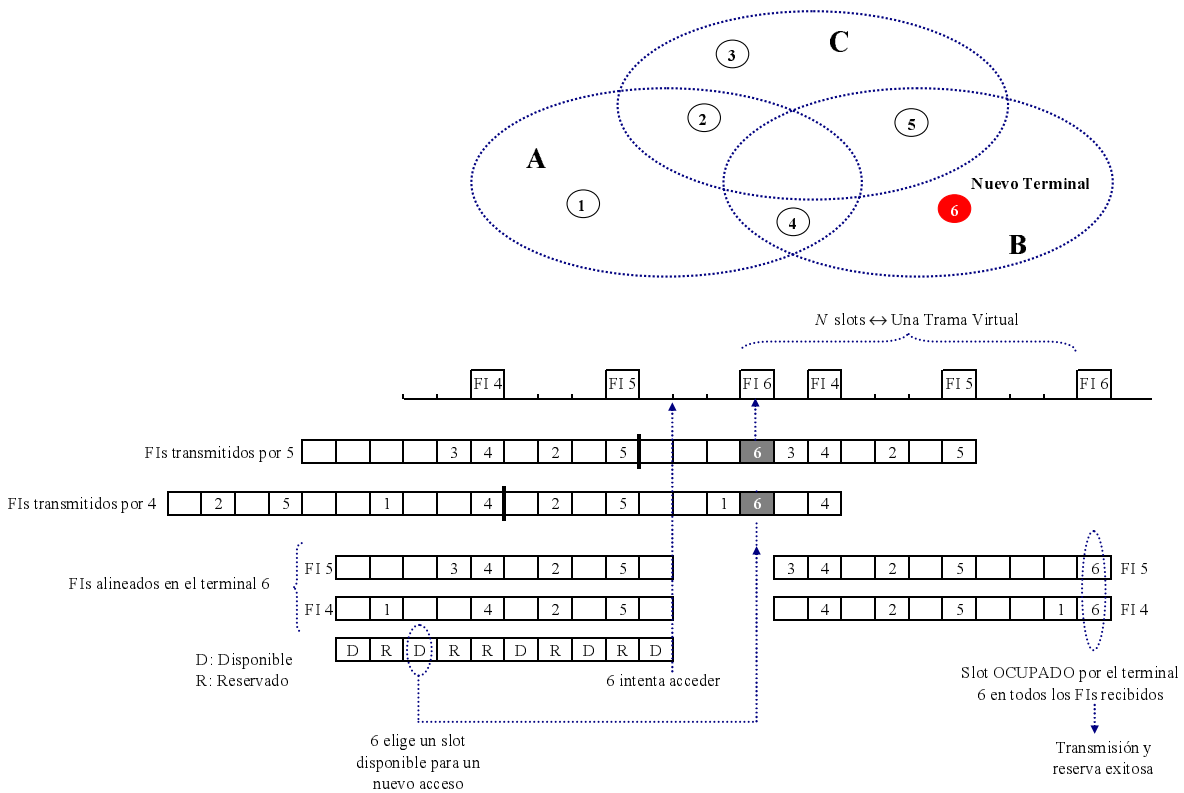


Figura 3.1. Ejemplo de acceso al BCH en el protocolo ADHOC MAC.

La figura 3.1 ilustra el proceso de acceso a un slot BCH empleando el mecanismo RR-ALOHA. En esta figura, los tres OH-clusters A, B y C constituyen un único TH-cluster y por lo tanto, no podrá reutilizarse ningún slot entre los 6 nodos. Supongamos que los terminales numerados del 1 al 5 son terminales activos, cada uno de ellos transmitiendo en un slot libre de conflictos. En esa situación, aparece el terminal 6, que debe transmitir en un slot *DISPONIBLE* para acceder al sistema. Este terminal es capaz de recibir correctamente los FIs de los nodos 4 y 5 que son aquéllos que se encuentran dentro de su radio de cobertura. Cada uno de ellos marca como *OCUPADOS* los slots en los que transmiten ellos mismos o sus vecinos directos, aquéllos que pertenecen a sus OH-clusters. El terminal 5 marca los slots en los que transmiten los terminales 2, 3, 4 y 5 mientras que el terminal 4 marca los de los terminales 1, 2, 4 y 5. Cada uno de ellos transmite su FI alineado respecto al slot en el que transmiten su BCH, que es el que define la *trama virtual* de cada uno de los terminales. El terminal 6 alinea los FIs recibidos y construye el estado de los slots según la Regla 1. Puede transmitir en cualquiera de los slots que no usen ninguno de los otros 5 terminales. Los terminales 4 y 5, al recibir correctamente la transmisión de 6, incluyen en su FI el slot como *OCUPADO*. De este modo, N slots después de su transmisión, 6 comprueba que su transmisión ha sido correcta de acuerdo con la Regla 2 y puede seguir transmitiendo en ese slot en tramas sucesivas mientras se siga cumpliendo dicha regla.

El protocolo RR-ALOHA permite el establecimiento de transmisiones broadcast fiables, pero aun así pueden producirse colisiones, debidas fundamentalmente a dos motivos (accesos simultáneos y fusión de OH-clusters disjuntos).

a) Colisiones en el acceso: Si dos terminales deciden acceder simultáneamente durante la misma trama, ambos pueden elegir el mismo slot *DISPONIBLE*. Si tienen algún vecino común, es decir, algún nodo que se encuentre en el rango de cobertura de ambos terminales, este vecino sufrirá una colisión. Por lo tanto, no marcará el slot como *OCUPADO* por ninguno de los terminales que intentan acceder y ninguno de ellos reconocerá la transmisión como correcta, de modo que tendrán que reintentar el acceso durante la trama siguiente.

b) Colisiones emergentes: Dos terminales que pertenecen a dos OH-clusters disjuntos, es decir, no son vecinos ni tienen ningún vecino común, pueden estar transmitiendo sin conflicto en el mismo slot. En el caso de que aparezca un nuevo terminal vecino de los dos anteriores que fusione los OH-clusters disjuntos en un nuevo TH-cluster, este nuevo terminal sufrirá una colisión. A partir de aquí, la colisión es detectada por los

transmisores del mismo modo que en el caso anterior, y de nuevo tienen que contender por un slot *DISPONIBLE* en la trama.

3.1.2. Evaluación de prestaciones del servicio broadcast

En [Borgonovo y otros, 2003a] y [Borgonovo y otros, 2005] se presentan algunos resultados preliminares sobre las prestaciones del servicio broadcast en el protocolo ADHOC MAC obtenidas mediante simulación. En este apartado se parte del análisis realizado en esos trabajos y se incorporan resultados adicionales, en lo referente a la comparación de las prestaciones que pueden obtenerse con un algoritmo centralizado y al uso de un algoritmo de backoff para mejorar el comportamiento en situaciones de alta carga.

Existen dos factores fundamentales que condicionan la eficiencia del servicio. Por un lado, el reuso espacial, que limita el número máximo de terminales que pueden estar transmitiendo en slots libres de conflicto en una determinada región espacial. Por otro, las colisiones, bien sean de acceso o emergentes, que reducen la fracción del tiempo de vida de los terminales en la que éstos se encuentran activos, es decir, transmitiendo en un canal BCH. Para ilustrar estos dos efectos, vamos a considerar un escenario de simulación en el que, como primer nivel de análisis, se ha simplificado la capa física en dos aspectos fundamentales, de manera que una transmisión sólo puede fallar por colisiones.

- No hay desvanecimientos en el cálculo de la potencia recibida.
- La conectividad está directamente determinada por la distancia Euclídea entre los respectivos terminales. Asumimos que cuando dentro del área de cobertura de un terminal sólo hay una transmisión, ésta siempre va a ser recibida correctamente. Las transmisiones fuera del rango de cobertura no contribuyen al nivel total de interferencia de un terminal [Gupta y Kumar, 2000] (*Protocol Model* – Anexo A).

Este modelo de interferencia es utilizado comúnmente en el análisis de redes ad hoc, ya que permite realizar una descripción de la red como un grafo conectado. De este modo, la teoría de grafos es aplicable al análisis de multitud de aspectos relacionados, tales como la asignación óptima de slots en una red TDMA (problema del coloreado), el encaminamiento o la conectividad propiamente dicha (matriz de adyacencias). La utilización de este modelo simplificado permite estudiar los problemas básicos a resolver

a la hora de diseñar protocolos específicos en el contexto ad hoc. Su posterior análisis mediante modelos físicos realistas permite plantear las mejoras necesarias para su correcto funcionamiento en dicho entorno.

Las prestaciones del servicio básico de broadcast han sido evaluadas en tres escenarios distintos en cuanto a la generación de tráfico y movilidad de los usuarios. En primer lugar, consideraremos un escenario en el que al comienzo de la simulación se genera un número fijo de terminales, $N_{usuarios}$, que estarán activos en la misma posición hasta el final de la misma. Tras la generación de cada terminal, se espera un tiempo para que éste pueda adquirir su canal BCH en una situación libre de contienda y a continuación se genera el siguiente terminal. De esta manera, pueden obtenerse resultados acerca del número máximo de terminales que pueden adquirir un slot broadcast en una determinada región espacial, eliminando el efecto de las colisiones en las prestaciones del protocolo. El objetivo de este análisis es obtener los límites de la capacidad máxima del protocolo. Por otro lado, para evaluar la influencia de dichas colisiones, consideramos primero un escenario sin movilidad, en el que los terminales se generan dentro de la red según un proceso de Poisson con tasa de llegada λ [nuevos terminales/s]. Cada terminal activo también permanece inmóvil en el sistema durante un tiempo exponencialmente distribuido con media L tramas, de modo que en este caso, el producto $\lambda \cdot L$ define el tráfico ofrecido por el servicio básico de broadcast. Por último, evaluamos las prestaciones en un escenario con movilidad. En este caso, todos los terminales se generan al inicio de la simulación como en el primer escenario, aunque sin esperar un tiempo para la adquisición del BCH entre la generación de cada nodo. El modelo de movilidad considerado se describe en el anexo B.

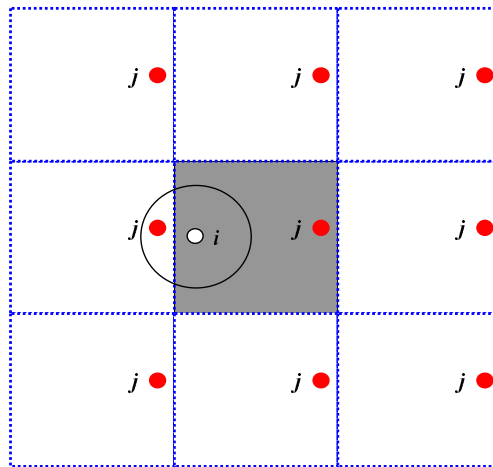


Figura 3.2. Ejemplo de cálculo de distancias en una superficie toroidal.

En todos los casos, los terminales se posicionan aleatoriamente en una región cuadrada con una superficie de 1 Km^2 . Para conseguir una distribución de nodos uniforme en toda la región y evitar los efectos de borde que se producen en los extremos de la superficie, asumimos una superficie *toroidal* que se cierra sobre sí misma. En esta superficie, para calcular la distancia desde un terminal i a un terminal j , se elige la distancia menor entre todas las imágenes de la estación j . De este modo, en el ejemplo de la figura 3.2, los terminales i y j son vecinos, puesto que una de las imágenes de j se encuentra dentro del rango de cobertura de i .

3.1.2.1. Evaluación de la capacidad máxima del servicio broadcast

En primer lugar, analizamos la influencia del radio de cobertura R en las prestaciones del servicio broadcast. La figura 3.3 muestra el número de terminales activos obtenido con 3 radios de cobertura de 50, 100 y 250 metros respectivamente. Obviamente, cuanto menor es el radio de cobertura, mayor es el reuso espacial y más terminales pueden adquirir un canal BCH en un área determinada. Por esta razón, para poder observar el efecto de escoger un radio de cobertura u otro, normalizamos los valores de tráfico respecto al área de cobertura. Dichos valores también están normalizados respecto al número de slots en la trama.

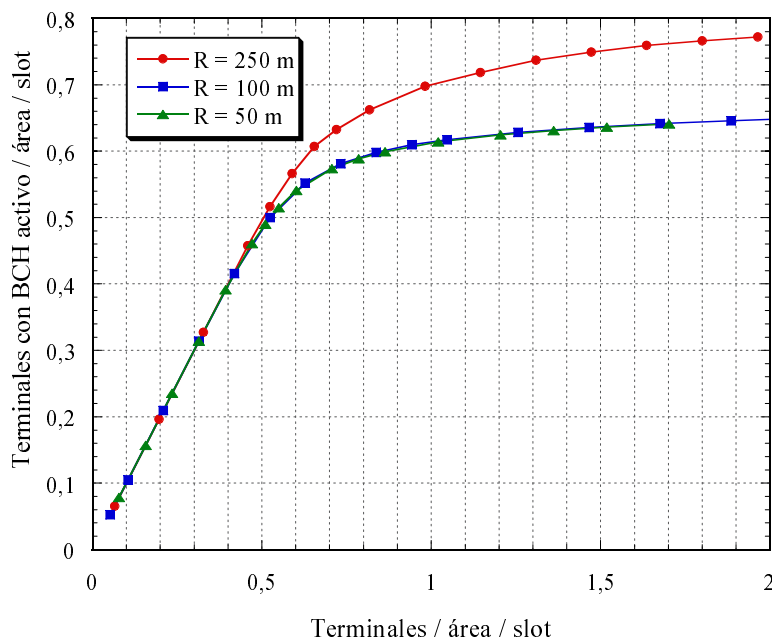


Figura 3.3. Influencia del radio de cobertura en las prestaciones del servicio broadcast. $N = 30$ (número de slots en la trama).

El factor de reuso máximo conseguido en todos los casos es inferior a 1. Esto es debido a que un terminal i no sólo ve *OCUPADOS* los slots en los que transmiten los terminales que se encuentran dentro de su área de cobertura (nodos pertenecientes al mismo OH-cluster que i), sino también todos los slots usados por los nodos que se encuentran a dos saltos, en todos los TH-clusters a los que pertenece i . De hecho, en el límite, si todos los terminales de la red se encontraran en el mismo OH-cluster, el factor de reuso máximo sería 1, puesto que los primeros N terminales generados podrían acceder a uno de los N slots disponibles y no existiría ninguna situación de conflicto en la que terminales a dos saltos no pueden usar el mismo slot. A medida que el radio de cobertura disminuye, estas situaciones de conflicto tienen una influencia mayor en las prestaciones del sistema, pero puede comprobarse que los resultados obtenidos con $R = 100$ y 50 metros son prácticamente iguales. Cuando el área de cobertura es suficientemente pequeña respecto a la superficie total, las prestaciones del protocolo son independientes de R . En §3.3 se presenta una explicación detallada de este efecto. Como consecuencia, sabiendo que no perdemos generalidad por centrarnos en un único radio de cobertura, siempre que éste sea suficientemente menor que la superficie total, elegiremos $R = 100$ metros para el resto de simulaciones salvo que explícitamente se indique lo contrario.

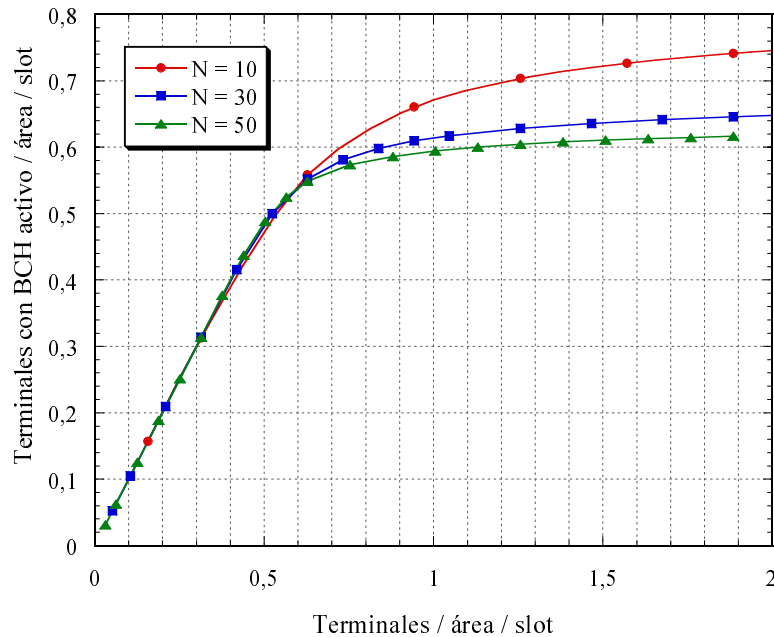


Figura 3.4. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de N (número de slots en la trama).

La figura 3.4 muestra los resultados obtenidos para distintos valores de N , número de slots en la trama. Del mismo modo que para áreas de cobertura suficientemente pequeñas las prestaciones se independizan del radio de cobertura, conforme aumenta la dimensión de la trama ocurre lo mismo con N . El motivo de este comportamiento también es similar. Para valores pequeños de N , el número absoluto de terminales activos en el sistema es menor, por lo que es más probable que existan OH-clusters disjuntos en los que un terminal no ve ningún slot *OCUPADO* por vecinos a dos saltos, por lo que el reuso normalizado al área de cobertura es mayor. A medida que aumenta el valor de N , el número de terminales por área de cobertura que pueden acceder al sistema crece, reduciéndose la probabilidad de que existan OH-clusters disjuntos.

Para poder evaluar los resultados obtenidos desde una perspectiva más general, hemos de tener en cuenta que el protocolo ADHOC MAC es un mecanismo totalmente distribuido que permite realizar un scheduling de transmisiones broadcast TDMA para redes inalámbricas multisalto. Este problema se estudia en [Ephremides y Truong, 1990], donde se demuestra que es NP-completo (Non-Deterministic Polynomial-time (NP)). El scheduling de transmisiones broadcast TDMA puede englobarse dentro de un contexto más amplio de *asignación de canales (T/F/C)DMA* (tiempo, frecuencia y código), que puede abordarse desde una perspectiva común basada en la teoría de grafos, concretamente en el *coloreado de grafos* [Ramanathan, 1997]. Esta herramienta permite, mediante algoritmos heurísticos, realizar un scheduling centralizado sub-óptimo, que vamos a emplear como referencia para evaluar las prestaciones de ADHOC MAC. Uno de los algoritmos más utilizados en este contexto es el RAND [Ramanathan, 1997], cuyo funcionamiento es el siguiente:

- Se elige un terminal de manera aleatoria entre todos los terminales a los que hay que asignarles un recurso (en nuestro caso, un slot broadcast).
- Asumiendo que tenemos numerados todos los recursos en orden creciente, se elige aquél con el índice menor que puede ser asignado al terminal seleccionado sin violar ninguna de las restricciones del scheduling que se esté realizando. En el caso de las transmisiones broadcast TDMA, asumiendo enlaces bidireccionales, estas restricciones son:
 - Si a un nodo X se le ha asignado un slot q , a ningún vecino Y de X se le puede asignar el mismo slot q .
 - Tampoco a ningún vecino Z de Y se le puede asignar el mismo slot q .

(Ningún nodo a 1 ó 2 saltos puede estar usando el mismo slot)

Cuando se pretende colorear el grafo, este proceso se repite con los demás terminales hasta que todos tienen un recurso asignado. El objetivo en este caso es conseguir que todos los terminales tengan un recurso asignado, empleando el mínimo número de recursos posibles. En el caso de ADHOC MAC hay una sutil diferencia. Aquí queremos, dado un número de recursos finitos, asignar un recurso al mayor número de terminales posibles.

Para poder comparar con ADHOC MAC, modificamos el algoritmo RAND de tal manera que cuando el recurso que tenemos que asignar a un terminal tiene un índice mayor que el número total de recursos disponibles N , ese terminal queda fuera del sistema.

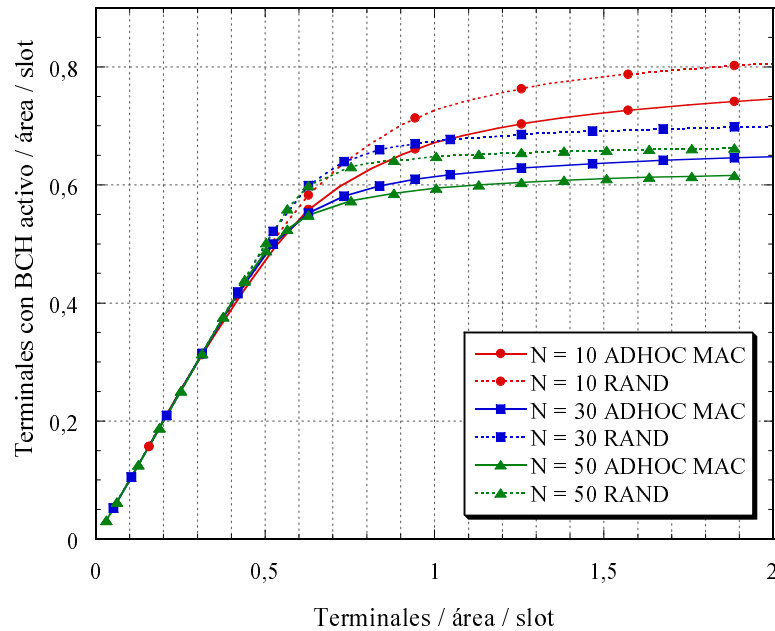


Figura 3.5. Prestaciones del servicio broadcast con ADHOC MAC frente al algoritmo centralizado RAND para distintos valores de N (número de slots en la trama).

La figura 3.5 muestra que ADHOC MAC proporciona de una manera totalmente distribuida unas prestaciones sólo ligeramente inferiores a las que pueden conseguirse mediante el algoritmo RAND. Es más, en una situación libre de contienda, ADHOC MAC podría modificarse para no elegir aleatoriamente un slot entre los *DISPONIBLES*, sino aquel *DISPONIBLE* de índice menor, situación en la que ADHOC MAC se comportaría igual que RAND. No obstante, en un entorno distribuido existe un problema adicional que no hemos tenido en cuenta hasta ahora. En este análisis hemos considerado que cada nodo tiene el tiempo suficiente para adquirir su canal BCH, sin competir

3.1. El protocolo ADHOC MAC

con otros terminales. Además, hemos supuesto que si el terminal no consigue adquirir su BCH durante ese tiempo, abandona el sistema.

Sin embargo, consideremos ahora un escenario en el que un total de $N_{usuarios}$ se activan al mismo tiempo en el sistema y compiten simultáneamente para conseguir su canal BCH. En esta situación, varios terminales pertenecientes a un mismo TH-cluster pueden elegir el mismo slot *DISPONIBLE* y acceder concurrentemente, produciéndose una colisión. Cuando $N_{usuarios}$ es suficientemente grande, este problema puede dar lugar a una situación de colisiones persistentes en la que distintos nodos intentan trama tras trama acceder a los mismos slots de manera que ninguno de los terminales consigue adquirir su BCH. Dicho problema se vería agravado si cada terminal intentase acceder siempre en el slot *DISPONIBLE* de menor índice.

Para solventar este problema, vamos a utilizar el conocido *algoritmo de backoff exponencial*, empleado también en el estándar IEEE 802.11 [IEEE 802.11 Working Group, 1999a]. El objetivo del algoritmo es aleatorizar los instantes de acceso de los distintos terminales, para evitar las colisiones persistentes. El empleo de este mecanismo garantiza la convergencia del proceso de acceso, puesto que una vez que un terminal consigue transmitir de manera exitosa y adquirir su BCH, la información distribuida por él mismo y sus vecinos en el FI previene a otros nodos de acceder en el mismo slot.

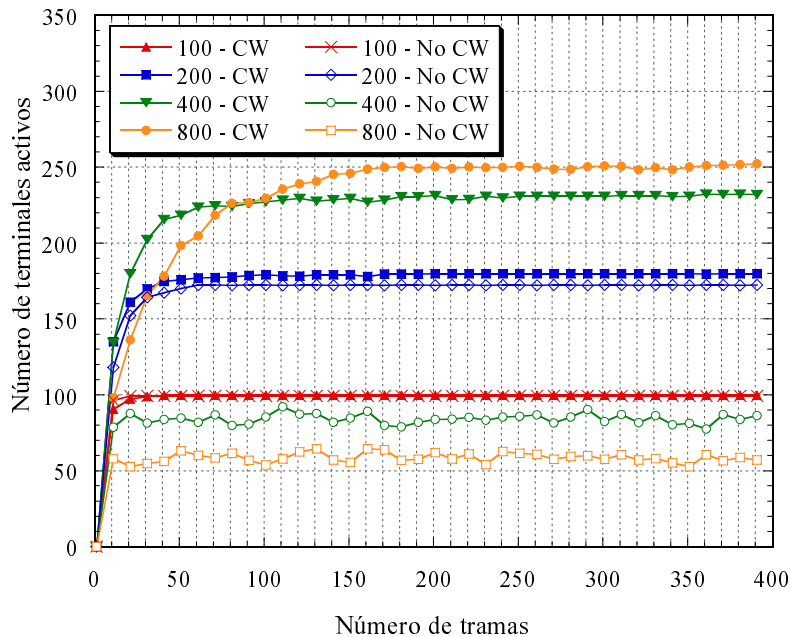


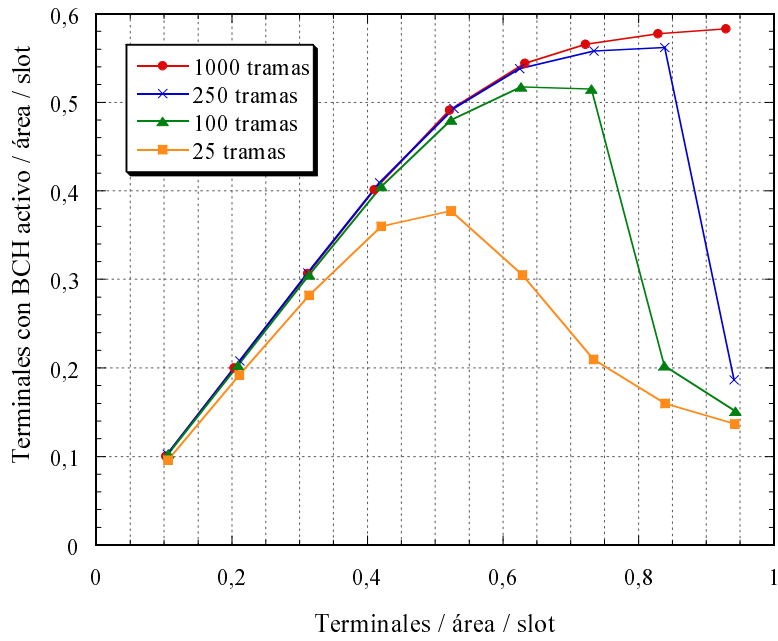
Figura 3.6. Número de terminales admitidos en el sistema con y sin algoritmo de backoff exponencial. $CW_{max} = 128$, $N = 10$.

El mecanismo empleado funciona del modo siguiente: cuando un nodo detecta una colisión, elige un número aleatorio n entre 1 y CW , donde n es el número de tramas durante las que el terminal no va a intentar acceder a ningún slot BCH y CW el tamaño de la ventana de contienda, cuyo valor inicial es 1. Cada vez que se produce una nueva colisión, CW se duplica, siempre y cuando no supere el valor máximo de la ventana, CW_{max} , caso en el que se fija $CW = CW_{max}$. En principio, una vez que el terminal ha adquirido su slot BCH, transmitirá en las tramas sucesivas en una situación libre de conflictos. La fusión de dos OH-clusters disjuntos puede producir una colisión emergente, que reiniciaría el proceso de acceso. En ese caso, CW se inicializa de nuevo a 1. Consideramos 4 escenarios en los que generamos $N_{usuarios} = 100, 200, 400$ y 800 terminales respectivamente. Todos ellos se activan al principio de la simulación e intentan conseguir un slot BCH. Se presenta un caso concreto para el número de slots en la trama ($N = 10$), pero los resultados son generalizables para cualquier tamaño de trama. La figura 3.6 muestra la evolución del número de terminales activos en el sistema en los 4 escenarios con y sin el empleo del mecanismo de backoff exponencial. Cuando el número de terminales generados es suficientemente pequeño y hay recursos suficientes para todos (100), apenas hay diferencias entre ambas estrategias. Sin embargo, cuando el tráfico ofrecido es mayor que los recursos disponibles (400, 800), puede comprobarse que si no se emplea un mecanismo de backoff, el protocolo no es capaz de realizar el *coloreado del grafo* de manera distribuida, puesto que el sistema no converge y un gran número de terminales que podrían conseguir un slot BCH colisionan de manera persistente en el acceso.

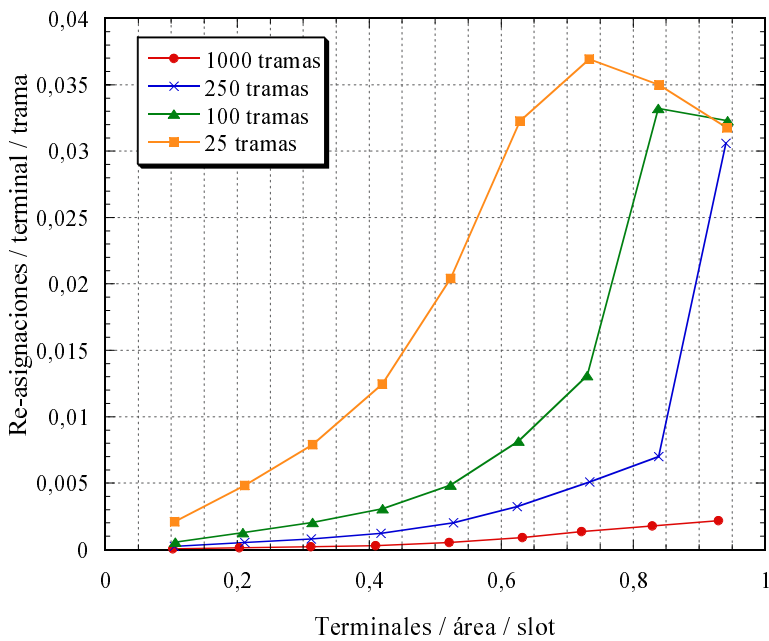
3.1.2.2. Evaluación en escenario sin movilidad

Una vez analizada la capacidad máxima disponible que nos proporciona el protocolo ADHOC MAC, vamos a estudiar el impacto de las colisiones en las prestaciones del mismo. Como se ha visto en §3.1.1, pueden producirse colisiones de dos tipos, de acceso y emergentes. En un escenario dinámico, a pesar de que un terminal haya adquirido su BCH, puede sufrir una *colisión emergente* cuando aparece un nuevo terminal que fusiona dos OH-clusters disjuntos. En esa situación, tiene que volver a reasignar un slot para su transmisión BCH. Del mismo modo, en ese intento de reasignación, puede sufrir de nuevo *colisiones de acceso* si otros terminales intentan acceder simultáneamente en el mismo slot. La figura 3.7 muestra la capacidad del servicio broadcast y el número de reasignaciones en cuatro situaciones en las que la densidad media de usuarios es la misma, pero el tiempo medio de vida de los mismos varía (1000, 250, 100 y 25 tramas).

3.1. El protocolo ADHOC MAC



(a) Capacidad.



(b) Número de reasignaciones.

Figura 3.7. Capacidad del servicio broadcast y número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos tiempos de vida de los terminales. $N=30$.

Menores tiempos de vida implican más cambios en la topología de la red, y por tanto más colisiones emergentes y reasignaciones de slots. La figura 3.7(b) muestra que el número de reasignaciones por terminal y trama es mayor conforme disminuye el tiempo de vida de los terminales. En la figura 3.7(a) pueden observarse dos efectos: en todos los casos (excepto para 1000 tramas, con las tasas ofrecidas consideradas), para tráficos ofrecidos altos, el número de usuarios activos cae drásticamente. Esto es debido a que, al no disponer de un mecanismo de backoff, cuando el número de terminales que intentan acceder simultáneamente es alto (por nuevos accesos o por reasignaciones), se producen colisiones de acceso persistentes que no permiten acceder al sistema a ningún terminal. Por otro lado, en las situaciones de alto dinamismo (25 tramas, especialmente), incluso en situaciones de baja congestión, se produce una degradación en las prestaciones. En este caso, cuando un terminal pierde su slot BCH, puede reasignarlo sin problemas, pero cada vez que ocurre esa situación, pierde cierto tiempo en recuperar su BCH, reduciéndose la fracción de tiempo de vida de los terminales con un BCH activo.

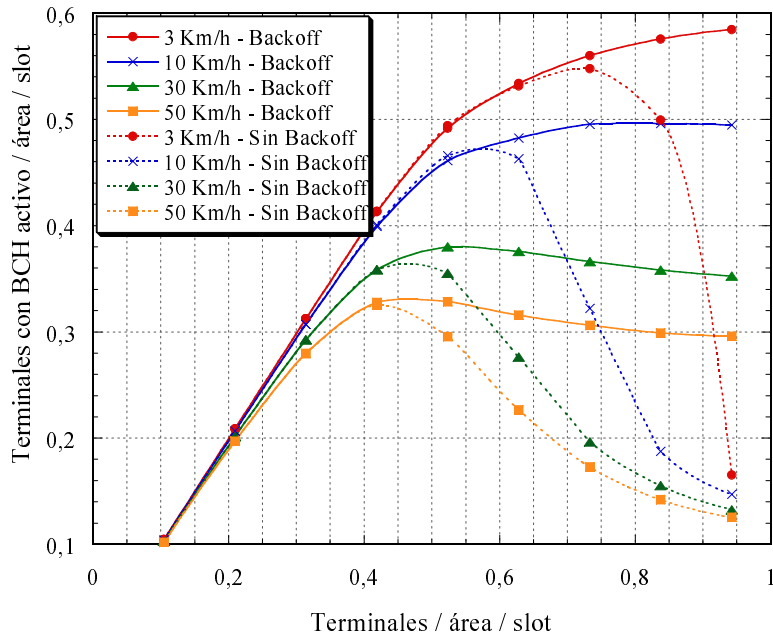
3.1.2.3. Evaluación en escenario con movilidad

En la figura 3.8 se muestran los mismos resultados que en el apartado anterior (capacidad y número medio de reasignaciones) en escenarios con movilidad. El modelo de movilidad considerado (Anexo B) es una variación del conocido Random WayPoint mobility model (RWP) [Broch y otros, 1998; Johnson y Maltz, 1996]. Los parámetros del modelo son el tiempo de pausa entre movimientos y las velocidades mínima (V_{min}) y máxima (V_{max}). En [Lin y otros, 2004] se demuestra que la velocidad media de los terminales en la red viene dada por:

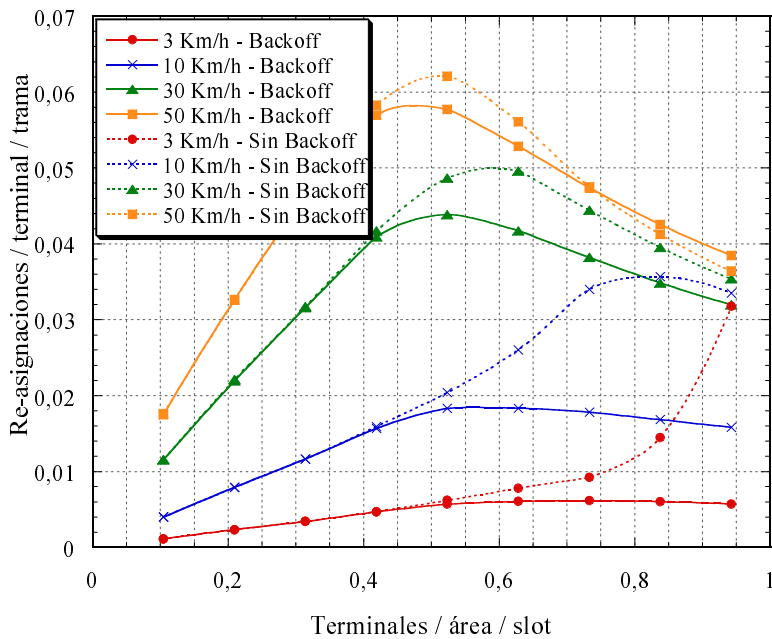
$$V_{media} = \frac{V_{max} - V_{min}}{\ln \left(V_{max}/V_{min} \right)} \quad (3.1)$$

En las simulaciones, el tiempo de pausa se fija en 0 sg. Las velocidades medias de los terminales consideradas son 3 (1 - 7), 10 (3 - 24), 30 (10 - 70) y 50 (30 - 80) Km/h. Entre paréntesis de incluyen las velocidades mínima y máxima asociadas a cada valor medio. En la figura 3.8 se comparan para cada velocidad los resultados con y sin el algoritmo de backoff descrito anteriormente ($CW_{max} = 128$). Las consecuencias de la movilidad son similares a las del escenario anterior: colisiones emergentes debidas a las fusión de OH-clusters disjuntos, que provocan reasignaciones de slots. Puede comprobarse que el empleo del algoritmo de backoff resuelve el problema para altas tasas.

3.1. El protocolo ADHOC MAC



(a) Capacidad.



(b) Número de reasignaciones.

Figura 3.8. Capacidad del servicio broadcast y número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintas velocidades de los terminales. $N=30$.

3.1.3. Transmisiones punto a punto

El modo de operación básico basado en el protocolo RR-ALOHA proporciona un canal broadcast a un salto *eficiente* y *fiable* dentro de la trama virtual. Este canal BCH, además de la difusión de la información de control en el FI necesaria para el correcto funcionamiento del protocolo, permite la transmisión de datos de usuario. Si el ancho de banda disponible no es suficiente, pueden reservarse slots broadcast adicionales. Sin embargo, en muchas aplicaciones, la mayor parte de los datos de usuario tienen un carácter punto a punto. La reserva de recursos broadcast que proporciona RR-ALOHA resuelve el problema del terminal oculto, y por tanto, puede aplicarse también de manera *fiable* para comunicaciones punto a punto. En cambio, no puede considerarse *eficiente*, porque la señalización limita el reuso espacial, evitando que potenciales transmisiones paralelas se establezcan simultáneamente.

Esta eficiencia puede aumentarse modificando la señalización distribuida que proporcionan los FIs. Con esta finalidad, se añade a cada entrada del FI un flag de punto a punto (Point To Point (PTP)) que se emplea del siguiente modo:

- Un terminal activa el flag PTP de un slot dado en el FI si el paquete recibido en el slot es broadcast o el destino es el propio terminal.

De este modo, para establecer comunicaciones punto a punto pueden usarse todos los slots *DISPONIBLES* y también los slots *RESERVADOS* que cumplan lo siguiente:

1. El flag PTP está a 0 en todos los FIs recibidos.
2. El FI recibido del terminal destino marca el slot como LIBRE.

Estas condiciones permiten que las transmisiones punto a punto compartan el mismo slot cuando no hay colisión en los receptores, es decir, permite resolver el problema del terminal expuesto.

Denominamos al conjunto de slots que pueden emplearse para establecer comunicaciones punto a punto con el terminal destino j como $DISPONIBLES_{PTP,j}$.

Este hecho puede entenderse más claramente en los cuatro casos de la figura 3.9. Los casos a y b consideran dos terminales, 1 y 2, que pertenecen a distintos OH-clusters no disjuntos. Asumiendo que el terminal 1 tiene ya activado un canal PTP con el terminal 3, el terminal 2 puede usar el mismo slot que el terminal 1 aunque esté marcado como

3.1. El protocolo ADHOC MAC

RESERVADO. De hecho, el único flag PTP activo es el transmitido por el terminal 3, y no recibido por el terminal 2 (lo que satisface la primera condición) y el FI generado por el terminal 4 marca el slot como *LIBRE* (cumpliendo la segunda condición). En el caso *b*, el FI generado por el terminal 3 y recibido por el 2 evita que el terminal 2 transmita (al no cumplirse la condición 1). En este caso, si se estableciese la transmisión entre los terminales 2 y 4, se produciría una colisión en el terminal 3. En los casos *c* y *d* los dos terminales pertenecen al mismo cluster. En el caso *d*, el terminal 3 puede usar un slot reservado, ya que se cumplen las dos condiciones (de hecho, es el caso del terminal expuesto) mientras que en el caso *c* no se cumple la segunda condición y habría colisión en el terminal 4.

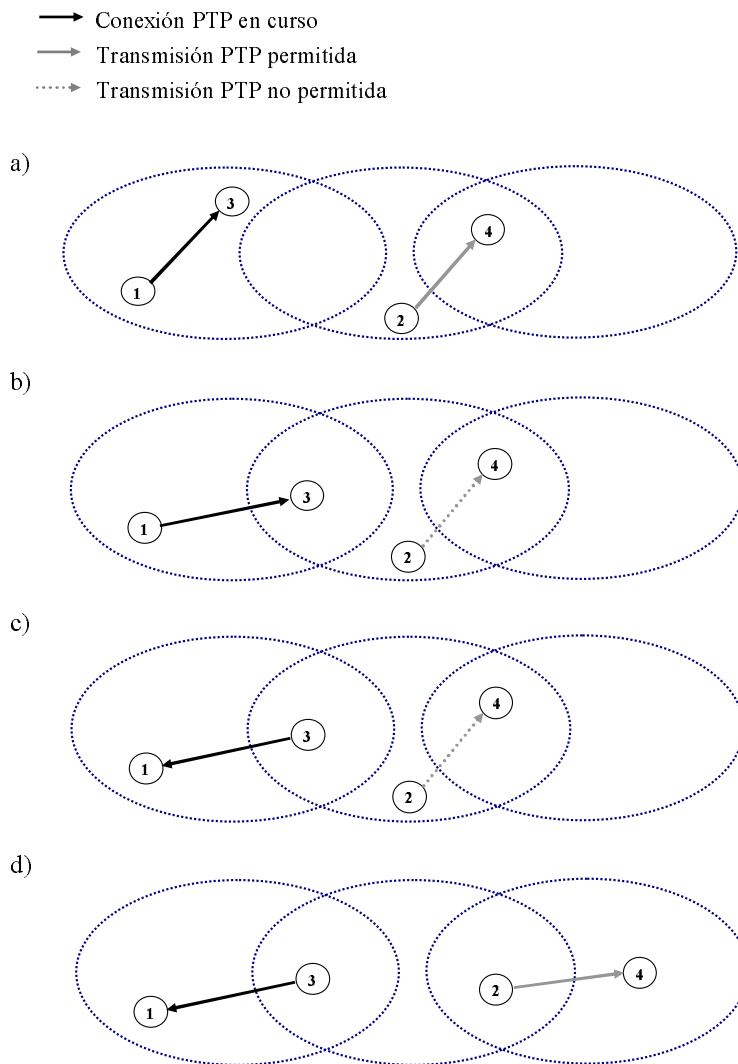


Figura 3.9. Ejemplo de transmisiones paralelas. Las transmisiones del terminal 1 se establecen primero. Las transmisiones permitidas para el terminal 2 se indican con línea continua.

En cualquier caso, si se producen varios accesos simultáneos, puede seguir habiendo colisiones en el acceso como ya hemos visto en el caso de las transmisiones broadcast. En las comunicaciones punto a punto sólo es necesario que el destinatario de las mismas reciba correctamente el paquete, por lo que la condición impuesta en la **Regla 2** puede relajarse, de modo que para saber si la transmisión ha sido correcta, el terminal transmisor comprueba que el slot esté marcado como *OCUPADO* en el FI del terminal destino.

Implícitamente, esta extensión para el modo de funcionamiento punto a punto también permite el establecimiento de comunicaciones multicast eficientes, punto a multipunto (Point To Multipoint (PTM)), que pueden entenderse como un caso intermedio entre las transmisiones broadcast (en las que todos los vecinos tienen que recibir correctamente el paquete) y las punto a punto (en las que solamente tiene que recibirlo un destinatario).

En el caso de las comunicaciones multicast, la transmisión debe ser recibida correctamente por un cierto subconjunto de los vecinos a un salto del terminal transmisor. Del mismo modo que en las comunicaciones punto a punto, además de los slots *DISPONIBLES*, pueden emplearse slots *RESERVADOS*, que cumplan lo siguiente:

1. El flag PTP está a 0 en todos los FIs recibidos.
2. Todos los FIs recibidos del subconjunto de terminales destino marcan el slot como LIBRE.

Posteriormente, para verificar el éxito de la transmisión, el terminal transmisor debe comprobar que el slot esté marcado como *OCUPADO* en el FI del subconjunto de terminales destino.

3.2. Asignación eficiente de recursos para los servicios de control y datos

Como se ha comentado en la sección anterior, una vez que un terminal ha adquirido un canal BCH, el protocolo ADHOC MAC permite establecer, según sus demandas, canales de datos adicionales, bien broadcast o bien punto a punto/multipunto con sus distintos vecinos.

En el modo de operación básico, cada slot de la trama virtual puede utilizarse indistintamente tanto para transmisiones de datos como para el canal BCH, necesario para permanecer activo en el sistema. En esta situación, cuando crece el número de comunicaciones de datos, el número de slots *DISPONIBLES* para nuevos terminales que intenten acceder al sistema decrece, reduciendo el número de terminales que pueden acceder al sistema para un número dado de slots. Puesto que la adquisición de un canal básico de broadcast es obligatoria para acceder al sistema, un dimensionado apropiado de la red debe garantizar ciertos recursos para las transmisiones BCH.

3.2.1. Estrategias de reparto de ancho de banda

Como métrica para medir las prestaciones del BCH, consideramos la probabilidad de bloqueo. Un terminal se bloquea si no adquiere un canal BCH en un cierto número de tramas tras su aparición. Según esta situación, debe garantizarse un compromiso entre asegurar una probabilidad de bloqueo aceptable para los canales BCH mientras se proporciona el mayor ancho de banda posible para las transmisiones de datos.

Cuando un terminal intenta acceder al sistema, busca un slot *DISPONIBLE*. La existencia de dicho slot *DISPONIBLE* para un nuevo terminal sólo puede garantizarse estadísticamente: si los terminales vecinos tienen suficientes slots *LIBRES*, es probable que exista un slot común *LIBRE* para todos ellos, que estará *DISPONIBLE* para el nuevo terminal. Por lo tanto, para garantizar una cierta probabilidad de bloqueo para nuevos terminales que acceden al sistema, los terminales activos deben mantener siempre un cierto número de slots *LIBRES*. Con este objetivo, proponemos una división de la trama en dos subtramas [Gállego y otros, 2005a,d], donde el acceso al sistema mediante la adquisición del BCH no esté limitado por la cantidad de tráfico de datos en la red. Una trama con N slots se divide en N_{BCH} y N_{Data} slots para el acceso de nuevos terminales y para datos respectivamente.

$$N = N_{BCH} + N_{Data} \quad (3.2)$$

La subdivisión de la trama concentra los slots BCH *LIBRES* de los distintos terminales en la misma región de la trama. Por lo tanto, para un cierto número total de slots *LIBRES* de los vecinos de un nuevo terminal que intenta acceder, la probabilidad de que exista uno *LIBRE* común a todos ellos, es decir, un slot *DISPONIBLE*, es mayor que si no se emplea dicha subdivisión.

Consideremos un ejemplo sencillo en el que asumimos de manera simplificada que el nuevo terminal tiene k vecinos, cada uno de ellos con L slots *LIBRES* y $N-L$ slots *OCUPADOS* con comunicaciones BCH o de datos de usuario y que la distribución de estos slots es independiente de un vecino a otro. En tal caso, si no se emplea la subdivisión de la trama, la probabilidad de que un slot específico j esté *DISPONIBLE* viene dada por:

$$p_{j-LIBRE} = \left(\frac{L}{N}\right)^k \quad (3.3)$$

y generalizando esta expresión, la probabilidad de encontrar al menos un slot *DISPONIBLE* y, por tanto, acceder al sistema podría obtenerse como:

$$P_{acceso} = \sum_{i=1}^L \left((-1)^{i+1} \binom{N}{i} \left\{ \frac{\binom{N-i}{L-i}}{\binom{N}{L}} \right\}^k \right) \quad (3.4)$$

Mediante la subdivisión de la trama, si cada terminal dispone de L slots *LIBRES* dentro de los N_{BCH} slots de la trama de control, sustituyendo N por $N_{BCH} < N$ en (3.3) y (3.4), puede comprobarse el aumento de la probabilidad de acceso para un mismo número de slots *LIBRES*.

La primera aproximación al problema supone considerar una subdivisión estática, con unos valores N_{BCH} y N_{Data} fijos. En este caso, el valor escogido para N_{BCH} limita la densidad máxima de terminales que soporta el sistema. En el caso de que la densidad de terminales en la red sea menor, se desperdician recursos puesto que podrían establecerse nuevos canales de datos en los slots libres de la subtrama de control. Por otro lado, si la densidad de terminales crece por encima de lo esperado, terminales que son bloqueados podrían acceder al sistema usando slots de la subtrama de datos. Para superar estas limitaciones, se propone una estrategia adaptativa que desplaza el límite entre los slots dedicados a cada tipo de tráfico dentro de la trama en función de la densidad de usuarios.

En primer lugar, se define un conjunto $\{N_1 < N_2 < \dots < N_W\}$ de W posibles valores para N_{BCH} . El terminal i elige el valor $N_{BCH,i}$ dentro de este conjunto de acuerdo con la densidad de terminales ρ_i que mide.

3.2. Asignación eficiente de recursos para los servicios de control y datos

La primera aproximación para medir esta densidad, es considerar el número de vecinos que el propio terminal observa:

$$\rho_i \cong |NB_{i,OH}| \quad (3.5)$$

donde $NB_{i,OH}$ es el conjunto de vecinos a 1 salto (OH) del terminal i ¹, y su dimensión $|NB_{i,OH}|$ es igual al número de canales BCH recibidos por este terminal.

Otra posibilidad para obtener una medida más fiable de dicha densidad es considerar el número medio de vecinos en las cercanías del terminal i , según (3.6):

$$\rho_i \cong \frac{1}{|NB_{i,OH}| + 1} \left(\sum_{j \in NB_{i,OH}} |NB_{j,OH}| + |NB_{i,OH}| \right) \quad (3.6)$$

Este valor puede obtenerse mediante la información transmitida en el FI por cada vecino del terminal i y los propios vecinos observados por dicho terminal. Concretamente, el número de vecinos de un terminal corresponde al número de slots que marca *OCUPADOS* en su FI menos 1, que es el slot en el que él mismo transmite.

Calculada de un modo u otro, a partir de esta densidad, cada terminal actualiza el valor de $N_{BCH,i}$ cada trama según (3.7) y lo incluye en el FI que transmite a todos sus vecinos.

$$N_{BCH,i} = \begin{cases} N_1 & \text{if } \rho_i < th_1 \\ N_2 & \text{if } th_1 \leq \rho_i < th_2 \\ \vdots & \\ N_{W-1} & \text{if } th_{W-2} \leq \rho_i < th_{W-1} \\ N_W & \text{if } \rho_i \geq th_{W-1} \end{cases} \quad (3.7)$$

donde th_j representa la densidad máxima de terminales tolerada para un número de slots N_j de la subtrama de control. Los valores de las densidades máximas th_j están directamente relacionados con la probabilidad de bloqueo que desee garantizarse. En este apartado vamos a obtener estos valores mediante simulación, pero en §3.3 se presenta un modelo analítico que permite generalizar los resultados obtenidos.

¹Cuando no aparezcan explícitamente los vecinos a 2 saltos (TH), por simplicidad se denotará directamente NB_i al conjunto de vecinos a 1 salto del terminal i .

Del mismo modo que el terminal i envía este valor, $N_{BCH,i}$, recibe los correspondientes N_{BCH} de todos sus vecinos. Puesto que debe garantizarse que no se establezcan comunicaciones de datos en ninguna de las subtramas de control de los vecinos, el número de slots donde el terminal i puede establecer comunicaciones de datos como transmisor, viene dado por:

$$N_{Data-TX,i} = N - \max_{j \in NB_i} (N_{BCH,j}) \quad (3.8)$$

mientras que la subtrama donde puede recibir comunicaciones de datos sólo está limitada por su propio $N_{BCH,i}$:

$$N_{Data-RX,i} = N - N_{BCH,i} \quad (3.9)$$

La figura 3.10 muestra un ejemplo de cómo pueden establecerse transmisiones de datos según el algoritmo de gestión de recursos. En la situación de la figura, el terminal 2 no puede establecer un canal de datos como transmisor con el terminal 1 en esa posición, aunque el slot esté *DISPONIBLE*, porque dicho slot pertenece a la subtrama de control del terminal 3. Sin embargo, el terminal 1 puede transmitir al terminal 2 en ese mismo slot, puesto que esta transmisión no afecta al terminal 3, que sigue viendo el slot *LIBRE*. Este slot pertenece al conjunto de $N_{Data-RX,2}$, pero no al de $N_{Data-TX,2}$.

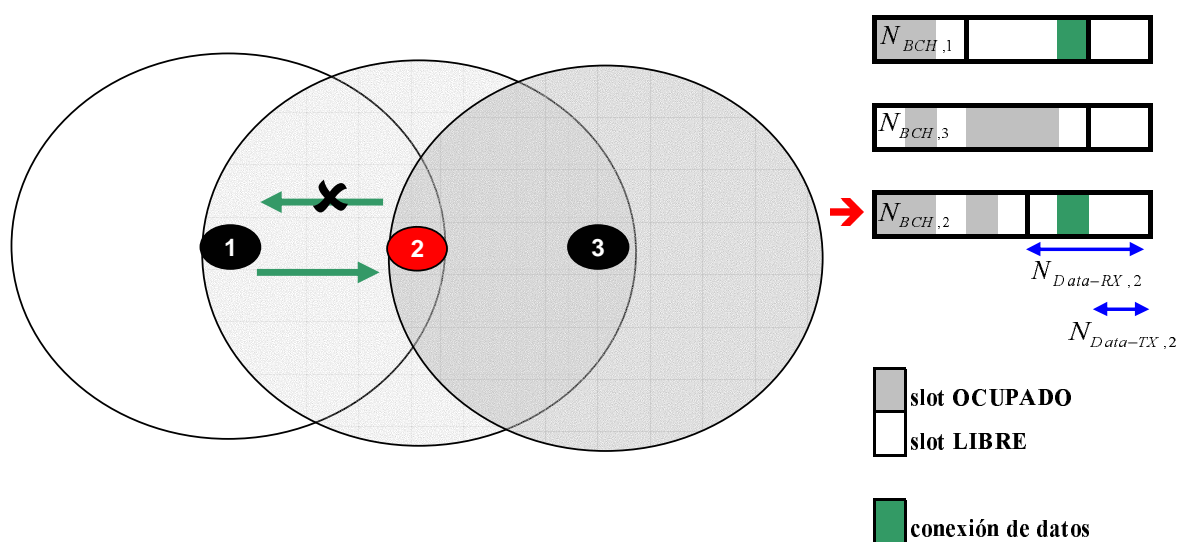


Figura 3.10. Ejemplo de cómo se pueden establecer comunicaciones de datos según la división de la trama. $\rho_1 < \rho_2 < \rho_3 \Rightarrow N_{BCH,1} < N_{BCH,2} < N_{BCH,3}$.

3.2.2. Evaluación de prestaciones

Las estrategias de asignación de recursos propuestas se han evaluado en un escenario similar al del apartado 3.1.2.3. Los terminales se generan dentro de la red según un proceso de Poisson. El tiempo que cada terminal permanece en el sistema está exponencialmente distribuido con media 500 tramas. En el modo de operación básico de ADHOC MAC, cada slot puede asignarse tanto para BCH como para conexiones de datos. Para acceder al sistema, cada usuario debe adquirir obligatoriamente un canal BCH y, una vez adquirido éste, pueden establecerse comunicaciones adicionales.

Como se ha comentado anteriormente, se va a considerar como métrica para la evaluación de las estrategias de asignación de recursos, la probabilidad de bloqueo de terminales que intentan adquirir un canal BCH para acceder al sistema. Cuando un nuevo terminal en la red no encuentra un slot *DISPONIBLE* para reservar un canal BCH, se bloquea y abandona el sistema. Para evitar situaciones en las que a pesar de existir slots *DISPONIBLES* no se adquiere el slot BCH debido a colisiones de acceso, se permite que cada terminal intente el acceso durante un cierto número de tramas antes de considerarse definitivamente bloqueado. En los resultados que se muestran a continuación, este número de tramas se ha fijado en 10, que ha resultado ser un valor suficiente para evitar esta problemática.

Bajo estas condiciones, si no se emplea algún mecanismo que garantice ciertos recursos para el acceso al sistema, a medida que aumenta el tráfico de datos cursado por los terminales que ya se encuentran activos en la red, disminuye el número de slots *DISPONIBLES* para nuevos terminales que intentan acceder y por tanto, aumenta la probabilidad de bloqueo.

La estructura de trama del protocolo debe, por un lado, garantizar ciertos recursos para el acceso de nuevos terminales al sistema y por otro, proporcionar el mayor ancho de banda posible para las transmisiones de datos de los usuarios que ya han sido admitidos. Es necesario una estrategia eficiente de gestión de recursos para repartir el ancho de banda disponible entre ambos requerimientos.

Mediante una división estática de la trama entre N_{BCH} y N_{Data} slots al menos se garantiza un cierto número de slots para el acceso de nuevos terminales. La figura 3.11 muestra la probabilidad de bloqueo de acceso al sistema con esta división estática para varios valores de N_{BCH} (10, 15, 20, 25 y 30 slots). Se ha representado frente al número medio de vecinos de cada terminal en la red, que está directamente relacionado con la intensidad del tráfico BCH ofrecido. Si se establece un determinado valor, por

ejemplo 10^{-2} , como un límite aceptable para la probabilidad de bloqueo, la figura 3.11 muestra que el N_{BCH} mínimo que garantiza este requerimiento cambia según el número de terminales en la red. Puesto que en una situación real esta densidad de usuarios en la red no va a ser conocida, el empleo de una subdivisión dinámica de la trama intenta optimizar el dimensionado de la red, realizándolo de manera local, según la densidad geográfica de terminales.

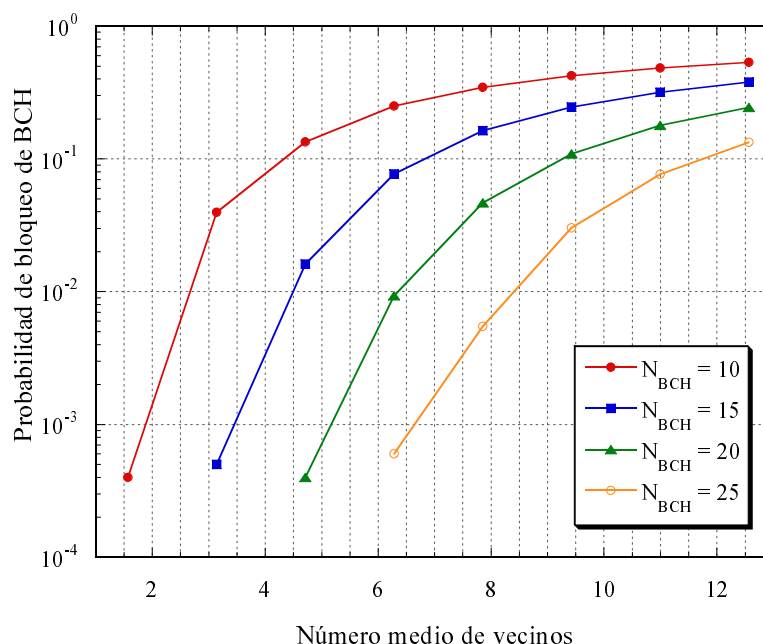


Figura 3.11. Probabilidad de bloqueo de acceso frente al número medio de vecinos con división estática de la trama.

Los resultados de la figura 3.11 se han empleado como referencia para realizar el dimensionado, estableciendo los valores th_j con $1 \leq j < W$ que determinan N_{BCH} . El conjunto de valores de N_{BCH} elegidos para esta subdivisión dinámica es $\{N_1 = 10, N_2 = 15, N_3 = 20, N_4 = 25, N_5 = 30\}$ y los valores elegidos para los umbrales th son $\{th_1 = 3, th_2 = 5, th_3 = 7, th_4 = 9\}$. Las decisiones se toman según (3.7). Las figuras 3.12 y 3.13 muestran las prestaciones del algoritmo adaptativo. El uso del número medio de vecinos según (3.6) mejora claramente las prestaciones frente al uso del número propio según (3.5). Con el número medio, la probabilidad de bloqueo es menor para cualquier densidad de usuarios en el sistema tal y como puede observarse en la figura 3.12. Esto es confirmado en la figura 3.13, donde se observa que el número de slots asignado para canales BCH es mayor con (3.6). Además, el número de slots asignado para transmisiones de datos es también mayor, es decir, las diferencias entre $N_{Data-TX}$ y $N_{Data-RX}$ se reducen.

3.2. Asignación eficiente de recursos para los servicios de control y datos

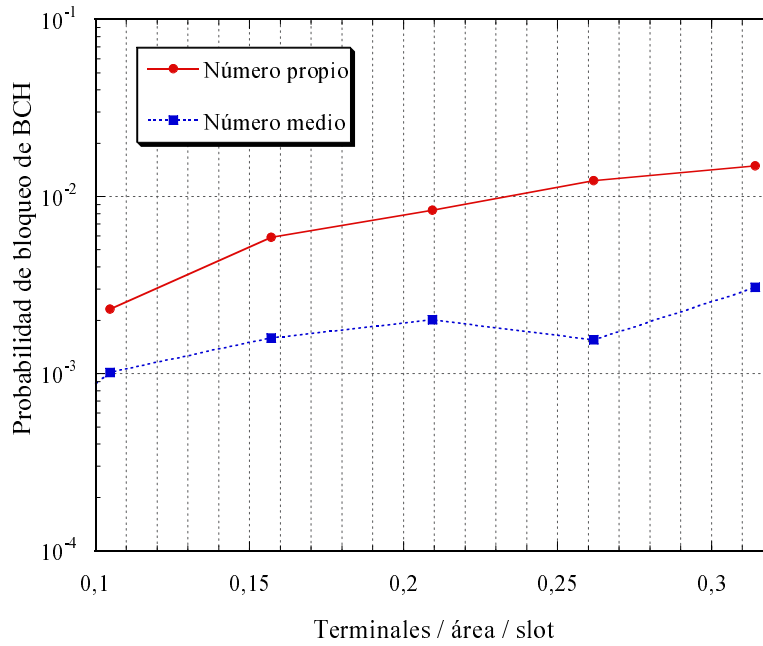


Figura 3.12. Probabilidad de bloqueo de acceso frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama usando el número propio y el número medio de vecinos.

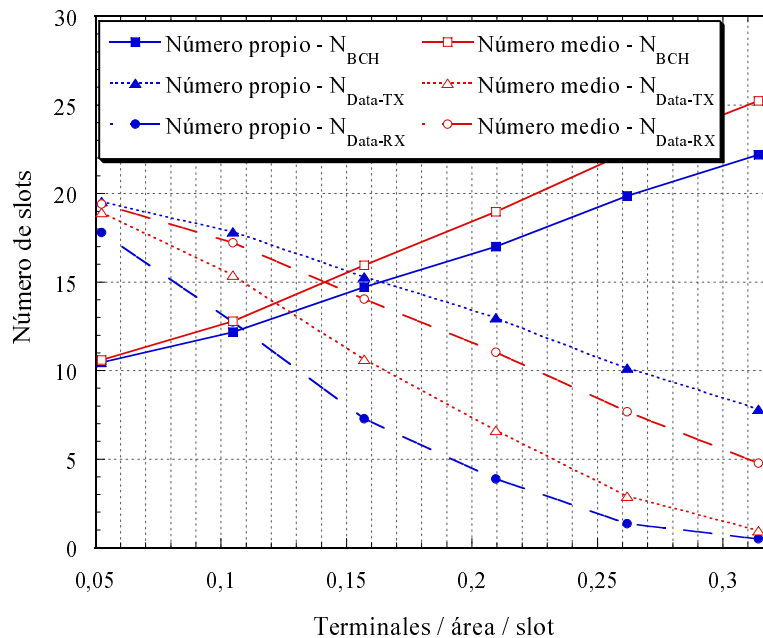


Figura 3.13. Número medio de slots asignados para BCH y Datos frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama usando el número propio y el número medio de vecinos.

El uso del número medio de vecinos permite a un terminal adaptar los límites de su trama a la variabilidad de la densidad de terminales en sus alrededores. Por ejemplo, la pérdida de un único vecino, que puede ser consecuencia de múltiples factores (movimiento, desvanecimientos, falta de batería, apagado temporal...) tiene un efecto menor sobre la densidad medida que si se emplea directamente el número propio de vecinos, consiguiendo que la subdivisión de la trama sea más estable.

Mediante la variación de los valores del conjunto de th , es posible ajustar el balance entre los recursos dedicados a control y datos según los requerimientos en cuanto a bloqueo de nuevos terminales que acceden al sistema. Las figuras 3.14 y 3.15 muestran los resultados obtenidos para 3 conjuntos de umbrales diferentes $\{3 - 5 - 7 - 9\}$, $\{3,5 - 5,5 - 7,5 - 9,5\}$ y $\{4 - 6 - 8 - 10\}$. Para garantizar una probabilidad de bloqueo de acceso sobre 10^{-2} , el conjunto $\{4 - 6 - 8 - 10\}$ puede ser suficiente, siendo la opción que proporciona un mayor ancho de banda para conexiones de datos.

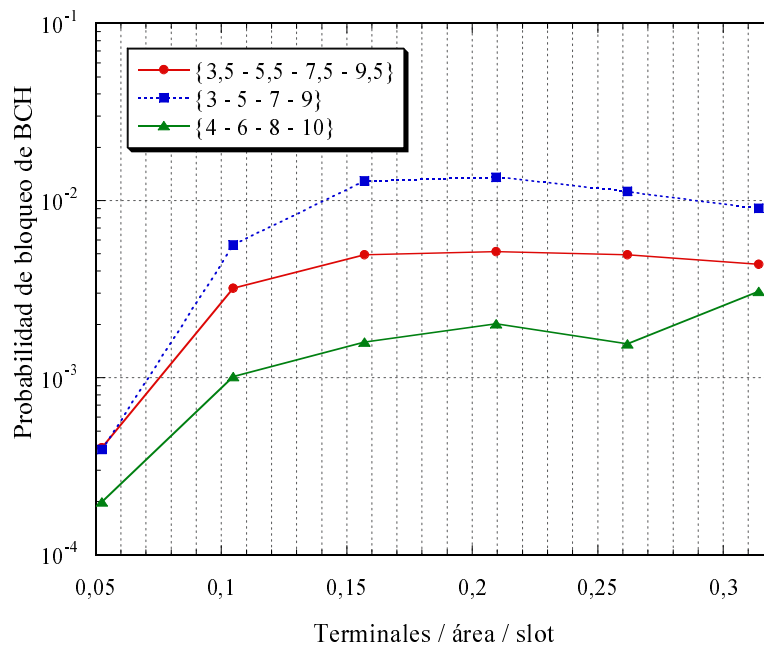


Figura 3.14. Probabilidad de bloqueo de acceso frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama (número medio de vecinos) para distintos umbrales.

Como resultado del empleo de esta estrategia, los servicios de control broadcast y de datos pueden compartir de un modo eficiente los recursos totales mediante una subdivisión de la trama que permite realizar la gestión de manera independiente. Además, en una situación dinámica, la estrategia adaptativa propuesta, que realiza esta asignación

según las densidades locales de terminales, proporciona un compromiso entre ambos servicios garantizando los requerimientos de acceso para nuevos terminales en cuanto a probabilidad de bloqueo. El dimensionado de la trama que controla el algoritmo adaptativo se ha realizado mediante simulación, pero la capacidad de la red también puede modelarse a través de un estudio analítico que permita generalizar el comportamiento del protocolo.

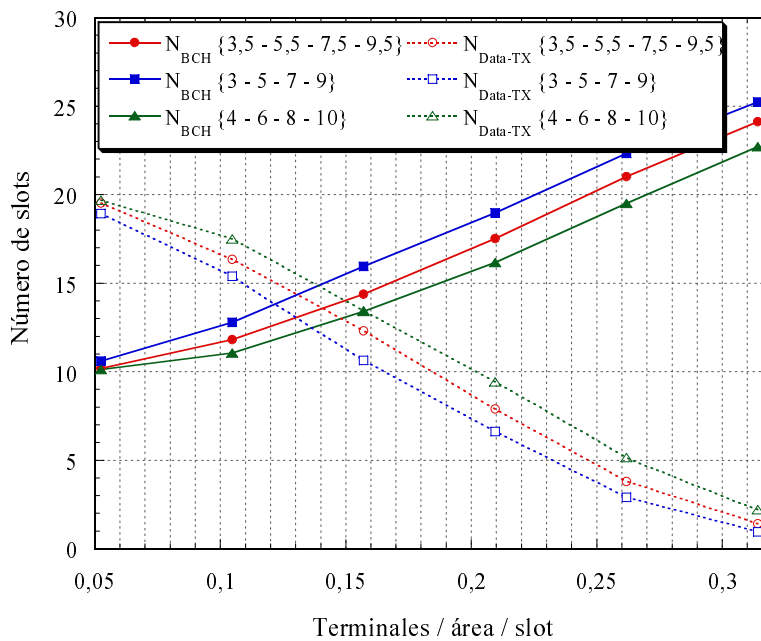


Figura 3.15. Número medio de slots asignados para BCH y datos frente a la densidad de terminales por área de cobertura y slot con división dinámica de la trama (número medio de vecinos) para distintos umbrales.

3.3. Análisis de la capacidad y modelado del servicio broadcast

El objetivo final de este análisis es caracterizar el comportamiento del servicio broadcast en una estructura TDMA para redes ad hoc, para poder generalizar el dimensionamiento de la trama que en el apartado anterior ha sido llevado a cabo mediante simulación. Para ello, como primer paso se va a obtener la probabilidad de acceso al sistema (o la opuesta, la probabilidad de bloqueo) para un nuevo terminal, asumiendo que ya hay un conjunto de terminales activos en la red. Definimos un terminal activo como un terminal que ha adquirido su BCH y está transmitiendo en ese slot. Según el

funcionamiento del protocolo ADHOC MAC, un nuevo terminal puede acceder al sistema si encuentra al menos un slot *DISPONIBLE*. Para proporcionar una asignación libre de conflictos, un terminal ve un slot *DISPONIBLE* si ninguno de sus vecinos a 1 salto (OH) y 2 saltos (TH) transmite en ese slot (figura 3.16). Por lo tanto, la probabilidad de acceso debería estar caracterizada por las funciones de probabilidad del número de vecinos a 1 y 2 saltos y por las relaciones entre ellos.

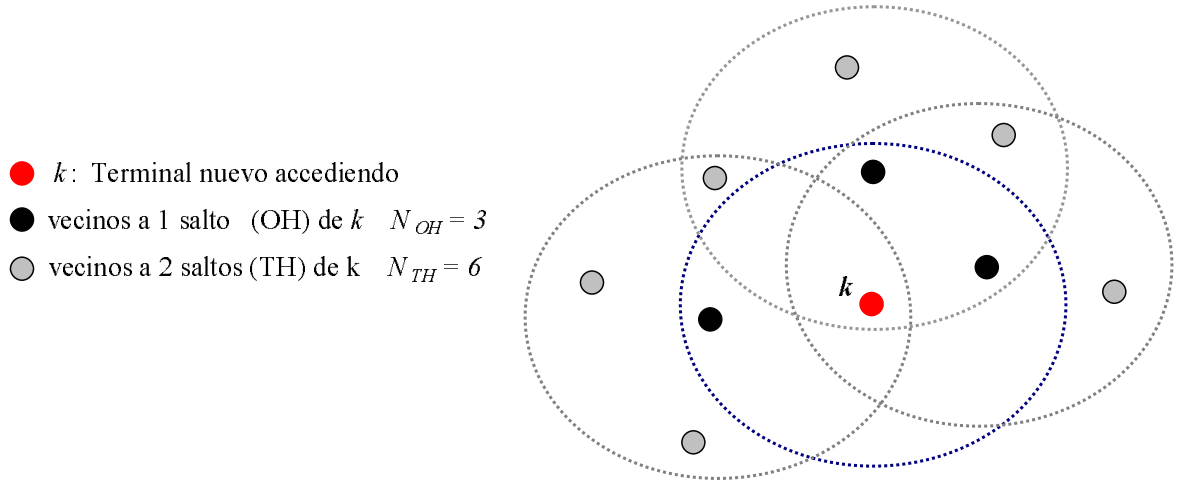


Figura 3.16. Ejemplo de escenario para un nuevo terminal que accede al sistema con 3 vecinos a un salto y 6 vecinos a dos saltos.

Asumimos que k es un nuevo terminal en el sistema. Según (3.5), definimos $NB_{k,OH}$ como el conjunto de vecinos a 1 salto del terminal k y $|NB_{k,OH}|$ su dimensión, el número de vecinos a 1 salto. El conjunto de vecinos a 2 saltos de k , $NB_{k,TH}$, viene determinado por la unión de todos los conjuntos de vecinos a 1 salto de los vecinos a 1 salto del terminal k excluyendo a los vecinos a 1 salto del propio k :

$$NB_{k,TH} = \overline{NB_{k,OH}} \cap \left(\bigcup_{j \in NB_{k,OH}} NB_{j,OH} \right) \quad (3.10)$$

Para simplificar la notación, durante todo el análisis denotaremos $N_{OH} = |NB_{k,OH}|$ y $N_{TH} = |NB_{k,TH}|$ como el número de vecinos a 1 y 2 saltos del terminal k respectivamente. Además, asumiremos que los N_{OH} vecinos están usando N_{OH} slots diferentes.

Esta última suposición no tiene por qué ser cierta en determinadas situaciones, puesto que si algunos de los vecinos a 1 salto del terminal k pertenecen a OH-clusters disjuntos, es decir, no son vecinos a 1 salto entre ellos ni tienen vecinos comunes, pueden

estar transmitiendo sin conflicto en el mismo slot. En ese caso, una vez que el terminal k accediera al sistema, crearía un nuevo TH-cluster y sufriría una colisión al recibir las transmisiones de esos terminales en el mismo slot (colisión emergente en §3.1.1). En este caso, estos terminales tendrían que reasignar sus transmisiones broadcast. De hecho, en situaciones de alta carga, alguno de esos terminales que intentan reasignar su BCH puede que no encuentren un slot *DISPONIBLE* en la nueva situación, por lo que, de hecho, la admisión de un terminal nuevo puede hacer que el número de terminales activos en el sistema disminuya.

El terminal k observa estos N_{OH} slots como *RESERVADOS*. Si la trama consta de N slots, i de los restantes $N - N_{OH}$ slots estarán *DISPONIBLES* si ninguno de los N_{TH} vecinos a 2 saltos está transmitiendo en aquellos slots. La probabilidad de acceso, P_{acceso} , viene dada por (3.11).

$$P_{acceso} = \sum_{i=1}^{N-N_{OH}} (-1)^{i+1} \binom{N - N_{OH}}{i} \cdot P_{i-AV} \quad (3.11)$$

donde P_{i-AV} es la probabilidad de que haya *al menos* i slots *DISPONIBLES* y viene determinada por los vecinos a 1 y 2 saltos y sus relaciones.

Puesto que todos los vecinos a 2 saltos del terminal k ya están admitidos en el sistema, transmiten en un slot libre de conflictos. Por lo tanto, un terminal j , vecino a 2 saltos del terminal k , puede estar transmitiendo en un slot si se cumple que:

- Ninguno de los vecinos a 1 salto de k también vecinos del terminal j , $N_{OH,j}$, está transmitiendo en ese slot.
- Ninguno de los vecinos a 2 saltos de k restantes que pertenecen a un TH-cluster común con el terminal j está transmitiendo en ese slot.

El número de combinaciones que satisface estos requerimientos viene dado por:

$$C_{Total} = (N - N_{OH,1}) \cdots \left(N - N_{OH,j} - \sum_{n=0}^{X_j} n \cdot p_j(n) \right) \cdots \cdots \left(N - N_{OH,N_{TH}} - \sum_{n=0}^{X_{N_{TH}}} n \cdot p_{N_{TH}}(n) \right) \quad (3.12)$$

donde X_j es el número de terminales, desde $n = 1$ a $j-1$, que pertenecen a un TH-cluster común con el terminal j (por lo tanto, no pueden transmitir en el mismo slot) y con un slot *DISPONIBLE* común que podría ser usado potencialmente por el terminal j y el terminal $n \in [1, j - 1]$.

Si este slot común fuera usado efectivamente por un terminal anterior, no podría ser usado por el terminal j y debe ser sustraído del conjunto de potenciales slots de j . $p_j(n)$ es la probabilidad de que n de los potenciales slots *DISPONIBLES* del terminal j ya estén siendo usados por alguno de estos X_j terminales. Esta probabilidad depende de la topología específica y de las relaciones entre los vecinos a 1 y 2 saltos del terminal de referencia k .

Podemos obtener una cota inferior para el número de combinaciones si se aproxima el valor medio de slots potenciales del terminal j ya usados por estos X_j terminales, $\sum_{n=0}^{X_j} n \cdot p_j(n)$, por el máximo valor posible, X_j :

$$C_{Total} = (N - N_{OH,1}) \cdots (N - N_{OH,j} - X_j) \cdots (N - N_{OH,N_{TH}} - X_{N_{TH}}) \quad (3.13)$$

Bajo la misma suposición, el número de estas combinaciones en las que el terminal k ve al menos i slots *DISPONIBLES* puede aproximarse por:

$$C_{i-AV} = (N - N_{OH,1} - i) \cdots (N - N_{OH,N_{TH}} - X_{N_{TH}} - i) \quad (3.14)$$

Por lo tanto, P_{i-AV} puede calcularse como:

$$P_{i-AV} = \frac{C_{i-AV}}{C_{Total}} \quad (3.15)$$

que determina la probabilidad de acceso para el terminal k dada por la ecuación (3.11).

Como consecuencia, P_{acceso} está completamente parametrizada en una situación específica, con un conjunto determinado de vecinos a 1 y 2 saltos donde sus posiciones relativas son conocidas. Sin embargo, el principal objetivo de este análisis es generalizar este resultado para hacerlo independiente de la topología específica.

Con este propósito, P_{acceso} puede caracterizarse como una variable aleatoria, función de la densidad media de terminales activos en la red, ρ (número de terminales activos por área de cobertura). Realmente, para una densidad específica de terminales ρ_0 , los valores

N_{OH} , N_{TH} y sus relaciones son variables aleatorias, cuyas funciones de probabilidad deben ser determinadas para caracterizar $P_{acceso}(\rho_0)$.

En primera aproximación, N_{OH} podría modelarse con una distribución binomial con parámetros $N_{usuarios}$, número de usuarios activos en el sistema, y p_n , probabilidad de que dos terminales en la red sean vecinos a 1 salto:

$$P(N_{OH} = x) = \binom{N_{usuarios}}{x} \cdot p_n^x \cdot (1 - p_n)^{N_{usuarios} - x} \quad (3.16)$$

$$p_n = \frac{A_{cobertura}}{A_{Total}} = \frac{\pi \cdot R^2}{A_{Total}} \quad (3.17)$$

donde $A_{cobertura}$ es el área de cobertura de cada terminal y A_{Total} es el área total donde se localizan los terminales. Esta distribución queda definida con su valor medio, $N_{usuarios} \cdot p_n$, y su varianza, $N_{usuarios} \cdot p_n \cdot (1 - p_n)$. Si se cumple que el área de cobertura es suficientemente menor que el área total, la distribución puede determinarse directamente con la densidad media de terminales, $\rho_0 = N_{usuarios} \cdot p_n$, mediante una distribución de Poisson [Takagi y Kleinrock, 1984]:

$$P(N_{OH} = x) = e^{-\rho_0} \cdot \frac{\rho_0^x}{x!} \quad (3.18)$$

En la figura 3.17 se muestran dos ejemplos de esta aproximación, con $p_n = 0,2827$ ($R = 0,3 \text{ Km}$) y $p_n = 0,031416$ ($R = 0,1 \text{ Km}$). En el segundo ejemplo, la distribución de Poisson se ajusta con precisión a la distribución Binomial. De este modo, podemos considerar que con $R = 0,1 \text{ Km}$ y $A_{Total} = 1 \text{ Km}^2$ las distribuciones de vecinos a 1 y 2 saltos dependen directamente de la densidad media de terminales activos en la red, ρ_0 .

En todo caso, la suposición de distribución de Poisson sólo es válida en nuestro escenario para situaciones de poca carga. Cuando $N_{usuarios}$ crece, todos los terminales que intentan acceder al sistema no consiguen adquirir un recurso y la función de probabilidad de los usuarios activos difiere tanto de la distribución de Poisson como de la binomial, como puede verse en la figura 3.18. Para situaciones de carga alta, el valor medio de N_{OH} se mantiene en $\rho_0 = N_{usuarios} \cdot p_n$, pero la desviación estándar disminuye con respecto a la de Poisson, puesto que sólo los terminales que encuentran un slot *DISPONIBLE* permanecen en la red, reduciendo la variabilidad de la distribución.

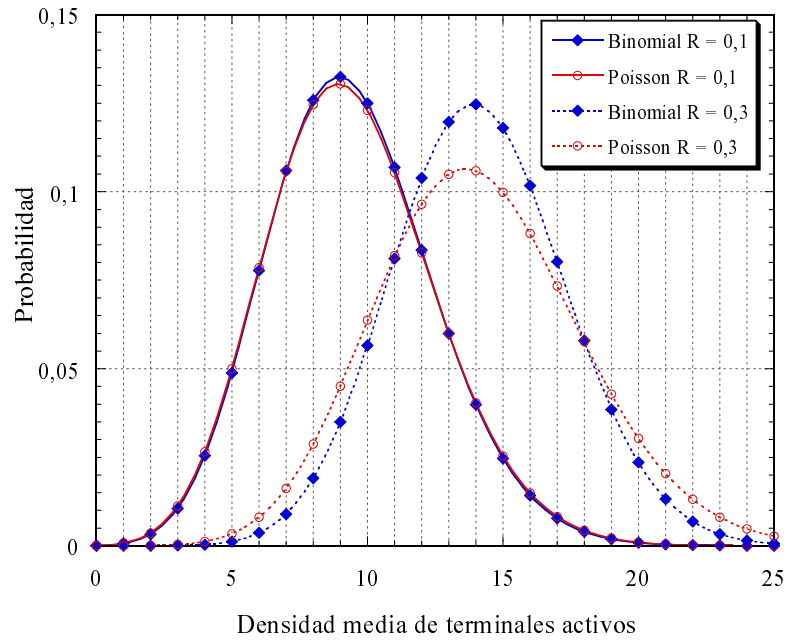


Figura 3.17. Función de probabilidad de N_{OH} asumiendo distribuciones Binomial y Poisson. $A_{Total} = 1 \text{ Km}^2$. Discontinuo: $R = 0,3 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 50$, Continuo: $R = 0,1 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 300$.

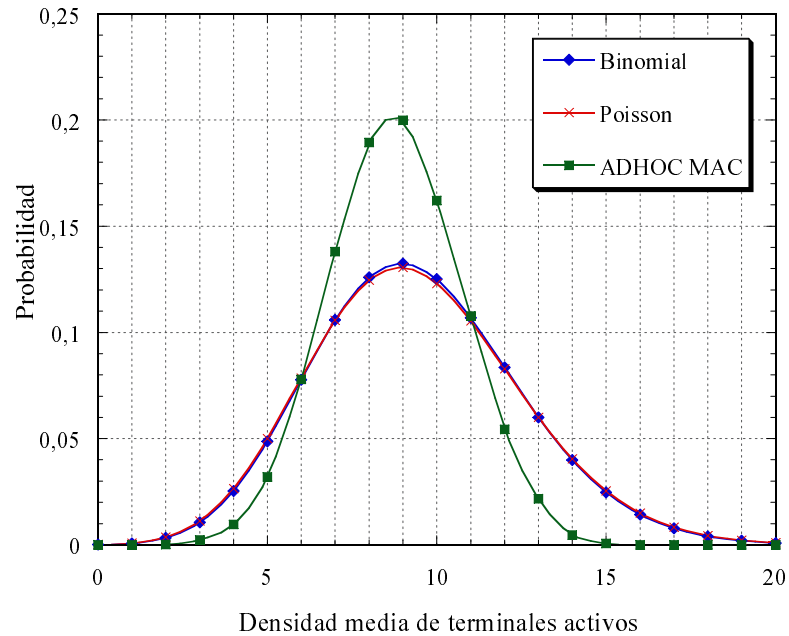


Figura 3.18. Distribución Poisson frente a la distribución real con el protocolo ADHOC MAC ($N = 15$ slots). $A_{Total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$, $N_{usuarios} = 300$.

Es incluso más complejo encontrar una expresión para la función de probabilidad de N_{TH} , que no sólo depende de la densidad de terminales en la red, sino que también está determinada por N_{OH} . Además, según (3.13)-(3.14), no sólo necesitamos esta distribución, sino también las dependencias entre los propios vecinos a 2 saltos y de éstos con los vecinos a 1 salto, para determinar $N_{OH,j}$ y X_j y así obtener P_{acceso} .

3.3.1. Análisis de la capacidad máxima

Como consecuencia de la dificultad de obtener las funciones de probabilidad implicadas, vamos a considerar una aproximación semi-analítica para validar el análisis de capacidad propuesto.

Para ello, cada terminal se posiciona en una región toroidal de área A_{Total} , con un área de cobertura $A_{cobertura}$ tal que $A_{cobertura} \ll A_{Total}$, en la ya hay $N_{usuarios}$ activos (en la situación inicial, $N_{usuarios} = 0$). En esa situación, se calculan los parámetros N_{OH} , C_{Total} y C_{i-AV} con las expresiones correspondientes, según la topología específica que observa el nuevo terminal, lo que permite obtener un valor de P_{acceso} para un número determinado de usuarios en el sistema, $N_{usuarios}$ o de manera equivalente, para una densidad media de terminales en la red, ρ_0 .

La probabilidad de acceso (P_{acceso}) calculada se emplea para determinar si el nuevo terminal es admitido en la red. Consideramos un escenario estático, en el que una vez que un terminal es admitido, se incrementa $N_{usuarios}$ y el terminal permanece activo hasta el final de análisis. A continuación, se genera un nuevo terminal y se repite el proceso, y así sucesivamente hasta que se alcanza el número total de terminales que intentan acceder al sistema. Repetimos este proceso con un número suficiente de topologías de red aleatorias para obtener una estimación precisa, promediando los valores de $P_{acceso}(\rho_0)$ obtenidos con las distintas topologías para una densidad determinada ρ_0 , obteniendo la relación entre $\overline{P_{acceso}}$, el valor medio de P_{acceso} , y la densidad de terminales, ρ . Esta dependencia se muestra en la figura 3.19 para diferentes valores de N (número de slots en la trama).

Al mismo tiempo, este proceso permite obtener la capacidad de la red en un escenario estático, definida como la relación entre la densidad de terminales activos frente a la densidad total ofrecida. La figura 3.20 compara los resultados obtenidos frente a la simulación del comportamiento del ADHOC MAC, mostrado en §3.1.2. Los resultados muestran que, a pesar de las suposiciones consideradas, el planteamiento semi-analítico se adapta de manera precisa a las prestaciones del protocolo.

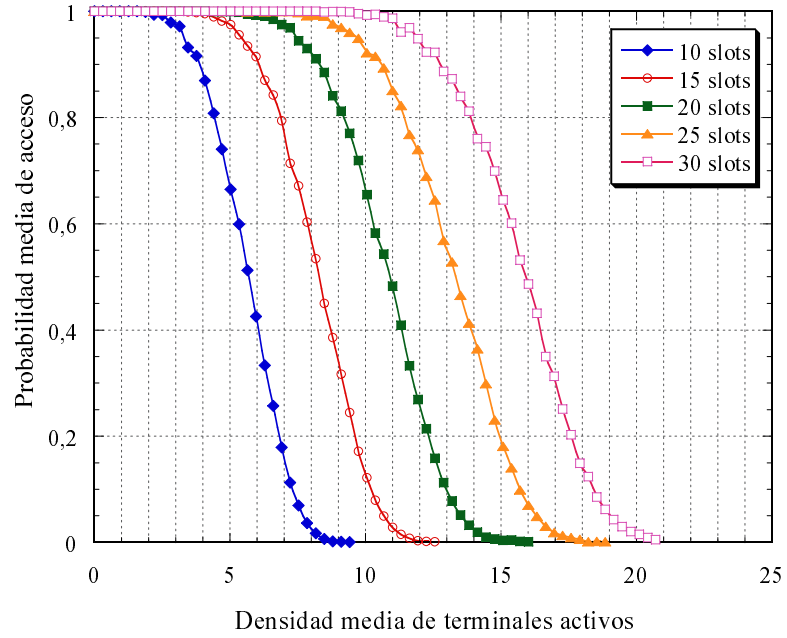


Figura 3.19. Probabilidad media de acceso frente a la densidad media de terminales activos para diferentes valores de N (número de slots en la trama). $A_{total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$.

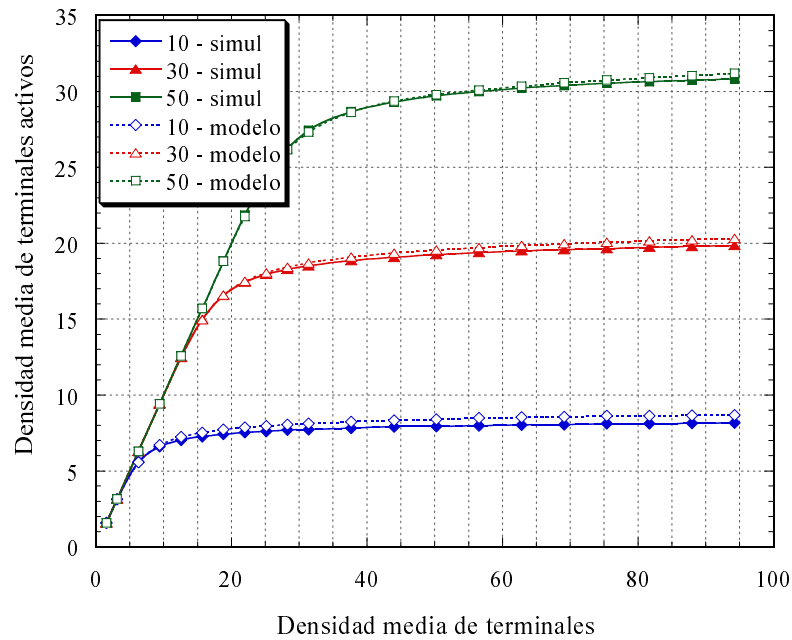


Figura 3.20. Densidad media de terminales activos frente al tráfico ofrecido. $A_{total} = 1 \text{ Km}^2$. $R = 0,1 \text{ Km}$.

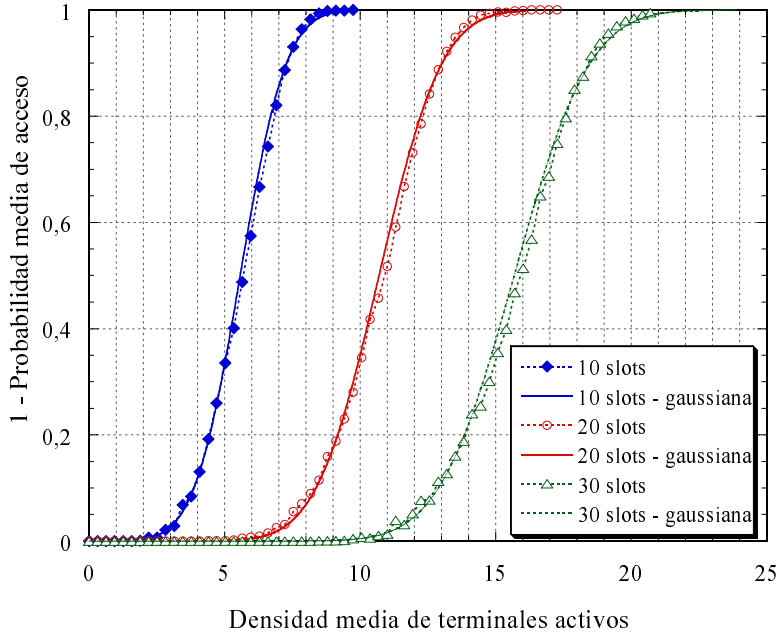


Figura 3.21. Probabilidad de no acceder frente a la densidad media de terminales activos comparada con la aproximación Gaussiana para diferentes valores de N .

3.3.2. Modelado de la probabilidad de acceso

El objetivo de este modelo es parametrizar el comportamiento de $\overline{P_{acceso}}$ como una función de N para poder predecir las prestaciones del protocolo para un número determinado de slots evitando las simulaciones. El aspecto de la figura 3.19 induce a intentar modelar este comportamiento mediante una función de distribución Gaussiana con parámetros μ_ρ y σ_ρ , que pueden ser estimados por medio de una función de probabilidad *equivalente* de $1 - \overline{P_{acceso}(\rho)}$. Conviene tener en cuenta que ésta no es una variable aleatoria que represente un fenómeno físico concreto, sino que es una herramienta matemática que nos permite parametrizar $\overline{P_{acceso}}$.

$$1 - \overline{P_{acceso}(\rho)} \cong F(x) \quad x \sim N(\mu_\rho, \sigma_\rho) \quad (3.19)$$

La figura 3.21 muestra cómo la distribución Gaussiana se ajusta al comportamiento de la probabilidad de acceso. Además, si prestamos atención a la evolución de los parámetros μ_ρ y σ_ρ para diferentes valores de N , parece existir una relación lineal en ambos casos.

$$\mu_\rho = \alpha_\mu \cdot N + \beta_\mu \quad (3.20)$$

$$\sigma_\rho^2 = \alpha_\sigma \cdot N + \beta_\sigma \quad (3.21)$$

Realizando el ajuste correspondiente, se obtiene que los valores que se adaptan al comportamiento del protocolo ADHOC MAC son $\alpha_\mu = 0,5$, $\beta_\mu = 0,6$, $\alpha_\sigma = 0,15$ y $\beta_\sigma = 0,3$. La figura 3.22 muestra esta aproximación lineal. Estos resultados permiten generalizar lo obtenido hasta ahora de tal manera que, dado un número de slots en la trama N , podemos obtener los parámetros $\mu_\rho(N)$ y $\sigma_\rho(N)$ que caracterizan P_{acceso} y, en consecuencia, la capacidad de la red.

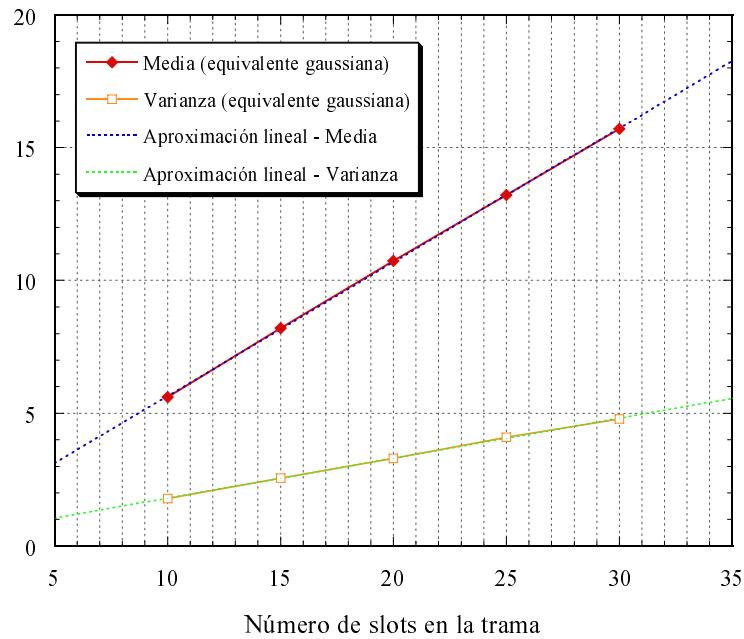


Figura 3.22. Comportamiento de μ_ρ y σ_ρ^2 frente a N comparado con la aproximación lineal ($\mu_\rho(N) = 0,5 \cdot N + 0,6$ y $\sigma_\rho^2(N) = 0,15 \cdot N + 0,3$).

3.3.3. Análisis de la capacidad en un escenario dinámico

En las redes inalámbricas ad hoc, los terminales pueden aparecer o abandonar el sistema de una manera dinámica. Como hemos visto en secciones anteriores, este comportamiento puede caracterizarse mediante un escenario en el que los terminales se generan mediante un proceso de Poisson con tasa de llegada λ terminales por segun-

3.3. Análisis de la capacidad y modelado del servicio broadcast

do y tiempo de permanencia en el sistema exponencialmente distribuido con media μ segundos [Borgonovo y otros, 2003a, 2005; Gállego y otros, 2005a].

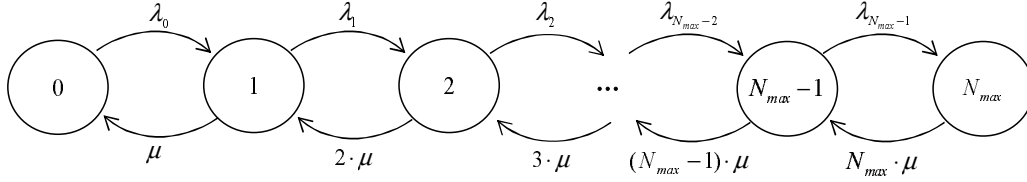


Figura 3.23. Diagrama de transición de estados para el modelado del servicio broadcast.

Los resultados obtenidos en un escenario estático pueden generalizarse para modelar este comportamiento dinámico. La figura 3.23 muestra el diagrama de transición de estados para este proceso. Definimos el estado de este proceso como el número de terminales activos en la red. N_{max} es el número máximo de terminales activos que pueden admitirse en el sistema. La tasa de acceso es función del estado, puesto que la probabilidad de acceso depende del número de terminales activos:

$$\lambda_i = \lambda \cdot P_{acceso}(i) \quad (3.22)$$

donde $P_{acceso}(i)$ es la probabilidad de acceso cuando hay i usuarios activos en la red ($\rho_i = i \cdot p_n$). En consecuencia, las probabilidades de estado vienen dadas por las expresiones (3.23)-(3.24):

$$P(n) = \frac{1}{n!} \cdot \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^n \cdot \prod_{j=0}^{n-1} (P_{acceso}(j)) \cdot P(0) \quad 1 \leq n \leq N_{max} \quad (3.23)$$

$$P(0) = \frac{1}{\sum_{i=1}^{N_{max}} \left(\frac{1}{i!} \cdot \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^i \cdot \prod_{j=0}^{i-1} (P_{acceso}(j)) \right)} \quad (3.24)$$

En §3.2 hemos definido como métrica de las prestaciones del acceso broadcast la probabilidad de bloqueo. Esta probabilidad puede estimarse mediante el modelo propuesto como la fracción media de terminales ofrecidos que no encuentran ningún slot *DISPONIBLE*:

$$p_{bloqueo} = \frac{\lambda/\mu - \sum_{i=1}^{N_{max}} i \cdot P(i)}{\lambda/\mu} \quad (3.25)$$

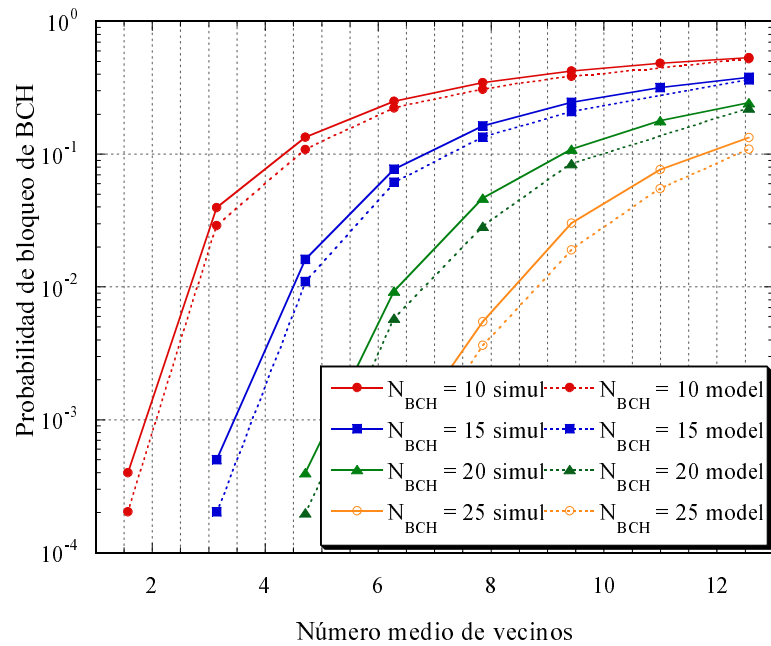


Figura 3.24. Probabilidad de bloqueo para nuevos terminales que acceden al sistema frente al tráfico ofrecido.

La figura 3.24 compara los resultados obtenidos con este modelo analítico con los obtenidos mediante simulaciones de nivel de enlace. En las simulaciones, se emplean los mismos parámetros que en §3.2. Cada terminal activo tiene un tiempo de vida exponencialmente distribuido con media 500 tramas. El número de tramas que un terminal intenta adquirir un BCH antes de abandonar el sistema es 10. Si nos fijamos de nuevo en el valor de 10^{-2} como valor aceptable para la probabilidad de bloqueo, la figura 3.24 muestra que el modelo propuesto puede proporcionar una base interesante para dimensionar correctamente la estructura de trama según la densidad de terminales en la red. El modelo sobreestima ligeramente la densidad máxima de terminales que permite garantizar una cierta probabilidad de bloqueo. Una vez que un terminal ha adquirido su BCH, puede sufrir una colisión cuando OH-clusters disjuntos se funden en un único TH-cluster, debido a cambios en la topología de la red, tal y como se comenta en §3.3.1. En esta situación, el terminal que sufre la colisión tiene que volver a acceder y según la topología que observe, puede que no encuentre ningún slot *DISPONIBLE*, incrementando el bloqueo. Este hecho no se tiene en cuenta en el análisis, lo que lleva a la sobreestimación que se aprecia en la figura 3.24. Sin embargo, el error cometido es acotado para todos los tamaños de trama. Para un bloqueo de 10^{-2} , el error relativo para 10, 15, 20 y 25 slots es de un 5,8%, 4,5%, 5,5% y 4,8% respectivamente.

En resumen, el análisis de la capacidad del servicio broadcast de una estructura TDMA para redes inalámbricas ad hoc como ADHOC MAC, nos permite modelar la probabilidad de acceso mediante una distribución gaussiana, cuya media y varianza presentan una relación lineal con N , el número de slots en la trama. A partir de esta distribución, pueden generalizarse los resultados obtenidos para modelar el comportamiento del protocolo en un escenario dinámico, obteniendo la relación entre la probabilidad de bloqueo y el número de slots, necesaria para realizar el dimensionamiento correcto de la trama.

Capítulo 4

Gestión de Recursos y Diferenciación de Servicios para Comunicaciones de Datos

Una de las funcionalidades básicas que debe proporcionar una red ad hoc para poder satisfacer los distintos requerimientos de QoS demandados por las aplicaciones es la diferenciación de servicios en el nivel de acceso al medio, que por la propia naturaleza de las redes ad hoc debe realizarse de manera distribuida. Para llevar a cabo esta diferenciación de manera eficiente deben tenerse en cuenta dos condicionantes fundamentales, la *estructura de acceso al medio* y el *algoritmo de asignación de recursos* empleado por cada terminal.

1. La *estructura de acceso al medio* debe permitir el reparto del canal radio de manera *eficiente* entre los terminales, según los *distintos requerimientos* de cada una de las conexiones. Para llevar a cabo esta tarea, el mecanismo de acceso al medio debe proporcionar las siguientes funcionalidades:
 - Aprovechar el reuso espacial que posibilita el medio inalámbrico para aumentar la capacidad disponible. En este contexto, se encuentra la solución del problema del terminal expuesto y el uso de técnicas de control de potencia.
 - Permitir la reserva de recursos según las demandas de cada terminal. Además, para llevar a cabo estas reservas, emplear un mecanismo de asignación libre

de contienda que proporcione buenos resultados en situaciones de alta carga, en las que los sistemas basados en contienda presentan una importante degradación de sus prestaciones.

- Incorporar prioridades en la señalización del protocolo, que permitan diferenciar unas reservas de otras, con el objetivo de poder garantizar la viabilidad de las aplicaciones según sus requerimientos.

2. El *algoritmo de asignación de recursos* de cada terminal debe repartir los recursos de los que dispone dicho terminal entre las distintas aplicaciones a las que tiene que dar servicio. En este caso, es importante tener en cuenta que un terminal puede establecer enlaces con distintos requerimientos con cada uno de sus vecinos a un salto, no sólo porque el propio terminal demande múltiples aplicaciones, sino debido a que por la propia naturaleza multi-salto de las redes ad hoc, actúe como nodo intermedio de distintas rutas de las que él no es el nodo origen.

Para poder desarrollar de una manera distribuida las tres funcionalidades mencionadas en el problema 1, es de gran ayuda la distribución de información de conectividad que proporciona el servicio broadcast del protocolo ADHOC MAC. Ya hemos visto en §3.1.3, cómo puede resolverse el problema del terminal expuesto para comunicaciones punto a punto con la inclusión de un flag adicional por slot. Por otro lado, en §3.2, hemos presentado una estrategia que permite repartir el ancho de banda entre el servicio broadcast de señalización y los datos de usuario. En §4.1, se presenta *Book In Advance Scheme (BIAS)*, un mecanismo distribuido que permite, mediante la señalización oportuna, realizar la reserva de recursos antes de la transmisión eliminando el problema de la contienda. Además, se muestra cómo pueden incorporarse prioridades al mecanismo, para poder proporcionar diferenciación de servicios en el nivel MAC. A continuación, en §4.2 se describe el esquema considerado para realizar la gestión de recursos dentro del propio terminal. Finalmente, en §4.3 se muestran resultados sobre las prestaciones del mecanismo completo, así como una comparación con las prestaciones obtenidas con el estándar IEEE 802.11, tanto en su versión básica como en la extensión con QoS.

A lo largo de todo el capítulo se va a mantener el modelo simplificado (*Protocol Model* en Anexo A) empleado en el capítulo anterior, en el que la conectividad está directamente determinada por la distancia Euclídea entre los respectivos terminales (asumimos que cuando dentro del área de cobertura de un terminal sólo hay una transmisión, ésta siempre va a ser recibida correctamente y las transmisiones fuera del rango de cobertura

no contribuyen al nivel total de interferencia que un terminal sufre). Esto permitirá una descripción detallada de la estructura genérica, que deberá mejorarse posteriormente cuando se introduzcan otros factores no tenidos en cuenta ahora.

4.1. Acceso a los slots de datos: BIAS

Al comienzo de su trama virtual, cada terminal debe calcular el número de slots que requiere para dar servicio a sus conexiones activas. En función de las reservas existentes, determina cuántas asignaciones nuevas son necesarias, de acuerdo con el mecanismo que se describe posteriormente en §4.2.

Una vez que el terminal ha determinado cuántos recursos necesita para cada uno de sus posibles destinos dentro del conjunto de vecinos a 1 salto, NB , en primer lugar debe escoger los slots en los que puede transmitir en una situación libre de conflictos, evitando los problemas de terminal oculto y terminal expuesto. Gracias a la inclusión en el FI de cada terminal del flag PTP descrito en §3.1.3, puede determinarse un conjunto de slots $DISPONIBLES_{PTP,j}$ para cada uno de los potenciales destinos, con $j \in NB$, siempre y cuando cada uno de los vecinos disponga de un canal BCH activo en el que difunda su información de control.

A partir de cada uno de los conjuntos de slots $DISPONIBLES_{PTP,j}$, cada terminal elige de manera aleatoria los slots en los que va a transmitir. En el funcionamiento básico del protocolo, tal y como se describe en §3.1.3, una vez que el terminal transmisor ha escogido un slot, accede directamente transmitiendo en dicho slot durante la trama virtual siguiente, de acuerdo con el mecanismo RR-ALOHA.

A lo largo de todo este capítulo y los restantes, se va a emplear siempre la división de la trama en una subtrama de control, donde todos los terminales deben adquirir un slot BCH y una subtrama de datos, donde pueden establecer comunicaciones con cada uno de sus vecinos. Durante la subtrama de control, todos los terminales deciden cuáles son los slots en los que van a intentar transmitir en la siguiente subtrama de datos. Se trata de un clásico esquema de contienda y reserva, en el que los terminales acceden de manera aleatoria en alguno de los slots que consideran disponibles y tras una trama, si la transmisión ha sido exitosa consolidan la reserva del slot para las tramas siguientes gracias a la señalización distribuida en el BCH. Por lo tanto, dado que diferentes terminales pueden aleatoriamente elegir los mismos slots disponibles, pueden darse colisiones en dichos slots, lo que reduce las prestaciones del mecanismo

de acceso. La señalización distribuida por los destinatarios de las transmisiones permite detectar estas colisiones en la trama virtual siguiente, de tal manera que los terminales transmisores reintentarían el acceso en tramas sucesivas, bien en el mismo slot o en algún otro de los $DISPONIBLES_{PTP}$.

En situaciones de alta carga, con pocos slots disponibles, este comportamiento puede dar lugar a una situación de colisiones persistentes en la que ningún terminal consigue adquirir recursos a pesar de la aparente disponibilidad. El problema podría resolverse en parte mediante un mecanismo de backoff que aleatorizase aún más el acceso tras una colisión, de tal modo que durante un cierto número de tramas el terminal transmisor i no pudiese asignar slots entre los $DISPONIBLES_{PTP,j}$ para transmitir a j . En principio, la restricción no tendría por qué afectar a las asignaciones hacia otros destinos, puesto que el conjunto de slots disponibles puede ser distinto. Aun así, este mecanismo puede introducir retardos innecesarios en el acceso a los datos que pueden ser importantes según los requerimientos de QoS de las aplicaciones implicadas.

Aprovechando la capacidad del BCH para distribuir eficientemente información de control entre los vecinos a un salto, pueden plantearse mecanismos más avanzados con objeto de limitar las colisiones derivadas de la contienda por los slots y proporcionar una reserva asegurada de los recursos en el menor tiempo posible. Proponemos un método de acceso basado en la petición del recurso en lugar del acceso directo, denominado BIAS (*Book In Advance Scheme*), en el que va a emplearse dicho slot BCH para señalar la petición de la reserva antes del acceso [Gállego y otros, 2005c]. El objetivo de este mecanismo es que cada receptor pueda decidir, en función de las peticiones recibidas en los distintos BCHs, a quién concede la reserva, de tal manera que cuando el transmisor reciba la confirmación de la reserva, sepa que puede transmitir en ese slot libre de colisiones.

Este esquema permite reducir la componente aleatoria del acceso directo por los slots en la fase de contienda, de manera que cuando varios terminales compiten simultáneamente por un mismo slot, puede garantizarse que al menos uno de ellos va a conseguir el recurso y no va a desperdiciarse como consecuencia de las colisiones. Además, mediante el uso de prioridades, puede introducirse cierto grado de control para determinar cuál es el terminal que reserva finalmente el recurso.

4.1.1. Esquema de pre-reserva de slots

En primer lugar, definimos un estado nuevo dentro del FI, *ACCEDIENDO*, además de los ya utilizados *LIBRE* y *OCUPADO*. De cara a determinar la disponibilidad de recursos, todos aquellos slots que estén marcados como *ACCEDIENDO*, se tratarán de manera análoga a los slots *OCUPADOS*. Es decir, un slot se considera *RESERVADO* para nuevos accesos broadcast si está marcado como *OCUPADO* o *ACCEDIENDO* en alguno de los FIs recibidos.

Del mismo modo, si el flag PTP del FI de los terminales vecinos está desactivado y el terminal destino de la potencial comunicación marca el slot *LIBRE* en su FI, dicho slot estará disponible para establecer una comunicación punto a punto.

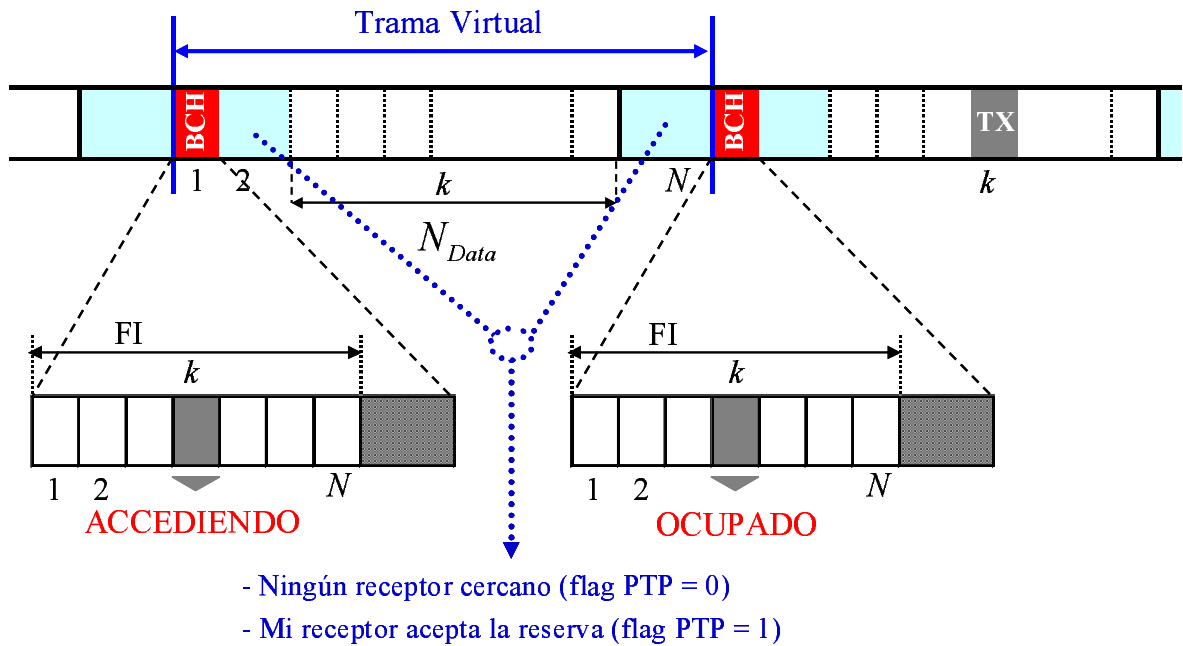


Figura 4.1. Estructura de trama. Esquema de reserva de recursos.

Cuando el terminal i elige un slot para transmitir al terminal j dentro del conjunto de $DISPONIBLES_{PTP,j}$, lo marca en su FI con el estado *ACCEDIENDO*. Incluye además su identidad, $id_{TX} = i$, y la identidad del terminal receptor, $id_{RX} = j$. Esta última no es necesaria en el funcionamiento básico RR-ALOHA, asumiendo que la dirección destino se encontrará en el propio paquete de datos recibido, pero su inclusión es totalmente necesaria para el funcionamiento de BIAS. El terminal i no transmite en el slot elegido dentro de la subtrama de datos siguiente, sino que espera una trama virtual

completa para comprobar, según la información recibida en los FIs de sus vecinos, cuál ha sido el resultado del intento de reserva. La figura 4.1 muestra un ejemplo sencillo del esquema temporal del mecanismo de reserva de recursos. A continuación se describe con detalle cómo un terminal verifica el resultado de un intento de reserva.

Para entender cómo el terminal i lleva a cabo esta verificación, es necesario saber cómo los terminales actualizan su FI, no sólo comprobando si reciben o no información en cada uno de los slots, sino también teniendo en cuenta el **contenido** de todos los FIs recibidos de cada uno de sus vecinos.

Actualización de la Información de Trama - FI

Cada terminal, una vez que ha transmitido su FI en el slot BCH correspondiente, reinicializa todos los valores del mismo y comienza a construir un nuevo FI, que se irá completando a lo largo de toda la *trama virtual*, hasta llegar al mismo slot BCH de la trama siguiente.

En el modo básico de funcionamiento (RR-ALOHA), esta actualización se realiza directamente slot a slot del modo siguiente (§3.1.1):

- Si en un slot no se decodifica ningún paquete, el slot se marca como *LIBRE*.
- Si se decodifica un paquete, el slot se marca *OCUPADO* y se incluye la identidad del terminal transmisor, id_{TX} .

Esta actualización ya presenta de partida una limitación importante: en el caso de las comunicaciones punto a punto, un terminal j que no es destino de ninguna comunicación en un slot dado, puede estar recibiendo de manera continuada varias comunicaciones concurrentes en ese mismo slot, de tal modo que sufre una colisión y al no poder decodificar ningún tipo de información marca el slot como *LIBRE*. Realmente, no se trata de una colisión de *acceso* o de una colisión *emergente* como las vistas en §3.1.1, si no de una colisión permanente que en sí misma no supone ningún conflicto, porque el terminal j no está interesado en recibir la información de ninguno de los transmisores implicados.

Sin embargo, marcar el slot como *LIBRE* puede tener implicaciones negativas, puesto que un potencial transmisor que quisiera establecer un enlace con el terminal j podría considerar el slot como disponible cuando realmente, si se realizara la transmisión, j no podría decodificarla. En la figura 4.2 se muestra un ejemplo de esta situación conflictiva.

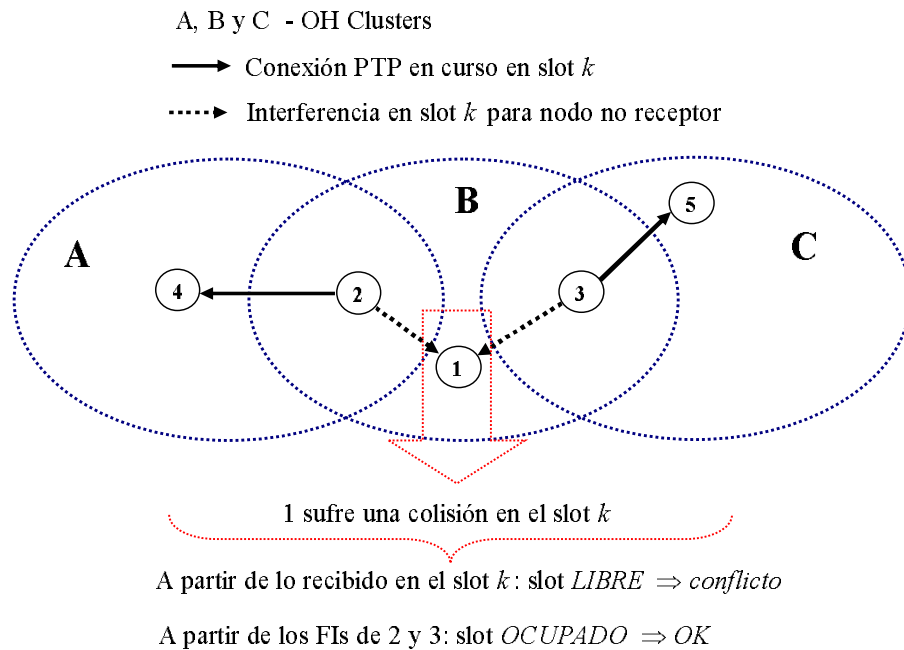


Figura 4.2. Ejemplo de colisión en un nodo no receptor.

Este problema puede solucionarse utilizando la información recibida en los FIs de cada uno de los terminales vecinos durante la última *trama virtual* para actualizar el propio FI del terminal j justo antes de su transmisión (figura 4.2). En este caso, en un slot en el que el terminal j está sufriendo una colisión, éste puede comprobar mediante los FIs recibidos que varios terminales están transmitiendo en ese slot (un terminal l está transmitiendo si marca el slot “*OCUPADO* por $id_{TX} = l$ ”). De este modo, el terminal j puede marcar el slot como *OCUPADO* indicando que hay varios transmisores ($id_{TX} = -1$).

En el caso de emplear el esquema de pre-reservas BIAS, la actualización del propio FI a partir de la información contenida en los FIs recibidos es imprescindible, puesto que los terminales que solicitan recursos marcan en su FI los slots requeridos como *ACCEDIENDO*, pero no transmiten en esos slots hasta comprobar el resultado de la pre-reserva. Por lo tanto, un potencial receptor debe examinar los FI recibidos para comprobar las peticiones recibidas y decidir cuál de ellas va a aceptar y por tanto, va a incluir en su FI. Una vez que ha transcurrido una *trama virtual*, justo antes de transmitir el FI que ha ido construyendo a lo largo de la misma, el terminal j realiza las siguientes actualizaciones **para cada uno de los slots de la trama** en función de los FIs recibidos:

1. En caso de haber decodificado correctamente un paquete, el terminal j comprueba según el FI del terminal transmisor l si la transmisión continúa en la trama siguiente, observando si el slot sigue marcado como “OCUPADO por l ” en el FI de l . Si allí l ya no marca el slot como “OCUPADO por l ” es que ya no va a transmitir en él durante la trama siguiente y deja el slot. En este caso pueden darse dos situaciones distintas:
 - Si el destino del paquete es el terminal j , no se realiza ninguna modificación en el FI, puesto que la recepción del mismo supone el ACK de la última transmisión para el terminal l y por tanto es necesario que el terminal j siga marcando el slot “OCUPADO por l ” con el flag PTP activo.
 - Si el terminal j no es el destino, marca el slot como *LIBRE*, puesto que ya no va a haber más transmisiones en ese slot. Si no se realizase esta modificación, el slot acabaría marcándose *LIBRE* en la siguiente *trama virtual*, pero esta actualización permite que otros terminales que deseen establecer una transmisión con j puedan ver el slot disponible una trama antes.
2. En caso de haber sufrido una colisión, el terminal j comprueba si según los FIs recibidos, hay varios terminales que están transmitiendo en ese slot. En tal caso, marca el slot “OCUPADO por varios transmisores” ($id_{TX} = -1$). Si según los FIs sólo continúa una transmisión y j no es el destino de la misma, lo marca *OCUPADO* por el transmisor correspondiente (si el terminal j es el destino no puede mandar el ACK, ya que no ha recibido el paquete correctamente). Finalmente, si no continúa ninguna, lo marca como *LIBRE* igual que en 1.
3. Si tras las actualizaciones realizadas anteriormente el terminal j marca el slot como *LIBRE*, debe comprobar si se ha realizado alguna pre-reserva por dicho slot. El terminal j puede recibir varias peticiones por el slot, independientemente de que sólo un subconjunto de las mismas vayan dirigidas a él concretamente como destinatario, es decir, con $id_{RX} = j$. En tal caso debe elegir una única entre todas ellas de acuerdo con un criterio previamente establecido y coherente con el resto de terminales. Una vez escogida una petición, el terminal j marcará el slot como *ACCEDIENDO*, indicando el mismo id_{TX} e id_{RX} que aparecen en la petición del transmisor. Además, si $id_{RX} = j$, activará el flag PTP de ese slot.

En cuanto al criterio de selección, existen distintas posibilidades: la primera y más directa es considerar la primera petición que se recibe e ignorar las siguientes. Esta

opción, al igual que otras que llevaran a cabo la decisión a partir de valores no aleatorios como las direcciones fuente o destino, pueden funcionar, pero presentan el problema de que no son *justas* y pueden favorecer siempre a unos terminales frente a otros. Para solventar esta limitación, se puede incluir un número aleatorio en cada FI que cambie trama a trama, de manera que se elija aquella petición con mayor o menor número aleatorio de entre las recibidas.

Comprobación del resultado de las pre-reservas

Transcurrida una *trama virtual*, un terminal i que ha realizado una pre-reserva por un slot k determinado, tiene que verificar el resultado de dicho intento para saber si puede transmitir en una situación libre de conflictos en el slot k . Una reserva se considerará exitosa si se cumple que:

- a) El slot k está marcado como “*ACCEDIENDO* por el nodo i ” en el FI del destinatario, con el flag PTP activado.
- b) El flag PTP de dicho slot está a 0 en los FIs del resto de terminales.

En cualquier otro caso, la reserva se considera fallida y deberá reintentarse, si siguen demandándose recursos, en otro slot disponible. Si la reserva ha concluido satisfactoriamente, el transmisor i puede señalar el slot k como “*OCUPADO* por el nodo i ” en el FI de su siguiente BCH, estando en condiciones de transmitir, libre de colisiones, en la siguiente subtrama de datos.

La figura 4.3 muestra un ejemplo sencillo del funcionamiento del mecanismo de reserva. Se trata de un escenario con 6 nodos pertenecientes a 4 OH-clusters (grupo de terminales que se encuentran dentro de la misma área de cobertura), en el que los terminales 3 y 5 observan el slot k como disponible para establecer conexiones punto a punto con los terminales 4 y 6 respectivamente. En el caso del terminal 3, a pesar de que el slot está *RESERVADO* debido a la transmisión del terminal 2, puesto que el terminal 4 marca el slot *LIBRE* y no hay ningún receptor en las cercanías del terminal 3, el slot se considera *DISPONIBLE_{PTP4}*. El terminal 5 directamente observa el slot *DISPONIBLE*. Los dos terminales deciden intentar la reserva del slot k y marcan el slot *ACCEDIENDO* en su FI. **Asumamos que el terminal 4 recibe los FIs de los terminales 3 y 5 antes de transmitir el suyo.**

4.1. Acceso a los slots de datos: BIAS

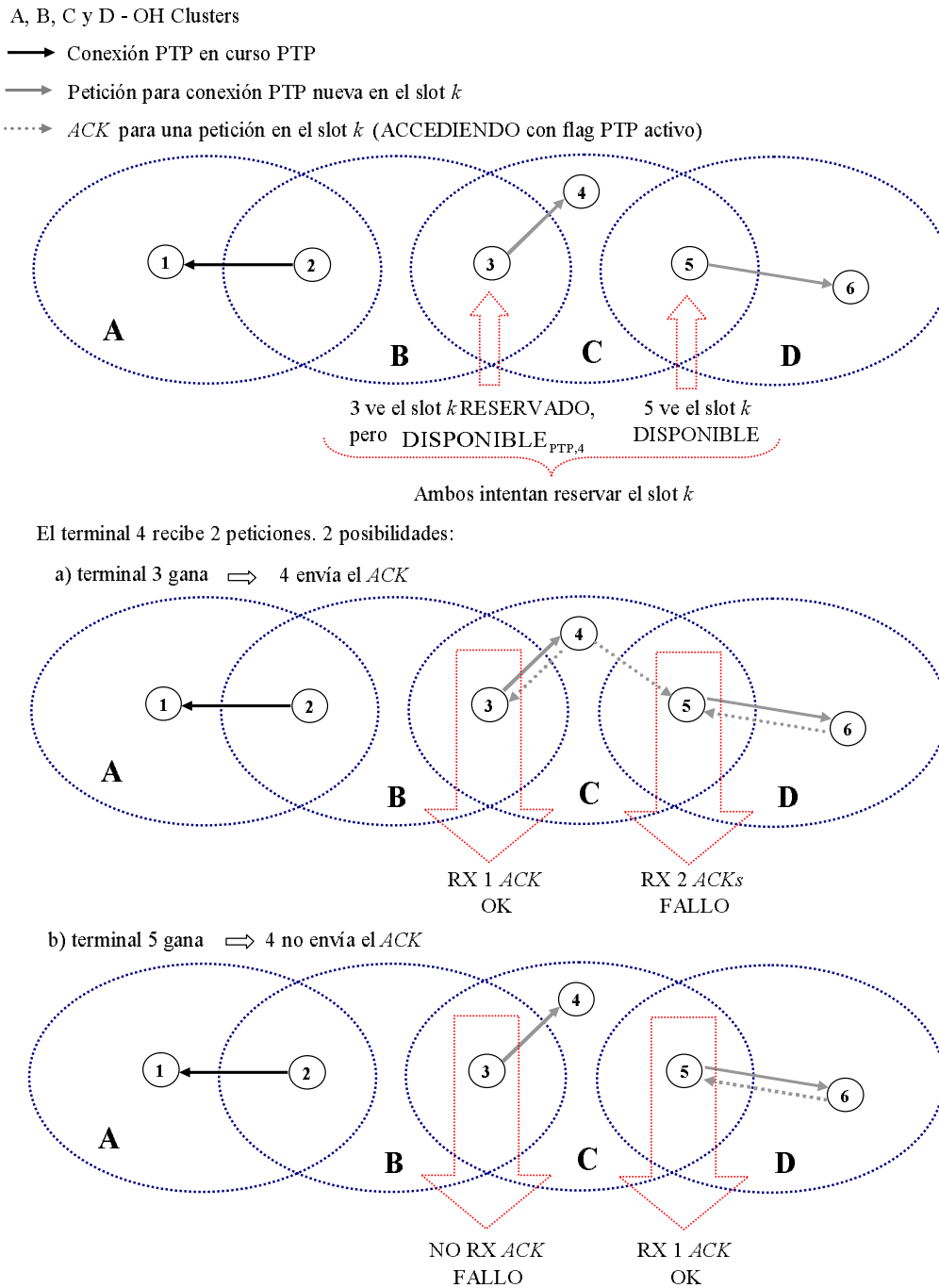


Figura 4.3. Ejemplo del proceso de reserva de slots PTP mediante el esquema BIAS.

Puesto que el terminal 6 sólo recibe la petición del terminal 5, siempre contestará favorablemente a la pre-reserva de éste, marcando el slot como “*ACCEDIENDO* por el nodo 5” con el flag PTP activado. Por otro lado, el terminal 4 recibe dos peticiones por el mismo recurso, una de ellas dirigida específicamente a él mismo. Según el criterio establecido, puede decidir que concede la reserva al terminal 3 ó al 5. Vamos a analizar los dos casos de manera independiente:

1. **Gana la reserva el terminal 3:** En este caso, 4 contestará en su FI marcando el slot k como “*ACCEDIENDO* por el nodo 3” con el flag PTP activado. El nodo 3 recibe el reconocimiento a la pre-reserva por parte de 4 y por tanto considera el slot reservado en firme para transmitir en la siguiente trama virtual. Por otro lado, 5 además de recibir el reconocimiento de su destinatario 6, (cumpliendo la condición a) de 4.1.1) recibe también el FI de 4 con el flag PTP activado en el slot k (no cumpliendo la condición b)). Por lo tanto, el intento de pre-reserva falla y 5 deberá reintentar la reserva en otro slot disponible.
2. **Gana la reserva el terminal 5:** Ahora, 4 contestará en su FI marcando el slot k como “*ACCEDIENDO* por el nodo 5” con el flag PTP desactivado. En este caso, el nodo 3 no recibe el reconocimiento por parte de 4 y por tanto la reserva falla. En cambio, 5 recibe el reconocimiento de su destinatario 6, y no recibe en el resto de FIs ningún otro flag PTP activado en el slot k , por lo que su reserva es exitosa y podrá transmitir en la siguiente trama virtual.

En este razonamiento hemos considerado que 4 recibe las peticiones de 3 y 5 antes de transmitir su propio FI. En caso de transmitir su FI tras una de las dos peticiones, el problema se simplifica, puesto que el segundo transmisor, al ver el slot k marcado como *ACCEDIENDO* en el FI de 4, no lo considera como disponible para establecer una comunicación punto a punto y directamente no realiza la pre-reserva en ese slot.

Validez del método

Asumamos que un conjunto $T = \{nt_1, nt_2, \dots, nt_{N_T}\}$ de N_T terminales transmisores observan un slot dado como disponible para establecer comunicaciones punto a punto con otro conjunto $R = \{nr_1, nr_2, \dots, nr_{N_R}\}$ de potenciales receptores, con $N_T \geq N_R$, puesto que varios terminales transmisores pueden intentar establecer una comunicación con el mismo terminal receptor.

4.1. Acceso a los slots de datos: BIAS

Consideramos que los N_T terminales transmisores envían su petición en el FI antes de que ninguno de los N_R receptores contesten en el suyo. En el caso de que el FI de uno de los receptores nr_k se transmitiese antes que el de un subconjunto de los transmisores, todos aquellos transmisores pertenecientes a dicho subconjunto y vecinos de nr_k , observarían el slot marcado como *ACCEDIENDO* por nr_k . Por lo tanto, ya no considerarían el slot disponible y no intentarían la reserva en el momento de enviar su FI, reduciendo el conjunto T de terminales que intentan acceder. Por otro lado, los transmisores que no son vecinos de nr_k seguirían viendo el slot disponible y podrían acceder a él, pero precisamente por no ser vecinos de nr_k , cualquier transmisión de estos nodos no afectaría a la decisión de nr_k .

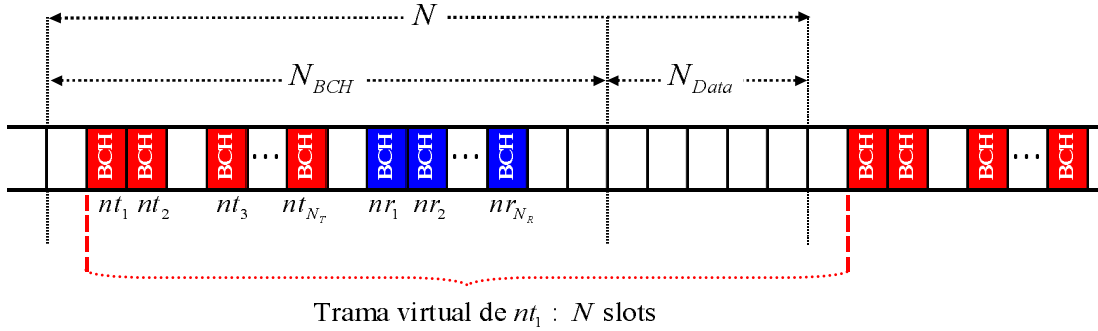


Figura 4.4. Ejemplo de estructura de trama incluyendo los slots BCH de los conjuntos de terminales transmisores N_T y receptores N_R .

Cada terminal verifica el resultado de su intento de reserva al cabo de una *trama virtual*, medida desde que realiza la petición en su FI. En la figura 4.4 se observa que el terminal nt_1 realiza la primera petición. Transcurrida una trama virtual desde la petición de nt_1 , el resto de transmisores han enviado sus pre-reservas en los FIs correspondientes, y los N_R receptores han contestado en sus FIs concediendo las reservas a unos u otros transmisores. De este modo, si nt_1 verifica que la reserva ha sido exitosa, marcará el slot como “*OCUPADO* por nt_1 ” y transmitirá en el slot reservado en la subtrama de datos siguiente. Si por el contrario la reserva ha fallado, nt_1 intentará realizar una nueva reserva, pero no para el mismo slot de datos, puesto que si la reserva ha fallado es porque o bien el receptor de nt_1 marca el slot como *ACCEDIENDO* por otro transmisor, o bien algún otro receptor ha activado el flag PTP, de modo que en ninguno de los dos casos el slot estará *DISPONIBLE_PTP* hacia el receptor de nt_1 . De esta manera, el segundo FI transmitido por nt_1 no va a influir en los resultados de las pre-reservas realizadas por el resto de transmisores y es posible realizar el análisis del proceso de reserva teniendo en cuenta solamente los FIs transmitidos en la trama

virtual que comienza con la transmisión de la primera petición, en este caso de nt_1 . Podemos concluir que:

1. **No pueden producirse colisiones en una situación estática en la que todos los terminales poseen un slot BCH fijo en el que transmiten su FI.**

Denominamos *reconocimiento* al envío por parte de un receptor en su FI de la información *ACCEDIENDO* con el flag PTP activado. Consideremos un enlace ($nt_i \rightarrow nr_j$).

- Si nt_i no recibe el reconocimiento por parte de nr_j , es porque nr_j ha concedido la reserva a algún otro terminal nt_l que puede transmitir en ese slot. Si nt_i transmitiera, podría haber una colisión en nr_j , por lo que nt_i no considera correcta la reserva.
- Si nt_i recibe el reconocimiento de algún otro receptor $nr_l \neq nr_j$, aunque reciba también el reconocimiento de nr_j no puede considerar exitosa la reserva. El hecho de que nr_l envíe su reconocimiento, implica que espera recibir en ese slot. Si nt_i transmitiera, nr_l podría sufrir una colisión.
- Si nt_i recibe solamente el reconocimiento de nr_j , es que éste es el único terminal vecino de nt_i que va a recibir en ese slot, y que además nr_j no va a recibir ninguna otra transmisión por parte de ningún terminal. Por lo tanto no puede haber colisión y nt_i puede transmitir en una situación libre de conflictos.

2. **Cuando se producen varios intentos de reserva simultáneos por el mismo slot k , al menos uno de ellos siempre resulta exitoso.**

Cualquier terminal i del conjunto R de receptores implicados ($1 \leq i \leq N_R$), recibirá un subconjunto $T_i \subset T$ de peticiones de los transmisores que son vecinos a 1 salto del receptor.

Del mismo modo, posteriormente todo terminal i del conjunto T de terminales transmisores ($1 \leq i \leq N_T$) recibirá un subconjunto $R_i \subset R$ de respuestas de los receptores que son vecinos a 1 salto del transmisor.

Independientemente del criterio elegido (orden de llegada de las peticiones, dirección de los transmisores, número aleatorio asociado a la petición del transmisor), todas las peticiones de los N_T terminales deben poder ordenarse de tal modo que

dos receptores cualesquiera que reciben las mismas peticiones, elijan la misma de manera unívoca. Por simplicidad de notación, vamos a emplear el orden de llegada como criterio de clasificación, de tal manera que las peticiones pueden ordenarse $nt_1 < nt_2 < \dots < nt_{N_T}$ de modo que el terminal nt_1 gane siempre a cualquier otro terminal transmisor y el terminal nt_{N_T} no pueda ganar a nadie.

Dado un enlace $(nt_i \rightarrow nr_j)$, nt_i consigue la reserva si para **todos** los elementos del conjunto R_i de receptores vecinos de nt_i , se cumple que nt_i es el transmisor que gana la reserva. Es decir,

$$\forall nr_k \in R_i \text{ se cumple que } nt_i < nt_l \quad \forall nt_l \in T_k, l \neq i \quad (4.1)$$

Por lo tanto, siempre se va a cumplir que todos los elementos pertenecientes al conjunto R_1 de receptores vecinos de nt_1 , van a elegir a nt_1 , que seguro que va a ganar la reserva y va a establecer el enlace punto a punto.

Además nt_2 conseguirá la reserva, siempre que el destino de nt_1 no sea vecino de nt_2 ; nt_3 la conseguirá si ni el destino de nt_1 ni el de nt_2 son vecinos de nt_3 ; y así sucesivamente.

En resumen, el mecanismo de acceso BIAS no garantiza un scheduling óptimo, en el sentido de que no permite establecer el máximo número de enlaces posibles para una topología dada (figura 4.5) ya que trabaja con información local de manera distribuida, pero sí que consigue eliminar los problemas derivados de la contienda de los recursos, puesto que mientras haya recursos disponibles, permite que trama a trama se vayan estableciendo enlaces punto a punto, independientemente del número de terminales que compiten por ellos. En la figura 4.5 se muestra un ejemplo que ilustra cómo este mecanismo de reserva asegura que al menos siempre se va a establecer un enlace, pero no garantiza que se establezcan todos los posibles. En el ejemplo, el terminal 1 intenta establecer un enlace con el terminal 2 y los terminales 3 y 5 lo mismo con el terminal 4. Por tanto, el terminal 2 recibe dos peticiones (1 y 3) y el terminal 4 otras dos (3 y 5). Dependiendo de quién gane en cada caso pueden darse cuatro posibles situaciones: en el caso a) el terminal 2 manda el ACK al terminal 1 y el terminal 4 se lo manda al terminal 3. Así, fallan las reservas de 5 (no recibe ACK) y 3 (recibe dos ACKs) y se establece la del terminal 1. En el caso b) tanto 1 como 5 consiguen reservar exitosamente. En c), sólo el terminal 3 recibe su ACK y por tanto consigue la reserva. Finalmente, el caso d) es análogo al a): fallan las reservas de 1 (no recibe ACK) y 3 (recibe dos ACKs)

y se establece la del terminal 5. En todos los casos consigue establecerse al menos un enlace, pero el mecanismo no puede garantizar el mejor caso posible, correspondiente al establecimiento de dos enlaces (caso b).

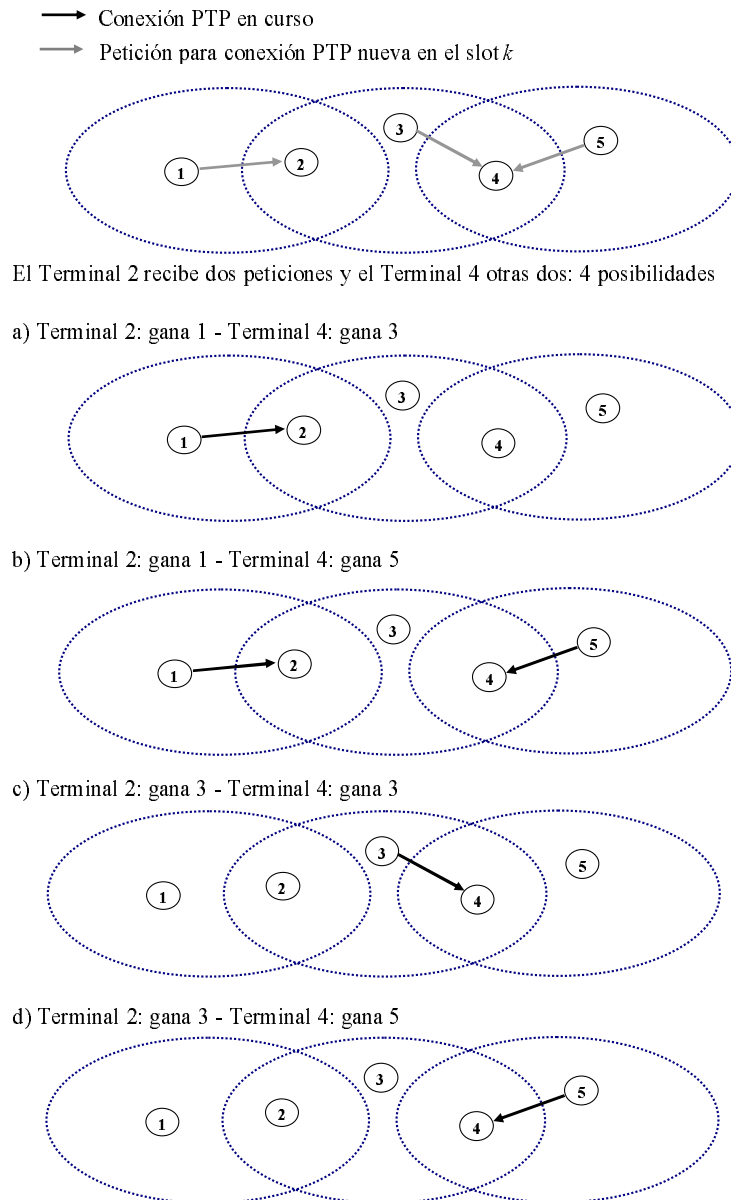


Figura 4.5. Ejemplo de distintas posibilidades en el establecimiento de reservas.

4.1.2. Prioridades en el nivel MAC. Diferenciación de servicios

Para poder proporcionar QoS extremo a extremo es necesario disponer de un mecanismo de diferenciación de servicios eficiente en el nivel de acceso al medio, que permita asignar recursos a las distintas aplicaciones en función de los requerimientos demandados por cada una de ellas. En el caso del estándar 802.11, la extensión con calidad de servicio del 802.11e para entornos distribuidos (modo EDCA) introduce mecanismos que permiten llevar a cabo la diferenciación de servicios, proporcionando mayores probabilidades de acceder al medio a los servicios más prioritarios. Sin embargo, debido al carácter aleatorio del mecanismo de acceso, no permite realizar reserva de recursos y por tanto, garantizar la QoS requerida extremo a extremo.

Gracias a la difusión de información de control que proporciona el protocolo ADHOC MAC, se ha propuesto un mecanismo distribuido de acceso a los recursos (BIAS) que permite realizar reserva de slots eliminando los problemas derivados de la contienda. La inclusión de información relacionada con la prioridad asociada a los slots parece una evolución clara del esquema de acceso BIAS para proporcionar QoS a través de la diferenciación de servicios en el nivel MAC.

Para llevar a cabo esta diferenciación de servicios, en primer lugar es necesario añadir un campo extra asociado a cada slot dentro del FI de cada terminal, que haga referencia a la prioridad con la que dicho slot **está reservado o se está intentando reservar**. De este modo, cada entrada del FI debe incluir información sobre el estado (*LIBRE*, *OCUPADO*, *ACCEDIENDO*); la identidad del transmisor (id_{TX}) y el receptor (id_{RX}); el flag PTP y la prioridad asociada a la reserva. Cuando se realiza un intento de reserva, debe especificarse la prioridad con la que desea reservarse dicho slot, que es además, la que determina el conjunto de slots disponibles sobre los que puede realizarse dicho intento.

Las prioridades dentro del esquema de reservas propuesto pueden emplearse con dos propósitos distintos:

- **Prioridades en el acceso:** Dentro del proceso de acceso a un slot que no está reservado en firme por ningún terminal, las prioridades permiten modificar el criterio de selección empleado por los receptores para decidir a quien conceden la reserva, de modo que elijan siempre primero entre las peticiones recibidas de mayor

prioridad. Este uso de las prioridades es una evolución directa del mecanismo de reserva descrito en §4.1.1.

- **Reasignación de recursos:** Además, dicho mecanismo puede extenderse de manera que en caso de que no existan recursos disponibles, un servicio de alta prioridad pueda, mediante la señalización oportuna, reservar un slot que ya está ocupado por otra u otras transmisiones menos prioritarias a costa de estas últimas.

En el caso de emplear **sólo prioridades en el acceso**, el conjunto de slots disponibles para establecer un enlace punto a punto hacia el terminal j con prioridad pr ($DISPONIBLES_{PTP,j,pr}$), estará formado por aquellos slots que cumplan estas dos condiciones:

1. El flag PTP está a 0 ó a 1 con estado *ACCEDIENDO* y prioridad menor que pr en todos los FIs recibidos.
2. El FI recibido del terminal destino marca el slot como *LIBRE* o *ACCEDIENDO* con prioridad menor que pr .

Si se desea emplear las prioridades **también para la reasignación de recursos**, el conjunto de slots $DISPONIBLES_{PTP,j,pr}$ se amplía, puesto que ahora puede intentarse la reserva en todos los casos que cumplan estas dos condiciones:

1. El flag PTP está a 0 ó a 1 con prioridad menor que pr en todos los FIs recibidos (tanto *ACCEDIENDO* como *OCUPADO*).
2. El FI recibido del terminal destino marca el slot como *LIBRE* o tiene una prioridad menor que pr (tanto *ACCEDIENDO* como *OCUPADO*).

En principio, para verificar la recepción correcta de los datos, un transmisor i debe comprobar que el terminal j marca el slot “*OCUPADO* por i ” con el flag PTP activo. Esta verificación puede fallar en ocasiones en las que el receptor j sufre una pérdida del slot por parte de un terminal más prioritario y tiene que incluir en su FI el identificador del transmisor asociado a esa nueva comunicación.

En la trama siguiente, el transmisor i es consciente de la pérdida del slot, pero no recibe el reconocimiento del último paquete recibido correctamente, por lo que intentaría retransmitirlo innecesariamente. Para evitar esta retransmisión, puede añadirse

otro campo adicional de reconocimiento (*ACK*) en cada entrada del FI que indique, independientemente de que la reserva se haya perdido para las tramas siguientes, la recepción correcta de la última transmisión.

El uso de prioridades modifica el proceso de actualización del FI de un terminal a partir de los FIs recibidos de los vecinos a 1 salto, así como la comprobación del resultado de las pre-reservas descritos en §4.1.1 del siguiente modo:

Actualización de la Información de Trama - FI

Analizando los FIs recibidos, el terminal j puede detectar que existen varias transmisiones en curso (slot *OCUPADO*) con distintas prioridades y varias peticiones de reserva (slot *ACCEDIENDO*) también con distintas prioridades. A partir de toda esta información, debe incluir en su FI aquella más prioritaria. Para una misma prioridad, debe indicar que hay una reserva en firme antes que una pre-reserva. De este modo, **por orden decreciente de prioridades, desde $pr = pr_{max}$ hasta $pr = pr_{min}$** , realiza las siguientes comprobaciones para cada slot:

1. Comprueba si uno o varios terminales están transmitiendo en ese slot con prioridad pr . Si existe un único transmisor i , marca el slot “*OCUPADO por i* ”, indicando la prioridad pr , y si el terminal j es el destino de la comunicación, con el flag PTP activado. Si existen varias reservas firmes con prioridad pr , marca el slot “*OCUPADO por varios transmisores*” con prioridad pr y con el flag PTP desactivado, puesto que con varias transmisiones simultáneas, aunque alguna fuera para él, va a sufrir una colisión en ese slot.
2. Si ningún terminal está transmitiendo con prioridad pr en ese slot, debe comprobar si se ha realizado alguna pre-reserva con prioridad pr por dicho slot. En caso de que existan varias peticiones con la misma prioridad, debe elegir una única entre todas ellas de acuerdo con el criterio previamente establecido, al igual que en §4.1.1, y marcar el slot como *ACCEDIENDO* indicando la prioridad pr y el flag PTP activado si j fuera el destino.
3. Si no existe ninguna pre-reserva con prioridad pr , repite el mismo proceso con la prioridad inmediatamente inferior. En el caso de llegar a este punto con $pr = pr_{min}$, el slot se marca *LIBRE*.

Es posible que el terminal j hubiese decodificado correctamente un paquete destinado a él mismo en este slot, y que después de todo este proceso, debido a alguna petición más prioritaria, el FI no incluya la información correspondiente a dicha transmisión. Es en este caso cuando es necesario el uso del campo *ACK* introducido anteriormente que indicará al transmisor que, a pesar de haber perdido la reserva, el último paquete se recibió correctamente.

Comprobación del resultado de las pre-reservas

En §4.1.1 se ha mostrado que transcurrida una *trama virtual*, un terminal i que ha realizado una pre-reserva por un slot k determinado verifica que la reserva es exitosa si se cumple que el slot k está marcado como “*ACCEDIENDO* por el nodo i ” en el FI del destinatario, con el flag PTP activado y además el flag PTP de dicho slot está a 0 en los FIs del resto de terminales.

En el caso de emplear prioridades, debe verificarse también que ningún terminal marca el slot como *ACCEDIENDO* con prioridad mayor que la reserva que se verifica y con $id_{RX} = i$, es decir, una pre-reserva de mayor prioridad dirigida al terminal transmisor i .

Además, para seguir garantizando la ausencia de conflictos, la verificación de la reserva no sólo debe realizarse antes de transmitir el FI, considerando la *trama virtual* que va desde un slot BCH hasta el siguiente, sino también justo antes de la transmisión de datos en el slot correspondiente.

La necesidad de esta comprobación se ilustra en la figura 4.6. Supongamos que el terminal 1 tiene una reserva firme (*OCUPADO*) o intenta reservar (*ACCEDIENDO*) el slot k para transmitir al terminal 2. En su FI, el terminal 2 contesta concediendo o confirmando la reserva a 1. A continuación, el terminal 3 observa que el slot k está reservado, pero con una prioridad menor que la que él demanda, por lo que realiza un pre-reserva para el slot k hacia el terminal 2. Transcurrida una *trama virtual*, 1 verifica antes de transmitir su FI que el FI de 2 confirma su reserva. A continuación, 2 envía su nuevo FI, en el que concede la reserva a 3. De este modo, 3 también confirma exitosamente su reserva al llegar su FI. En esta situación, tanto 1 como 3 creen que pueden transmitir sin conflictos en el slot k , lo cual llevaría a una colisión y la pérdida de las reservas. En cambio, si al llegar el slot k , ambos terminales verifican de nuevo su reserva, el terminal 1, que ya dispone de la información actualizada de 2, se da cuenta de que ha perdido su reserva y no transmite, evitando así la colisión.

4.1. Acceso a los slots de datos: BIAS

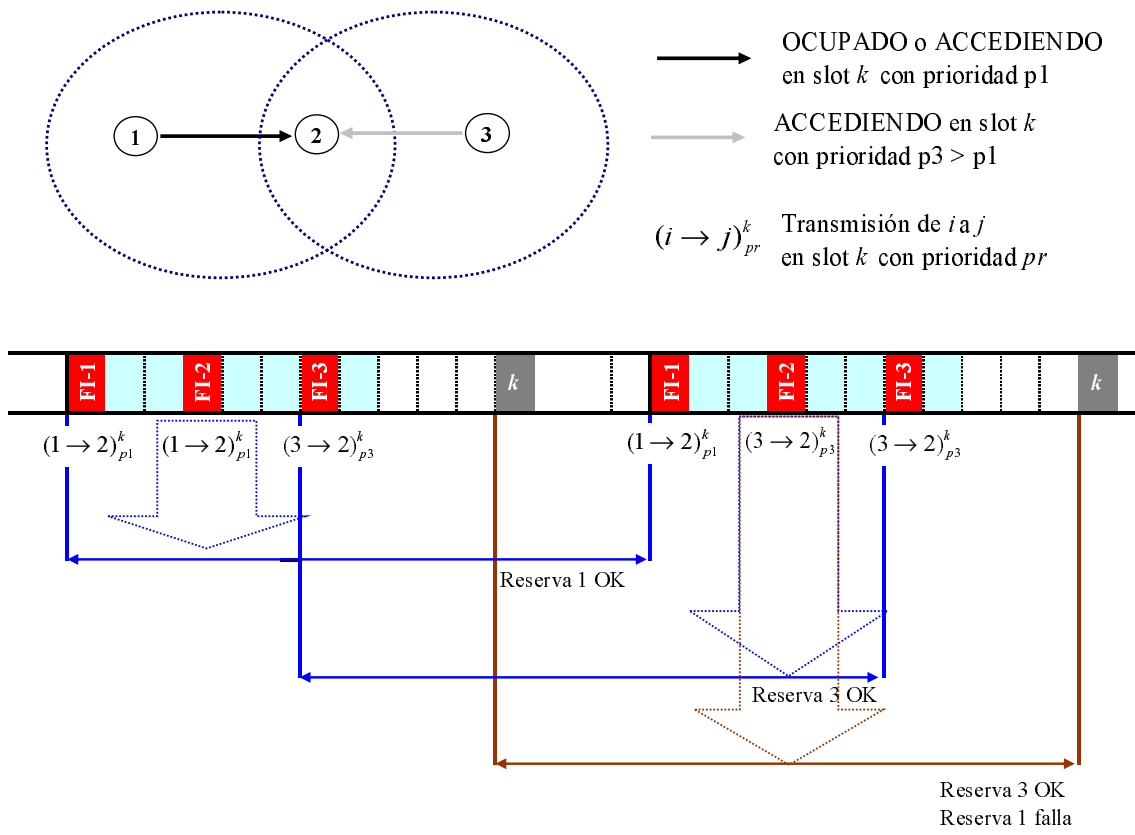


Figura 4.6. Verificación de reservas en un escenario con prioridades.

4.1.3. Resumen sobre la disponibilidad de recursos

Cada vez que un terminal i envía su slot BCH con la información actualizada del FI, señala en éste cómo ha resuelto los posibles conflictos de reservas, cómo ha visto ocupados los slots durante la última *trama virtual* y sus propias reservas confirmadas. Para un slot determinado k , denotamos su estado como la quintupla $FI_i^k = \langle st, id_{TX}, pr, PTP_F, id_{RX} \rangle$ (Tabla 4.1). Para hacer referencia a un subconjunto cualquiera de los cinco elementos, por ejemplo el estado y la prioridad, se usará la notación $FI_i^k[st, pr]$, es decir, $FI_i^k[st, pr] = \langle st, pr \rangle$.

Tabla 4.1: Estado del slot k visto por el nodo i , FI_i^k

st^a	id_{TX}	pr	PTP_F	id_{RX}	
LIBRE	-	-	0	-	...
OCUPADO	i	pr	0	j	i transmite en k
OCUPADO	$n \neq i$	pr	0	j	n transmite en k
OCUPADO	$n \neq i$	pr	1	i	i recibe en k
ACCEDIENDO	i	pr	0	j	i quiere transmitir a j en k
ACCEDIENDO	$n \neq i$	pr	0	j	n podrá transmitir a j en k^b
ACCEDIENDO	$n \neq i$	pr	1	i	i acepta la reserva de n en k

^a st = estado del slot, id_{TX} = nodo transmisor, pr = prioridad de la reserva, PTP_F = flag PTP, id_{RX} = nodo receptor.

^bEl nodo i puede haber resuelto un conflicto en la reserva de k (varios transmisores) a favor de n .

Resumiendo el proceso de reserva descrito en §4.1.1 y §4.1.2, un terminal i señala una reserva por el slot k hacia el terminal destino j en la trama virtual $m - 1$ tal y como se muestra en (4.2):

$$FI_i^k|_{VF=m-1}[st, id_{TX}, pr, id_{RX}] = [ACC, i, p, j] \quad (4.2)$$

Dicha reserva se confirmará en la trama m si el terminal destino j marca el slot *ACCEDIENDO* por el nodo i con el flag PTP activado y prioridad p ,

$$FI_j^k|_{VF=m-1}[st, id_{TX}, pr, PTP_F] = [ACC, i, p, 1] \quad (4.3a)$$

ningún otro terminal vecino a 1 salto de i tiene el flag PTP activado,

$$FI_n^k|_{VF=m-1} [PTP_F] = 0, \forall n \neq j, n \in NB_i \quad (4.3b)$$

y ningún otro terminal vecino a 1 salto de i intenta hacer una pre-reserva para transmitir a i con mayor prioridad que la propia reserva de i :

$$\nexists n \in NB_i : FI_n^k|_{VF=m-1} [st, pr, id_{RX}] = [ACC, p_n, i], p_n > p \quad (4.3c)$$

Como resultado, el BCH transmitido en la trama m incluirá la información relativa a la reserva efectiva (4.4), pudiendo finalmente transmitir los datos de usuario en el slot k de dicha trama dentro de la subtrama de datos, tras verificar de nuevo en el slot k que no ha perdido la reserva.

$$FI_i^k|_{VF=m} [st, id_{TX}, pr, id_{RX}] = [OCU, i, p, j] \quad (4.4)$$

Por otro lado, para poder determinar la disponibilidad de slots, con objeto de realizar los intentos de reserva necesarios según las demandas de los distintos servicios, el terminal i debe tener en cuenta la información recibida en todos los FIs de dicha *trama virtual*. A partir de dicha información, puede determinarse el conjunto de slots en los que puede establecerse una nueva comunicación directamente (**Totalmente libres**) y también aquéllos en los que, en función de la prioridad de la nueva transmisión, puede reasignarse el slot a costa de otros intentos de acceso (**Reasignables sobre pre-reservas**) o de transmisiones activas (**Reasignables sobre reservas firmes**). La Tabla 4.2 muestra de manera compacta las condiciones que determinan el tipo de disponibilidad que presenta un slot, en función de la prioridad requerida y de la información recibida en los FIs de todos los vecinos.

Tabla 4.2: Disponibilidad sobre el slot k con prioridad p a partir de los FIs recibidos

	<i>DISPONIBLES</i> (Broadcast)	<i>DISPONIBLES_{PFP,j}</i> (Unicast, destino j)
Totalmente libres	$FI_l^k[st] = \text{LIBRE}$ $\forall l \in NB_i$	$FI_j^k[st] = \text{LIBRE}$ $FI_l^k[PFP] = 0, \forall l \in NB_i$
Reassignables sobre pre-reservas	$\nexists n \in NB_i : FI_n^k[st] = \text{OCU}$ $\exists n \in NB_i : FI_n^k[st] = \text{ACC}$ $FI_l^k[pr] < p, \forall FI_l^k[st] = \text{ACC}$	$(FI_j^k[st] = \text{ACC} \wedge FI_j^k[pr] < p) \vee$ $(\nexists n \in NB_i : FI_n^k[PFP] = 1 \wedge FI_n^k[st] = \text{OCU}$ $\exists n \in NB_i : FI_n^k[PFP] = 1 \wedge FI_n^k[st] = \text{ACC}$ $FI_l^k[pr] < p, \forall (FI_l^k[PFP] = 1 \wedge FI_l^k[st] = \text{ACC}))$
Reassignables sobre reservas firmes	$\exists n \in NB_i : FI_n^k[st] = \text{OCU}$ $FI_l^k[pr] < p,$ $\forall FI_l^k[st] = \text{ACC} \vee \text{OCU}$	$(FI_j^k[st] = \text{OCU} \wedge FI_j^k[pr] < p) \vee$ $(\exists n \in NB_i : FI_n^k[PFP] = 1 \wedge FI_n^k[st] = \text{OCU}$ $FI_l^k[pr] < p, \forall (FI_l^k[PFP] = 1 \wedge FI_l^k[st] = (\text{ACC} \vee \text{OCU})))$

4.2. Gestión de recursos de acuerdo a la priorización de servicios

Una vez que se ha establecido el mecanismo de acceso al medio que permite llevar a cabo tanto la reserva de recursos evitando los problemas derivados de la contienda como la diferenciación de servicios mediante el uso de prioridades, es necesario considerar un esquema de gestión de recursos dentro de cada terminal, que permita evaluar en su conjunto la capacidad del nivel MAC para llevar a cabo esta diferenciación. Como ya se ha comentado al inicio del capítulo, es necesario tener en cuenta que, debido a la naturaleza multi-salto de las redes ad hoc, cada terminal puede demandar varias conexiones con distintos requerimientos con cada uno de sus vecinos (figura 4.7), no sólo porque el terminal desee establecer múltiples aplicaciones de manera simultánea, sino porque el protocolo de encaminamiento que opera por encima del nivel de acceso al medio determina que ese terminal debe actuar como nodo intermedio de otras aplicaciones.

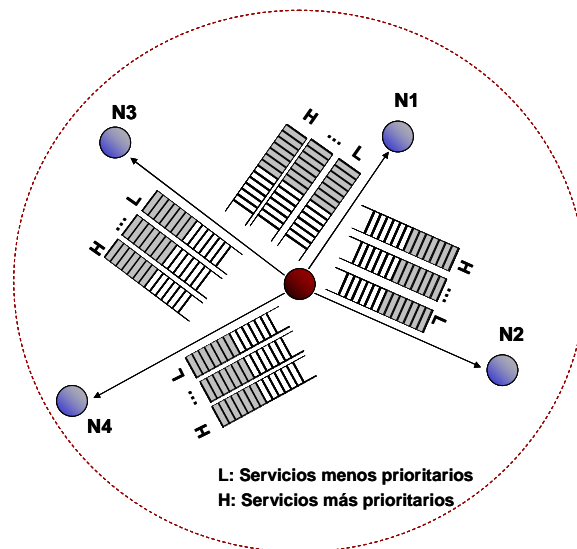


Figura 4.7. Estructura lógica del sistema de colas de un nodo.

En última instancia, el proceso de control de admisión de una nueva conexión debe realizarse extremo a extremo teniendo en cuenta la ruta completa que van a atravesar los paquetes. Puesto que esta tarea depende del protocolo de encaminamiento y de niveles superiores, no va a tenerse en cuenta en este análisis. De este modo, vamos a asumir que cada terminal tiene que dar servicio a múltiples conexiones independientes hacia sus distintos vecinos, sin evaluar ni cuál es el camino completo que deberían

seguir los paquetes ni si existen recursos suficientes para garantizar la QoS extremo a extremo. El objetivo es mostrar cómo un terminal, a nivel local, puede gestionar de manera eficiente todo el tráfico que tiene que cursar, puesto que ésta es la base que permite desarrollar soluciones en niveles superiores [Canales, 2007; Canales y otros, 2005, 2006a,b] para poder satisfacer las demandas de las distintas aplicaciones implicadas. Hemos visto en §4.1 que tanto la determinación de los slots disponibles, como los intentos de reserva de recursos y posterior verificación se realizan trama a trama justo antes de la transmisión del slot BCH asociado a cada terminal, que es indispensable para poder llevar a cabo toda la gestión de recursos en el nivel MAC. Durante la *trama virtual* que transcurre desde la transmisión de un slot BCH hasta el siguiente, cada terminal recopila la información de todos los vecinos que han transmitido su BCH en la trama anterior, así como la propia percepción del estado de los slots que él mismo observa. Es en este momento cuando se realiza todo el proceso de gestión de recursos de las distintas conexiones que mantiene el terminal, que puede dividirse en las siguientes fases: *Análisis del estado de las reservas actuales*, *Cálculo de las necesidades de nuevos recursos para cada enlace*, *Definición de la disponibilidad actual de recursos para nuevas demandas* y *Asignación ordenada (por prioridades) de los recursos y actualización de la información a transmitir en el FI*. Cada una de ellas se detalla a continuación.

Fase 1 *Análisis del estado de las actuales reservas:*

En primer lugar, el terminal ha de verificar el resultado de las pre-reservas realizadas en la trama anterior (§4.1.1). Además, debe comprobar si ha perdido alguna de las reservas firmes de las que disponía en la trama anterior como consecuencia de la reasignación de dichos slots por parte de terminales con mayor prioridad. Como resultado de esta fase, se dispone del número de slots reservados en firme para los distintos destinos con los que se cuenta para la subtrama de datos siguiente.

Fase 2 *Cálculo de las necesidades de nuevos recursos para cada enlace:*

En función del estado de las reservas y del volumen de tráfico existente (paquetes en cola), debe calcularse cuántos recursos nuevos son necesarios para cada prioridad. La priorización de los servicios se realiza de acuerdo a la cola en la que se encuentran dichos paquetes. Por simplificación en la notación de los algoritmos de gestión de recursos mostrados a continuación, se ha adoptado la definición de *LOW* y *HIGH* para las prioridades menor y mayor de un conjunto de prioridades potencialmente mayor. Además,

denotamos $news_n^{pr}$ al número de reservas nuevas que se requieren hacia el destino n con prioridad pr y $frees_n^{pr}$ al número de reservas que deben liberarse. Consideremos un nodo i que mantiene k enlaces activos (receptores $R_i \subset NB_i$, $|R_i| = k$). En ese caso, el algoritmo 4.1 muestra la implementación del cálculo de nuevos recursos necesarios. En caso de tener reservas en exceso en algún enlace, se liberan inmediatamente los recursos oportunos, aumentando así la disponibilidad para aquellos enlaces que lo necesiten. Igualmente, en un enlace específico, ante la necesidad de nuevas asignaciones de mayor prioridad, si existen recursos por liberar de prioridad menor, puede realizarse directamente un cambio de asignación, aprovechando la ventaja de tener una reserva efectiva, reduciendo el retardo introducido por el proceso de reserva de los recursos.

Fase 3 *Definición de la disponibilidad actual de recursos para nuevas demandas:*

En función de la información recibida en los FIs de los terminales vecinos y del estado de las propias reservas, puede obtenerse el grado de disponibilidad que presenta cada slot en función de la prioridad con la que se demande (§4.1.3). De este modo, puede establecerse una clasificación para cada par (*destino-prioridad*) identificando los slots **Totalmente libres**, los **Reasignables sobre pre-reservas** o los **Reasignables sobre reservas firmes**. Cuando posteriormente se realice la asignación de recursos, se emplearán en primer lugar aquellos slots totalmente libres y sólo después de que éstos se hayan agotado, se intentará reservar en los slots reasignables sobre pre-reservas. En función de si se desea emplear las prioridades sólo en el acceso o también para ocupar slots ya reservados en firme, podrían emplearse finalmente los reasignables sobre reservas firmes.

Fase 4 *Asignación ordenada (por prioridades) de los recursos y actualización de la información a transmitir en el FI:*

Una vez conocidas las necesidades finales de nuevos recursos y las disponibilidades de cada enlace, se seleccionan aleatoriamente los slots que sea posible de cada conjunto disponible. Considerando todos los parámetros de entrada de que se dispone se realiza, enlace a enlace, la asignación de recursos, por orden de prioridad. Con el algoritmo 4.2 se determina, para cada enlace ($i \rightarrow n$), las nuevas asignaciones necesarias $S_n^{ass,pr}$. A la hora de transmitir el FI en el BCH, dichas asignaciones se marcan como pre-reservas hacia los correspondientes destinos n , con la prioridad adecuada. Además, el FI debe incluir también las reservas que sigue manteniendo.

Algoritmo 4.1 Evaluación de las necesidades de asignación

for all $n \in R_i$ **do**
 $n_{pq,n}^{pr}$ = número de paquetes en cola de prioridad pr
 $n_{RT,n}^{pr}$ = número de slots reservados de prioridad pr
for $pr = HIGH$ to $pr = LOW$ **do**
 $news_n^{pr} = n_{pq,n}^{pr} - n_{RT,n}^{pr}$
if $news_n^{pr} < 0$ **then**
 $frees_n^{pr} = news_n^{pr}$
 $news_n^{pr} = 0$
end if
end for

Una vez determinados $news_n^{pr}$ y $frees_n^{pr}$ se pueden determinar los cambios directos de prioridad

for $pr = HIGH$ to $pr = LOW$ **do**
for $pr_2 = HIGH, pr_2 \neq pr, news_n^{pr} > 0$ to $pr_2 = LOW$ **do**
if $frees_n^{pr_2} > 0$ **then**
 $value = \min(frees_n^{pr_2}, news_n^{pr})$
 $news_n^{pr} = news_n^{pr} - value$
 $frees_n^{pr_2} = frees_n^{pr_2} - value$
 $changes_n^{pr,pr_2} = value$
end if
end for
end for

Utilizamos el valor de $changes_n^{pr,pr_2}$ para realizar el cambio de asignación que posteriormente habrá que indicar en el FI a transmitir en el BCH correspondiente. Igualmente, de acuerdo a los valores $frees_n^{pr}$ finales realizamos la liberación de recursos (con objeto de disponer, posteriormente, de dichos slots para nuevas asignaciones)

end for

Algoritmo 4.2 Asignación prioritaria de recursos

```

for  $pr = HIGH$  to  $pr = LOW$  do
  for all  $n \in R_i$  do
     $SRT_{i,n}^{pr,0}$  = slots Totalmente libres hacia  $n$ 
     $SRT_{i,n}^{pr,1}$  = slots Reasignables sobre pre-reservas hacia  $n$  con prioridad  $pr$ 
     $SRT_{i,n}^{pr,2}$  = slots Reasignables sobre reservas firmes hacia  $n$  con prioridad
       $pr$ 
     $S_n^{ass,pr} = \emptyset$ 
    for  $k = 0$  to  $k = 2$  do
      if  $[(news_n^{pr} == 0) \vee (SRT_{i,n}^{pr,k} == \emptyset)]$  then
        break  $\triangleright$  Parar si ya no tengo disponibles o no necesito más
      end if
      if  $[(pr == LOW) \wedge (k > 0)]$  then
        break  $\triangleright$  Parar si no puedo reasignar
      end if
       $S = news_n^{pr}$  slots aleatorios dentro de  $SRT_{i,n}^{pr,k}$ 
       $S_n^{ass,pr} = S_n^{ass,pr} \cup S$ 
       $news_n^{pr} = news_n^{pr} - |S|$ 
    end for
  end for
end for

```

4.3. Evaluación de prestaciones

A lo largo de esta sección vamos a evaluar distintos aspectos relacionados con las prestaciones de los enlaces de datos punto a punto y de los mecanismos de gestión de recursos explicados en este capítulo, empleando el *Protocol Model* descrito en el Anexo A que ya se ha utilizado a lo largo del capítulo anterior. Como ya se ha comentado en dicho capítulo, este modelo simplificado se utiliza habitualmente en el análisis de redes ad hoc, ya que permite estudiar los problemas básicos del diseño de protocolos. En el capítulo siguiente se analizará en detalle el impacto de modelos de propagación más realistas en las prestaciones obtenidas, así como las modificaciones oportunas para garantizar el correcto funcionamiento de las propuestas en dichos entornos.

En primer lugar, se muestra cómo el mecanismo de reserva de recursos BIAS mejora las prestaciones de un acceso basado en contienda directa por los recursos. A continuación se estudia la ganancia proporcionada por el reuso espacial que se obtiene de la solución del problema del terminal expuesto (gracias al uso del flag PTP descrito en §3.1.3) y su relación con la densidad de terminales en la red. Además, se muestran resultados acerca de la capacidad de diferenciación de servicios que proporciona el protocolo. Finalmente, se realiza un estudio comparativo con el IEEE 802.11, tanto en su versión básica como en la extensión de calidad de servicio, mostrando las ventajas de la propuesta tanto en lo referente a capacidad del sistema como respecto a la diferenciación de servicios.

4.3.1. Prestaciones del mecanismo de acceso BIAS

Para evaluar el comportamiento del mecanismo de acceso BIAS, se van a comparar sus prestaciones con las que se obtienen de la aplicación directa del mecanismo RR-ALOHA. En RR-ALOHA, una vez que se ha elegido de manera aleatoria un slot hacia el destino j a partir del conjunto de slots $DISPONIBLES_{PTP,j}$, el terminal accede directamente transmitiendo en dicho slot durante la trama virtual siguiente. Transcurrida una trama virtual desde el acceso, se detecta si la transmisión ha sido correcta. En caso afirmativo, el slot queda reservado durante las tramas siguientes. Si por el contrario el acceso es fallido, debe elegirse otro slot y acceder en la trama virtual siguiente. Como se ha comentado en §4.1, este mecanismo puede llevar a una situación de colisiones persistentes en la que ningún terminal consigue adquirir recursos a pesar de la aparente disponibilidad.

Típicamente, este problema de contienda por los recursos se resuelve mediante el empleo de un mecanismo de backoff que aleatoriza los intentos de acceso tras una colisión (ver §3.1.2). Por tanto, para no penalizar en exceso al mecanismo RR-ALOHA en la comparativa con BIAS, vamos a incorporar un algoritmo de backoff exponencial al modo de operación de RR-ALOHA similar al empleado en la evaluación del servicio broadcast en §3.1.2.

El funcionamiento del algoritmo es el siguiente: cuando un nodo detecta al menos una colisión en los distintos intentos de reserva que ha realizado durante una trama, elige un número aleatorio n_{CW} entre 1 y CW_{Data} . Dicho número n_{CW} representa el número de tramas durante las que el terminal no va a intentar acceder a ningún slot de datos. CW_{Data} es el tamaño de la ventana de congestión, cuyo valor inicial es 1. Cada vez que se produce una nueva colisión, CW_{Data} se duplica, siempre y cuando no supere el valor máximo de la ventana, $CW_{Data-max}$, caso en el que se fija $CW_{Data} = CW_{Data-max}$. Si durante una trama, todos los intentos de acceso a slots de datos que realiza un terminal son exitosos, CW_{Data} se inicializa de nuevo a 1.

Para evaluar las prestaciones de los distintos mecanismos de acceso, consideramos un escenario sin movilidad, en el que los terminales se generan dentro de la red según un proceso de Poisson con tasa de llegada Y [nuevos terminales/s], análogo al empleado en la evaluación del servicio broadcast en §3.1.2.3. Cada terminal activo permanece inmóvil en el sistema durante un tiempo exponencialmente distribuido con media L tramas, de modo que el producto $Y \cdot L$ define el número de usuarios en el sistema y de manera equivalente, el tráfico ofrecido por el servicio básico de broadcast. Del mismo modo que en el capítulo anterior, los terminales se posicionan aleatoriamente en una región cuadrada de 1 Km^2 con un radio de cobertura de $R = 100 \text{ m}$.

Bajo estas condiciones, cada terminal con un BCH activo genera conexiones punto a punto (PTP) de acuerdo a un proceso de Poisson con intensidad X [conexiones PTP/s]. El destino de cada conexión se elige aleatoriamente entre los vecinos de la fuente que también tengan un BCH activo. Cada conexión punto a punto tiene una duración de D tramas y genera un paquete por trama. El producto $X \cdot D$ define el número medio de conexiones activas que cursa cada terminal, de modo que el tráfico ofrecido total de datos punto a punto viene dado por el producto de $X \cdot D$ por el número de usuarios activos.

En todas las simulaciones va a emplearse una subdivisión de la trama con N_{BCH} slots para canales de control y N_{Data} slots para canales de datos. Puesto que el objetivo

es evaluar tanto las prestaciones del mecanismo de acceso a los datos como la capacidad de reuso del servicio punto a punto, se va a considerar una subdivisión estática, en la que el número de recursos dedicados a los datos, N_{Data} , esté controlado en todo momento. Se han realizado pruebas con distinto número de terminales en el sistema, lo que implica que el valor de N_{BCH} necesario para que todos los nodos puedan adquirir un canal de control puede variar. En todos los casos, se ha escogido un valor de N_{BCH} que garantiza el acceso de todos los terminales a un canal BCH. Para realizar la asignación de recursos cada terminal emplea los algoritmos descritos en §4.2.

En las pruebas que se presentan a continuación la longitud de las conexiones punto a punto se ha fijado en $D = 10$ tramas, mientras que el tiempo medio que cada terminal permanece en el sistema es $L = 500$ tramas. El número de slots de la trama de datos, N_{Data} , se ha elegido igual a 25. Se ha comprobado mediante simulación que la modificación de estos parámetros no afecta a las tendencias y, por tanto, a las conclusiones que se van a extraer.

Una vez que se ha adquirido un slot, en principio se mantiene reservado mientras existan paquetes en cola hacia ese destino. A pesar de que cada conexión dura 10 tramas, puesto que un nodo puede cursar múltiples conexiones hacia un mismo destino, puede suceder que una vez que se ha reservado un slot, éste se mantenga ocupado durante un número de tramas incontrolado. Para evitar esta situación, que puede producir repartos injustos del ancho de banda entre los distintos terminales, se ha limitado el número máximo de tramas consecutivas en las que se puede transmitir en el mismo slot a un valor de 50.

A continuación se muestran los resultados obtenidos con un número medio de 200 ($Y = 0,4$ nuevos terminales/trama) y 400 ($Y = 0,8$ nuevos terminales/trama) terminales en la red. En primer lugar, se ha estudiado la influencia del valor $CW_{Data-max}$ en las prestaciones del acceso RR-ALOHA. La figura 4.8 muestra la probabilidad de colisión en los paquetes de datos para distintos valores de $CW_{Data-max}$. Lógicamente, valores mayores de $CW_{Data-max}$ permiten aleatorizar más los intentos de acceso, reduciendo las colisiones derivadas de los mismos. Sin embargo, valores demasiado altos pueden introducir retardos excesivos en el acceso, que acaban reduciendo la capacidad global.

La figura 4.9 muestra la capacidad máxima conseguida con distintos tamaños de la ventana de congestión. Se observa que valores sobre 8 ó 16 tramas proporcionan los mejores resultados. Vamos a escoger $CW_{Data-max} = 8$ como referencia para comparar con BIAS.

4.3. Evaluación de prestaciones

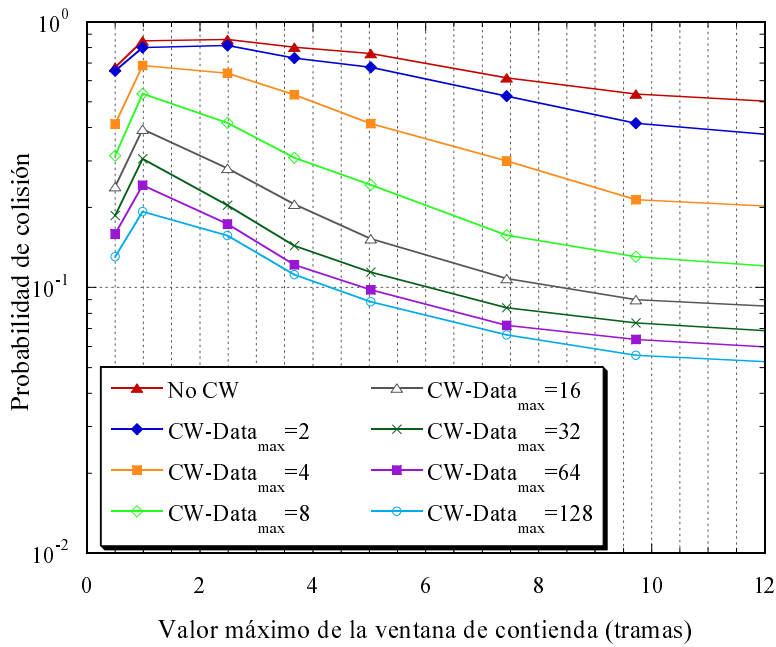
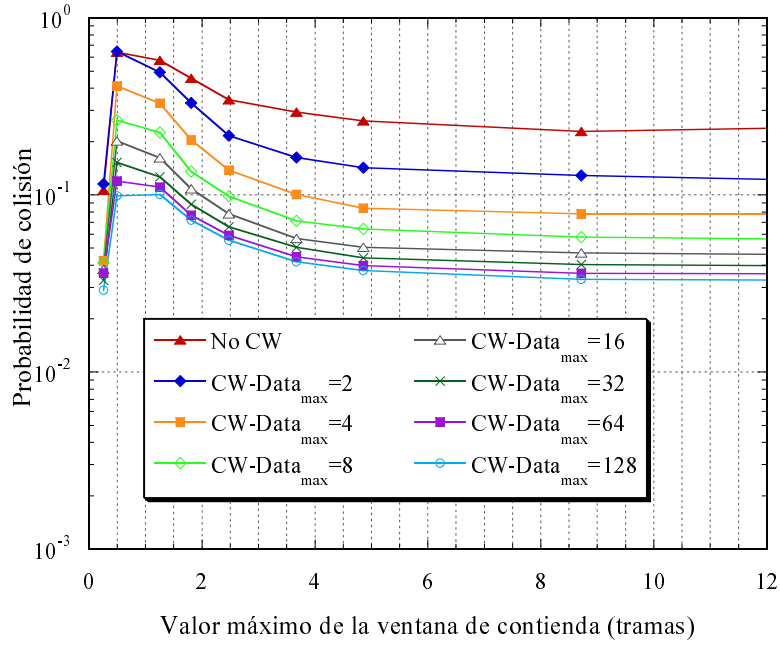


Figura 4.8. Probabilidad de colisión con RR-ALOHA para distintos valores de $CW_{Data-max}$.

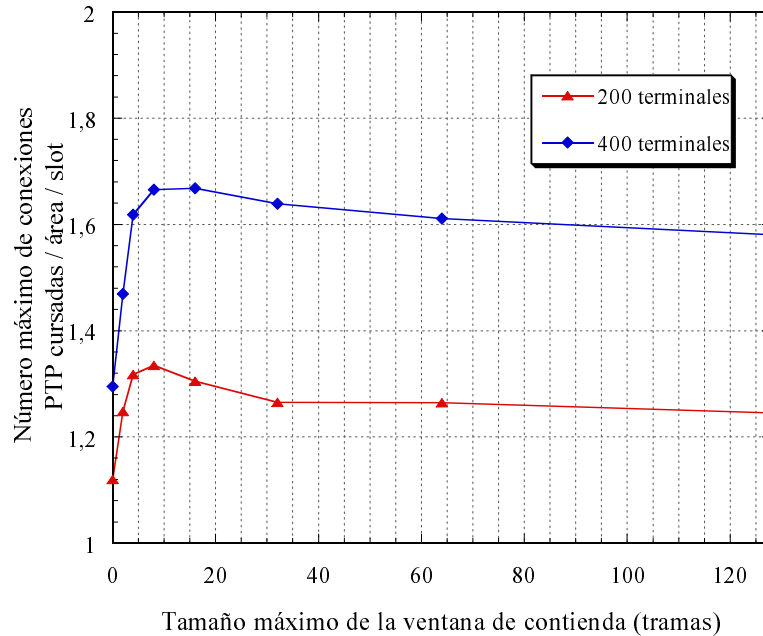
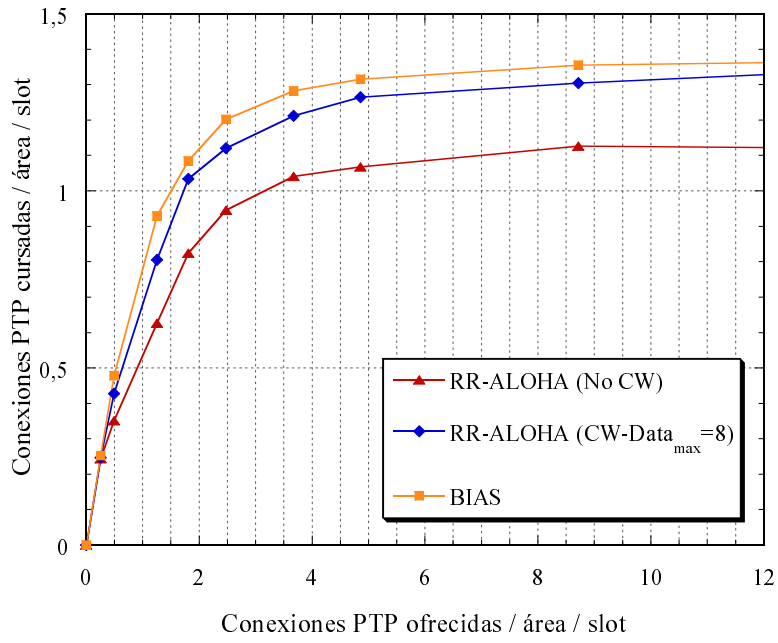


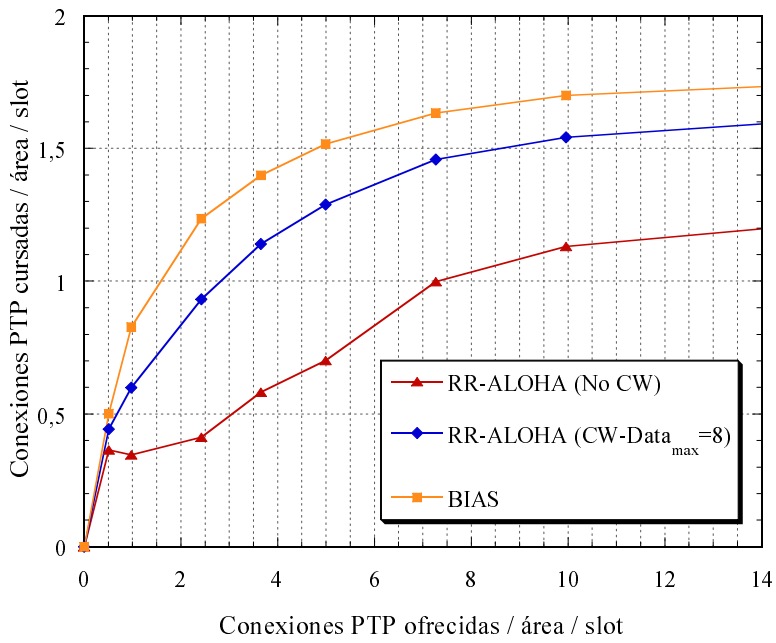
Figura 4.9. Reúso máximo del servicio punto a punto para distintos valores de $CW_{Data-max}$.

La figura 4.10 muestra el reúso conseguido con los distintos mecanismos de acceso. BIAS proporciona mejores prestaciones en los dos escenarios. La ganancia es especialmente importante con 400 terminales. Cuanto mayor es la densidad de terminales, existe más competencia por los recursos y por tanto, en mecanismos basados en contienda como RR-ALOHA es necesario más tiempo para acceder a los mismos. Este tiempo es el que repercute en la disminución del tráfico cursado. Además, en aplicaciones con requerimientos temporales de QoS, el retardo de acceso puede ser un factor limitante. En la figura 4.11 se presenta la probabilidad de éxito en el acceso en los mismos casos. En RR-ALOHA, se define un acceso como la transmisión del primer paquete de una conexión en un slot cuando éste todavía no está reservado. Por otro lado, un acceso en BIAS consiste en la petición de un slot dentro del FI enviado en el slot BCH. Se observa que con RR-ALOHA sin backoff, la probabilidad de éxito disminuye rápidamente conforme el tráfico ofrecido crece, estabilizándose en valores muy bajos que hacen que el tiempo de acceso aumente notablemente. El empleo de un algoritmo de backoff incrementa la probabilidad de éxito, a costa de aumentar el tiempo entre los distintos accesos. En cambio, con BIAS se consigue aumentar la probabilidad de éxito sin introducir retardo adicional en el acceso. Esto es debido a que mediante este esquema de acceso se garantiza que cuando hay varios intentos de reserva simultáneos por el mismo recurso al menos uno siempre se lleva a cabo con éxito, tal y como se justifica en §4.1.1.

4.3. Evaluación de prestaciones

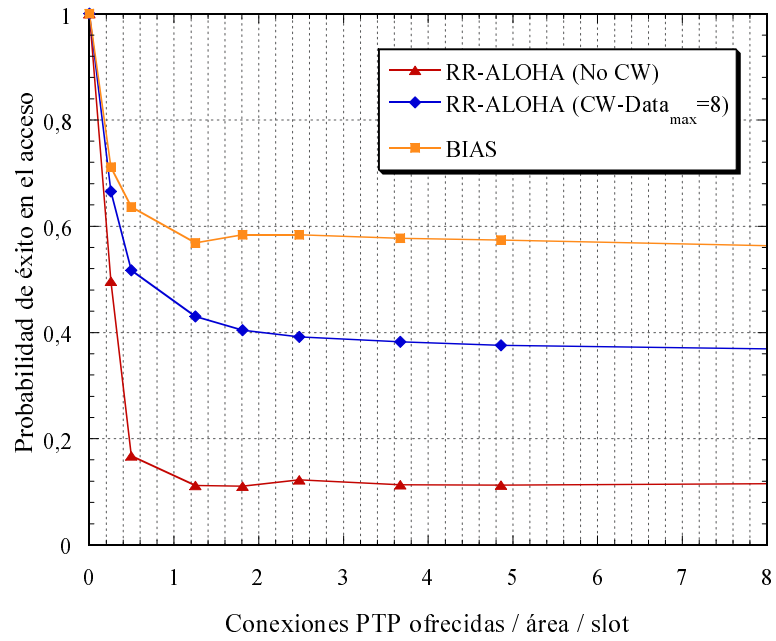


(a) 200 terminales

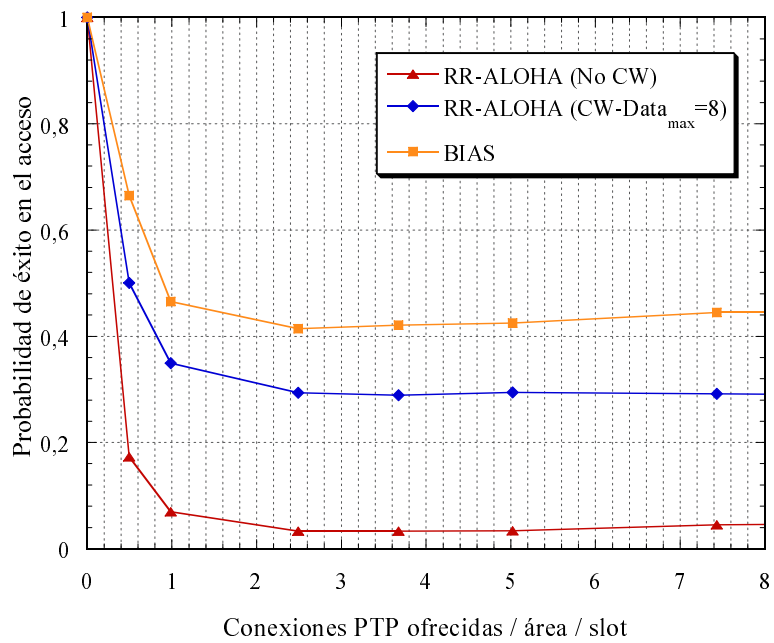


(b) 400 terminales

Figura 4.10. Reúso del servicio punto a punto. BIAS frente a RR-ALOHA.



(a) 200 terminales



(b) 400 terminales

Figura 4.11. Probabilidad de éxito en el acceso. BIAS frente a RR-ALOHA.

4.3.1.1. Modelado del retardo de acceso

El hecho de que puedan existir varias conexiones hacia un mismo destino, que compartan uno o varios slots, dificulta obtener una medida concreta del tiempo de acceso a los recursos, puesto que una nueva activación puede usar en parte recursos ya reservados. Por esta razón, se va a realizar un sencillo modelo analítico a partir de la probabilidad de éxito en el acceso que permite estimar dicho tiempo de acceso para las distintas estrategias.

Vamos a asumir que en cada trama existen recursos disponibles en los que un terminal puede intentar el acceso, es decir, no tenemos en cuenta el tiempo de espera en cola por falta de recursos. Bajo esta suposición, el número de tramas que un terminal tiene que esperar para lograr el acceso viene dado por una distribución geométrica de parámetro p_{ex} , probabilidad de reservar un recurso con éxito, de modo que la probabilidad de necesitar X intentos para reservar un recurso viene dado por:

$$P(X = x) = p_{ex} \cdot (1 - p_{ex})^{x-1} \quad (4.5)$$

El número medio de tramas que un terminal necesita para reservar un slot en cada una de las estrategias depende del funcionamiento específico de cada una de ellas, que se describe a continuación.

Con la técnica de acceso BIAS, el número medio de tramas necesario para acceder viene dado directamente por el valor medio de la variable geométrica, puesto que cada intento de acceso supone un retardo de una trama:

$$\overline{N_{tr-BIAS}} = p_{ex} \cdot \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot (1 - p_{ex})^{i-1} = \frac{1}{p_{ex}} \quad (4.6)$$

En el caso de RR-ALOHA existen dos diferencias principales. En primer lugar, debido a su modo de funcionamiento, un fallo en el acceso puede suponer un retardo de una o dos tramas (en lugar de siempre una como en BIAS), en función de las posiciones relativas de los slots BCH de transmisor y receptor, como se ilustra en la figura 4.12. El transmisor accede en un slot de datos. Posteriormente, el receptor informa del éxito en su slot BCH. Si ese slot BCH se recibe antes del BCH transmisor (4.12(a)), éste puede comprobar si la reserva ha sido exitosa y en caso contrario elegir un nuevo slot en la subtrama de datos siguiente. En cambio, si el BCH del receptor se recibe después, deberá esperar a la trama siguiente para buscar un nuevo slot (4.12(b)). Asumiendo

que existe la misma probabilidad de que se dé una situación u otra, esto supone que en media, cada fallo en el acceso supone un retardo de 1,5 tramas. Por otro lado, en el caso de que la reserva sea exitosa en el primer intento, no hay ninguna trama de retardo en el acceso, ya que el primer paquete ya se envía en el mismo acceso, por lo que debe restarse 1 al número medio de intentos que contribuyen al retardo total:

$$\overline{N_{tr-RR}} = \frac{3}{2} \cdot \left(p_{ex} \cdot \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot (1 - p_{ex})^{i-1} - 1 \right) = \frac{3}{2} \cdot \left(\frac{1}{p_{ex}} - 1 \right) \quad (4.7)$$

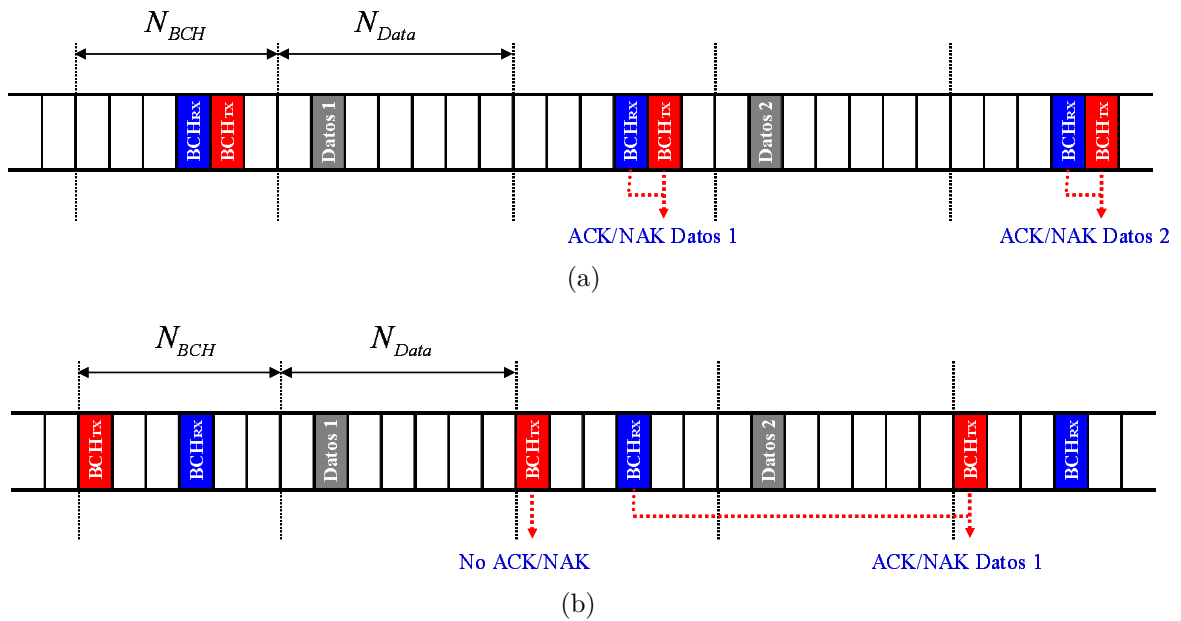


Figura 4.12. Recepción del ACK/NAK en RR-ALOHA según las posiciones relativas de los slots BCH de transmisor y receptor.

Finalmente, el empleo de la ventana de congestión sobre el funcionamiento básico de RR-ALOHA introduce también dos nuevos factores: cada vez que se produce un error en el acceso, se debe esperar un número de tramas aleatorio entre 0 y CW_{Data} antes de volver a acceder. El valor medio de dicho número es $\frac{CW_{Data}}{2}$. Además, cuando una nueva conexión decide intentar el acceso, puede que el anterior periodo de backoff no haya expirado todavía y tenga que esperar un cierto número de tramas antes de comenzar el proceso de acceso. El término $\overline{n_{backoff}}$ representa el valor medio de ese número de tramas.

4.3. Evaluación de prestaciones

$$\overline{N_{tr-RR-CW}} = \overline{n_{backoff}} + p_{ex} \cdot \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot (1 - p_{ex})^{i-1} \cdot \frac{3 + CW_{Data}(i)}{2} - \frac{3}{2} \quad (4.8)$$

A partir de los resultados obtenidos mediante simulación respecto a la probabilidad de éxito en el acceso, p_{ex} y en su caso, al tiempo medio residual de backoff, $\overline{n_{backoff}}$, pueden obtenerse los valores medios del tiempo de acceso para las distintas estrategias. En la figura 4.13 se muestra este tiempo medio y su relación con el factor de reuso obtenido con cada alternativa. Los resultados corresponden a un escenario con 400 nodos y un tráfico ofrecido de 2,5 conexiones por área de cobertura y slot. Puede comprobarse que para el mecanismo RR-ALOHA existe claramente esta relación entre el tiempo necesario para acceder a los recursos y el tráfico cursado correspondiente. Los casos de las simulaciones en los que se obtiene un tráfico cursado mayor ($CW_{Data-max} = 8, 16$ y 32) se corresponden directamente con aquéllos en los que según el análisis considerado se consigue un tiempo de acceso menor. En todos los casos, BIAS mejora las prestaciones de RR-ALOHA, tanto en tráfico cursado como en retardo de acceso.

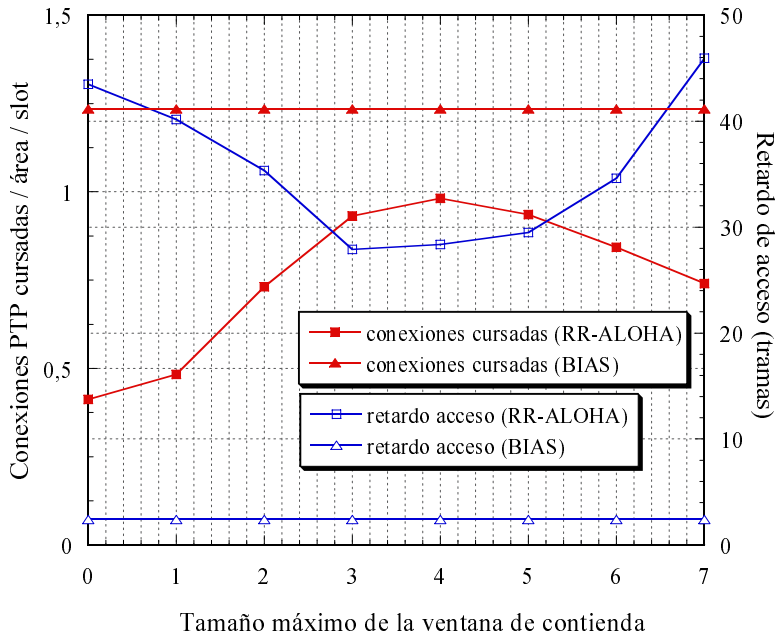


Figura 4.13. Conexiones PTP cursadas y retardo de acceso para distintas estrategias de acceso. El eje x representa el exponente en base 2 de la ventana de congestión ($CW_{Data-max} = 2^x$).

4.3.2. Eficiencia del reuso de las conexiones punto a punto

Una vez resuelto el problema de las colisiones derivadas de la contienda por el medio, vamos a evaluar el aumento de capacidad que permite el reuso de las conexiones punto a punto. Para disponer de una referencia que nos permita verificar cuál es la ganancia real de capacidad, comparamos las prestaciones obtenidas empleando el flag PTP (PTP-F) en la reserva de recursos según se ha descrito en este capítulo, con la reserva de recursos broadcast, en la que no es posible aprovechar ninguna situación de terminal expuesto, puesto que todos los vecinos de un nodo transmisor deben recibir lo que éste transmite.

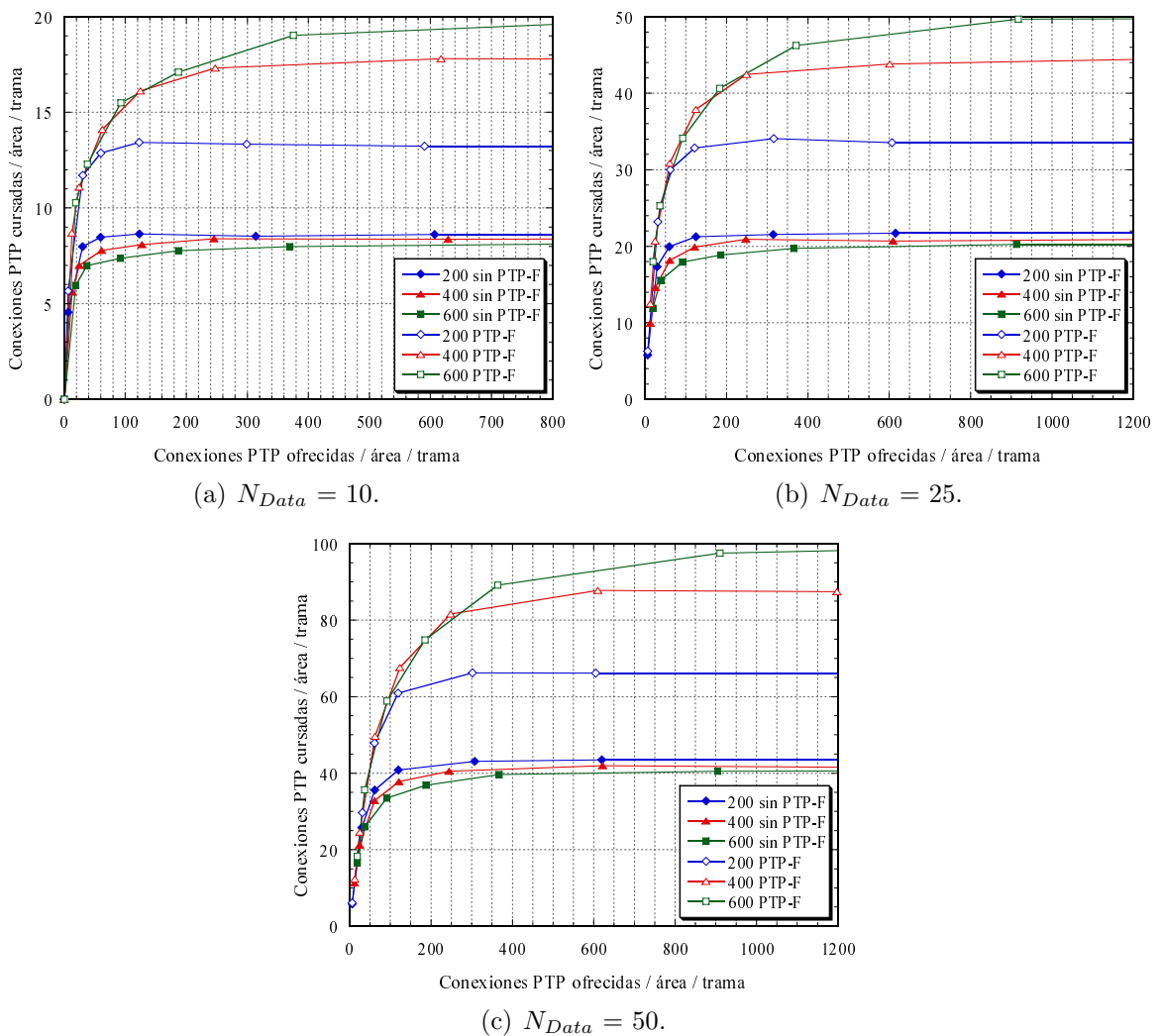


Figura 4.14. Reuso del servicio punto a punto con y sin PTP-F.

En la figura 4.14 se muestra el tráfico de datos punto a punto cursado frente al ofrecido normalizados al área de cobertura, para distintos tamaños de la subtrama de

4.3. Evaluación de prestaciones

datos ($N_{Data} = 10, 25$ y 50 slots respectivamente). En cada una de las gráficas se presentan los resultados para tres densidades de terminales distintas (200, 400 y 600 terminales). Puede observarse que, conforme crece la densidad de terminales en la red, aumenta la capacidad que puede obtenerse con el uso del flag PTP. Esto es debido a que densidades de usuarios más altas suponen mayores probabilidades de que se den situaciones de terminal expuesto dentro de la red, que pueden ser aprovechadas por el protocolo para establecer nuevos enlaces de datos.

Por otro lado, la capacidad del protocolo depende linealmente del número de slots en la trama, como puede observarse en la figura 4.15. En ella se compara el reuso máximo **normalizado por slot** con las tres dimensiones de trama (10, 25 y 50 slots) para distintas densidades de usuarios, concretamente desde 100 (3,14 por área de cobertura) hasta 700 terminales (22 por área de cobertura). Se comprueba que las prestaciones obtenidas con las tres dimensiones de trama son prácticamente las mismas.

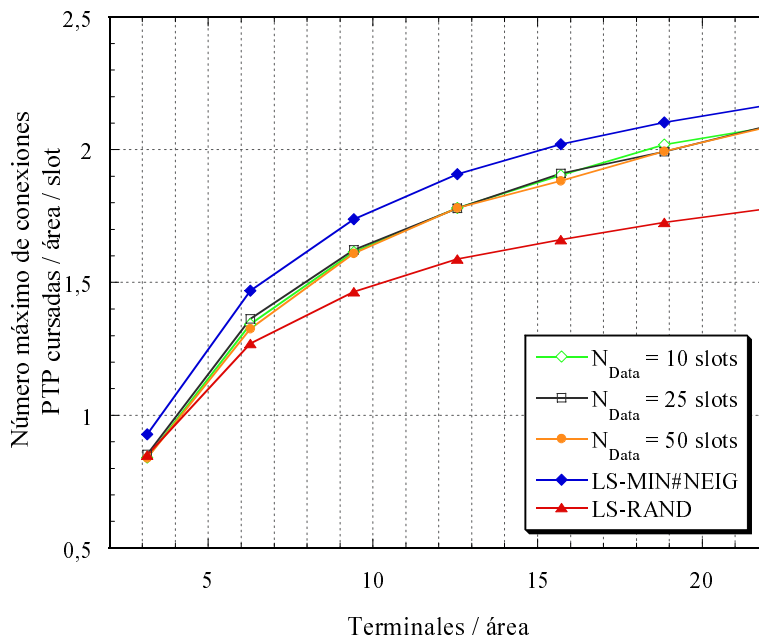


Figura 4.15. Reuso máximo por slot del servicio punto a punto. ADHOC MAC - BIAS frente a distintos algoritmos heurísticos centralizados.

Para validar los resultados obtenidos para las transmisiones de datos punto a punto con el protocolo ADHOC MAC – BIAS, se ha empleado el *coloreado de grafos* del mismo modo que en el caso de las transmisiones BCH en §3.1.2. En concreto, hemos empleado 2 algoritmos heurísticos para realizar de manera centralizada el establecimiento de enlaces

punto a punto. La diferencia entre los dos algoritmos se encuentra en el orden en el que se escogen los pares de terminales que van a establecer un enlace punto a punto:

- LS-RAND: Se elige de manera aleatoria un nodo transmisor y un vecino de éste (similar al algoritmo RAND [Ramanathan, 1997] empleado en §3.1.2). Este proceso se repite hasta que se ha intentado establecer un enlace con todos los nodos de la red.
- LS-MIN#NEIGH: Se ordenan todos los terminales en función del número de vecinos que tienen. Se van eligiendo los transmisores en orden creciente de número de vecinos. A su vez, también se elige el vecino del transmisor con menor número de vecinos con el que se puede establecer el enlace.

Las restricciones que deben cumplirse para establecer transmisiones punto a punto, asumiendo enlaces bidireccionales son las siguientes. Un nodo X puede establecer un enlace punto a punto con un nodo Y en un slot q si se cumple que:

- Ningún vecino V_x de un nodo X es destino de otra transmisión en el slot q .
- Ningún vecino V_y de Y está transmitiendo en el mismo slot q .

El objetivo en este caso es determinar cuántos enlaces pueden establecerse cuando disponemos de un único slot, en función de la densidad de terminales en la red. La figura 4.15 compara las prestaciones del protocolo con los algoritmos LS-RAND y LS-MIN#NEIGH. Puede observarse que las prestaciones del protocolo se aproximan a las del algoritmo LS-MIN#NEIGH. Esto es debido a que, por la propia naturaleza del mecanismo de acceso BIAS, los nodos con menos vecinos compiten con menos terminales para realizar las reservas y por tanto tienen mayores probabilidades de establecer enlaces, por lo que en una situación de alta carga el escenario que se presenta con el uso de BIAS tiende al de LS-MIN#NEIGH. Además, puede comprobarse que la capacidad disponible es mayor que en el caso de establecer aleatoriamente los enlaces. El motivo principal de este aumento de capacidad radica en que cuanto menor es el número de vecinos de los nodos implicados menor es la probabilidad de que exista algún terminal V_x o V_y que incumpla alguna de las dos condiciones anteriores, necesarias para poder establecer el enlace entre X e Y . Obviamente, a pesar de que el reuso espacial crece al aumentar la densidad de terminales en la red, no puede hacerlo indefinidamente, puesto

que está limitado por la geometría del problema. En la figura 4.16 se muestra la evolución del factor de reuso máximo que puede obtenerse con las estrategias de LS-RAND y LS-MIN#NEIGH para densidades de usuarios lo suficientemente grandes como para alcanzar el reuso máximo.

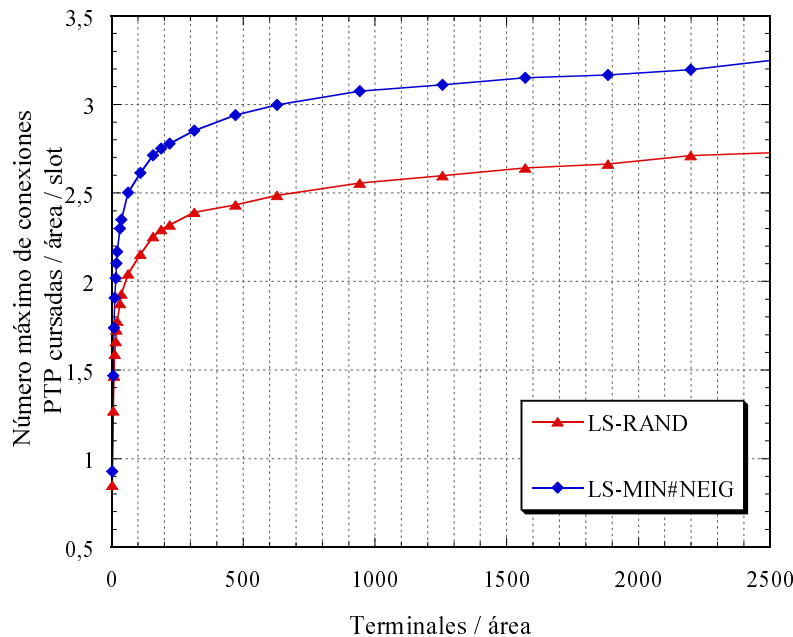


Figura 4.16. Reuso máximo por slot del servicio punto a punto.

4.3.3. Diferenciación de servicios

En este apartado se evalúan los mecanismos de diferenciación de servicios descritos en §4.1.2. Para ello se ha considerado un escenario de simulación similar al del apartado anterior. En primer lugar, para evaluar el funcionamiento de las prioridades en la estructura de acceso al medio de manera independiente al algoritmo de asignación de recursos de cada terminal, se ha considerado un escenario teórico en el que cada terminal gestiona conexiones de un único tipo de servicio. Obviamente, esto no se corresponde con un escenario ad hoc real, puesto que aunque cada terminal sólo genere conexiones de un tipo de servicio, puede actuar como nodo intermedio de conexiones con distintos requerimientos. Sin embargo, este escenario es útil para evaluar la capacidad de diferenciación del acceso al medio, sin interferir con la propia diferenciación que realiza cada terminal con las conexiones que él gestiona.

En la figura 4.17 se muestra el tráfico cursado de datos punto a punto en un escenario de dos servicios con prioridades diferentes. El porcentaje de terminales que generan conexiones de cada prioridad se ha fijado al 50% y el número de slots en la trama de datos (N_{Data}) en 25. El resto de parámetros son los mismos que los empleados en el apartado anterior. Se presentan los resultados para tres densidades de terminales distintas (100, 200 y 400) y en dos situaciones diferentes: usando las prioridades sólo en el acceso (no pre-emptivas) y también para reasignar recursos ya reservados (pre-emptivas), tal y como se describe en §4.1.2.

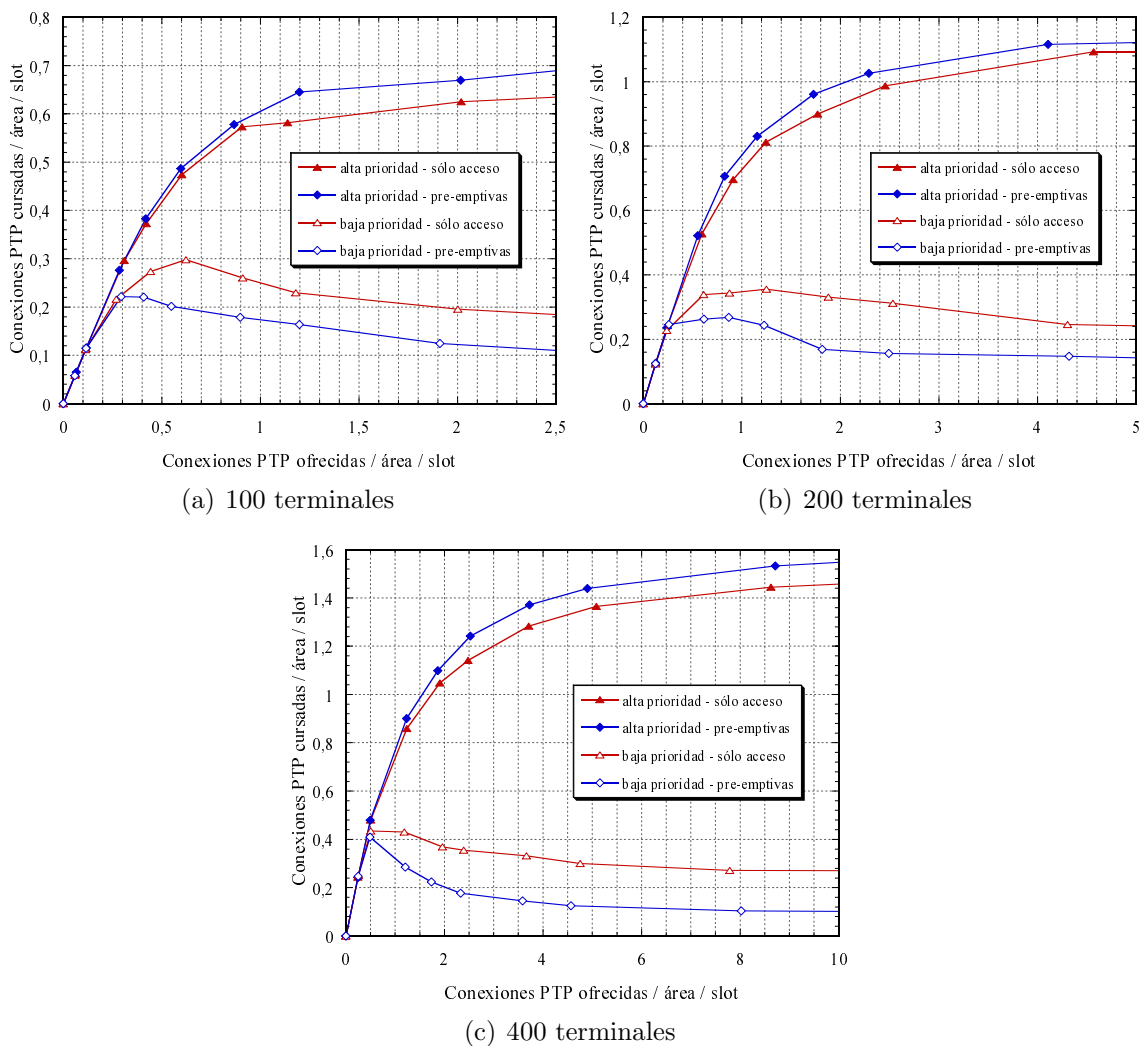


Figura 4.17. Conexiones punto a punto cursadas para distintas prioridades. Cada terminal genera conexiones de una sola prioridad.

4.3. Evaluación de prestaciones

Puede comprobarse que el uso de prioridades en el acceso ya es suficiente para proporcionar una diferenciación de servicios importante, especialmente en un escenario dinámico como éste, en el que continuamente se activan y desactivan conexiones y además un slot no puede estar reservado durante más de 50 tramas. Por otro lado, la diferenciación es mayor cuantos más terminales hay en el sistema. El motivo es el siguiente: como ya se ha descrito en el apartado anterior, un mayor número de vecinos implica una probabilidad de éxito en la reserva menor, puesto que se compite con más terminales. En este caso, un terminal que intenta acceder a un slot con prioridad baja sólo conseguirá reservarlo si ningún vecino intenta el acceso simultáneamente con prioridad alta. Cuanto mayor es el número de terminales compitiendo, menor es esta probabilidad, y por tanto, mayor es la diferenciación de servicios.

Esto se confirma con la figura 4.18, que muestra la probabilidad de éxito en la reservas para las distintas prioridades. En cuanto al uso de prioridades pre-emptivas, puede comprobarse que el aumento de la capacidad del servicio prioritario es menor que la correspondiente disminución del menos prioritario. La razón de este hecho es que, dependiendo de la topología concreta, la reserva de un slot de alta prioridad puede suponer la pérdida de dicho slot por parte de varias conexiones de baja prioridad simultáneamente.

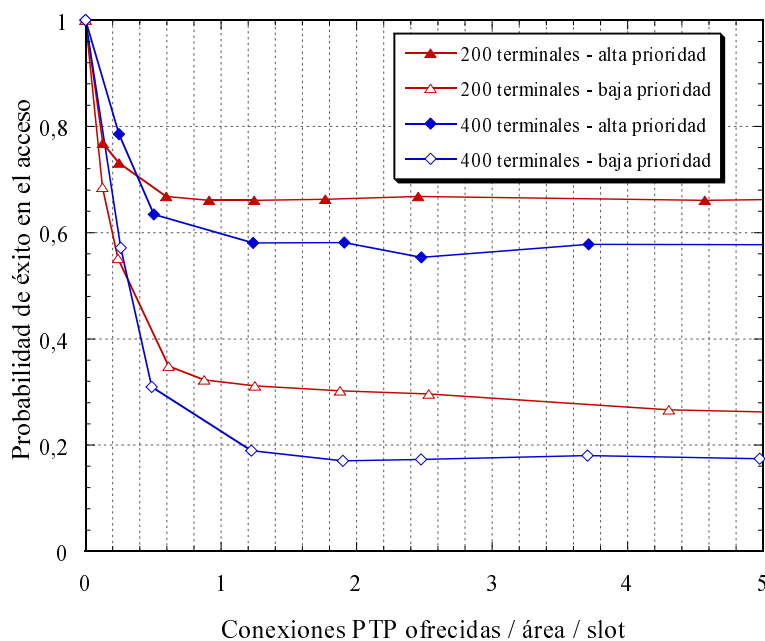


Figura 4.18. Probabilidad de éxito en el acceso según la prioridad.

Este hecho puede comprobarse en la figura 4.19, donde se muestra el tráfico cursado total en ambos casos comparados con el obtenido sin prioridades. Se observa que el uso de prioridades en el acceso no produce ninguna disminución sobre la capacidad global de la red, mientras que el uso de las prioridades pre-emptivas sí genera una ligera disminución en el tráfico cursado total, por el motivo que acaba de comentarse.

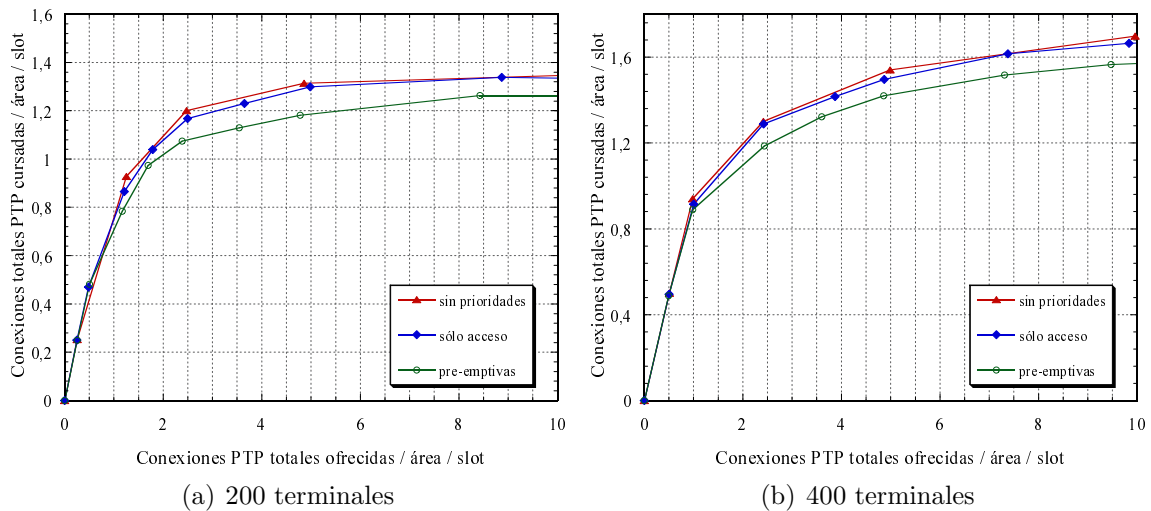


Figura 4.19. Tráfico cursado del servicio punto a punto con y sin prioridades. Cada terminal genera conexiones de una sola prioridad.

A continuación, se presentan los mismos resultados introduciendo también el efecto del algoritmo de asignación de recursos. Para ello, cada terminal genera conexiones de ambos tipos de servicio con probabilidad 0,5. En la figura 4.20 puede comprobarse que en el caso de no establecer ningún mecanismo adicional (sin restricciones), el servicio prioritario acaba ocupando todos los recursos disponibles. Para evitar esta situación y garantizar un mínimo de recursos para los servicios menos prioritarios es necesario limitar el número de slots de alta prioridad que puede reservar cada terminal. Si los servicios prioritarios demandan más recursos de los que pueden reservar con alta prioridad, se reservan recursos adicionales de baja prioridad, de tal modo que los slots de alta prioridad son usados exclusivamente por los servicios prioritarios y los de baja son compartidos por todos los servicios.

En la figura 4.20 se muestran los resultados obtenidos cuando se fija el número de slots que cada terminal puede reservar con alta prioridad. Además del efecto esperado de un reparto más equitativo de los recursos, puede comprobarse que los resultados obtenidos son altamente dependientes del número de usuarios en la red.

4.3. Evaluación de prestaciones

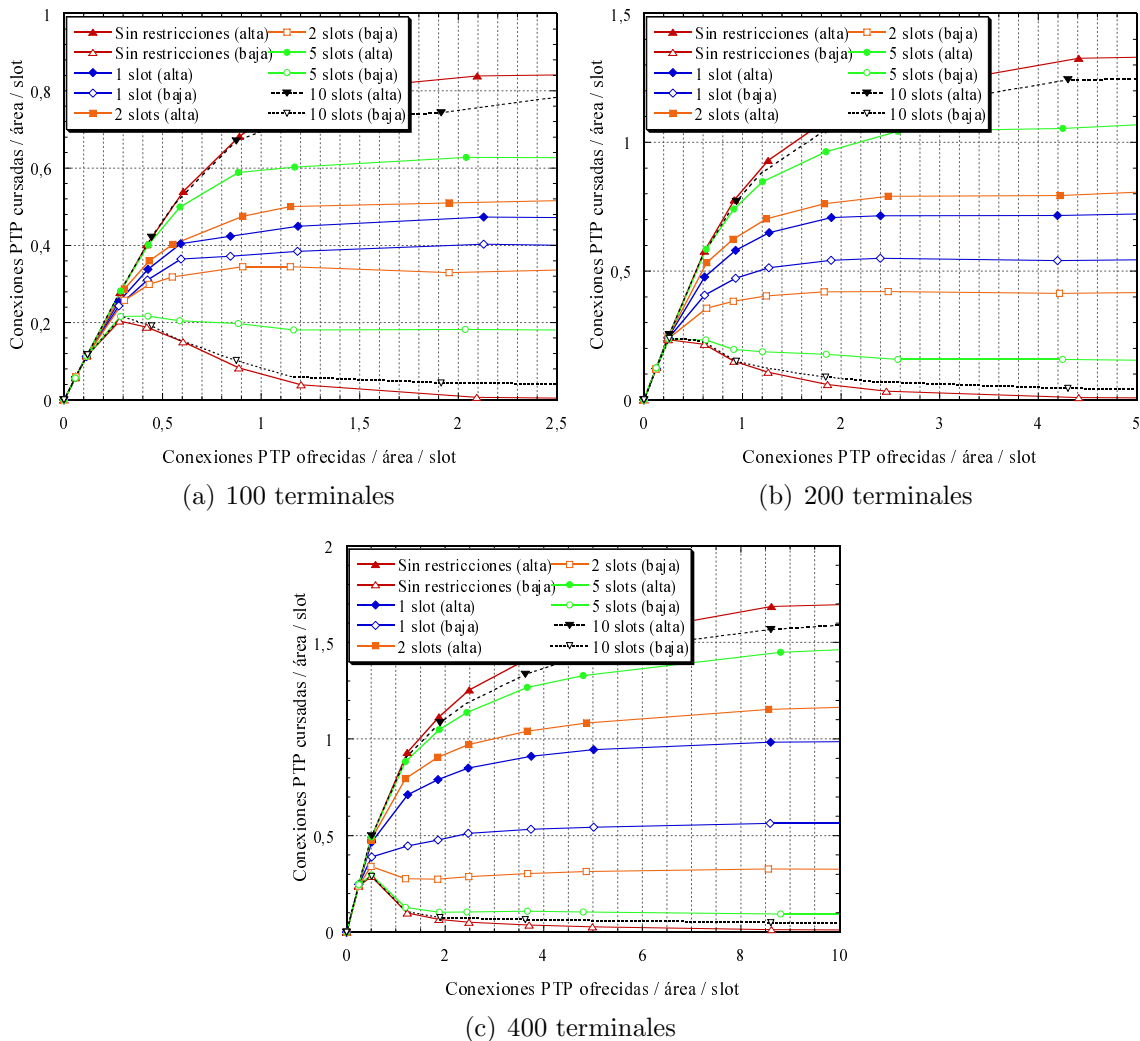


Figura 4.20. Tráfico cursado del servicio punto a punto variando el número de slots dedicado a los distintos servicios. Cada terminal genera conexiones de los dos servicios.

Por ejemplo, limitando a 1 de 25 el número de slots de alta prioridad por terminal, en un escenario con 100 terminales prácticamente los dos servicios consiguen los mismos recursos, mientras que con 400 terminales, el tráfico cursado del servicio prioritario casi dobla al de baja prioridad.

Por esta razón, es necesario disponer de un mecanismo de reparto que no dependa del número de terminales en la red ni del número de slots de la subtrama de datos, que aunque en este caso estamos asumiendo constante, también puede ajustarse adaptativamente (§3.2). Esto puede conseguirse determinando del siguiente modo el número máximo de slots de alta prioridad que un terminal puede reservar:

$$N_{\text{máx}}^{\text{HIGH}} = \alpha \cdot \frac{N_{\text{Data}}}{|NB|} \quad (4.9)$$

donde N_{Data} es el número de slots de la subtrama de datos, $|NB|$ el número de vecinos y α un factor de escala que permite ajustar el reparto entre los distintos servicios. En la figura 4.21 se muestran los resultados obtenidos con $\alpha = 1$ y $\alpha = 0,5$. Puede comprobarse que especialmente en el caso de $\alpha = 0,5$ consigue realizarse un reparto de recursos bastante independiente del número de terminales en la red.

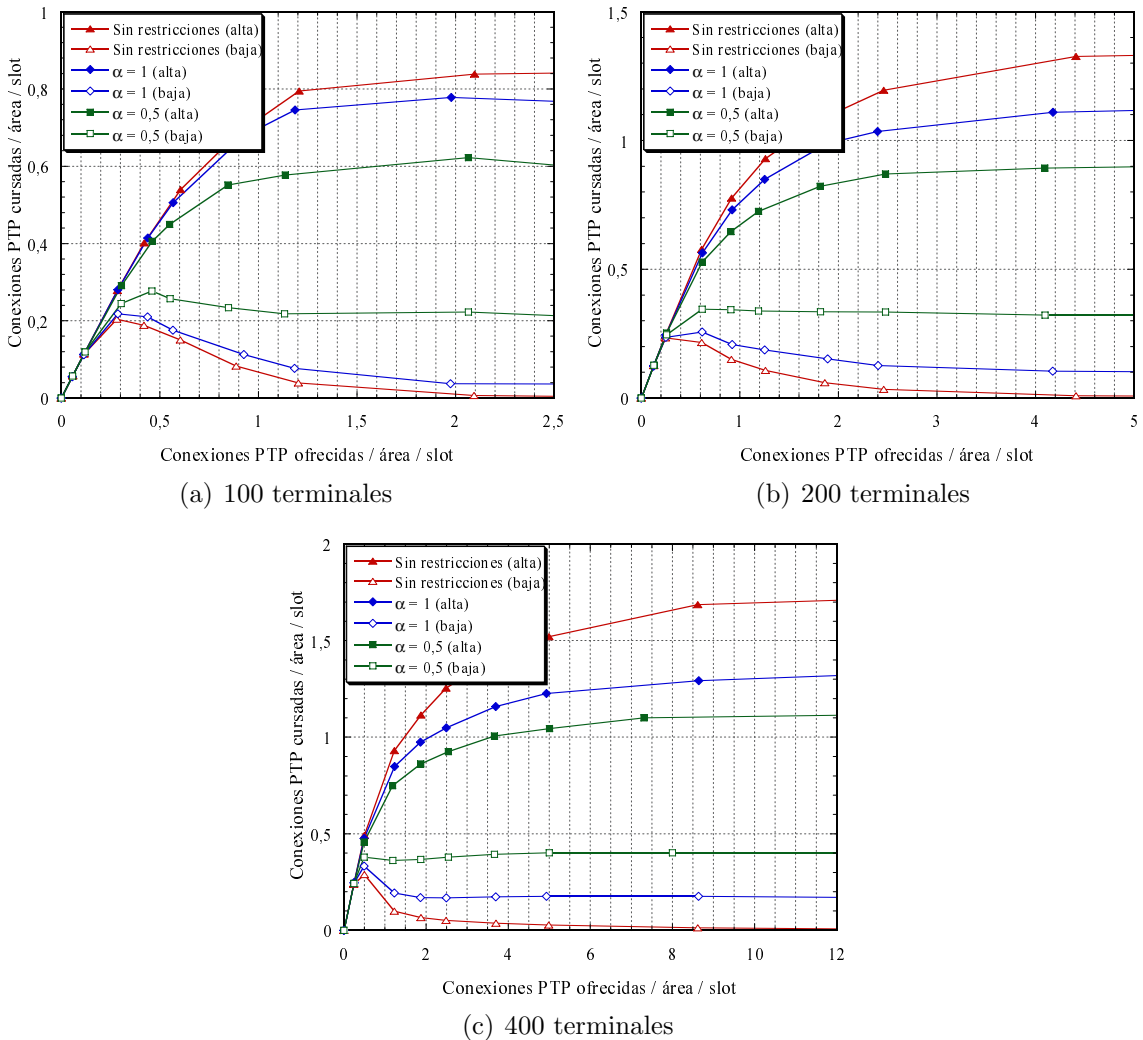


Figura 4.21. Tráfico cursado del servicio punto a punto variando el ancho de banda dedicado a los distintos servicios según el número de vecinos. Cada terminal genera conexiones de los dos servicios.

4.3.4. Comparación con el estándar IEEE 802.11

Una vez analizado el comportamiento del protocolo de acceso BIAS-ADHOC MAC, se van a comparar sus prestaciones con las que proporciona el estándar IEEE 802.11, tanto en su modo básico DCF (§2.1.2) como en el modo EDCA de la extensión de calidad de servicio 802.11e (§2.1.4). En el caso del estándar, todos los parámetros relacionados con cabeceras, tasas de transmisión, paquetes de control, tiempos de espera, etc. están perfectamente definidos. En cambio, hasta ahora en la propuesta de este trabajo no se ha especificado ninguno de estos valores, ya que se ha realizado un estudio general del comportamiento del protocolo sin tener en cuenta los valores específicos de todos estos parámetros.

Para poder llevar a cabo esta comparación en igualdad de condiciones, en primer lugar se va a realizar el dimensionamiento de la trama del protocolo ADHOC MAC, partiendo de los parámetros del estándar 802.11. Concretamente se han tomado como base las versiones 802.11b [IEEE 802.11 Working Group, 1999b] y 802.11g [IEEE 802.11 Working Group, 2003], ambas en la banda de 2.4 GHz y con unas velocidades máximas de 11 y 54 Mbps respectivamente. En la tabla 4.3 se presentan los valores de los parámetros principales del 802.11. Según el estándar, los paquetes de control RTS, CTS y ACK deben transmitirse a la menor velocidad que soporten todos los terminales que forman parte de la red. En el caso del protocolo ADHOC MAC, se dispone de una estructura de trama que se transmitirá a una tasa máxima fija. Por esta razón, para no penalizar en exceso al 802.11, se va a asumir que todos los paquetes de control se transmiten a la tasa máxima. Por el mismo motivo, a pesar de que el Preámbulo y la cabecera PLCP del nivel físico se transmiten a 1 ó 2 Mbps según el estándar, en las simulaciones se va a asumir también que se transmiten a la tasa máxima disponible.

Para realizar el dimensionado del protocolo ADHOC MAC es necesario tomar en consideración distintos factores. En primer lugar, debe definirse la duración de la trama, que va a condicionar el retardo mínimo de los paquetes de datos. Elegimos un valor de 20 ms, apropiado para aplicaciones en tiempo real. Dada la tasa de transmisión y la longitud de la trama, sabemos qué cantidad de información por trama puede transmitirse. Falta por determinar el número de slots de los que va a constar dicha trama. En la determinación de este número hay que recordar que además de los slots de datos, cada terminal debe disponer de un slot BCH donde difunda la información de control necesaria (*Frame Information (FI)*) para el correcto funcionamiento del protocolo. Teniendo esto en cuenta, es importante que el número de slots en la trama sea

grande, puesto que cuanto mayor sea el número total de slots, menor será el *overhead* relativo que introducen estos slots de control. Por otro lado, el tamaño del slot debe ser suficiente para poder transportar dicha información de control.

Tabla 4.3: Parámetros del modo DCF 802.11

Parámetro	Valor
Slot Time	20 μ sg
Tiempo SIFS	10 μ sg
Tiempo DIFS	50 μ sg
Preámbulo (corto)	9 Bytes
Cabecera PLCP	6 Bytes
Cabecera MAC	34 Bytes
Paquete RTS	20 Bytes
Paquete CTS	14 Bytes
Paquete ACK	14 Bytes
RTS Threshold	256 Bytes
CW_{min} (Ventana mínima de contienda)	32
CW_{max} (Ventana máxima de contienda)	1024

El FI debe incluir información acerca de todos los slots que componen la trama. Tal y como se ha descrito en §4.1.2, cada entrada del FI debe incluir información acerca del estado (st), el flag PTP (PTP_F), la prioridad del slot (pr) y las identidades de transmisor (id_{TX}) y receptor (id_{RX}). La cantidad de información requerida en cada campo se detalla a continuación:

- **Estado:** Se han definido tres posibles estados *LIBRE*, *OCUPADO* y *ACCEDIENDO*). Son necesarios **2 bits**.
- **flag PTP:** Sólo debe indicarse si está o no activo: **1 bit**.
- **Prioridad:** El 802.11e define 4 clases de servicios. Manteniendo ese valor, son necesarios **2 bits** en el campo de prioridades.
- **Identidad del transmisor:** **8 bits**.
- **Identidad del receptor:** **8 bits**.

Por lo tanto, son necesarios 21 bits para señalar cada slot.

En el caso de la identidad del transmisor y el receptor, no pueden emplearse directamente las direcciones físicas (34 bytes en 802.11) puesto que el overhead que esto implica haría inviable la implementación del protocolo. Realmente, los identificadores id_{TX} e id_{RX} tienen un significado local, puesto que su objetivo fundamental es permitir la comunicación entre cada par de nodos que establecen un enlace punto a punto. La única restricción que debe cumplirse para garantizar el correcto funcionamiento del protocolo es que un mismo identificador no sea utilizado por más de un nodo dentro del área de cobertura de cada terminal, puesto que en caso contrario podrían surgir situaciones de conflicto si, por ejemplo, un nodo escuchase a varios transmisores con el mismo identificador.

Cada FI dentro del slot BCH vendrá precedido por la cabecera MAC, donde se incluyen las direcciones físicas de los terminales. De este modo, un nodo puede establecer una tabla con la relación entre las direcciones físicas y los identificadores locales de todos sus vecinos. Supongamos que un terminal i desea acceder al sistema. Debe elegir un identificador que no entre en conflicto (que no *colisione*) con los que ya están asignados. Para ello debe cumplirse que ningún vecino a 1 y 2 saltos del terminal i esté usando el mismo identificador. Dicha información puede obtenerse a partir de los FIs recibidos de los vecinos a 1 salto.

Aun así, al igual que en el caso del acceso a un slot BCH, pueden aparecer colisiones emergentes si el acceso del terminal i hace que dos nodos con el mismo identificador, que hasta entonces no tenían ningún vecino común, pasen a ser vecinos de i . En tal caso los nodos implicados pueden darse cuenta de la situación de conflicto y elegir un nuevo identificador, gracias también a la información distribuida en los FIs: si un terminal con $id = j$ observa que un vecino marca en su FI que varios slots de la subtrama de control están *OCUPADOS* por j , sólo puede ser por que hay más de un terminal empleando dicho identificador, puesto que cada terminal requiere un único slot BCH dentro de la subtrama de control. Por lo tanto, puede resolver la situación de conflicto eligiendo un nuevo identificador. Para el tamaño de las redes asumido, un identificador de 8 bits (256 identificadores diferentes) es más que suficiente, puesto que incluso en el caso de que el número de vecinos a 1 salto implicados fuera mayor, el número de slots de la trama limitaría antes que el número de identificadores.

Como ya se ha comentado al comienzo de la sección, se intenta llevar a cabo esta comparación en las condiciones más similares posibles. Por esta razón, cada paquete

transmitido en un slot de la trama va a estar precedido por las mismas cabeceras de nivel físico (preámbulo – 9 bytes y cabecera PLCP – 6 bytes) y de nivel MAC (34 bytes) que emplea el estándar 802.11.

En resumen, dada la tasa de transmisión $DataRate$, la duración de la trama T_{frame} , el número de bits de información por slot en el FI $n_{bits-FI}$ y el número de bits asociados a las cabeceras de niveles inferiores $n_{bits-hdr}$ debe cumplirse la siguiente condición:

$$\frac{DataRate \cdot T_{frame}}{N} > N \cdot n_{bits-FI} + n_{bits-hdr} \quad (4.10)$$

Aplicando esta condición, el número de slots en la trama N con una tasa de transmisión de 11 Mbps debe cumplir que $N < 93$ mientras que para 54 Mbps, $N < 217$. De este modo obtenemos la dimensión máxima de la trama. Por otro lado hay que tener en cuenta que son necesarios unos márgenes de guarda para la sincronización, y que además, si el tamaño del FI es inferior a la dimensión del slot BCH, el ancho de banda sobrante puede emplearse también para mandar datos de usuario. Por ejemplo, puede ser especialmente útil para el envío de mensajes de encaminamiento, que son broadcast en muchos casos. Por esta razón no vamos a ajustar al tamaño máximo de la trama y podemos redondear por ejemplo a unos valores de 75 y 175 slots para 11 y 54 Mbps respectivamente.

En el caso de 11 Mbps, el número de bytes por slot es de 366,6. A este valor hay que restar las cabeceras de nivel físico y MAC (49 bytes). De este modo, podemos ajustar el campo de datos de cada slot a **300 bytes**, dejando el resto del slot (17,6 bytes – 12,8 μ segundos) como margen de guarda para el tema de la sincronización. Teniendo en cuenta que el radio de cobertura de los terminales va a ser de centenares de metros, este tiempo es suficiente para compensar los retardos de propagación. Para 54 Mbps, tenemos 771,4 bytes por slot. Restando los 49 bytes de cabeceras y los bytes equivalentes a los 12 μ segundos considerados en el caso anterior, se disponen de **635 bytes** en el campo de datos.

El último parámetro que falta por determinar en el protocolo BIAS-ADHOC MAC es el ancho de banda destinado a control (N_{BCH}) y a datos (N_{Data}). Dicho reparto depende de la densidad de usuarios en la red y en §3.2 se muestra cómo puede ajustarse adaptativamente en función de la densidad local de nodos. En todas las pruebas que van a realizarse en este apartado, 25 slots para la subtrama de control son suficientes para proporcionar un slot BCH a todos los terminales de la red, por lo que a pesar de que se va a subestimar la capacidad del protocolo en escenarios con menos nodos, en los que

podrían dedicarse más slots para la subtrama de datos, va a establecerse una subdivisión estática con $N_{BCH} = 25$ y $N_{Data} = N - 25$. Así, la tasa efectiva disponible para los esquemas de 11 y 54 Mbps es de $300 \cdot 8 \cdot 50 / 0,02 = 6$ Mbps y $635 \cdot 8 \cdot 150 / 0,02 = 38,1$ Mbps respectivamente.

En primer lugar, se presentan resultados acerca del modo de funcionamiento básico de ambos protocolos sin diferenciación de servicios, para determinar la capacidad que puede proporcionar cada uno de ellos. Para ello se va a considerar un escenario con un único tipo de tráfico. En el caso del 802.11 se han realizado pruebas con distintos tamaños de paquetes, puesto que el ancho de banda efectivo que puede obtenerse está directamente relacionado con ese tamaño.

Se ha considerado un escenario estático, en el que al inicio se genera un cierto número de terminales que permanecen inmóviles durante toda la simulación. Los terminales se posicionan aleatoriamente en una región cuadrada de 1 Km^2 con un radio de cobertura de $R = 100$ m. Cada terminal (en el caso del ADHOC MAC, sólo si tiene un BCH activo) genera conexiones punto a punto de acuerdo a un proceso de Poisson con intensidad X [conexiones PTP/s]. Al igual que en los apartados anteriores, el destino de cada conexión se elige aleatoriamente entre los vecinos de la fuente que también tengan un BCH activo. En los resultados que se muestran a continuación, cada conexión punto a punto tiene una duración de 5 segundos y genera un paquete cada 20 milisegundos (Constant Bit Rate (CBR)).

Las figuras 4.22 y 4.23 muestran el tráfico cursado por ambos protocolos para distintas densidades de usuarios con una tasas de transmisión de 11 y 54 Mbps respectivamente. Puede observarse que, como cabía esperar, en el caso del 802.11 la capacidad crece conforme el tamaño del paquete aumenta. Hay que tener cuenta que en un escenario inalámbrico real, la presencia de errores en la transmisión hace que exista un compromiso respecto al tamaño óptimo del paquete, no siendo siempre la mejor solución emplear paquetes de mayor tamaño. Sin embargo, este escenario simplificado nos permite obtener conclusiones acerca de la capacidad potencial de ambos protocolos.

Otro efecto interesante es el que ocurre con los paquetes de 200 bytes. En determinados escenarios, la capacidad obtenida con 200 bytes es mayor que con tamaños de paquete superiores, puesto que se elimina el overhead derivado del intercambio RTS/CTS (*RTS Threshold* 256 bytes). Sin embargo, para densidades de usuarios mayores, dicha ventaja disminuye, puesto que son más probables situaciones de terminal oculto y por tanto colisiones, que no pueden evitarse sin el intercambio RTS/CTS. Además, este

efecto es más notorio en el caso de 54 Mbps. El motivo es que, aunque hemos considerado que todos los paquetes incluidos RTS y CTS se transmiten a la tasa máxima disponible, el efecto relativo de los tiempos *SIFS* que suceden a cada uno de estos paquetes de control, es mayor conforme aumenta la tasa (*SIFS* permanece constante).

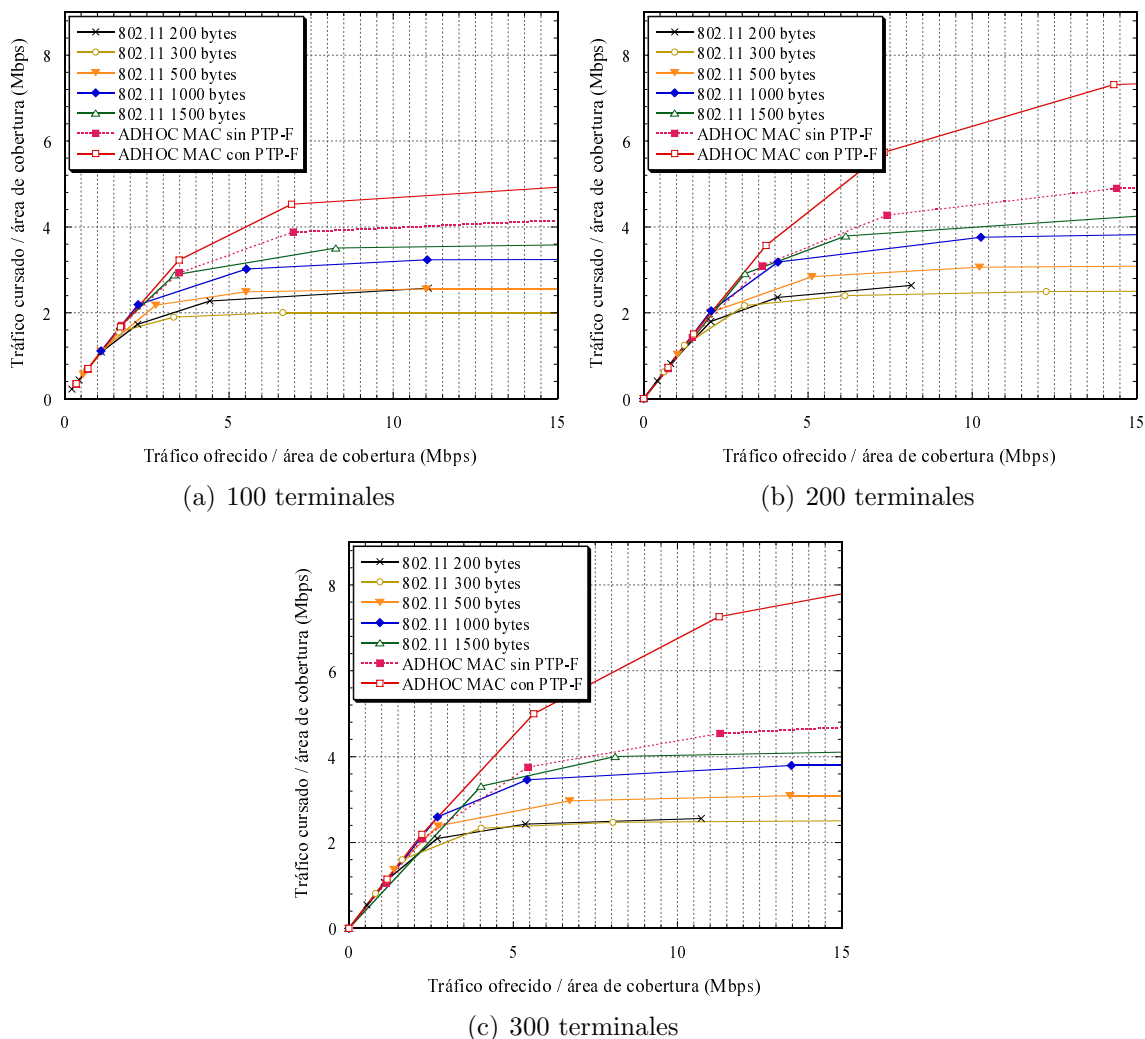


Figura 4.22. Comparativa de capacidad del 802.11 y ADHOC MAC para diferentes densidades de usuarios. Tasa: 11 Mbps.

Puede comprobarse que para tamaños de paquetes grandes la capacidad del 802.11 se acerca a la del protocolo ADHOC MAC sin flag PTP. Además, dicha capacidad es independiente del número de usuarios en la red. Sin embargo, el uso del flag PTP con la consiguiente solución del terminal expuesto, proporciona un incremento de capacidad notable, que además aumenta conforme la densidad de usuarios crece, tal y como se describe en §4.3.2.

4.3. Evaluación de prestaciones

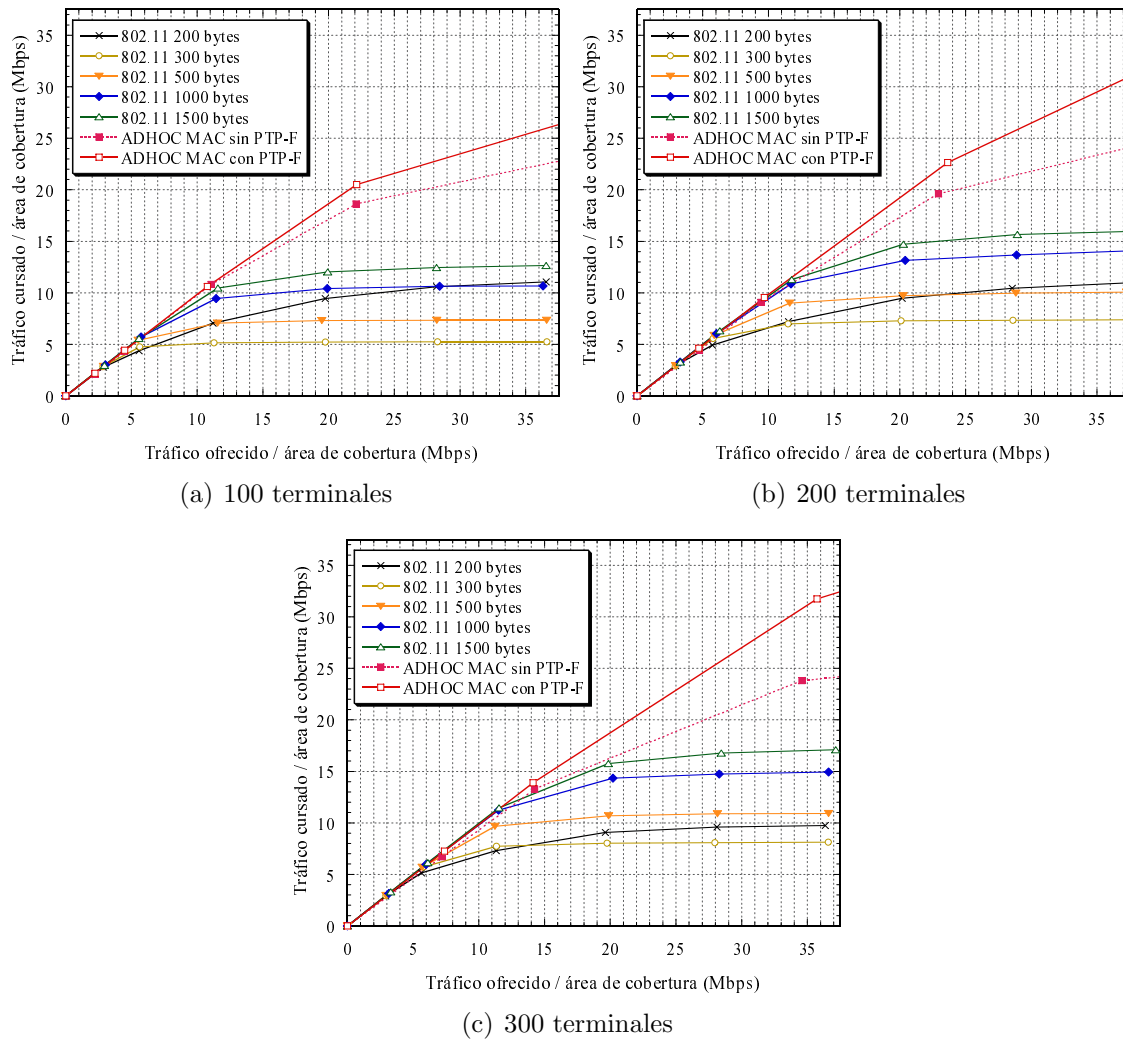


Figura 4.23. Comparativa de capacidad del 802.11 y ADHOC MAC para diferentes densidades de usuarios. Tasa: 54 Mbps.

Es importante tener en cuenta que en los resultados obtenidos con el protocolo ADHOC MAC, se ha asumido que el nivel de enlace entrega paquetes cuyo tamaño se ajusta perfectamente a la dimensión de los slots (300 bytes para 11 Mbps y 635 bytes para 54 Mbps). En una situación real, los paquetes de niveles superiores no tienen por qué ajustarse al tamaño del slot, lo que requiere un proceso de fragmentación y reensamblado en el que puede perderse algo de eficiencia, lo que puede reducir ligeramente la ganancia obtenida frente al 802.11.

Para el funcionamiento multiservicio, el modo EDCA del 802.11 define cuatro clases de tráfico o *Access Category* (AC) (ver §2.1.4). La diferenciación de servicios se consigue

haciendo dependientes de la clase de tráfico los parámetros $DIFS$, CW_{min} y CW_{max} del 802.11, que en el 802.11e se denominan $AIFSD_i$, $CW_{min,i}$ y $CW_{max,i}$ para cada AC- i , donde $AIFSD_i = SIFS + AIFS_i \cdot SlotTime$ siendo $AIFS_i$ un entero positivo.

Se ha considerado un escenario con dos clases de tráfico. Un servicio *Best Effort* (BE) y otro en tiempo real (*Real Time* (RT)). Los parámetros asociados a estos dos servicios según [IEEE 802.11 Task Group E, 2005] son los que se muestran en la tabla 4.4.

Tabla 4.4: Parámetros del modo EDCA 802.11e

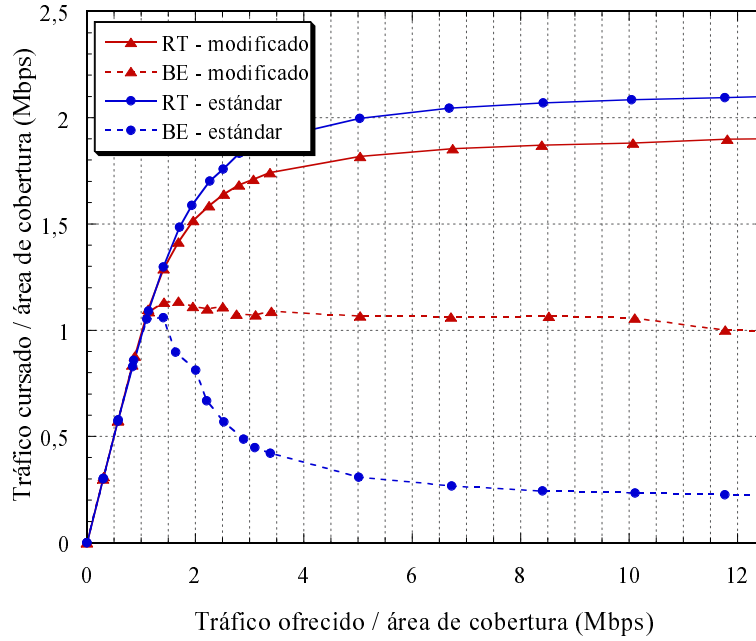
Parámetro	Valor
$CW_{min,RT}$	8
$CW_{max,RT}$	16
$AIFS_{RT}$	2
$CW_{min,BE}$	32
$CW_{max,BE}$	1024
$AIFS_{BE}$	3

El hecho de que $CW_{min,BE} > CW_{max,RT}$ hace que siempre el servicio RT tenga más probabilidades de acceder al medio que el servicio BE , lo que puede llevar en situaciones de alta carga a un acaparamiento de los recursos por parte del servicio RT . Por esta razón, se han realizado pruebas también con $CW_{min,RT} = 16$ y $CW_{max,RT} = 64$, manteniendo constantes el resto de los parámetros.

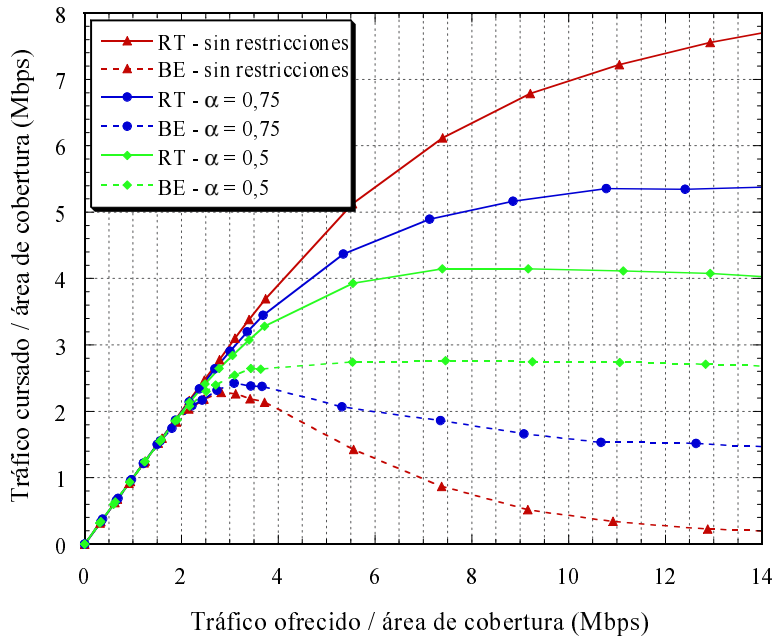
Las fuentes de tráfico consideradas tienen los siguientes parámetros. Las conexiones RT generan paquetes de 300 bytes cada 20 milisegundos (CBR – 120 Kbps). Se asume un retardo máximo tolerable de 200 milisegundos. Transcurrido ese tiempo se realiza descarte temprano en las colas del transmisor. Las conexiones BE generan paquetes de 1500 bytes con un tiempo entre paquetes exponencialmente distribuido con media 20 milisegundos (600 Kbps) sin restricciones temporales. Al igual que en el escenario con un único servicio, cada terminal genera conexiones de acuerdo a un proceso de Poisson. Las tasas de generación de ambos servicios se han ajustado para que el tráfico medio ofrecido por cada uno de ellos sea el mismo. En esta situación, el análisis va a centrarse en un escenario con 200 terminales y una tasa de transmisión de 11 Mbps.

La figura 4.24 muestra el tráfico cursado por los servicios RT y BE con los protocolos 802.11e y ADHOC MAC. Puede comprobarse que de nuevo, las prestaciones proporcionadas por ADHOC MAC superan ampliamente a las de 802.11e.

4.3. Evaluación de prestaciones



(a) 802.11e



(b) BIAS - ADHOC MAC

Figura 4.24. Tráfico cursado por 802.11e y ADHOC MAC con servicios *Best Effort* y *Real Time*. 200 terminales. Tasa: 11 Mbps.

Empleando los valores por defecto para la ventana de contienda en 802.11e (estándar), se observa que el servicio *RT* acaba ocupando todos los recursos disponibles para altas tasas. En cambio, un ligero incremento en los tamaños de la ventana del servicio *RT* (modificado) a $CW_{min,RT} = 16$ y $CW_{max,RT} = 64$ consigue mantener un nivel de ancho de banda para el servicio *BE* sin una degradación excesiva del *RT*. Un efecto similar puede observarse en el protocolo ADHOC MAC, tal y como ya se ha mostrado en §4.3.3. Mediante el ajuste del parámetro α en (4.9) puede controlarse el reparto de ancho de banda entre los dos servicios. Valores de α de 0,5 ó 0,75 permiten conseguir anchos de banda superiores para los dos tipos de servicio que los que proporciona 802.11e.

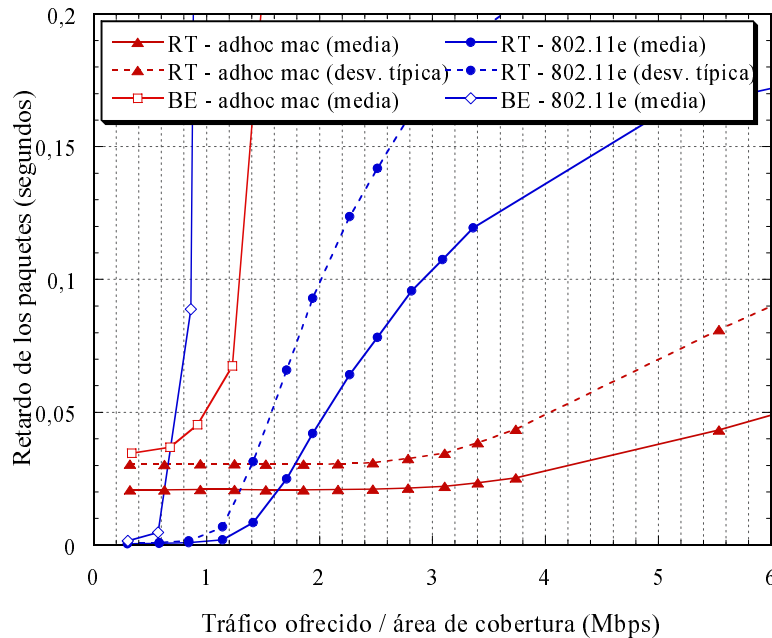


Figura 4.25. Valores medios y desviaciones típicas del retardo de paquetes con 802.11e y ADHOC MAC.

En la figura 4.25 se presentan los valores medios del retardo de los paquetes de ambos servicios así como la desviación típica del servicio *RT* para los dos protocolos. ADHOC MAC introduce un pedestal de retardo, derivado de la estructura TDMA sobre la que se basa el mecanismo de acceso. Por esta razón, para bajas tasas 802.11e proporciona retardos menores. Sin embargo, a partir de un tráfico ofrecido por área de cobertura cercano a 1,5 Mbps, a medida que el tráfico ofrecido aumenta, el retardo medio y especialmente la desviación del retardo obtenidos con 802.11e crecen rápidamente superando ampliamente a los conseguidos mediante ADHOC MAC, que permanecen estables hasta valores de tráfico ofrecido por área de cobertura sobre 3,5 Mbps.

4.3. Evaluación de prestaciones

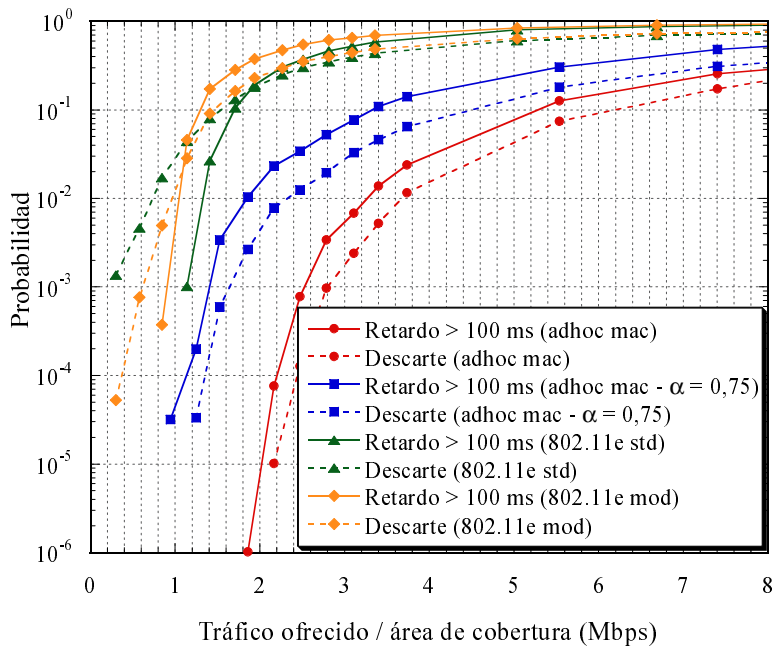


Figura 4.26. Probabilidad de descartar y de recibir un paquete con un retardo mayor que 100 ms con 802.11e y ADHOC MAC.

Esta misma tendencia puede observarse en la figura 4.26, donde se representa la probabilidad de descartar y la de recibir un paquete con un retardo superior a 100 ms con ambos protocolos. En los dos casos se incluyen dos estrategias distintas. Para el 802.11e se muestran los resultados con los valores estándar de la ventana de contienda y la versión modificada, mientras que para ADHOC MAC se incluye la versión sin reparto de ancho de banda y con reparto con $\alpha = 0,75$. En el 802.11e se observa que para tasas bajas, la probabilidad de descartar es superior a la de recibir un paquete con un retardo mayor que 100 ms, a pesar de que el descartar se ha establecido en 200 ms, siendo especialmente notorio en el caso de emplear la ventana estándar. Este hecho es debido a otro de los parámetros del estándar, *Long Retry Limit*, que limita el número máximo de intentos de acceso al medio para cada uno de los paquetes. Concretamente, el valor recomendado en [IEEE 802.11 Working Group, 1999a] es 4. En situaciones de terminal oculto, el nodo transmisor puede escuchar el medio libre y enviar el RTS, pero luego no recibir el mensaje CTS. Cuando el tamaño máximo de la ventana es pequeño, los distintos intentos de retransmisión son relativamente próximos, lo que puede provocar que un paquete exceda rápidamente los 4 intentos de transmisión y sea descartado a pesar de que el retardo acumulado sea pequeño. Este problema se reduce al aumentar el tamaño máximo de la ventana, cómo se observa en la figura 4.26.

En resumen, el protocolo BIAS – ADHOC MAC proporciona un incremento de la capacidad considerable respecto al estándar 802.11 y un importante grado de control sobre el reparto del ancho de banda. Además, la posibilidad de realizar reserva de recursos permite garantizar un retardo controlado, como se observa en la figura 4.25. Este trabajo se centra en el análisis del acceso al medio de cada nodo sin tener en cuenta la naturaleza multisalto de las potenciales comunicaciones. En el contexto de una conexión multisalto, la reserva de recursos que proporciona el protocolo es la base para garantizar un determinado ancho de banda extremo a extremo. Esta garantía es un requisito fundamental tanto para llevar a cabo un control de admisión adecuado como para proporcionar los requerimientos de calidad de servicio demandados por los usuarios [Canales, 2007; Canales y otros, 2005, 2006a,b]. Una vez analizada la capacidad potencial del protocolo, en el capítulo siguiente se va a estudiar su comportamiento en escenarios más realistas, resaltando los problemas que se presentan y las distintas soluciones planteadas.

Capítulo 5

Adaptación de la Propuesta a la Variabilidad del Medio Inalámbrico

A lo largo de los dos capítulos anteriores se ha partido de una estructura básica capaz de proporcionar un servicio broadcast fiable, sobre la que se ha propuesto y evaluado un esquema de asignación y reserva de recursos que permite aprovechar el reuso espacial para incrementar de manera notable la capacidad respecto al estándar 802.11, así como realizar una diferenciación de servicios flexible de gran importancia para la provisión de QoS extremo a extremo.

La evaluación de las propuestas realizadas se ha llevado a cabo mediante un modelo de propagación simplificado (*Protocol Model* – Anexo A), en el que la conectividad solamente está condicionada por la distancia entre nodos y los terminales fuera del rango de cobertura no influyen en la calidad de la señal recibida. Dicho modelo, a pesar de su simplicidad, se encuentra muy extendido en el contexto de la evaluación de redes ad hoc, puesto que permite analizar en un escenario controlado la capacidad potencial de un protocolo, así como las limitaciones que presenta desde un punto de vista estructural (gestión del acceso al medio, resolución de problemas de terminal oculto y terminal expuesto, diferenciación de servicios, etc.), sin que se vea afectado por las problemáticas derivadas de la falta de fiabilidad del medio inalámbrico. En un segundo nivel de análisis, una vez que se ha validado la corrección del protocolo, es necesario considerar escenarios de propagación más realistas, para detectar los problemas que pueden presentarse en un escenario real. En este contexto, el modelo *Physical Model* (Anexo A) supone una mejor aproximación al comportamiento real en un entorno inalámbrico. En este modelo, se tiene en cuenta que cualquier transmisión activa genera

un cierto valor de potencia en el resto de terminales de la red, que contribuye al nivel total de interferencia que cada terminal sufre, lo que implica que la relación Señal a Interferencia (*Signal to Interference Ratio (SIR)*) que experimenta cada receptor puede ser muy variante. Por esta razón, realmente la ausencia de colisiones y la fiabilidad de las reservas que teóricamente proporciona el protocolo propuesto, no pueden garantizarse en un escenario en el que una transmisión sólo se considera correcta cuando la *SIR* recibida es superior a SIR_{th} , el valor mínimo necesario para decodificar correctamente la información. Esto es debido a que fenómenos como la activación de una nueva conexión, por lejana que sea, o la variación de las condiciones del canal de propagación (desvanecimientos) siempre pueden hacer que el nivel de interferencia supere el valor máximo tolerado por el terminal receptor.

Durante este capítulo, en primer lugar se va a llevar a cabo un análisis del funcionamiento del protocolo BIAS – ADHOC MAC en presencia de interferencia mediante el *Physical Model* teniendo en cuenta las pérdidas por propagación, pero en ausencia de desvanecimientos. En §5.1 se analizan las complicaciones fundamentales que aparecen en este escenario, la estimación errónea de la disponibilidad de recursos y la degradación de transmisiones activas, así como las soluciones propuestas para aliviar estos problemas [Gállego y otros, 2005b]. Una vez mejorada la fiabilidad del protocolo en este mismo entorno, en §5.2 se propone un mecanismo de control de potencia que permite reducir el consumo de energía a la vez que aumenta notablemente el reuso espacial, con el consiguiente incremento de la capacidad [Gállego y otros, 2006b,c]. Finalmente, la presencia de desvanecimientos hace que deban realizarse consideraciones adicionales y ciertas modificaciones sobre las propuestas anteriores para garantizar el correcto funcionamiento del protocolo, tal y como se describe en §5.4.

5.1. Provisión de comunicaciones fiables en presencia de interferencia

De acuerdo con el *Protocol Model* considerado hasta el momento, la capacidad de decodificar correctamente la información depende únicamente de la distancia entre el transmisor y el receptor. De este modo, las situaciones de conflicto o colisiones ocurren únicamente cuando un nodo receptor recibe simultáneamente dos o más transmisiones de dos o más nodos que se encuentran en su rango de cobertura (vecinos a 1 salto).

Por lo tanto, para asegurar transmisiones libres de conflicto en un determinado slot es suficiente garantizar que se cumplen ciertas condiciones:

Concretamente, en el caso de las *transmisiones broadcast* debe garantizarse que ningún vecino a 1 salto está transmitiendo o recibiendo (o de manera equivalente, que ningún vecino a 1 ó 2 saltos está transmitiendo), mientras que en el caso de *transmisiones punto a punto*, el nodo receptor no debe estar transmitiendo ni recibiendo y ningún otro vecino a 1 salto puede estar recibiendo en ese mismo slot.

Supongamos que un terminal i desea establecer una transmisión en un slot k , bien sea broadcast o punto a punto. Según este modelo, sólo los vecinos a 1 y 2 saltos de i (los nodos que pertenecen a un TH-cluster común con i) pueden influir en el éxito del intento y en que la reserva pueda mantenerse en las tramas siguientes. Mediante el intercambio de información de conectividad de nivel de enlace que proporciona el BCH es posible resolver las posibles situaciones de conflicto y garantizar la fiabilidad de las comunicaciones, tal y como se ha descrito en los capítulos anteriores.

Sin embargo, si se tiene en cuenta que la capacidad de decodificar correctamente la información depende también de la interferencia que sufre el receptor como consecuencia de cualquier otra transmisión, independientemente de la distancia a la que se encuentre, conocer la información sobre el estado (transmisión/recepción) de los vecinos a 1 y 2 saltos ya no es suficiente para garantizar la ausencia de conflictos, puesto que en este escenario el concepto de *colisión* se extiende a cualquier nivel de interferencia adicional sobre una transmisión que haga que el nivel de SIR se sitúe por debajo del SIR_{th} .

De manera general, en este escenario surgen dos problemas fundamentales: la *estimación errónea de la disponibilidad de recursos* y la *degradación de transmisiones activas*.

1. Estimación errónea de la disponibilidad de recursos

Gracias a la información recibida en los FIs de los terminales vecinos, un nodo es capaz de determinar qué slots están *DISPONIBLES* hacia cada destino. A partir de esta información, puede acceder directamente (RR-ALOHA) o señalar el intento de reserva en su FI (BIAS). En todo caso, con el **Protocol Model** siempre que no se produzcan varios intentos de acceso o de reserva concurrentes, el éxito en el acceso está garantizado, puesto que se dispone de información precisa sobre la disponibilidad. Sin embargo, al tener en cuenta la interferencia producida por todos los terminales, pueden producirse errores en la estimación de disponibilidad con la información básica transmitida en los FIs.

5.1. Provisión de comunicaciones fiables en presencia de interferencia

Una de las condiciones que siempre se deben cumplir para poder establecer una nueva transmisión en un slot determinado es que el receptor o receptores de dicha comunicación indiquen en su FI que dicho slot está *LIBRE*. En el caso del **Protocol Model**, un terminal i marca un slot k *LIBRE* siempre que ningún vecino de i esté transmitiendo en dicho slot. El terminal i puede saber que alguien transmite en el slot k porque decodifica el paquete transmitido en ese slot o mediante la información recibida en el FI del transmisor (ver §4.1.1).

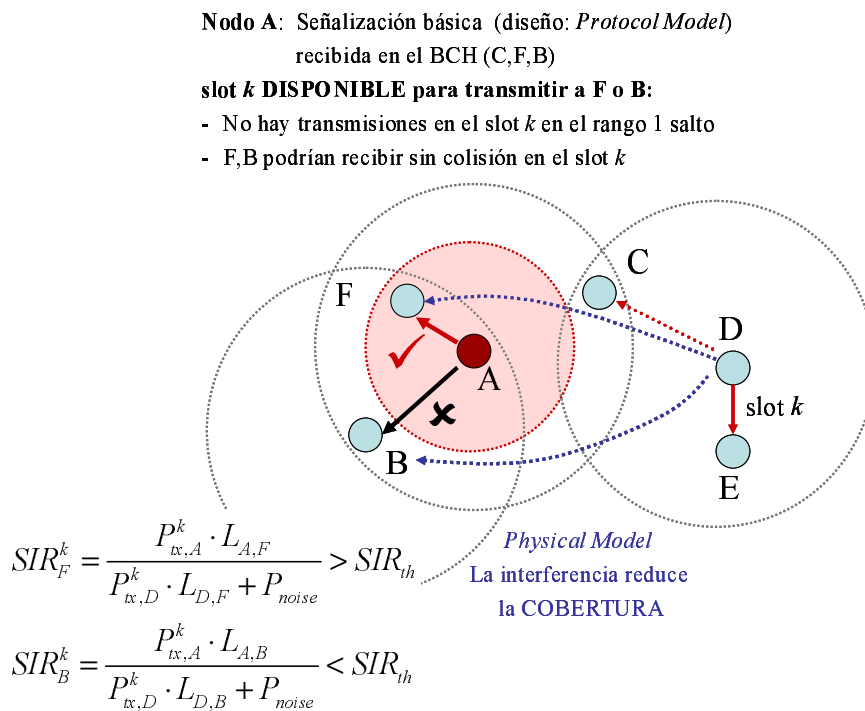


Figura 5.1. *Physical Model*. Reducción del rango de cobertura debido a la interferencia de transmisiones activas lejanas.

Sin embargo, consideremos un escenario como el de la figura 5.1. El terminal D está transmitiendo al terminal E en el slot k . El terminal C recibe el FI de D, y por lo tanto marca el slot k *OCUPADO*. En esas condiciones, de acuerdo con el **Protocol Model**, el terminal A no puede establecer un enlace hacia C, puesto que éste sufriría una colisión, pero no hay ninguna restricción para comunicarse con B o con F, ya que ambos marcan el slot k *LIBRE*. De este modo, si realizase un intento de reserva con cualquiera de ellos, éste sería exitoso. Realmente, a pesar de no decodificar la información transmitida por D, tanto en su FI como en el mismo slot k , los terminales B y F reciben un cierto nivel de interferencia debido a la transmisión de D.

Por ejemplo en este caso, a pesar de la interferencia sufrida por el terminal F, si tenemos en cuenta el efecto captura, se cumple que $SIR_F^k > SIR_{th}$ y por tanto el enlace A – F es viable. Si embargo la interferencia generada por D es tal que la SIR que experimenta el terminal B, SIR_B^k , es inferior a la mínima tolerable, SIR_{th} , por lo que la transmisión de A a B fallaría a pesar de la aparente disponibilidad.

Este problema tiene especial importancia dentro del mecanismo de control de admisión de nuevas conexiones dentro de la red [Canales y otros, 2005], puesto que una estimación errónea de la disponibilidad de los recursos puede conducir a la admisión de conexiones a las que finalmente no se les puede proporcionar el servicio negociado.

2. Degradación de transmisiones activas

Una vez que una reserva se ha realizado de manera exitosa y un terminal está transmitiendo libre de conflictos en un slot determinado, la señalización distribuida por los FIs garantiza en el *Protocol Model* que ningún otro terminal interrumpirá dicha transmisión (siempre y cuando no se produzca una situación de robo de recursos), puesto que todos los vecinos a 1 salto del receptor o receptores son conscientes de que no pueden iniciar una transmisión que colisionaría con la ya activa. Realmente, al tener en cuenta la interferencia producida por todos los terminales transmisores, no puede garantizarse que la activación de una transmisión lejana no va a incrementar el nivel de interferencia de una transmisión activa por encima del máximo tolerable.

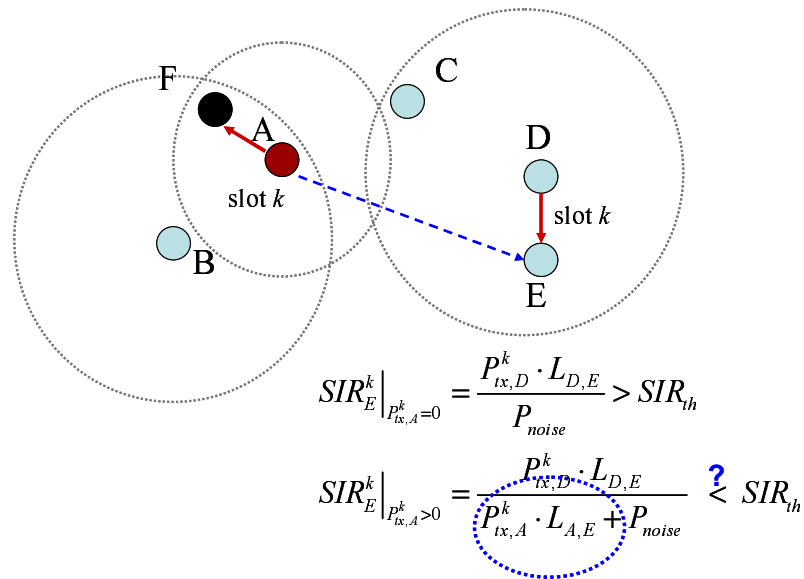


Figura 5.2. *Physical Model* Incremento de la interferencia sobre comunicaciones activas.

Por ejemplo, en el escenario de la figura 5.2, los terminales D y E mantienen una comunicación en el slot k . El terminal A no recibe el FI del terminal E, puesto que está fuera de su área de cobertura, por lo que no es consciente de que E está recibiendo en el slot k y puede establecer una transmisión en ese mismo slot hacia el terminal F. Dicha transmisión va a generar un nivel de interferencia $P_{tx,A}^k \cdot L_{A,E}$ sobre el terminal E que puede reducir su SIR recibida por debajo de la SIR_{th} mínima requerida.

Para limitar la degradación que sufren las prestaciones del protocolo en este escenario más realista es necesario llevar a cabo cambios en el modo de funcionamiento del mismo. A continuación se detallan las modificaciones propuestas para solventar en parte los dos problemas comentados anteriormente.

Respecto a la estimación errónea de la disponibilidad de recursos, el principal problema del protocolo radica en que sólo se marca un slot k como *OCUPADO* desde el punto de vista de recepción si un terminal i es capaz de recibir correctamente en el slot k o al menos escuchar en el FI de algún vecino que este último está transmitiendo en ese slot. En cambio, situaciones en las que el terminal i es capaz de detectar un cierto nivel de potencia, insuficiente para decodificar la información, son consideradas como *LIBRE*.

5.1.1. El estado *DIRTY*

Una primera solución consiste en la inclusión de un nuevo estado, *DIRTY* junto con los ya existentes *LIBRE*, *OCUPADO* y *ACCEDIENDO*, para designar estos casos en los que se detecta potencia pero no puede determinarse su origen [Gállego y otros, 2005b]. El objetivo de este estado es que un terminal j que desea establecer una transmisión con el terminal i en el slot k sepa que en dicho slot, el terminal i recibe un cierto nivel de interferencia y por tanto no lo considere como *DISPONIBLE*. De esta manera se reduce la probabilidad de error en la estimación de disponibilidad de recursos, eliminando del conjunto de slots disponibles todos aquéllos en los que el receptor es capaz de detectar algún nivel de potencia. Esta primera aproximación apenas supone modificaciones en el protocolo (pasar de 3 a 4 estados en el FI ni siquiera incrementa el número de bits del campo Estado (st) en el FI), pero sigue sin resolver dos problemas en la estimación de disponibilidad:

a) El hecho de que un terminal reciba un cierto nivel de interferencia de conexiones adyacentes no implica necesariamente que no pueda ser receptor de una nueva transmisión, puesto que gracias al efecto captura, si la potencia de señal útil es suficientemente

grande, puede cumplirse que la SIR recibida sea mayor que SIR_{th} . Por lo tanto, el uso del slot $DIRTY$ puede reducir la capacidad potencial del protocolo. Sin embargo, para poder hacer un uso eficiente de estos slots, es necesario disponer de información más concreta sobre el nivel de interferencia que cada terminal observa, de manera que en ausencia de esta información parece más conveniente evitar las transmisiones en los slots $DIRTY$. En el apartado siguiente dedicado al control de potencia, se profundiza en esta idea y se muestra cómo se puede hacer uso de los slots $DIRTY$ de manera eficiente.

b) Un terminal puede marcar un slot como $DIRTY$ si es capaz de detectar un cierto nivel de interferencia. Sin embargo, la sensibilidad de los receptores limita la capacidad de sensado de los terminales, de manera que existe un umbral de sensado o *Carrier Sense Threshold* (CS_{th}) por debajo del cual no puede detectarse la presencia de potencia en el receptor. De este modo, especialmente en enlaces con un margen muy limitado frente a interferencias, puede ocurrir que a pesar de que el receptor marque el slot como $LIBRE$, el nivel de interferencia residual que sufre, sea suficiente para que el nuevo enlace falle. Como se describirá posteriormente en §5.1.3, la mejor solución en estos casos es imponer una restricción adicional en el establecimiento de comunicaciones, consistente en un margen de seguridad frente a interferencias.

5.1.2. Uso de señal de Beacon por parte del receptor

Un terminal i que inicia una transmisión, puede evitar gracias al FI de los terminales vecinos transmitir en un slot en el que alguno de sus vecinos ya está recibiendo. Sin embargo, la principal situación de degradación de las conexiones activas sucede cuando el terminal i tiene receptores cercanos, pero no lo suficiente como para poder decodificar la información que éstos transmiten en su FI. En tal caso, el terminal i no es consciente de que su transmisión puede influir sobre otras activas, por lo que no encuentra restricciones para establecer una nueva transmisión.

Puede aprovecharse la diferencia existente entre los umbrales de recepción (RX_{th}) y de sensado (CS_{th}) para introducir una pequeña modificación en la estructura del protocolo que proporciona una mayor protección para las transmisiones activas. Para ilustrarla, vamos a considerar el mismo escenario que en la figura 5.2 tal y como se muestra en la figura 5.3. La idea es la siguiente: para que un nuevo transmisor no interfiera en un slot en el que hay una conexión activa, deber ser consciente de que dicha conexión existe. Con el mecanismo básico del protocolo, el terminal transmisor A no sabe que el terminal E está recibiendo en el slot k , porque está fuera de su área

de cobertura máxima (RX_{th}) y no puede decodificar el FI de E, donde se recoge dicha información. Sin embargo, la distancia entre ambos es tal que sí podría *sensar* una transmisión de E. Si E envía una breve señal de *BEACON* al inicio del slot k , el terminal A sería capaz de detectar que existe un nodo recibiendo en el slot k al que quizás podría afectar su transmisión. Por lo tanto, de cara a mantener la fiabilidad de las conexiones activas podría eliminar el slot k de su lista de *DISPONIBLES*.

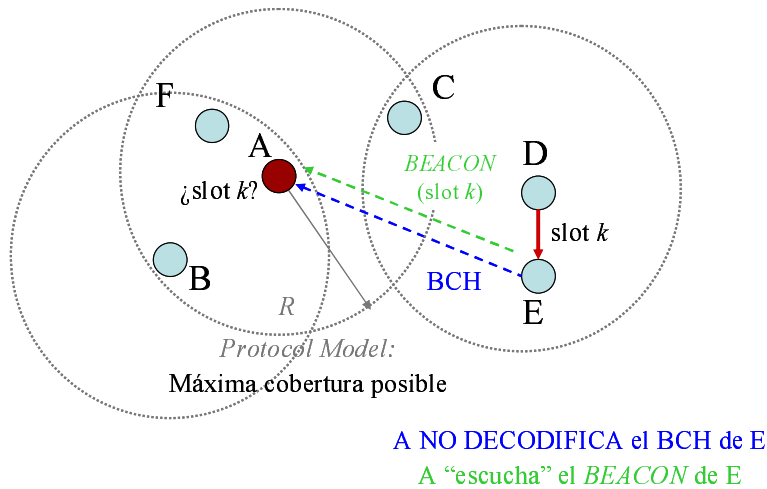


Figura 5.3. Transmisión de señal *BEACON*.

No obstante, esta modificación puede reducir drásticamente la capacidad de reuso del protocolo, en mayor medida incluso que el uso del slot *DIRTY*, puesto que el hecho de que se detecte un cierto nivel de potencia en la señal de *BEACON* de un slot determinado no implica necesariamente que la activación de un nuevo enlace degrade el ya activo por debajo de SIR_{th} . Puede establecerse un compromiso entre fiabilidad de las conexiones activas y capacidad global del sistema regulando el nivel de potencia mínimo que debe detectar un potencial transmisor en un *BEACON* para considerar que el slot no está *DISPONIBLE*.

5.1.3. Estabilidad del sistema

Las modificaciones propuestas en §5.1.1 y §5.1.2 contribuyen a aumentar la fiabilidad de las comunicaciones. Sin embargo el riesgo de fallos sigue siendo especialmente alto en los enlaces *débiles* que se encuentran en el límite del rango de cobertura, sin apenas margen para tolerar incrementos de la interferencia por pequeños que sean. En ausencia

de interferencia puede definirse la relación señal a ruido (*Signal to Noise Ratio (SNR)*) entre los terminales i y j en el slot k según (5.1):

$$SNR_{i,j}^k = \frac{P_{tx,i}^k \cdot L_{i,j}(d_{i,j})}{P_{noise,j}} \quad (5.1)$$

donde $P_{tx,i}^k$ es la potencia transmitida por el terminal i en el slot k , $L_{i,j}$ las pérdidas de propagación entre i y j , que dependen de $d_{i,j}$, la distancia entre ambos y $P_{noise,j}$ es la potencia de ruido en el terminal j .

De este modo, el margen frente a interferencias $\Delta SIR_{i,j}^k$ del enlace (i, j) se define como:

$$\Delta SIR_{i,j}^k = SNR_{i,j}^k - SIR_{th} \quad (dB) \quad (5.2)$$

En el funcionamiento normal del protocolo se asume que cada vez que la SIR cae por debajo de la SIR_{th} se ha producido una colisión y es necesario volver a asignar la transmisión en un slot distinto. Por lo tanto, los enlaces con un margen pequeño frente a interferencias presentan una probabilidad de fallo mucho mayor. Esta situación degrada las prestaciones del protocolo, puesto que debe emplearse más tiempo en el proceso de reserva de recursos y crece el número de retransmisiones como consecuencia del aumento de la probabilidad de fallo. Además, desde el punto de vista de una ruta extremo a extremo, las nuevas asignaciones se realizarán sobre el mismo enlace, por lo que la probabilidad de fallo de esa ruta seguirá siendo alta. Por esta razón, los enlaces con un margen pequeño frente a interferencias deberían evitarse en el establecimiento de rutas con QoS.

En todo caso, desde el punto de vista del mecanismo de acceso al medio, el problema es especialmente importante en el caso de la transmisión broadcast del slot BCH. Como ya se ha comentado en varias ocasiones, disponer de un slot BCH es condición necesaria para considerar a un terminal activo en el sistema (capaz de transmitir y recibir en slot de datos). Por la propia definición de transmisión broadcast, para considerar que una transmisión en el slot BCH es correcta es necesario recibir el ACK en todos los FIs de los terminales vecinos.

Si alguno de los enlaces de un terminal i con cualquiera de sus vecinos presenta un valor $\Delta SIR_{i,j}^k$ pequeño, la probabilidad de que las transmisiones BCH de i sean consideradas erróneas crece rápidamente, más aún conforme aumenta el número de enlaces *débiles* que soporta.

Cada vez que se produce una colisión, debe reasignarse el slot BCH. Hasta que no finaliza el proceso de reasignación, el terminal i no puede transmitir paquetes, puesto que no puede señalar sus reservas, ni recibir, puesto que no puede mandar los *ACKs* a las transmisiones. En una situación sin congestión en la subtrama de control, este proceso es relativamente rápido y al cabo de una trama puede recuperarse la normalidad, pero aun así, si la probabilidad de colisión es alta, la fracción de tiempo perdida por esta inestabilidad del sistema puede degradar notablemente las prestaciones globales del protocolo.

Como solución a esta situación de inestabilidad, en [Gállego y otros, 2006b] se propone introducir un margen de protección frente a interferencias definido de acuerdo a un requerimiento de potencia mínima en recepción. Se define $P_{rx,min}$ como el valor de potencia de señal necesario en recepción para disponer de un margen de ΔSIR dBs por encima de SIR_{th} en ausencia de interferencia:

$$P_{rx,min} = SIR_{th} + P_{noise} + \Delta SIR \quad (dB) \quad (5.3)$$

A partir de esta definición, un nodo considera a un terminal cercano como vecino a 1 salto *estable* si además de poder decodificar su BCH ($SIR_{rx} > SIR_{th}$), lo recibe con una potencia superior a $P_{rx,min}$. Una vez concretado el conjunto de vecinos estables, es necesario redefinir 3 aspectos fundamentales para la operación del protocolo: **mantenimiento del BCH**, **establecimiento de enlaces de datos** y **cálculo de la disponibilidad de recursos**.

- **Mantenimiento del BCH:** Puesto que el principal problema en la gestión del BCH en presencia de interferencia es la falta de fiabilidad debido a los enlaces *débiles*, se va a modificar el comportamiento del protocolo de manera que no se tengan en cuenta los *ACKs* provenientes de dichos enlaces para el mantenimiento del BCH. En otras palabras, para considerar que una transmisión del BCH ha sido correcta sólo es necesario recibir el *ACK* de los vecinos estables.
- **Establecimiento de enlaces de datos:** Por la misma razón que en el caso anterior, para evitar la formación de rutas a través de enlaces con alta probabilidad de fallo, sólo se podrán establecer enlaces de datos con terminales pertenecientes al conjunto de vecinos estables.

- Cálculo de la disponibilidad de recursos:** Para llevar a cabo el cálculo de la disponibilidad de recursos, es necesario recopilar la información recibida en los FIs de los terminales vecinos. Ya se ha descrito anteriormente que no poder decodificar el FI de terminales cercanos, pero fuera del área de cobertura, lleva a decisiones erróneas en la estimación de la disponibilidad. Por esta razón, toda la información disponible es útil para determinar la disponibilidad y para esta tarea se emplearán los FIs recibidos de todos los vecinos, sean o no estables.

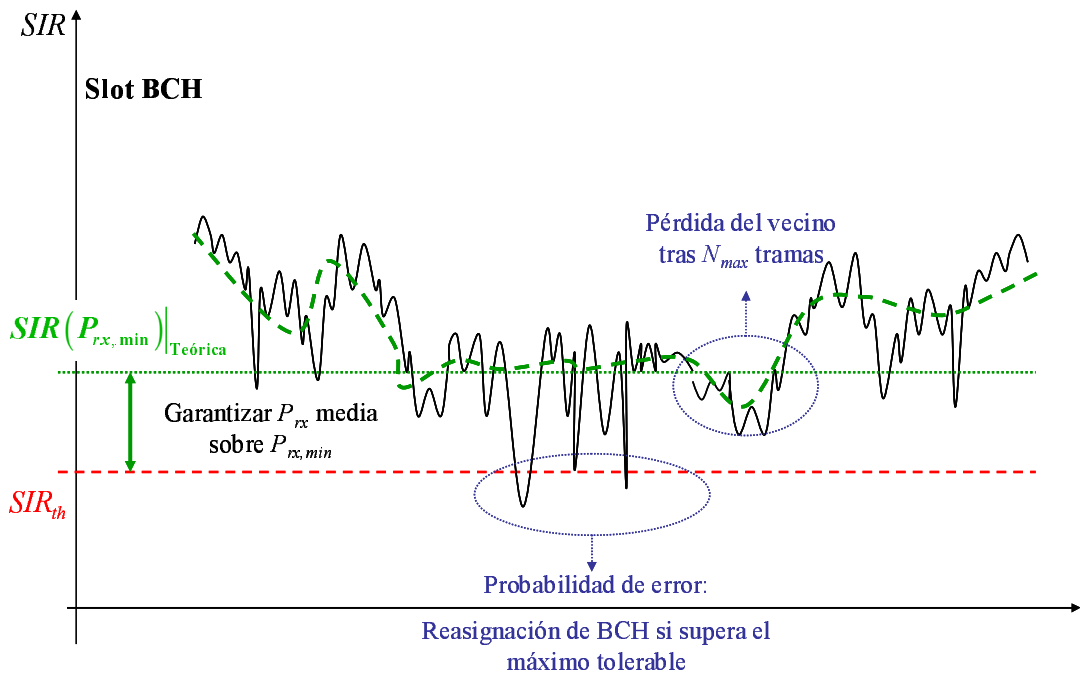


Figura 5.4. Margen de seguridad frente a oscilaciones de la SIR . Definición de $P_{rx,min}$.

La elección del valor específico de $P_{rx,min}$ es un aspecto muy importante en el diseño del protocolo, que depende en gran medida del escenario de aplicación. En primer lugar, en todo este análisis no se han tenido en cuenta las posibles oscilaciones en el canal de propagación debidas a desvanecimientos rápidos y lentos (figura 5.4). Su presencia, cómo se describe con detalle en §5.4, tiene dos consecuencias fundamentales: en primer lugar, el margen de seguridad sobre el umbral de detección debe ser mayor, puesto que no sólo deben absorberse las variaciones en la SIR debidas a la activación y desactivación de conexiones interferentes, sino a las variaciones en la potencia de señal recibida como consecuencia de los desvanecimientos. Por otro lado, debido a la variabilidad del canal de propagación, las decisiones no pueden tomarse a partir de valores instantáneos, sino

del promedio a lo largo del tiempo: El hecho de recibir un paquete concreto con una $SIR < SIR_{th}$ no tiene por qué implicar directamente una colisión y por tanto una reasignación de slot, puesto que puede deberse a un desvanecimiento momentáneo de la señal útil.

En cualquier caso, existe un compromiso en su elección. $P_{rx,min}$ debe ser suficientemente alto para garantizar la fiabilidad de los enlaces, pero teniendo en cuenta que cuánto mayor es su valor, menor es el rango de cobertura efectivo del terminal, lo cual puede tener un impacto negativo en la conectividad de la red, que es necesaria para garantizar las transmisiones extremo a extremo.

5.2. Mecanismos de control de potencia

Mediante la aplicación de las distintas estrategias descritas en el apartado anterior, la fiabilidad del protocolo mejora notablemente. Sin embargo, alguna de estas medidas (slot *DIRTY*, señal de *BEACON*) lo consiguen a costa de una reducción excesiva de la capacidad de reuso del protocolo. Además, a pesar de que el protocolo ADHOC MAC lleva asociado por definición un consumo de potencia importante por la necesidad de mantener trama a trama el slot BCH, resulta ineficiente desde el punto de vista energético transmitir todos los paquetes en los slots de datos a la misma potencia, independientemente de su destino.

Como consecuencia, en este apartado se plantea la definición de un mecanismo de control de potencia para el protocolo ADHOC MAC con dos objetivos fundamentales: reducir el consumo de energía, ajustando la potencia de transmisión a la mínima necesaria para garantizar la fiabilidad del protocolo y aumentar la capacidad permitiendo el reuso espacial de slots en los casos en los que el nivel de interferencia sufrido por el receptor sea tolerable [Gállego y otros, 2006b,c].

La distribución de la información de señalización a una potencia de transmisión fija en el slot BCH va a ser la base para implementar algoritmos de control de potencia en la estructura propuesta. De hecho, a partir de la versión básica del protocolo ADHOC MAC [Borgonovo y otros, 2004a], también se ha propuesto un mecanismo de control de la topología [Borgonovo y otros, 2006, 2004b], que ajusta la potencia de transmisión en los slots BCH para controlar el número de vecinos que tiene cada terminal (ver §2.3.1). El principal objetivo de este mecanismo es mantener el número de vecinos de cada terminal en un intervalo controlado, de manera que, dado un número de slots en la

trama, se garantice el acceso de nuevos terminales independientemente de la densidad de terminales en la red. En el trabajo presentado en esta memoria no se ha incluido este mecanismo de control de la topología, de manera que todos los terminales transmiten en su slot BCH a la máxima potencia disponible. Para garantizar el acceso con densidades de terminales variables, se ajusta de manera adaptativa el número de slots de la subtrama de control N_{BCH} tal y como se describe en §3.2.

En la descripción del mecanismo propuesto, se va a partir de un algoritmo básico que no requiere distribuir información de control adicional, para posteriormente introducir las modificaciones oportunas necesarias para implementar el algoritmo completo.

Consideremos que un terminal i quiere establecer una conexión con el terminal j en el slot k , que el nodo j marca como *LIBRE*. Como se ha comentado anteriormente, asumimos que el slot BCH se transmite siempre a una potencia conocida P_{tx-BCH} . Asumiendo enlaces simétricos, las pérdidas de propagación de i a j pueden estimarse a partir de la potencia recibida en el BCH de j a i , $P_{rx,j,i}$.

$$\hat{L}_{i,j} = \hat{L}_{j,i} = \frac{\hat{P}_{rx,j,i}}{P_{tx-BCH}} \quad (5.4)$$

Para que esta estimación sea correcta, además de la simetría de los enlaces, debe cumplirse que el canal sea estacionario en el periodo de tiempo comprendido entre la recepción del BCH de j y la transmisión del terminal i . El factor limitante para asegurar esta estacionariedad son los desvanecimientos rápidos del canal de propagación, a pesar de que el efecto de estos desvanecimientos puede mitigarse mediante el empleo de técnicas de diversidad. En el caso de que no pueda garantizarse dicha estacionariedad, una solución consiste en promediar los valores estimados en distintos instantes de tiempo para obtener el valor medio de las pérdidas de propagación y posteriormente, introducir un margen adicional en el calculo de la potencia de transmisión que sea capaz de absorber las variaciones del canal respecto a ese valor medio (§5.4).

De acuerdo a la estimación del canal, el terminal i puede ajustar su potencia de transmisión para proporcionar una *SIR* objetivo, SIR_{obj} que debe elegirse por encima de SIR_{th} para proporcionar un margen frente a interferencias y variaciones del canal, que permita absorber niveles de interferencia en el receptor por debajo de CS_{th} , variaciones en el nivel de interferencia debido a la activación de conexiones lejanas, así como variaciones en el nivel de señal útil.

$$P_{tx,i}^k = \begin{cases} \frac{SIR_{obj} \cdot P_{noise}}{\hat{L}_{i,j}} & \text{if } P_{tx,i}^k \leq P_{tx-BCH}, \\ P_{tx-BCH} & \text{if } P_{tx,i}^k > P_{tx-BCH}. \end{cases} \quad (5.5)$$

donde $P_{tx,i}^k$ es la potencia con que el terminal i transmite en el slot k .

Con este simple algoritmo (*Control de potencia BÁSICO*), manteniendo las mismas reglas de funcionamiento en lo referente al cálculo de disponibilidad y la gestión de las reservas, se puede conseguir por un lado reducir el consumo de potencia y por otro, disminuir los niveles de interferencia generados sobre conexiones lejanas. Esta reducción de la interferencia hace que el número de slots *DIRTY* que un terminal observa sea menor y que el número de slots *LIBRES* aumente, con la consiguiente mejora en la capacidad de la red.

Sin embargo, el incremento de la capacidad puede ser mayor si se incluye información adicional en los FIs acerca de la interferencia que un terminal estima en cada slot, \hat{P}_{int}^k , a costa de incrementar el *overhead* de control enviado en el BCH. Esta información puede obtenerse a partir de la potencia total en recepción y de técnicas de estimación de la *SIR* recibida [Gunaratne y otros, 2002; Lau y Tam, 2001]. Es necesario, por tanto añadir un nuevo campo en el FI de cada terminal $FI^k[P_{int}] = \hat{P}_{int}^k$.

En este caso, el terminal i puede acceder en el slot k independientemente de que el terminal j lo marque *DIRTY* o incluso *OCUPADO* (siempre que no sea él mismo el receptor) con tal de que disponga de la potencia necesaria para establecer la transmisión garantizando la SIR_{obj} . Para ello debe satisfacer que:

$$P_{tx,i}^k = \frac{SIR_{obj} \cdot (P_{noise} + \hat{P}_{int}^k)}{\hat{L}_{i,j}} \leq P_{tx-BCH} \quad (5.6)$$

De este modo, una vez que se ha establecido la comunicación en el slot k , el terminal i puede ajustar su potencia de transmisión trama a trama de acuerdo con el nivel de interferencia del que le informa j , \hat{P}_{int}^k , y la estimación del canal que obtiene del BCH de j , $\hat{L}_{i,j}$. Denominamos a este mecanismo *Control de Potencia Interference-Aware*.

En este caso, las condiciones que debe satisfacer un cierto slot k para que un terminal i lo considere como $DISPONIBLE_{PTP,j}$ hacia el destino j son:

1. $P_{tx,i}^k < P_{tx-BCH}$ con $\hat{P}_{int}^k = FI_j^k[P_{int}]$. (El terminal transmisor i debe disponer de potencia suficiente para garantizar SIR_{obj} en el destino j).
2. $FI_j^k[id_{TX}] \neq j$ (El terminal destino j no debe estar transmitiendo).
3. $FI_n^k[PTPF] = 0, \forall n \in NB_i$ (El flag PTP debe estar a 0 en todos los FIs recibidos).

Además, deben realizarse unas ligeras modificaciones en la **Actualización de la Información de Trama** (§4.1.1) que lleva a cabo el terminal receptor j : En las reglas descritas para el *Protocol Model*, ante una petición de reserva del terminal i , el terminal receptor j sólo marca el slot k como “*ACEDIENDO por i* ” si antes comprueba que ningún otro terminal está ya transmitiendo en ese slot, para evitar una posible colisión. Esto entra en conflicto con la nueva definición de disponibilidad, ya que el terminal i puede estimar correctamente que un slot está disponible hacia j aunque éste escuche otras transmisiones.

Por ello, cuando el terminal j recibe una petición por el slot k , debe comprobar si puede aceptarla, independientemente de que algún otro terminal esté transmitiendo ya en ese slot, verificando que el terminal i dispone de potencia suficiente para garantizar en recepción una $SIR > SIR_{obj}$ en dicho slot:

$$\frac{P_{rx-BCH,i,j}}{P_{int}^k + P_{noise}} > SIR_{obj} \quad (5.7)$$

Tanto en el control de potencia *BÁSICO* como en el *Interference-Aware* se ha asumido hasta el momento que para que el terminal i considere un slot disponible es condición necesaria que ningún vecino suyo esté recibiendo en ese mismo slot (El flag PTP debe estar a 0 en todos los FIs recibidos) para evitar colisiones. Sin embargo, la capacidad de reúso puede incrementarse más todavía permitiendo la existencia de estas recepciones paralelas cuando el receptor que ya está en curso puede tolerar la interferencia adicional que generaría la nueva conexión.

Para ello, es necesario que cada receptor informe en su BCH del margen potencial frente a interferencias del que dispone en cada slot (Δ_{int}^k), lo que supone una nueva entrada en el FI de cada terminal, $FI^k[\Delta_{int}] = \Delta_{int}^k$. El margen en el slot k puede obtenerse como:

$$\Delta_{int}^k = \frac{P_{rx}^k}{SIR_{th}} - (P_{int}^k + P_{noise}) \quad (5.8)$$

5.2. Mecanismos de control de potencia

Si se permite la existencia de reservas paralelas, es necesario modificar la tercera de las condiciones que determinan la disponibilidad de un slot en el control de potencia *Interference-Aware*, puesto que la condición de que ningún vecino del terminal i esté recibiendo se relaja a que la potencia de la nueva transmisión no degrade la calidad de ninguna de las recepciones de dichos vecinos. Es decir, debe cumplirse que:

$$P_{tx,i}^k \cdot \hat{L}_{i,n} < \Delta_{int,n}^k, \quad n \in \{N_{i,RX-k}\} \quad (5.9)$$

donde $N_{i,RX-k}$ es el conjunto de terminales receptores en el slot k que son vecinos del terminal i .

La aplicación directa de esta condición puede producir un efecto de lazo cerrado que finalmente lleva a un aumento de las colisiones. El efecto es el siguiente: si además de las dos primeras condiciones se cumple (5.9), el terminal i decide que el slot k está disponible hacia j y accede. El establecimiento de dicha conexión va a producir una disminución de la SIR de las conexiones activas. En principio, esta disminución es tolerable (se sigue garantizando que $SIR > SIR_{th}$), pero de hecho va a hacer que $SIR < SIR_{obj}$. Desde el punto de vista de las conexiones ya activas, los respectivos transmisores observan que el nivel de interferencia que sufren sus receptores ha aumentado, por lo que en la trama siguiente incrementan sus potencias de transmisión ($P_{tx,n}^k, n \in N_{i,RX-k}$) para seguir garantizando que $SIR = SIR_{obj}$, por lo que la interferencia en el enlace $i - j$ crece y el terminal i volverá a incrementar $P_{tx,i}^k$.

Un modo de aliviar este efecto es conseguir que la admisión de una nueva conexión no lleve a un incremento de la potencia de transmisión de las conexiones ya activas. Obviamente, esto no es controlable en el caso de conexiones lejanas fuera del área de cobertura, pero sí en la situación anterior, donde el problema viene por la recepción concurrente de vecinos cercanos. Para conseguirlo, es necesario introducir una nueva SIR umbral, $SIR_{obj-min} \in (SIR_{th}, SIR_{obj})$ que se emplea para redefinir el margen de (5.8), sustituyendo SIR_{th} por el nuevo umbral:

$$\Delta_{int}^k = \frac{P_{rx}^k}{SIR_{obj-min}} - (P_{int}^k + P_{noise}) \quad (5.10)$$

Además debe modificarse el mecanismo de ajuste de la potencia de transmisión de modo que un transmisor sólo ajuste su potencia cuando la SIR en recepción sea menor que $SIR_{obj-min}$ en lugar de SIR_{obj} . De aquí en adelante, este mecanismo va a denominarse control de potencia *Interference-Aware con Recepciones Paralelas (IA-RP)*. En este

último algoritmo, además de las modificaciones en la **Actualización de la Información de Trama** comentadas para el algoritmo *Interference-Aware (IA)*, es necesario modificar también la **Comprobación del resultado de las pre-reservas**, concretamente la condición de que el flag PTP esté a 0 en los FIs de todos los terminales vecinos debe relajarse a que esté a *sólo* si el estado es *ACCEDIENDO*, puesto que por la propia definición del modo *IA-RP*, la existencia de un receptor activo (*OCUPADO* con $PTP_F = 1$) no es obstáculo para que una reserva sea exitosa.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

En esta sección se va a evaluar el impacto del *Physical Model* en las prestaciones del protocolo propuesto, tanto en el servicio básico de broadcast, como en el mecanismo de reserva de recursos de datos punto a punto, analizando las prestaciones de las distintas estrategias propuestas en los dos apartados anteriores. Se va a considerar el mismo escenario de simulación que ya se ha empleado en §3.1.2, §3.2.2 y §4.3 en cuanto a tráfico en la red, tanto en lo referente al proceso de generación de usuarios en la red (proceso de Poisson con tasa de llegada Y [terminales/s] y tiempo de permanencia exponencial de media L tramas) como al de conexiones punto a punto por parte de cada usuario activo (proceso de Poisson con tasa X [conexiones PTP/s], duración de cada conexión de D tramas generando 1 paquete por trama). Los terminales se posicionan en una región cuadrada de 1 Km^2 y en los casos en que se considera la movilidad de los mismos, se utiliza el RWP modificado ya empleado en §3.1.2 y descrito en el Anexo B.

Se mantiene la estructura de trama diseñada en §4.3.4 para una tasa de transmisión de 11 Mbps: Una duración de 20 ms, con un total de 75 slots, que pueden repartirse entre control y datos. Las principales modificaciones en los parámetros de simulación son las relacionadas con el escenario de propagación. Las pérdidas por propagación L consideradas vienen dadas por (5.11):

$$L = -128,1 - 37,6 \cdot \log_{10}(d) \text{ dB} \quad (d \text{ en Km}) \quad (5.11)$$

El valor de la SIR mínima de decodificación, SIR_{th} , se ha fijado en 5 dB. La potencia de ruido P_{noise} es de -103 dBm. Salvo que explícitamente se indique lo contrario, consideramos que la sensibilidad del receptor permite detectar la presencia de señal

cuando la potencia media total recibida supera en 3,5 dB al nivel medio de ruido térmico. Esto implica que la potencia mínima de señal que puede ser detectada está 1 dB por encima de la potencia de ruido ($CS_{th} = P_{noise} + 1$ dB). La potencia de transmisión máxima de los terminales a la que transmiten su BCH (P_{tx-BCH}) se ha establecido en $-7,5$ dBm, a pesar de ser un valor excesivamente pequeño, con el objetivo de mantener el radio máximo de cobertura (cuando en el receptor sólo existe ruido térmico) en los 100 m que se han considerado hasta ahora con el **Protocol Model**. La elección de estos valores concretos permite plantear un escenario en el que puedan evaluarse las distintas propuestas mediante un modelo de propagación más realista.

5.3.1. Evaluación del servicio básico de broadcast

En primer lugar va a analizarse el comportamiento del servicio broadcast, en concreto, la influencia del estado *DIRTY*. Para ello, se comparan las prestaciones sin *DIRTY* con las que se obtienen con el uso de dicho estado empleando distintos valores de CS_{th} . Realmente, el valor de CS_{th} no es un parámetro configurable del sistema, sino que viene determinado por la sensibilidad de los equipos, pero su variación permite entender mejor el comportamiento del protocolo bajo el **Physical Model**.

Las figuras 5.5 y 5.6 muestran respectivamente la capacidad y el número de reasignaciones del servicio broadcast en un escenario sin movilidad. Puede comprobarse que conforme aumenta la sensibilidad (CS_{th} menor) disminuye el número de reasignaciones, es decir, aumenta la estabilidad del sistema. Esto es debido a que los terminales marcan un slot como *DIRTY* por pequeño que sea el nivel de interferencia, de modo que se evita acceder en dichos slots, que potencialmente pueden fallar. Sin embargo, en la figura 5.5 se observa que ese aumento de la estabilidad no está directamente relacionado con un aumento en la capacidad, sino que existe un valor óptimo (sobre $P_{noise} - 5$ dB en este escenario) que maximiza la capacidad. El motivo es el siguiente: realmente, el estado *DIRTY* reduce la disponibilidad, puesto que hace que ciertos slots no sean accesibles. A medida que CS_{th} disminuye, aumenta el número de slots marcados *DIRTY* y por tanto disminuye el número de *DISPONIBLES*. Sin embargo, cuanto mayor es CS_{th} , más imprecisa es la medida de la disponibilidad, por lo que aumenta el número de accesos fallidos y en consecuencia el tiempo que cada terminal no dispone de un slot BCH activo.

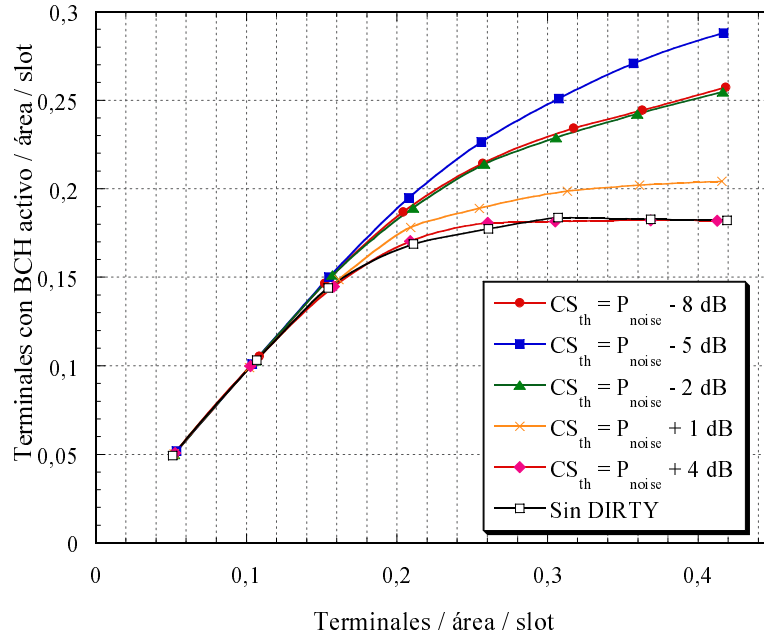


Figura 5.5. Capacidad del servicio broadcast sin emplear slot *DIRTY* y con slot *DIRTY* para distintos valores de CS_{th} . Escenario sin movilidad.

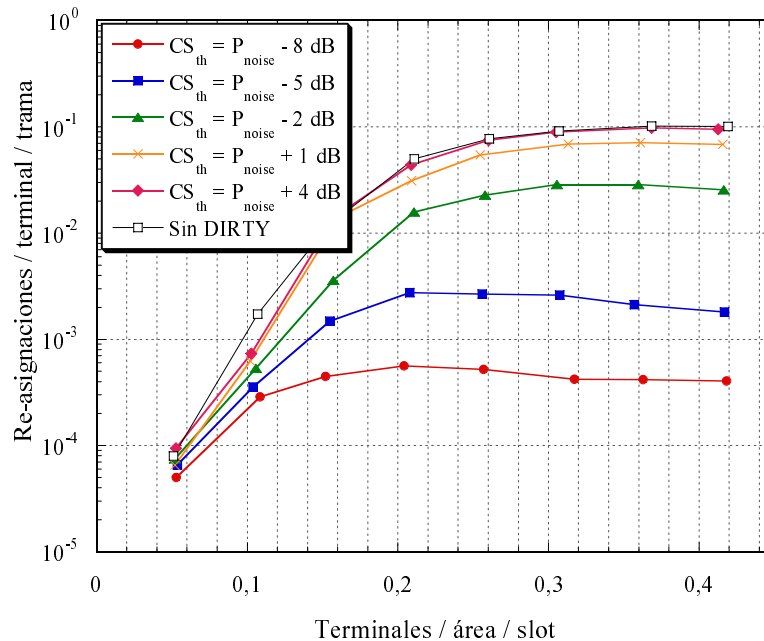


Figura 5.6. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama sin emplear slot *DIRTY* y con slot *DIRTY* para distintos valores de CS_{th} . Escenario sin movilidad.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

En las figuras 5.7 y 5.8 se muestran los mismos resultados para distintos escenarios con movilidad. Puede comprobarse que la degradación derivada de la velocidad en cuanto a aumento de reasignaciones y disminución del número de usuarios activos es más notable para valores de CS_{th} pequeños. Para valores altos y más aún sin el uso del slot *DIRTY*, la degradación debida a la inestabilidad del sistema por culpa de la estimación errónea de la disponibilidad es la que limita las prestaciones, independientemente de la velocidad de los terminales. Esta problemática es la que justifica la necesidad de emplear un margen adicional frente a interferencias que permita distinguir entre vecinos estables e inestables tal y como se ha descrito en §5.1.3.

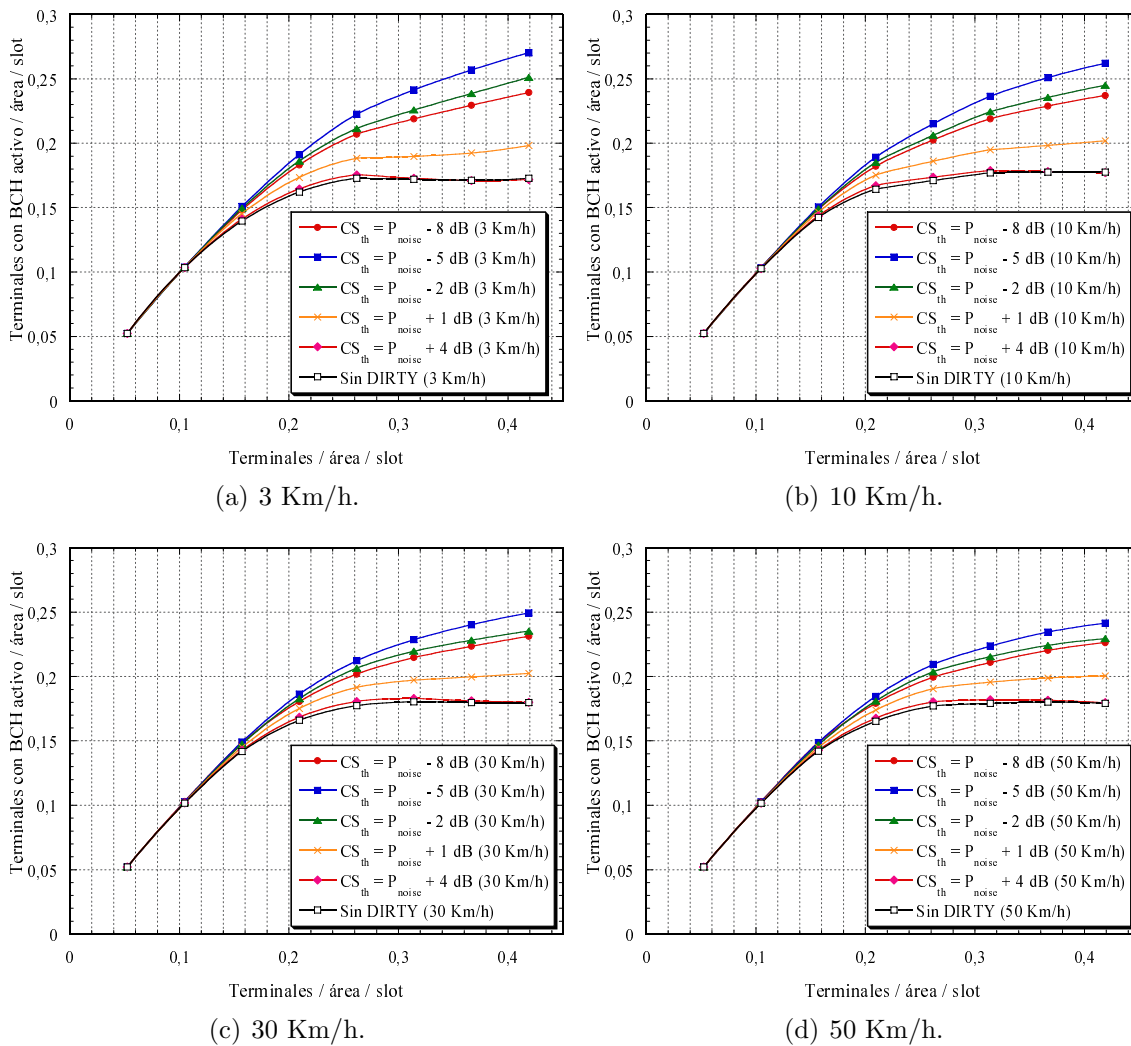


Figura 5.7. Capacidad del servicio broadcast sin emplear slot *DIRTY* y con slot *DIRTY* para distintos valores de CS_{th} . Escenarios con movilidad.

Los vecinos que un nodo considera estables son los que le permiten comprobar si la transmisión de su BCH es correcta y aquéllos con los que puede establecer enlaces de datos fiables. En las figuras 5.9 y 5.10 se muestran la capacidad del servicio broadcast y el número de reasignaciones del BCH respectivamente obtenidos con distintos márgenes (ΔSIR en (5.3)) en un escenario sin movilidad. En ambas gráficas se presentan dos alternativas. En línea continua se incluyen los resultados obtenidos empleando todos los FIs recibidos para realizar el cálculo de la disponibilidad de recursos (no drop – *nodr*). En discontinua se muestra lo mismo empleando sólo los FIs de vecinos estables para el cálculo de disponibilidad (drop de FIs de vecinos no estables – *dr*).

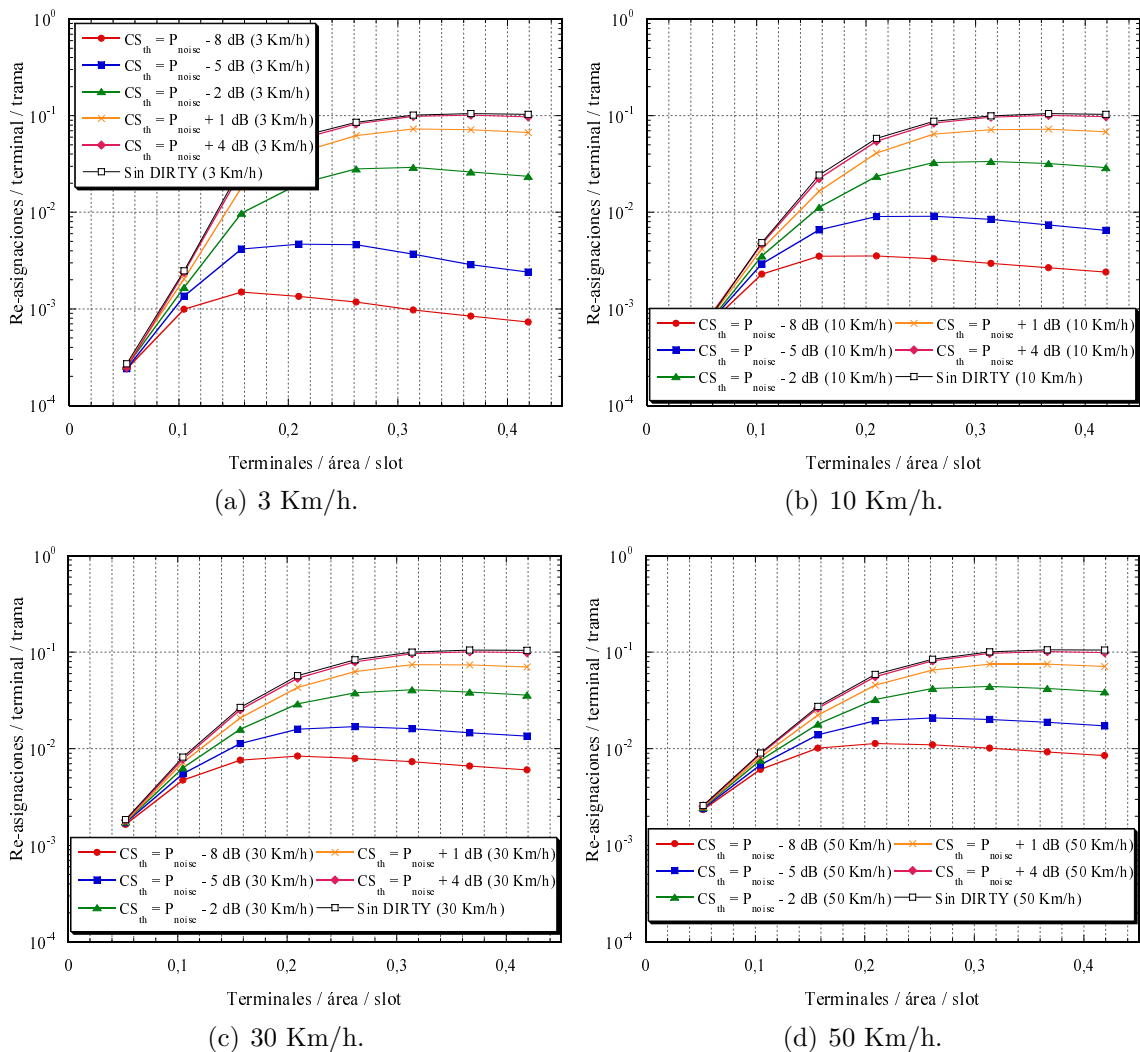


Figura 5.8. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama sin emplear y con slot DIRTY para distintos valores de CS_{th} . Escenarios con movilidad.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

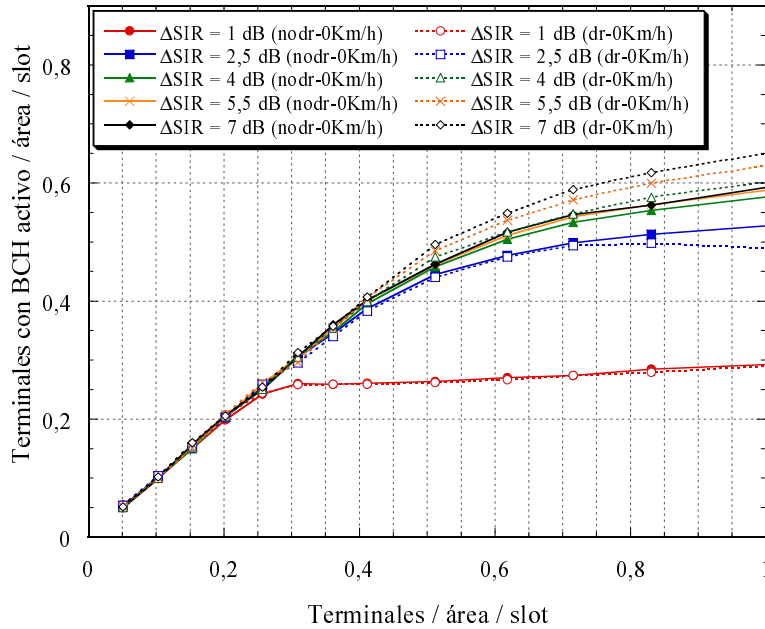


Figura 5.9. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR con slot *DIRTY* y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenario sin movilidad.

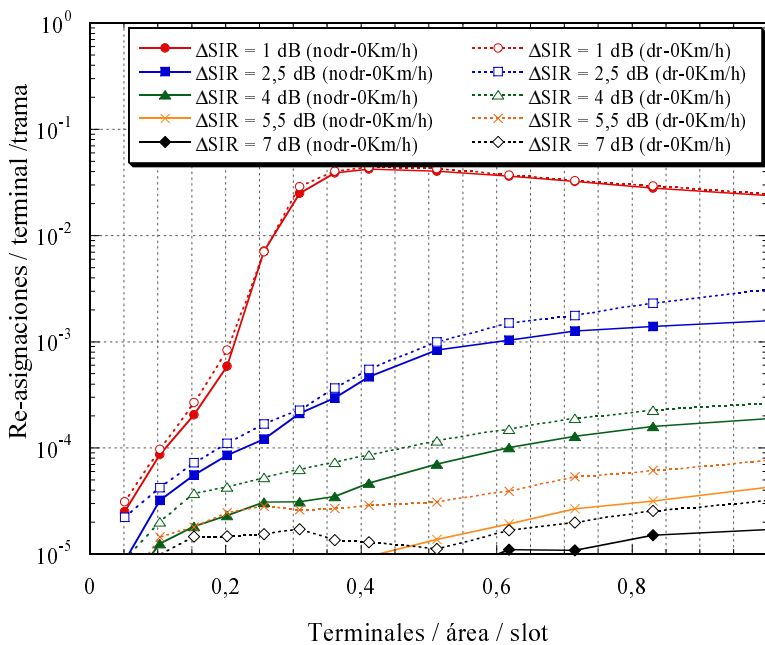


Figura 5.10. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos valores de ΔSIR con slot *DIRTY* y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenario sin movilidad.

En primer lugar, se comprueba que el uso del margen proporciona una mejora notable de las prestaciones, especialmente a partir de 2,5 dB, tanto en lo referente a capacidad (usuarios activos) como a estabilidad y fiabilidad (reasignaciones). Esta fiabilidad es mayor cuando se emplean todos los FIs en el cálculo de la disponibilidad, puesto que la estimación de recursos es más precisa. Sin embargo, para márgenes altos, el número de usuarios activos puede ser mayor cuando sólo se consideran los FIs estables.

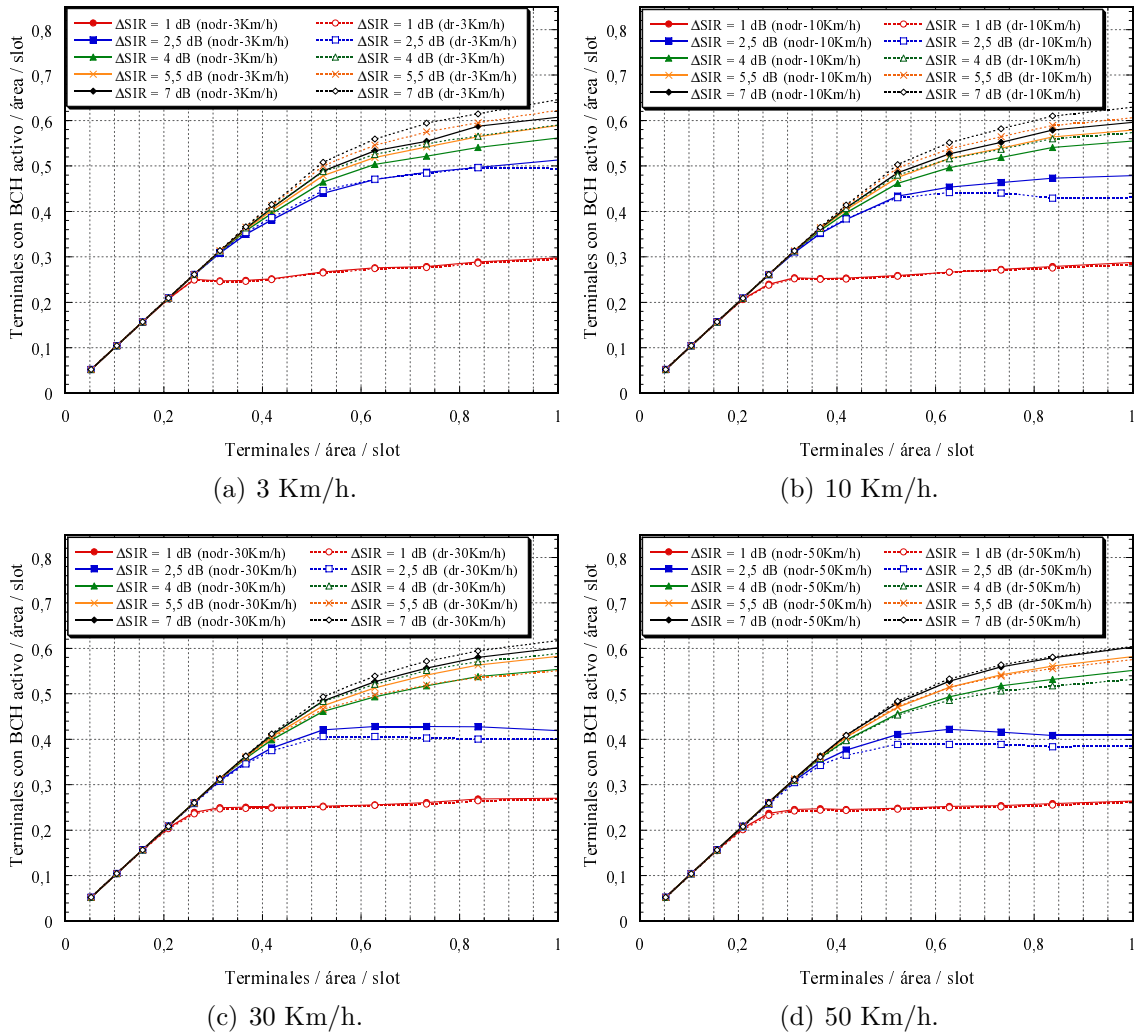


Figura 5.11. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR con slot *DIRTY* y $CSt_h = -102$ dBm. Escenarios con movilidad.

El motivo es el siguiente: Considerar los FIs de todos los vecinos reduce la disponibilidad de recursos. Cuando el margen es alto, cada terminal sólo considera como vecinos estables a nodos con un margen frente a interferencia muy grande, a los que la activación de conexiones lejanas no les va a afectar en exceso, por lo que parte de los

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

recursos que son considerados no disponibles al emplear todos los FIs, pero disponibles sólo con los de vecinos estables, pueden de hecho reservarse exitosamente, aumentando el número de usuarios activos en el sistema.

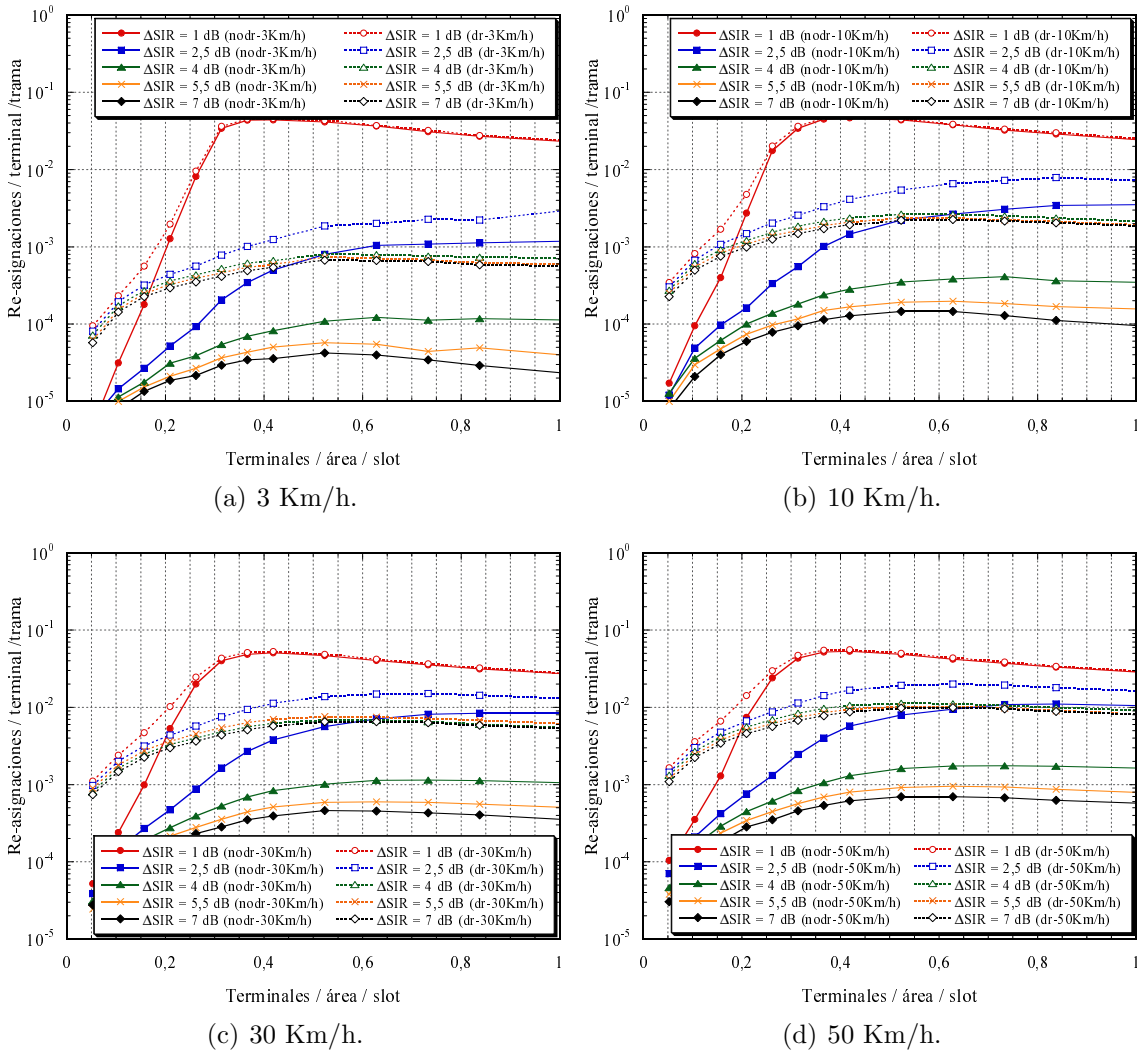


Figura 5.12. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama para distintos valores de ΔS_{IR} con slot *DIRTY* y $CS_{th} = -102$ dBm. Escenarios con movilidad.

Sin embargo, esta aparente ventaja desaparece progresivamente a medida que aumenta el dinamismo de la red, como puede observarse en las figuras 5.11 y 5.12. Con una velocidad media de 50 Km/h la estrategia *dr* proporciona iguales o peores prestaciones que *nodr* para todos los márgenes, mientras que el número de reasignaciones es significativamente menor con la estrategia *nodr* en todos los casos. La mayor variación en los niveles de interferencia que cada terminal sufre hace que una estimación más precisa de

la disponibilidad de recursos mejora la fiabilidad del protocolo. En cuanto a la elección del margen más apropiado, de los resultados presentados se deduce que cuanto mayor es el margen, mejores son las prestaciones globales. Sin embargo, hay que tener en cuenta que márgenes mayores implican un área de cobertura *efectiva* menor (figura 5.13), y por lo tanto, un número de vecinos con los que pueden establecerse comunicaciones también menor, por lo que valores excesivamente altos para ΔSIR pueden llevar a situaciones no deseadas de falta de conectividad en la red.

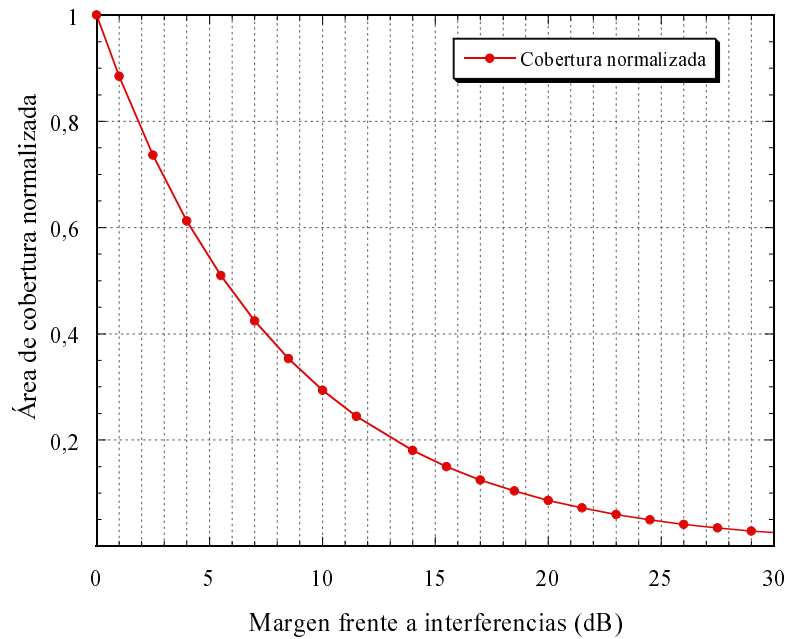


Figura 5.13. Área de cobertura normalizada a la situación con $\Delta SIR = 0$ dB para diferentes valores de ΔSIR (en dB).

Puede comprobarse que la ganancia más importante por emplear el margen ya se ha obtenido con $\Delta SIR = 4$ dB, mientras que a partir de ese valor, tanto el incremento de usuarios activos como la disminución de las reasignaciones son mucho menos pronunciados. Además, en la figura 5.14 se observa que mientras que con 2,5 dB existe una degradación con la velocidad, con 4 dB las prestaciones obtenidas en cuanto a número de usuarios en el sistema son similares para distintas velocidades. Esto es debido a que al disponer de un margen suficiente, se reducen las colisiones o situaciones de conflicto, ya que cuando la potencia recibida baja del umbral establecido, el terminal deja de considerarse vecino estable, y por tanto ya no se tienen en cuenta las posibles colisiones que sufra para reasignar el slot BCH. Por esta razón se va a considerar $\Delta SIR = 4$ dB como margen durante el resto del análisis salvo que explícitamente se indique lo contrario.

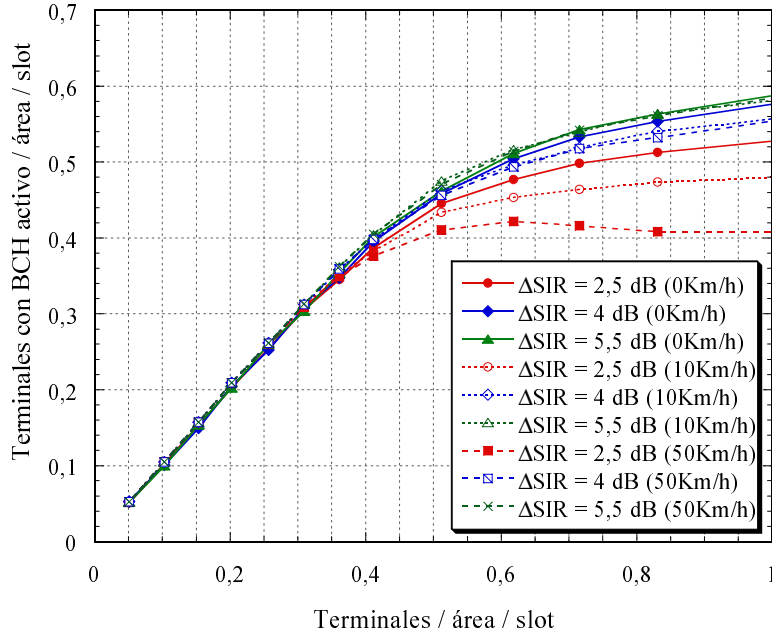


Figura 5.14. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR y distintas velocidades.

En la figura 5.15 se evalúa la estrategia adaptativa de reparto de ancho de banda entre control y datos propuesta en §3.2.1 en este nuevo escenario. Al igual que en dicho apartado, el parámetro empleado para evaluar el funcionamiento de las estrategias de subdivisión es la probabilidad de bloqueo de terminales que intentan acceder al sistema adquiriendo un slot BCH. El número de tramas durante las que un terminal intenta acceder a la red se sigue manteniendo en 10 tramas. En la figura se muestra la probabilidad de bloqueo de acceso frente al número medio de vecinos estables con división estática para distintos números de slots y los resultados obtenidos con tres divisiones dinámicas de la trama. Se comprueba cómo puede ajustarse la probabilidad de bloqueo para nuevos usuarios accediendo al sistema mediante la variación de los umbrales que determinan la variación del número de slots dedicados a la subtrama de datos. Concretamente, los valores de N_{BCH} elegidos para llevar a cabo la subdivisión dinámica son $\{N_1 = 10, N_2 = 15, N_3 = 20, N_4 = 25, N_5 = 30, N_6 = 35, N_7 = 40, N_8 = 45\}$ y los valores elegidos para los umbrales th son:

Adaptativo 1: $\{th_1 = 3, th_2 = 4, th_3 = 5, th_4 = 6, th_5 = 7, th_6 = 8, th_7 = 9\}$

Adaptativo 2: $\{th_1 = 2, th_2 = 3, th_3 = 4, th_4 = 5, th_5 = 6, th_6 = 7, th_7 = 8\}$

Adaptativo 3: $\{th_1 = 1, th_2 = 2, th_3 = 3, th_4 = 4, th_5 = 5, th_6 = 6, th_7 = 7\}$.

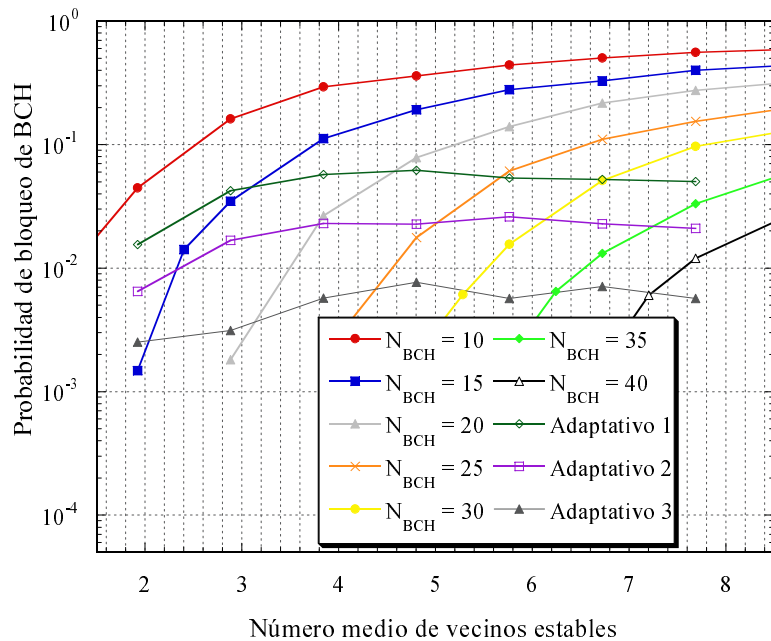
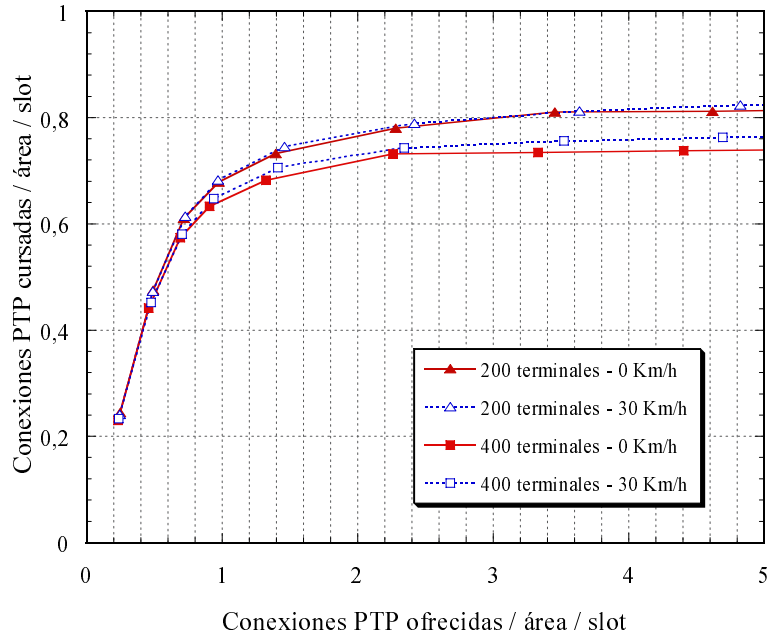


Figura 5.15. Probabilidad de bloqueo de acceso frente al número medio de vecinos estables con división estática y dinámica de la trama.

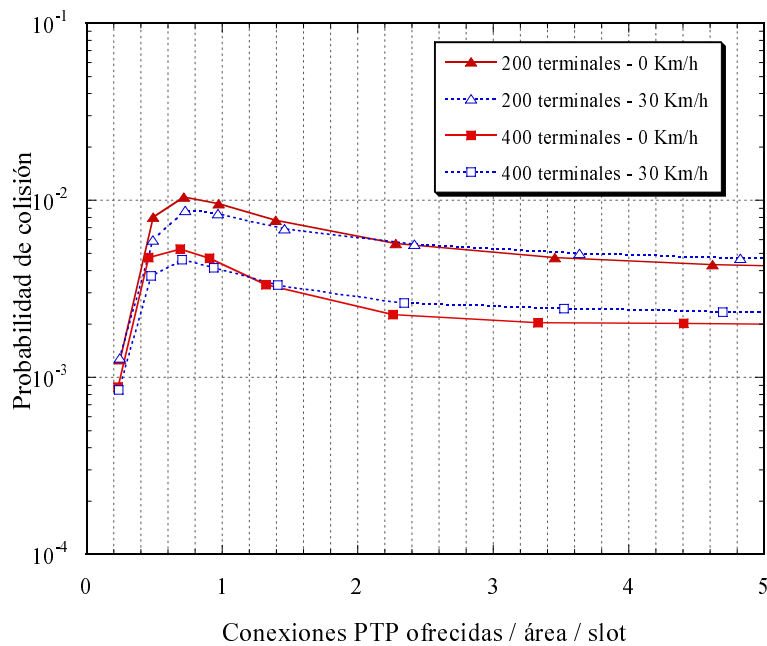
5.3.2. Evaluación del servicio de datos

La figura 5.16 muestra la capacidad y la probabilidad de colisión en el servicio punto a punto con el modo de funcionamiento básico, es decir, sin incorporar ni los beacons ni ningún mecanismo de control de potencia. Sí que se emplea el slot *DIRTY* y el margen frente a interferencias $\Delta SIR = 4$ dB para determinar los vecinos estables. Se presentan los resultados para dos densidades de usuarios y dos velocidades distintas. Los parámetros de generación de tráfico de datos punto a punto son los mismos que los empleados en §4.3.1. El factor de reuso conseguido se reduce respecto al que teóricamente podría obtenerse con el *Protocol Model* (1,3 conexiones/área/slot para 200 y 1,8 para 400 aproximadamente), puesto que el número de slots disponibles se ve reducido por el efecto de la interferencia de los terminales que se encuentran fuera del área de cobertura. Además, no puede garantizarse la ausencia de colisiones que teóricamente proporciona BIAS, puesto que la activación de una conexión, por lejana que sea, puede aumentar el nivel de interferencia por encima del máximo tolerado por una conexión en curso. Respecto a la velocidad de los terminales, en ausencia de desvanecimientos y errores debidos al canal de propagación, las prestaciones apenas se degradan al pasar de un escenario estático a otro con una velocidad media de 30 Km/h, puesto que el protocolo es capaz de adaptarse rápidamente a los cambios que se producen en la topología.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia



(a) Reúso.



(b) Probabilidad de colisión.

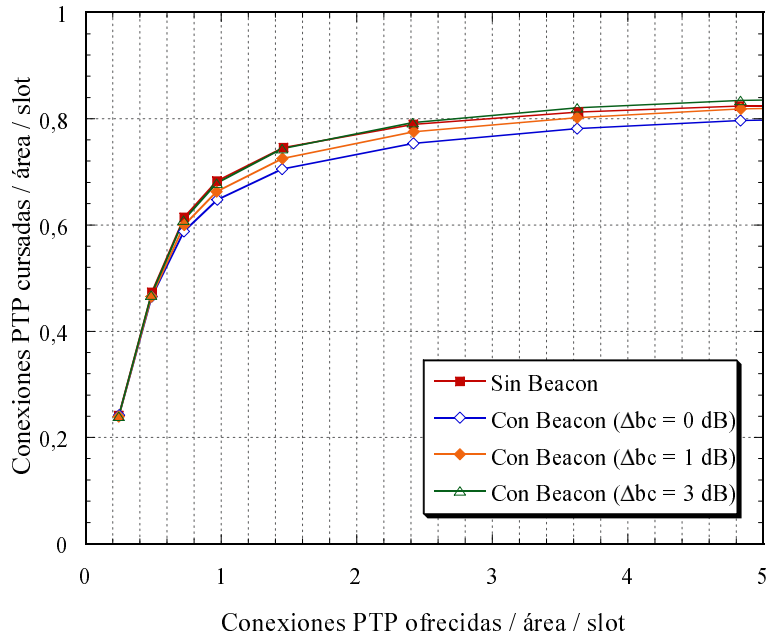
Figura 5.16. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Modo de operación básico. 200 y 400 terminales. 0 y 30 Km/h.

No obstante, es importante tener en cuenta que lo que muestran estas figuras es que la capacidad potencial del protocolo de acceso al medio no disminuye con la movilidad, lo que no implica que suceda lo mismo en un escenario multi-salto en el que las conexiones extremo a extremo deben reaccionar a la variabilidad de la topología actualizando adecuadamente sus rutas.

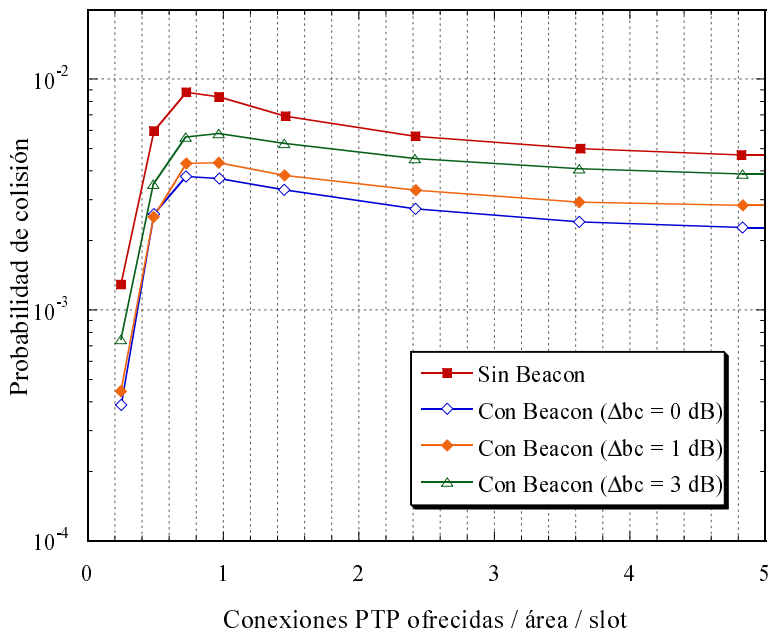
Como se ha comentado en §5.1.2, un mecanismo para aumentar la fiabilidad de las transmisiones es el uso de una señal de *BEACON* transmitida por los receptores al inicio del slot en el que están recibiendo. La figura 5.17 muestra de nuevo el factor de reuso y la probabilidad de colisión en un escenario con 200 terminales y velocidad media de 30 Km/h, empleando dicha señal de *BEACON*. En las distintas curvas se modifica el nivel de potencia mínimo que debe escuchar un nodo para considerar que efectivamente está recibiendo un *BEACON* y por tanto no puede acceder en ese slot, aunque según la señalización se encuentre *DISPONIBLE*. La señal de *BEACON* proporciona una mayor protección para las reservas activas (menor probabilidad de colisión) a costa de una reducción de la capacidad (menor reuso). Puede comprobarse que cuanto mayor es el nivel de potencia que se exige para detectar un *BEACON* (Δbc dB por encima del CS_{th}), más se acerca el comportamiento al funcionamiento sin el uso de esta señal.

Respecto a los mecanismos de control de potencia, el primer parámetro a determinar es el valor de la *SIR* objetivo (SIR_{obj}) que debe emplearse para ajustar la potencia de transmisión de cada terminal. Ya se ha comentado anteriormente que tanto este valor como el de $P_{rx,min}$ deben proporcionar un margen frente a interferencias y desvanecimientos del canal, que permita absorber variaciones en los niveles de señal e interferencia en el receptor. En este caso no se están teniendo en cuenta las variaciones del canal, pero sigue existiendo el mismo compromiso: valores altos de SIR_{obj} proporcionan una mayor protección para las transmisiones activas, pero por otro lado generan un nivel de interferencia mayor que reduce la disponibilidad para nuevas conexiones y por tanto, la capacidad de la red. Este compromiso puede observarse en la figura 5.18, donde se muestra el factor de reuso y la probabilidad de colisión dado un cierto tráfico ofrecido para distintos valores de SIR_{obj} empleando el control de potencia *BÁSICO* definido en §5.2. Las tendencias para distintas densidades de usuario y velocidades de los terminales son muy similares. Los valores máximos de capacidad se encuentran en torno a $SIR_{obj} = 9$ dB, aunque la probabilidad de colisión sigue descendiendo notablemente hasta los 13 ó 14 dB. Vamos a considerar un valor de compromiso entre capacidad y fiabilidad $SIR_{obj} = 12$ dB para analizar las prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

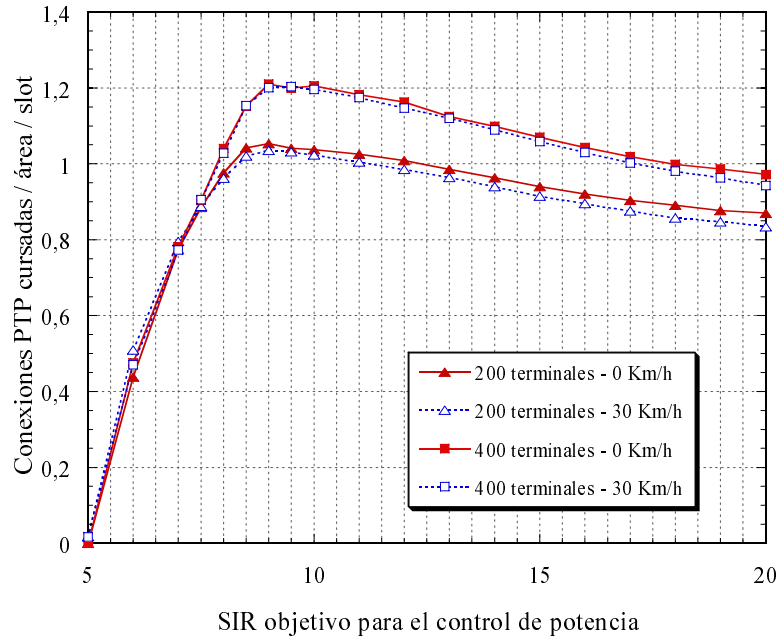


(a) Reúso.

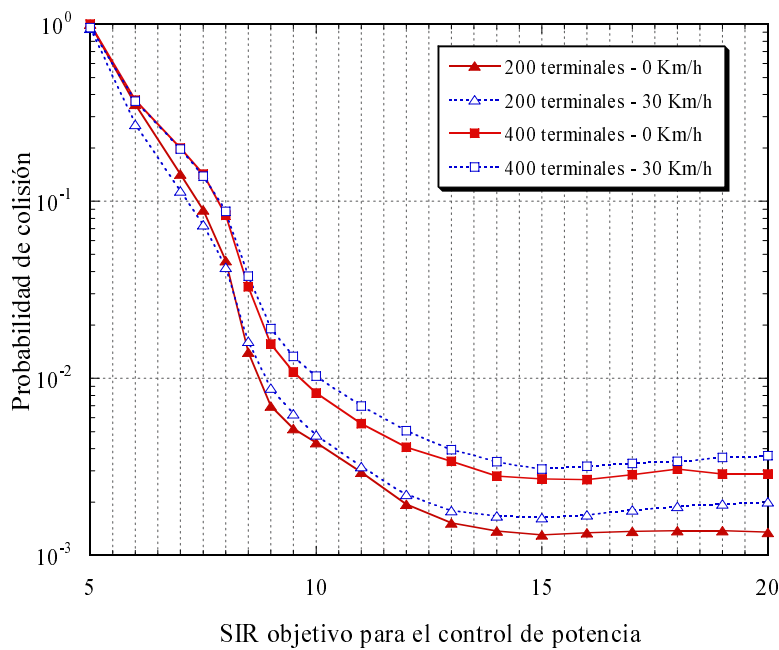


(b) Probabilidad de colisión.

Figura 5.17. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Uso de señal de *BEACON*. 400 terminales y 30 Km/h.



(a) Reúso.



(b) Probabilidad de colisión.

Figura 5.18. Influencia del valor de SIR_{obj} en el funcionamiento del control de potencia. *Control de potencia BÁSICO*. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 10 conexiones ofrecidas/área/slot.

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

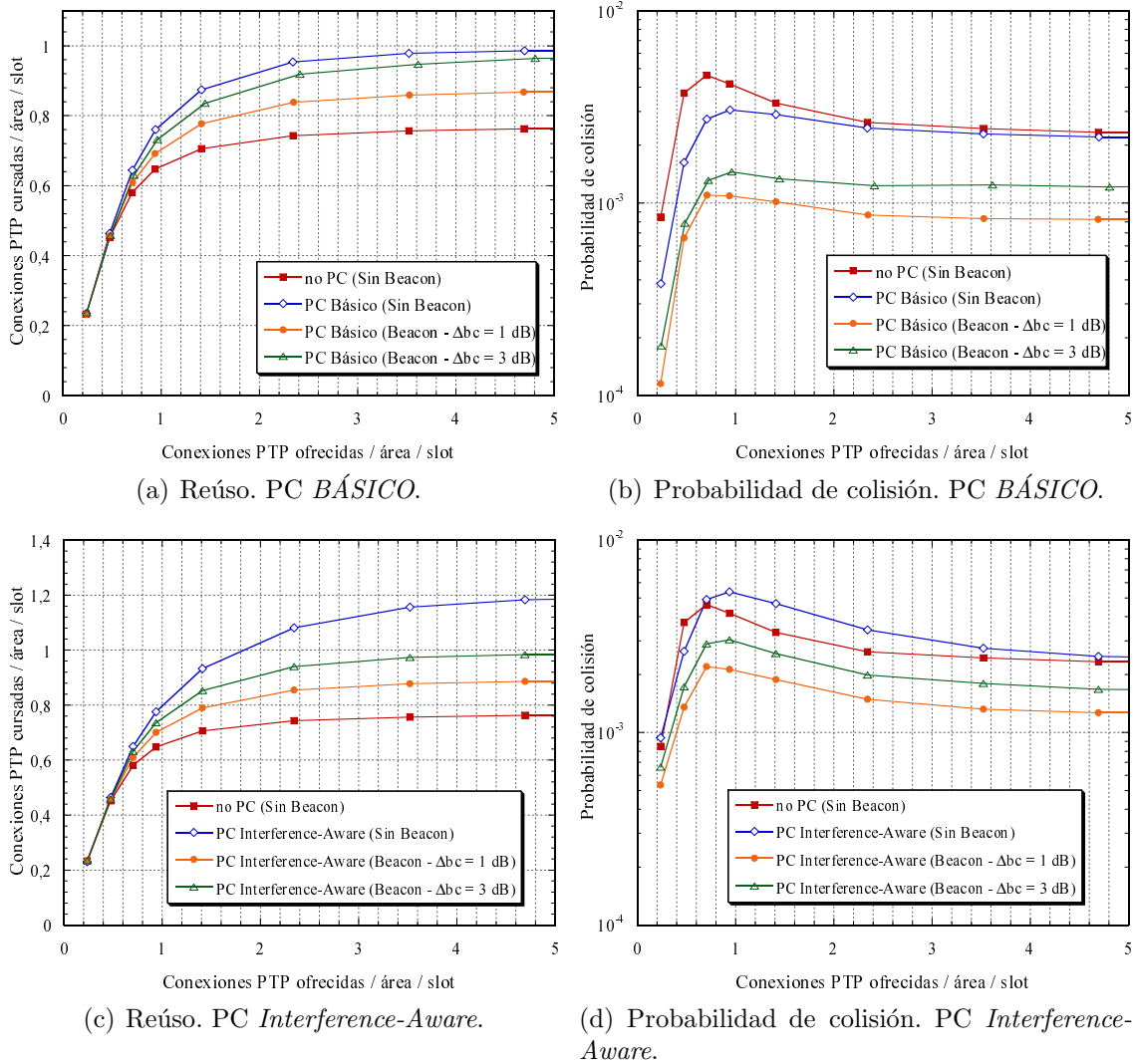


Figura 5.19. Influencia de la señal de *BEACON* en el funcionamiento del control de potencia *BÁSICO* e *Interference-Aware*. Reuso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 terminales y 30 Km/h.

En la figura 5.19 se muestra la influencia de la señal de *BEACON* en el funcionamiento del control de potencia *BÁSICO* e *Interference-Aware*. En un escenario con control de potencia, el uso de esta señal puede proporcionar mayores beneficios respecto a la fiabilidad de las transmisiones que en ausencia de control de potencia. En este último caso, sólo los receptores más alejados disponen de un margen frente a interferencia pequeño, mientras que con control de potencia, todas las transmisiones se encuentran bajo las mismas condiciones respecto a dicho margen. Esto se refleja en la figura 5.19(b), donde se observa una notable disminución de las colisiones con la inclu-

sión del *BEACON*. Además, en la figura 5.19(a) puede comprobarse que con un margen de tolerancia de 3 dB por encima del CS_{th} se consiguen casi las mismas prestaciones en cuanto a capacidad del sistema, manteniendo todavía una importante mejora respecto a la fiabilidad de las transmisiones. Sin embargo, si el objetivo es conseguir un incremento mayor aún de la capacidad mediante el control de potencia *Interference-Aware*, el uso de la señal de *BEACON* limita las posibilidades de reuso, de tal manera que la ganancia obtenida gracias a la información adicional acerca de la interferencia que puede observarse en la figura 5.19(c) para el caso sin *BEACON*, se ve claramente reducida por el uso de dicha señal. Por esta razón, a partir de ahora, para analizar en detalle las distintas alternativas de control de potencia *Interference-Aware* no se va a emplear el *BEACON* en ningún caso.

La figura 5.20 muestra las prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia con 200 y 400 terminales para una velocidad media de 30 Km/h. Se observa que el uso de la información de interferencia, \hat{P}_{int}^k , proporciona una ganancia muy importante en la capacidad total, (sobre un 60 % con 200 terminales y más del 100 % con 400 terminales), que acerca las prestaciones conseguidas a las obtenidas teóricamente aplicando el *Protocol Model*.

Respecto a la probabilidad de colisión, los valores obtenidos son similares a los que se obtienen tanto sin control de potencia como con el control de potencia *BÁSICO*. Por un lado, por el hecho de introducir control de potencia, se reducen los márgenes disponibles frente a interferencia, pero por otro, al reducir la potencia de transmisión, el impacto no controlado sobre transmisiones lejanas también se reduce, lo que justifica las similitudes en dicha probabilidad de colisión. La inclusión en el BCH del margen potencial frente a interferencias, Δ_{int}^k , proporciona un incremento aún mayor de la capacidad, que es especialmente notable para densidades de usuarios altas (400 terminales), donde la ganancia derivada de permitir reservas paralelas (*IA-RP*) respecto al modo *IA* supera el 30 %.

Por otro lado, puede comprobarse también que estas recepciones paralelas producen un incremento bastante importante en la probabilidad de colisión debido al efecto en lazo cerrado que se ha descrito en §5.2. En la figuras 5.20(b) y 5.20(d) se verifica que el uso del umbral adicional $SIR_{obj-min} \in (SIR_{th}, SIR_{obj})$ consigue resolver este problema, reduciendo la probabilidad de colisión más aún incluso que en el caso de no permitir recepciones paralelas. El motivo de esta disminución es que este efecto de lazo cerrado producido por recepciones paralelas entre vecinos a 1 salto, también puede ocurrir en el modo *IA* entre nodos relativamente cercanos que no llegan a ser vecinos a 1 salto, por

5.3. Evaluación de prestaciones en presencia de interferencia

lo que el ajuste de la potencia de acuerdo al umbral $SIR_{obj-min}$ consigue aliviar este problema también en estos casos. Además, el uso de $SIR_{obj-min}$ no supone una disminución apreciable de la capacidad global, como se observa en la figuras 5.20(a) y 5.20(c). Con $SIR_{obj-min} = 10$ dB el reuso obtenido prácticamente coincide con el que se obtiene sin el uso de $SIR_{obj-min}$ mientras que con $SIR_{obj-min} = 7.5$ dB se produce una ligera disminución, pero manteniendo una ganancia importante respecto al modo IA y además consiguiendo mejores prestaciones respecto a la probabilidad de colisión.

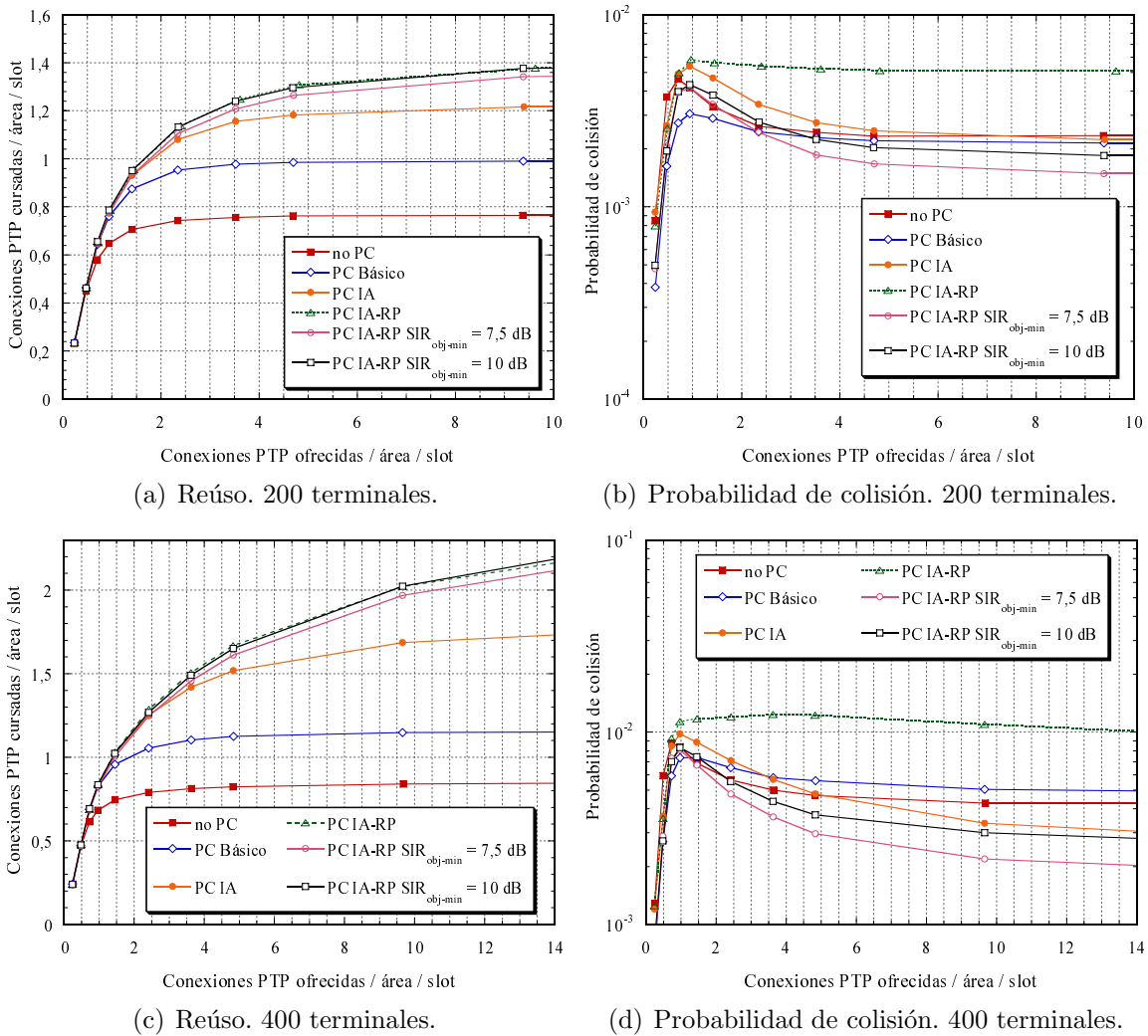


Figura 5.20. Prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia. Reuso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 y 400 terminales. 30 Km/h.

5.4. Operación en presencia de desvanecimientos

En las secciones anteriores se han analizado las distintas propuestas realizadas en un escenario en el que la propagación por el canal radio se ha caracterizado mediante unas pérdidas de propagación medias o *Path Loss* que dependen únicamente de la distancia entre el transmisor y el receptor. En un escenario real, la señal recibida por un terminal sufre además dos tipos de variaciones aleatorias o desvanecimientos que no son dependientes de la distancia [Sklar, 1997a,b]:

- **Desvanecimientos lentos:** representan la variación de la potencia media recibida como consecuencia de la variabilidad del terreno (edificios, montañas, etc.). Se suele denominar *shadowing* puesto que a menudo se considera que el receptor queda ensombrecido por el obstáculo. Estas variaciones en la potencia recibida se modelan típicamente mediante una variable aleatoria lognormal (gaussiana en dB) que se suma en dB a las pérdidas de propagación medias, por lo que también suelen denominarse *desvanecimientos lognormales*.
- **Desvanecimientos rápidos:** En un entorno multicamino, propio de un sistema de comunicaciones móviles, múltiples versiones de la señal transmitida llegan al receptor en tiempos diferentes y se combinan para dar lugar a una señal que puede variar ampliamente en amplitud y fase. Pequeños cambios en la separación entre transmisor y receptor pueden producir grandes variaciones en el nivel de señal recibido. Cuando el número de caminos recibidos es grande y no existe visión directa, la envolvente de la señal recibida se caracteriza mediante una variable aleatoria Rayleigh, por lo que los desvanecimientos rápidos también son conocidos habitualmente como *desvanecimientos Rayleigh*.

La variación espectral que sufre la señal recibida como consecuencia de este efecto se mide mediante el espectro Doppler, que depende básicamente de la velocidad del móvil v . Esta variación puede medirse de manera equivalente en el dominio temporal mediante el *Tiempo de coherencia* (T_c), que básicamente es una medida estadística del tiempo durante el que puede considerarse que el canal está correlado.

En este apartado, ambos efectos van a ser incluidos en el modelo de propagación. En el caso de los desvanecimientos lentos, se ha empleado una variable aleatoria lognormal. La elección del valor para la desviación típica de esta variable suele basarse en medidas.

Se ha escogido un valor de 6 dB, que entra dentro de los valores típicos empleados. Además, en la implementación práctica se han realizado las siguientes aproximaciones:

1. La distribución lognormal nos da los márgenes de variación de la potencia, pero no la rapidez con la que dichos valores cambian. Esta variación está relacionada con los cambios que se producen en el terreno entre transmisor y receptor, por lo que dependen tanto de la velocidad de los terminales como de las características propias del terreno. Puesto que esta caracterización no es directa, se ha realizado una simplificación, asumiendo que los desvanecimientos lognormales cambian siempre cada cierto tiempo constante e igual a 10 segundos. Por el hecho de ser una variación lenta, no parece apropiado mantener constante un valor durante 10 segundos y a continuación realizar un cambio brusco al nuevo valor. Por ello, se realiza una interpolación lineal entre los dos valores de modo que el valor concreto se actualiza trama a trama de un modo suave.
2. En principio, puesto que los desvanecimientos lognormales dependen de la orografía, debería existir cierta correlación entre enlaces situados en regiones geográficas cercanas. Sin embargo, por motivos de simplicidad y debido a que desde el punto de vista de la evaluación del protocolo de acceso al medio no tiene una influencia directa, se consideran independientes todas las variables aleatorias asociadas a desvanecimientos lognormales, excepto en los dos sentidos de un enlace bi-direccional entre el terminal i y el j , donde se asume que la variable lognormal asociada al enlace $i \rightarrow j$ es la misma que la asociada al enlace $j \rightarrow i$.

Respecto a los desvanecimientos rápidos se han considerado dos patrones de propagación multicamino distintos, correspondientes a un entorno peatonal (Outdoor to Indoor and Pedestrian Test Environment – [3GPP, 1998-04]) y a otro vehicular (Vehicular Test Environment – [3GPP, 1998-04]), cuyos parámetros se recogen en la tabla 5.1. En ambos casos todos los caminos presentan un espectro Doppler clásico y se asumen canales independientes para cada sentido del enlace $i \leftrightarrow j$.

Se va a seguir considerando que cuando un paquete se recibe con un valor de SIR instantánea menor que SIR_{th} la probabilidad de error en el bloque (*Block Error Rate (BLER)*) es 1, mientras que si es mayor, la probabilidad de error es 0. Obviamente, esta aproximación no se ajusta perfectamente a la realidad, donde la probabilidad de error decrece de manera continua conforme aumenta la SIR . Sin embargo, puesto que habitualmente en un margen de pocos dB se produce una variación muy rápida

de la probabilidad de error, el comportamiento de la aproximación planteada, en un escenario con desvanecimientos rápidos, no se aleja excesivamente de un modelo más completo, que se ajuste a una curva $BLER$ vs. SIR . De este modo, puesto que no se ha especificado ninguno de los parámetros del nivel físico, se ha tomado esta decisión en lugar de considerar una curva de $BLER$ vs. SIR arbitraria.

Tabla 5.1: Parámetros para entornos con propagación multicamino

Entorno peatonal (3 Km/h)		Entorno vehicular (30 Km/h)	
Retardo relativo (ms)	Potencia media (dB)	Retardo relativo (ms)	Potencia media (dB)
0	0	0	0
0,2	-0,9	0,31	-1
0,8	-4,9	0,71	-9
1,2	-8	1,09	-10
2,3	-7,8	1,73	-15
3,7	-23,9	2,51	-20

5.4.1. Servicio básico de broadcast. Definición de vecinos estables

En §5.1.3 se ha justificado la necesidad de disponer de un conjunto de vecinos estables, tanto para garantizar el funcionamiento correcto del servicio broadcast como para definir adecuadamente los nodos con los que pueden establecerse enlaces de datos punto a punto con ciertas garantías en cuanto a la calidad de la señal recibida.

La solución propuesta, consistente en considerar como vecinos estables sólo aquéllos que se reciben con una potencia útil superior a un cierto valor $P_{rx,min}$, mayor que la potencia mínima de recepción RX_{th} , es directamente aplicable a un escenario de propagación con desvanecimientos, con la salvedad de que este margen adicional, ΔSIR , no sólo tiene que absorber las posibles variaciones en el nivel de interferencia que sufre un terminal, sino también las fluctuaciones en el nivel de señal recibida como consecuencia de estos desvanecimientos.

La principal diferencia en este caso es que el nivel de potencia recibido en un slot determinado por parte de un terminal transmisor no es representativo para determinar si un vecino es o no estable. Precisamente porque el margen ΔSIR debe absorber los

desvanecimientos de la señal respecto a su nivel medio, es necesario conocer dicho valor medio de la señal recibida, $\overline{P_{rx}}$, para poder determinar la fiabilidad de un vecino. Por lo tanto, antes de considerar a un nodo como vecino estable será necesario promediar la potencia recibida durante un cierto número de tramas.

Para realizar este promediado vamos a emplear un filtro IIR paso bajo de primer orden con parámetro α :

$$\overline{P_{rx}(n)} = \alpha \cdot \overline{P_{rx}(n-1)} + (1 - \alpha) \cdot P_{rx}(n) \quad (5.12)$$

donde $\overline{P_{rx}(n)}$ es la potencia media de señal útil calculada en la trama n , $P_{rx}(n)$ la potencia recibida en la trama n y α el parámetro que determina el compromiso entre el filtrado de los desvanecimientos rápidos y el seguimiento de las variaciones lentas en el nivel medio de la señal recibida. La información acerca del nivel de señal útil recibida P_{rx} puede obtenerse a partir de la *SIR* estimada [Gunaratne y otros, 2002; Lau y Tam, 2001] y del nivel total de potencia recibido (señal útil más interferencia).

Así, consideraremos que un terminal del que recibimos su canal BCH es un vecino estable cuando se cumpla que $\overline{P_{rx}(n)} > P_{rx,min}$. No obstante, para evitar fluctuaciones en la definición del conjunto de vecinos estables con los que pueden establecerse comunicaciones de datos fiables, vamos a incluir una condición adicional. Obviamente, la estimación de la potencia media recibida presenta variaciones respecto al nivel medio real, que dependen fundamentalmente de las características del filtro empleado (en nuestro caso, del parámetro α). Por lo tanto, aquellos nodos de los que se recibe una potencia media entorno a $P_{rx,min}$ pueden entrar en una dinámica oscilatoria estable-no estable que puede dificultar el establecimiento de conexiones con los mismos. Para evitar esta situación se incorpora un mecanismo de histéresis, de tal manera que una vez que se cumple que $\overline{P_{rx}(n)} > P_{rx,min}$ y se considera a un nodo vecino estable, es necesario que la potencia media estimada baje un cierto valor ΔP_{est} respecto a $P_{rx,min}$ para dejar de considerarlo como tal ($\overline{P_{rx}(n)} < P_{rx,min} - \Delta P_{est}$).

Por otro lado, la presencia de desvanecimientos y como consecuencia, los errores derivados de los mismos, suponen un problema adicional en el funcionamiento del protocolo tal y como se ha definido hasta el momento. En ausencia de desvanecimientos, si se recibe de un vecino estable un paquete con una $SIR < SIR_{th}$, necesariamente es debido a que el nivel de interferencia se ha incrementado por encima del máximo tolerable (*colisión*) y por lo tanto, la única solución consiste en que el transmisor reasigne dicha transmisión en otro slot que sí se encuentre disponible.

En cambio, en un escenario real, desvanecimientos de la señal útil pueden causar que $SIR < SIR_{th}$ y por tanto que haya errores en la recepción incluso en situaciones en las que el nivel de interferencia total es cero. En estos casos, reasignar la transmisión en otro slot no va a solucionar el problema, puesto que mientras dure el desvanecimiento, la calidad de la señal recibida va a ser baja en cualquier slot. Más aún, el hecho de que cada terminal intente reasignar un slot cuando detecta un error puede contribuir a la inestabilidad del sistema, puesto que incrementa notablemente el número de accesos concurrentes por los slots disponibles.

En consecuencia, la detección de una colisión no puede realizarse únicamente a partir de valores instantáneos, sino también de valores medios de la relación señal a interferencia recibida. La idea que planteamos es la siguiente: un terminal sufre una colisión en un slot determinado si la SIR media recibida baja, mientras que la potencia media de señal recibida se mantiene constante, es decir, si se produce un aumento en el nivel medio de interferencia que el terminal sufre en dicho slot.

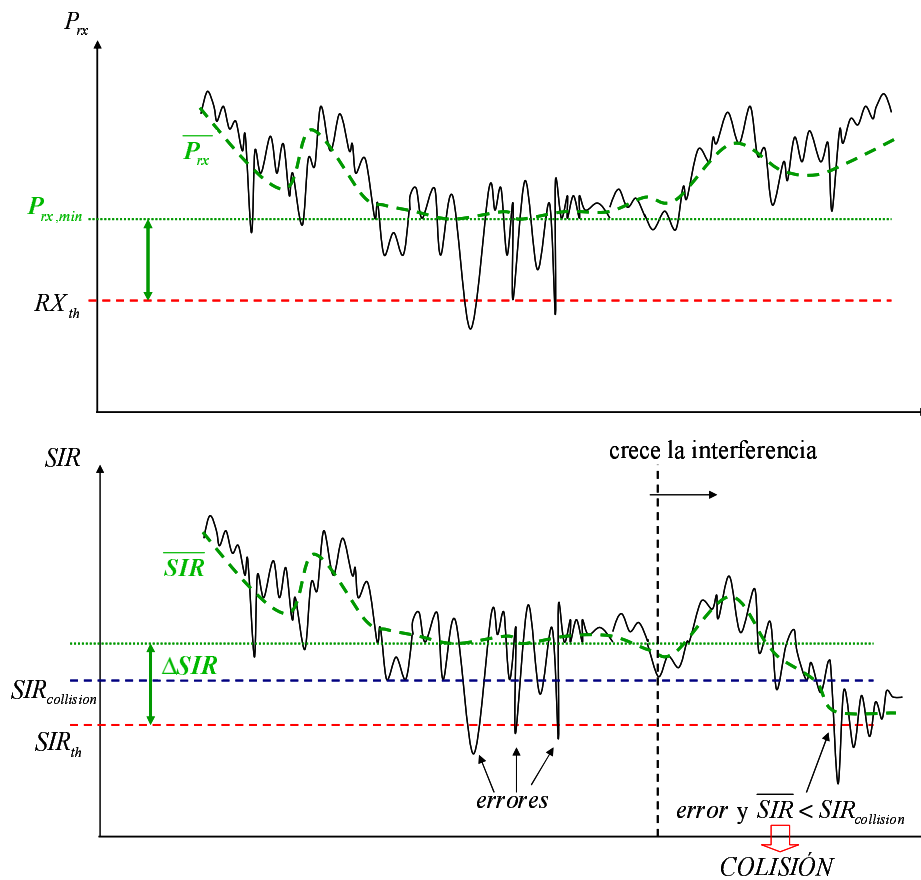


Figura 5.21. Ejemplo de detección de colisiones en presencia de desvanecimientos.

Para obtener el valor medio de la relación señal a interferencia recibida, \overline{SIR} , también se aplicará el filtro paso bajo de (5.12) sobre los valores de SIR estimados trama a trama. A partir de estos valores, cada vez que se produzca un error en la recepción de un BCH procedente de un vecino estable (es decir, $\overline{P_{rx}} > P_{rx,min}$) se verificará si la SIR media de dicha transmisión está por debajo de un valor determinado, $SIR_{collision}$ (es decir, $\overline{SIR} < SIR_{collision}$). Sólo si se cumplen estas dos condiciones, el terminal receptor considerará que se trata de una colisión e informará de la misma al transmisor para que reasigne su slot BCH, tal y como se muestra en el ejemplo de la figura 5.21. En caso contrario, se considerará un error debido al canal de propagación y el transmisor mantendrá su BCH en dicho slot.

Hasta ahora, la condición para el mantenimiento del slot BCH por parte del terminal i en un slot k era la recepción del ACK de todos y cada uno de los vecinos estables de i , entendiendo por ACK que el FI de cada vecino estable marcara el slot k como “*OCUPADO* por el nodo i ”. En este nuevo escenario, para poder distinguir un error de transmisión del informe de una colisión, es necesario introducir un estado adicional en el FI (además de *LIBRE*, *ACCEDIENDO*, *OCUPADO* y *DIRTY*) que notifique que la transmisión no ha sido correcta, pero indicando a su vez que puede seguir recibiendo paquetes en dicho slot. Denominaremos dicho estado como *ERROR*, de tal manera que el terminal i mantendrá su slot BCH siempre y cuando observe el slot k en el FI de todos sus vecinos estables como “*ERROR* u *OCUPADO* por el nodo i ”.

La elección del valor concreto de $SIR_{collision}$ supone un compromiso en el diseño del protocolo. Valores altos, cercanos a la SIR mínima teórica que deben garantizar todos los vecinos estables en ausencia de interferencia ($SIR_{th} + \Delta SIR = P_{rx,min} - P_{noise}$ en dB) conducen a una situación similar a la de confundir errores de canal con colisiones, puesto que pequeñas variaciones en los niveles de potencia recibidos de los terminales interferentes, debidas por ejemplo a distintas condiciones de canal de los mismos, pueden llevar a la detección de una falsa colisión. Por otro lado, un valor pequeño de $SIR_{collision}$, cercano a SIR_{th} , puede enmascarar la presencia de una colisión, de tal modo que se siga transmitiendo en un slot en el que ha crecido notablemente el nivel de interferencia, con el consiguiente aumento en la tasa de error de los paquetes recibidos.

5.4.1.1. Evaluación de prestaciones

Para evaluar las prestaciones del protocolo en presencia de desvanecimientos se han mantenido los mismos parámetros ya empleados en §5.3. Aquéllos más significativos se

resumen a continuación: Los terminales se posicionan en una región cuadrada de 1 Km^2 y se mueven de acuerdo al modelo RWP modificado (Anexo B). La estructura de trama consta de 75 slots que se transmiten cada 20 ms a una tasa de 11 Mbps. El valor de SIR_{th} es de 5 dB. La potencia de ruido P_{noise} es de -103 dBm . La potencia mínima de señal útil que puede ser detectada está 1 dB por encima de la potencia de ruido ($CS_{th} = 1\text{dB}$). De nuevo, la potencia de transmisión máxima de los terminales se deja en $-7,5 \text{ dBm}$ para mantener el radio máximo de cobertura en 100 m.

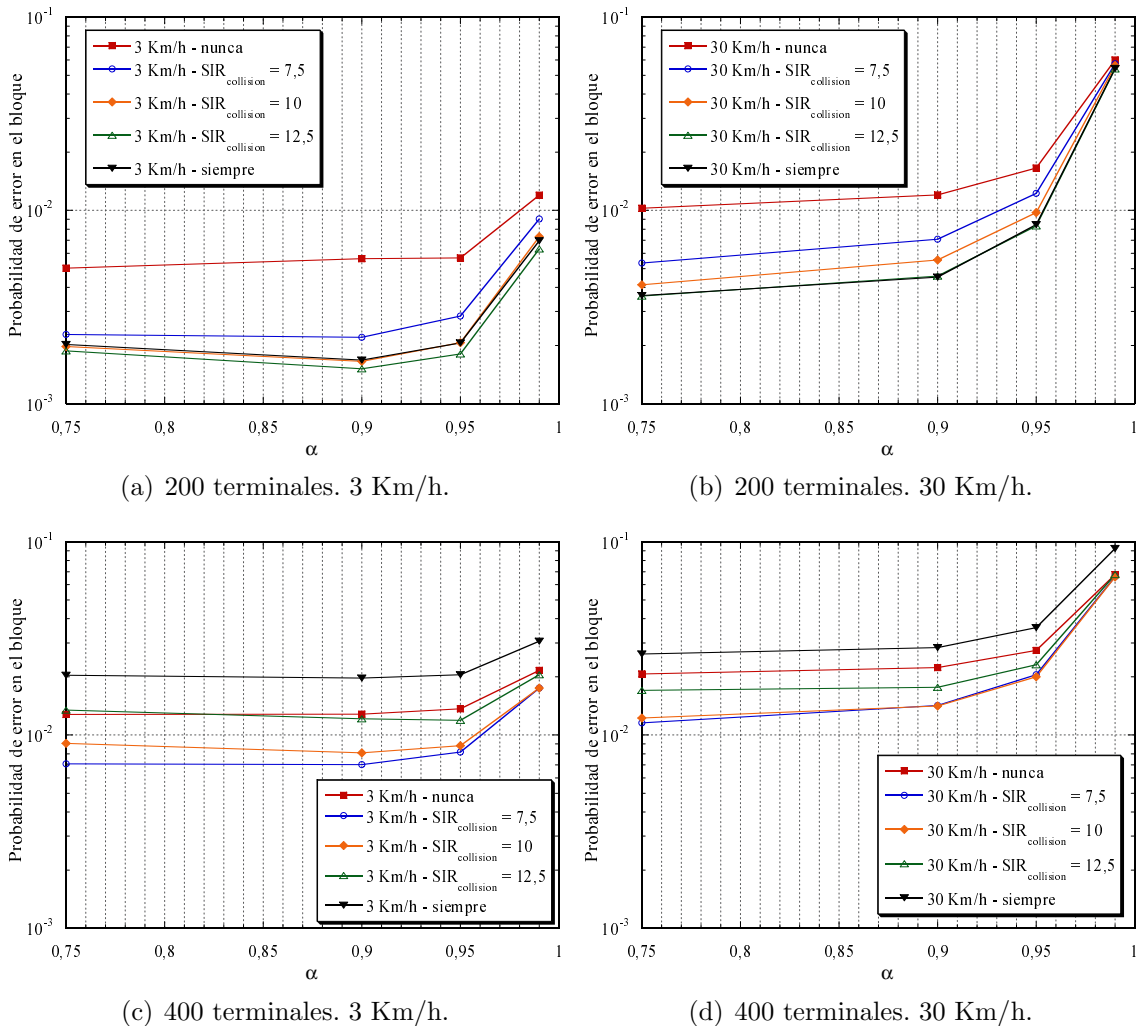


Figura 5.22. Probabilidad de error en el bloque del servicio broadcast en los vecinos estables según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de $SIR_{collision}$. $\Delta SIR = 10 \text{ dB}$.

Sobre las pérdidas por propagación $L = -128,1 - 37,6 \cdot \log_{10}(d)$ dB (d en Km) se añade una variable gaussiana en dB con una desviación estándar de 6 dB correspondiente a los desvanecimientos lentos, tal y como se ha descrito al comienzo de §5.4. Además, se incorporan las pérdidas correspondientes a los desvanecimientos rápidos según los parámetros de la tabla 5.1.

En la figura 5.22 se muestra la probabilidad de error en el paquete frente a α (filtrado de la potencia recibida) para distintos valores de $SIR_{collision}$ (valor de detección de colisiones), considerando en todos los casos un margen frente a interferencias y desvanecimientos para definir los vecinos estables de 10 dB (ΔSIR). Se ha comprobado que un valor de ΔP_{est} (disminución de potencia de $\overline{P_{rx}}$ tolerada respecto a $P_{rx,min}$ para seguir considerando a un nodo vecino estable) igual a 3 dB es adecuada para evitar oscilaciones en el conjunto de vecinos estables.

Al tratarse de un servicio broadcast, esta tasa de error está definida como el número de recepciones erróneas por parte de vecinos estables de los nodos transmisores respecto al total de recepciones de vecinos estables. Se incluyen en todos los casos dos situaciones extremas respecto a la detección de colisiones: No detectar colisiones **nunca**, independientemente de la SIR estimada y por otro lado considerar que **siempre** que se produce un error debido al canal de propagación se trata como una colisión. En esta figura pueden observarse distintos aspectos relacionados con el comportamiento del servicio broadcast en este escenario.

En primer lugar, puede comprobarse que valores altos (0,99) del parámetro α , suponen un incremento importante de la probabilidad de error en todos los casos. El motivo es el siguiente: Esta probabilidad hace referencia a los errores que se producen en la recepción de lo que cada nodo considera como vecinos estables cuya determinación viene condicionada por el filtrado de la potencia recibida. Valores altos de α se corresponden con una situación en la que la potencia media estimada $\overline{P_{rx}}$ no sólo filtra los desvanecimientos rápidos, sino también los cambios en las pérdidas de propagación por el movimiento de los terminales o los desvanecimientos lentos, de tal manera que puede seguir considerándose como vecino estable a un terminal que ya no dispone del margen de SIR apropiado.

Respecto a la influencia de $SIR_{collision}$, se observa que en los casos con 200 terminales, la tasa de error disminuye conforme se hace más selectiva la detección de colisiones. Se trata de un escenario donde el tráfico ofrecido es pequeño y el hecho de que los terminales tengan que reasignar frecuentemente su slot BCH (ver figura 5.23) no repercute

directamente sobre la tasa de error, ya que los terminales encuentran suficientes slots disponibles para acceder de nuevo sin conflictos. Sin embargo, en los escenarios con 400 terminales las tendencias se invierten y el caso en el que cualquier error es tratado como una colisión es el que proporciona peores prestaciones en cuando a tasa de error en el bloque. En una situación con pocos slots disponibles, las reasignaciones frecuentes del slot BCH implican un escenario de permanente contienda por los recursos, que incrementa las colisiones de acceso y por tanto la tasa de error. En la figura 5.23 se observa cómo el aumento de terminales conlleva un incremento importante en el número de reasignaciones, lo que reafirma estas conclusiones.

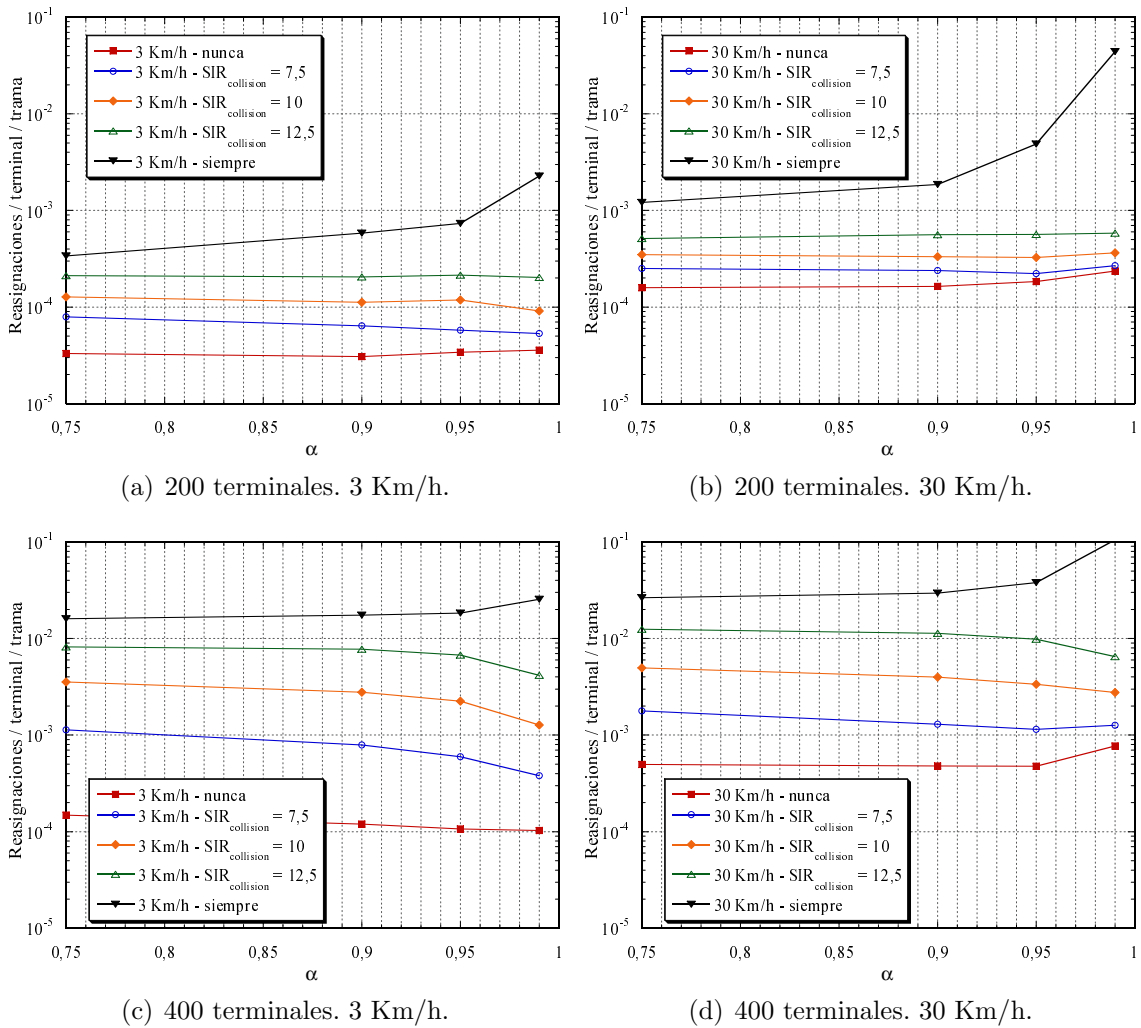


Figura 5.23. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de $SIR_{collision}$. $\Delta SIR = 10$ dB.

5.4. Operación en presencia de desvanecimientos

Puede comprobarse que con un valor concreto de $\Delta SIR = 10$ dB, una $SIR_{collision}$ igual a 10 dB proporciona un buen compromiso en los cuatro casos de la figura 5.22. Realizando un estudio análogo para márgenes de 5 y 15 dB se puede obtener que valores de $SIR_{collision}$ de 7,5 y 12,5 dB respectivamente garantizan también un buen compromiso respecto a la detección de colisiones.

Las figuras 5.24 y 5.25 muestran también resultados respecto a tasa de error y número de reasignaciones, en este caso para distintos valores de ΔSIR (5, 10 y 15 dB) fijando el valor de $SIR_{collision}$ que mejor se adapta en cada caso (7,5, 10, y 12,5 dB respectivamente). Lógicamente, cuanto mayor es el margen considerado para determinar que un terminal es vecino estable, menor es tanto la probabilidad de error como el número de reasignaciones. Además de la reducción en la tasa de error, según los resultados que se muestran en la figura 5.26, se incrementa el número de terminales que consiguen mantener un slot BCH activo en la red. No obstante, tal y como ya se comentó en §5.3.1, el aumento del margen implica una reducción del área de cobertura *efectiva* y por tanto, del número de terminales con los que pueden establecerse comunicaciones de datos, por lo que valores excesivamente altos de ΔSIR pueden producir situaciones no deseadas de falta de conectividad de la red. Para la evaluación de los servicios de datos punto a punto va a emplearse un margen de 10 dB, como valor de compromiso entre área de cobertura efectiva y fiabilidad (tasa de error).

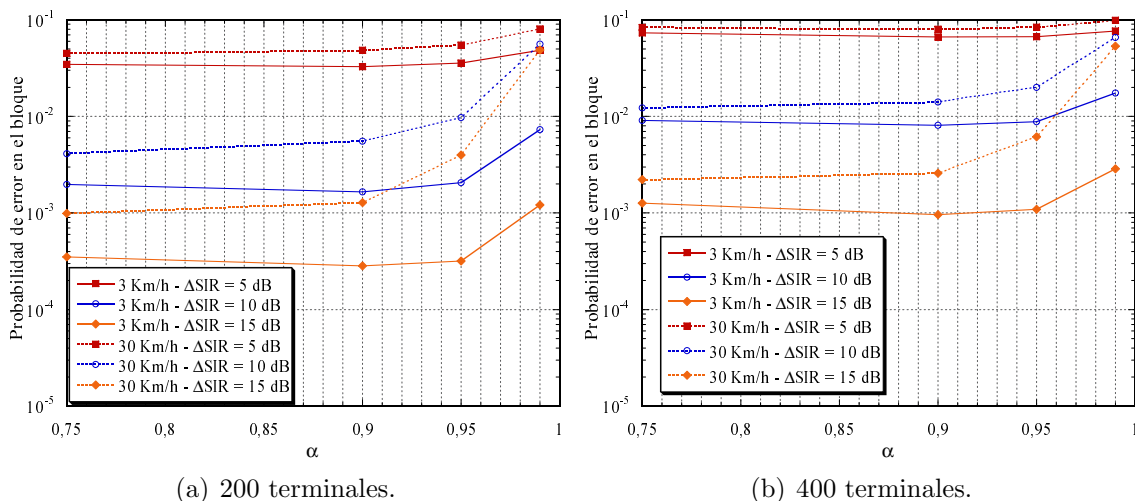


Figura 5.24. Probabilidad de error en el bloque del servicio broadcast en los vecinos estables según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de ΔSIR .

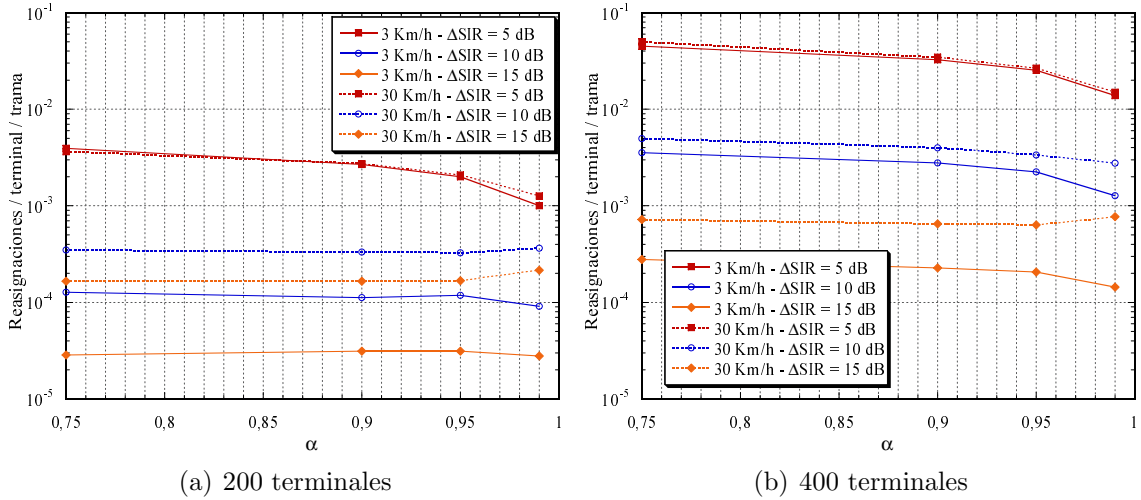


Figura 5.25. Número de reasignaciones del BCH por usuario y trama según el promediado de la potencia recibida (α) para distintos valores de ΔSIR .

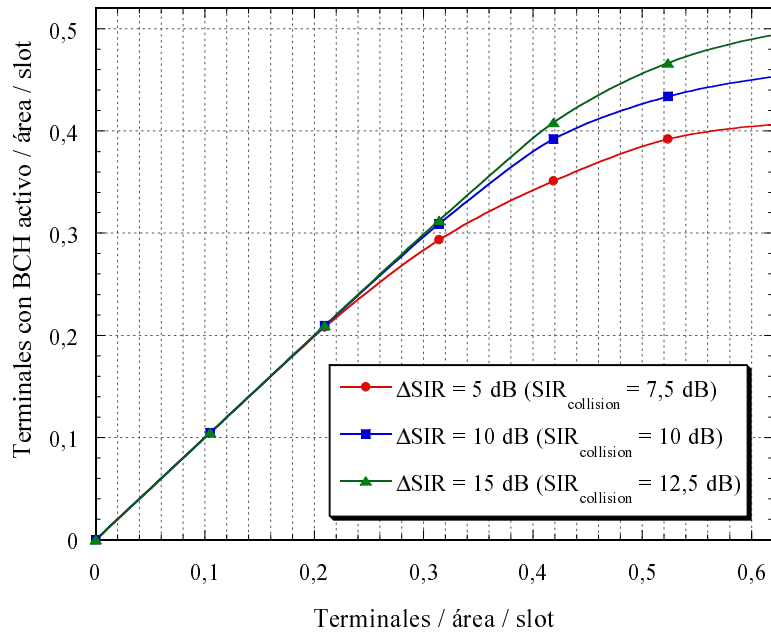


Figura 5.26. Capacidad del servicio broadcast para distintos valores de ΔSIR . $\alpha = 0,9$. Velocidad: 3 Km/h. Resultados normalizados al área de cobertura máxima ($R = 100$ m). $N_{BCH} = 30$ (Número de slots BCH en la trama).

5.4. Operación en presencia de desvanecimientos

En cuanto a la elección más adecuada del parámetro α , no sólo es importante la tasa de error conseguida en cada caso, sino la capacidad de determinar de manera más o menos fiable el conjunto de vecinos estables. La idea es la siguiente: un terminal puede establecer enlaces de datos punto a punto sólo con aquellos terminales que considera vecinos estables, puesto que son los únicos de los que tiene garantías (si la estimación es correcta) para establecer un enlace fiable. Por lo tanto, es importante que la *marca de estabilidad* asociada a un terminal vecino sea lo más estable posible siempre y cuando se garantice una tasa de error apropiada.

En la figura 5.27 se representa la duración media de un enlace estable para distintos valores de α . Lógicamente, cuanto mayor es α , más resistente es la medida de la potencia media recibida frente a variaciones del canal y por tanto, mayor es el tiempo medio que un terminal considera a otro vecino estable de manera ininterrumpida. No obstante, como se ha visto en la figura 5.22, valores de $\alpha = 0,99$ e incluso de $0,95$ para velocidades altas, conducen a estimaciones erróneas que llevan a un aumento de la tasa de error. Por este motivo vamos a elegir $\alpha = 0,9$ como valor de compromiso para la evaluación del servicio de datos punto a punto en el apartado siguiente.

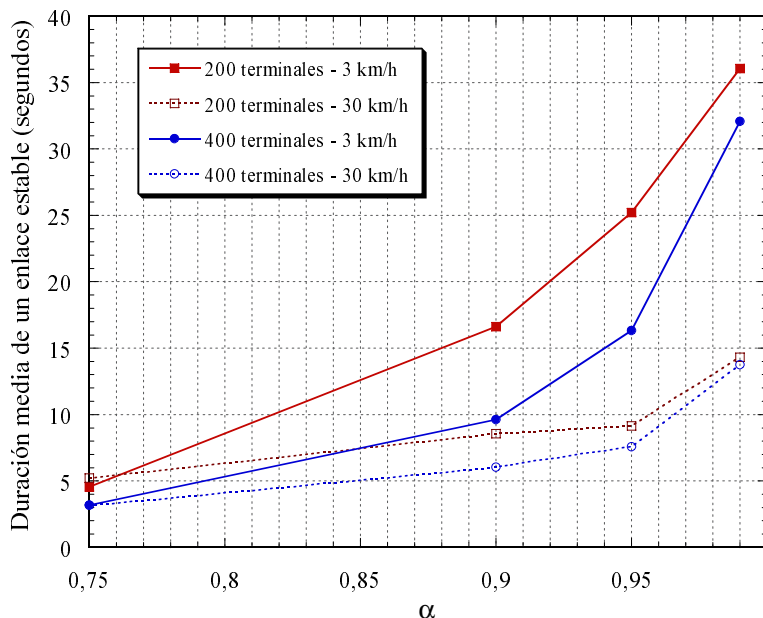


Figura 5.27. Duración media de un enlace estable según el promediado de la potencia recibida (α). $\Delta SIR = 10$ dB. $SIR_{collision} = 10$ dB.

5.4.2. Servicio de datos punto a punto. Adaptación de los mecanismos de control de potencia

Una vez adaptado el modo de operación del servicio básico de broadcast para un escenario con desvanecimientos, puede plantearse la adaptación del servicio de datos punto a punto. En primer lugar, tal y como se ha justificado en §5.1.3, para garantizar la fiabilidad de los enlaces de datos cursados, sólo se permite el establecimiento de conexiones punto a punto con vecinos estables, determinados según la estimación de la potencia media recibida en el canal BCH.

También en estas transmisiones es necesario distinguir los errores debidos al canal de las colisiones producidas por las interferencias generadas por otros usuarios. Por tanto, para detectar las colisiones en un slot k de datos, un terminal debe calcular la SIR media con la que está recibiendo dicho slot, $\overline{SIR}_{data,k}$, del mismo modo que ya se realiza con el slot BCH. Así, cuando se produzca un error en la recepción de un paquete de datos y se cumpla que $\overline{SIR}_{data,k} < SIR_{collision}$, se informará al transmisor de una colisión para que reasigne la conexión en otro slot (*DIRTY* en el FI), mientras que si $\overline{SIR}_{data,k} > SIR_{collision}$ tan sólo se informará del error en la recepción del último paquete de datos (*ERROR* en el FI).

A priori, respecto a la aplicación de las técnicas de control de potencia descritas en §5.2, se plantean dos posibles alternativas. La idea básica de dichas técnicas radica en estimar las pérdidas de propagación a partir de la potencia recibida en el slot BCH por parte del terminal destino y, asumiendo la bidireccionalidad del canal de propagación, emplear dicha estimación para calcular la potencia de transmisión necesaria en el slot de datos. Puesto que las comunicaciones de transmisor y receptor del enlace de datos se realizan en la misma frecuencia de portadora y ocupando el mismo ancho banda, podemos considerar como válida la suposición de bidireccionalidad del canal. Sin embargo, en presencia de desvanecimientos rápidos variantes en el tiempo, este esquema plantea un problema fundamental, consistente en la validez de la estimación realizada en un momento dado para su aplicación en un instante posterior.

Como ya se ha comentado, la variación de los desvanecimientos Doppler puede medirse de manera equivalente en el dominio temporal mediante el *Tiempo de coherencia* (T_c), que básicamente es una medida estadística del tiempo durante el que puede considerarse que el canal está correlado. Se suele considerar que $T_c \approx 0,423/f_m$, donde $f_m = v/\lambda$ es el máximo desplazamiento Doppler y λ la longitud de onda de la señal portadora.

5.4. Operación en presencia de desvanecimientos

Asumiendo una frecuencia de portadora de 2,4 GHz, para una velocidad de 3 Km/h tenemos que $T_c \approx 63,45$ ms. En la figura 5.28 se observa que dicho tiempo de coherencia no puede tomarse como medida de tiempo durante el que el canal es estacionario. El tiempo entre el BCH del terminal receptor y la transmisión de los datos del transmisor va a ser del orden de una trama (el valor concreto depende de la posición relativa de ambos slots). Con el valor de 20 ms considerado, se puede comprobar que también se pueden cometer errores importantes en la estimación del canal, incluso en este escenario de bajo Doppler. A medida que aumente la velocidad de desplazamiento de los terminales, el error va a crecer, haciendo inviable este mecanismo.

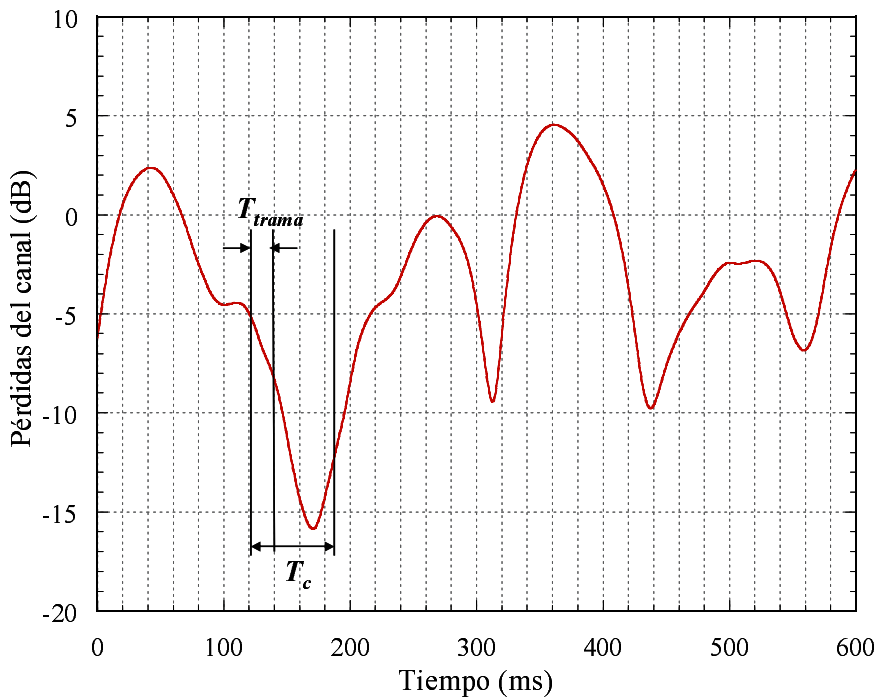


Figura 5.28. Ejemplo de canal Rayleigh con frecuencia de portadora de 2,4 GHz y velocidad del terminal de 3 Km/h (Doppler: 6,66 Hz).

Por lo tanto, la alternativa elegida para solventar estos problemas consiste en realizar el control de potencia según los valores medios de las pérdidas de propagación, de tal manera que en el cálculo de la potencia de transmisión se tenga en cuenta que debe proporcionarse un margen adicional para cubrir los desvanecimientos que va a sufrir la señal respecto al valor medio calculado. Además, dicho valor medio de las pérdidas de propagación se obtiene directamente a partir de la potencia media recibida, $\overline{P_{rx}}$, que ya se calcula para la gestión de los vecinos estables.

Por el mismo motivo, en los mecanismos *Interference-Aware*, que necesitan información sobre los niveles de interferencia de los terminales vecinos, no se van a emplear valores instantáneos, tanto de la interferencia sufrida en el receptor (\hat{P}_{int}^k), como de los márgenes frente a interferencia de los terminales vecinos (Δ_{int}^k) sino valores medios, obtenidos mediante el mismo promediado que los parámetros anteriores.

5.4.2.1. Evaluación de prestaciones

Para la evaluación del servicio de datos punto a punto, se va a emplear un margen $\Delta SIR = 10$ dB, con una $SIR_{collision} = 10$ dB y un factor $\alpha = 0,9$ para el promediado de los distintos parámetros involucrados en el funcionamiento del protocolo (potencia de señal, de interferencia, SIR), de acuerdo a los resultados obtenidos en el apartado anterior. Los parámetros de generación de tráfico de datos punto a punto siguen siendo los mismos que los ya utilizados en §4.3.1 y §5.3.2. La única diferencia en el escenario de simulación es la presencia de desvanecimientos en el modelo de propagación.

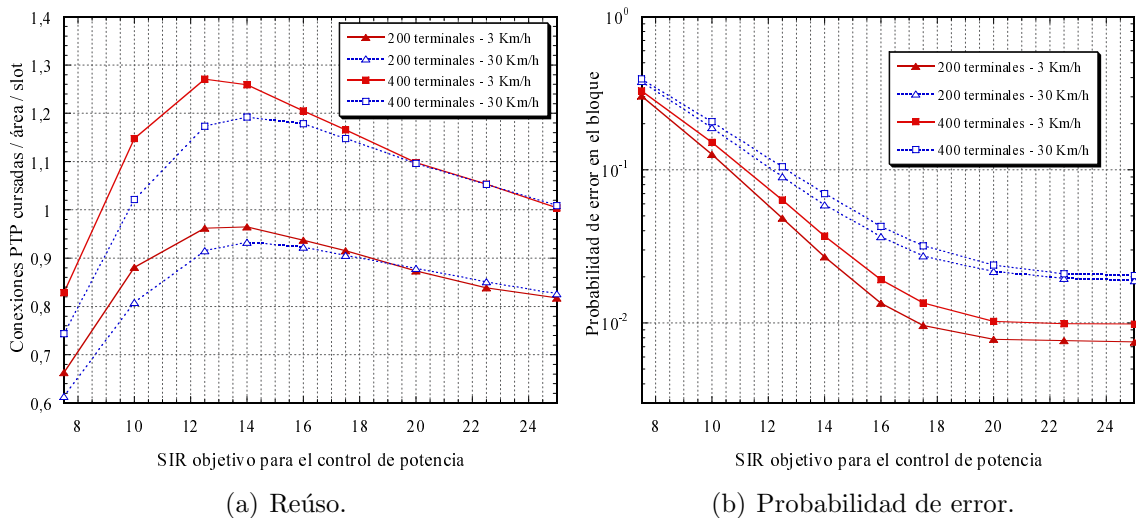


Figura 5.29. Influencia del valor de SIR_{obj} en el funcionamiento del control de potencia. *Control de potencia BÁSICO*. Reúso y probabilidad de error del servicio de datos punto a punto en escenario con desvanecimientos. 10 conexiones ofrecidas/área/slot.

En primer lugar, determinamos el valor de la SIR objetivo (SIR_{obj}) empleada para ajustar la potencia de transmisión de cada terminal. La figura 5.29 muestra el factor de reúso y la probabilidad de error dado un cierto tráfico ofrecido fijo para distintos valores de SIR_{obj} empleando el control de potencia *BÁSICO*. El factor de reúso se encuentra normalizado respecto al área de cobertura máxima teórica ($R = 100$ m para

5.4. Operación en presencia de desvanecimientos

una $SIR = 5$ dB) para mantener la misma notación que en los capítulos anteriores. De nuevo, las tendencias para distintas densidades de usuario y velocidades de los terminales son muy similares. Los valores máximos de capacidad se encuentran ahora en torno a $SIR_{obj} = 12$ dB, aunque la probabilidad de colisión sigue descendiendo notablemente hasta los 18 ó 20 dB.

Al igual que en §5.3.2, elegimos un valor de compromiso entre capacidad y fiabilidad, en este caso $SIR_{obj} = 17,5$ dB, para el análisis de las distintas estrategias de control de potencia. Para dicha SIR_{obj} , puede comprobarse que si bien la capacidad global es similar para ambas velocidades, la probabilidad de error sí se ve afectada por el aumento de velocidad. Este hecho se observa en la figura 5.30, donde se muestran las prestaciones del control de potencia *BÁSICO* con la SIR_{obj} de 17,5 dB escogida para distintos valores de tráfico ofrecido.

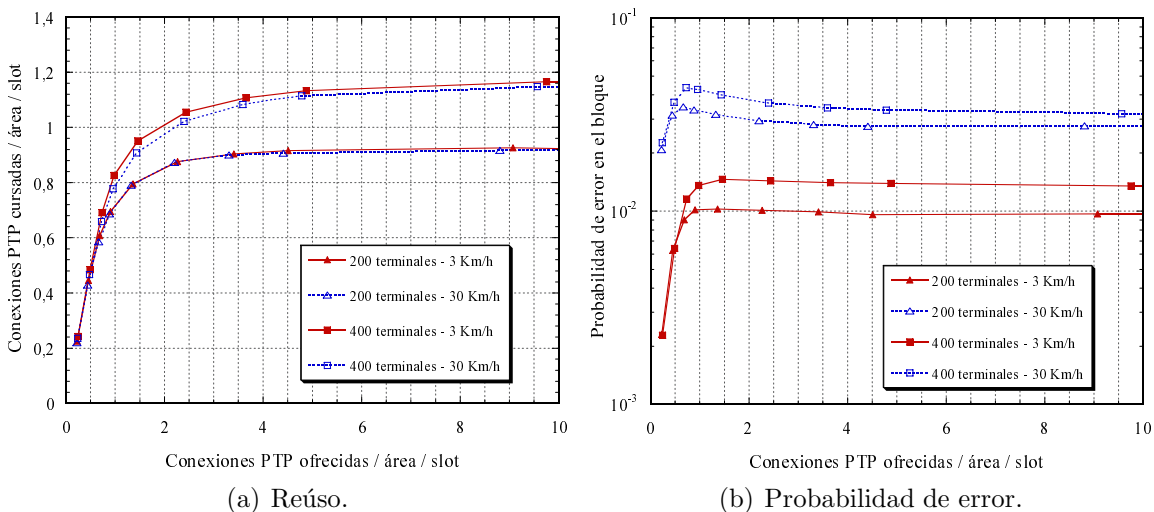
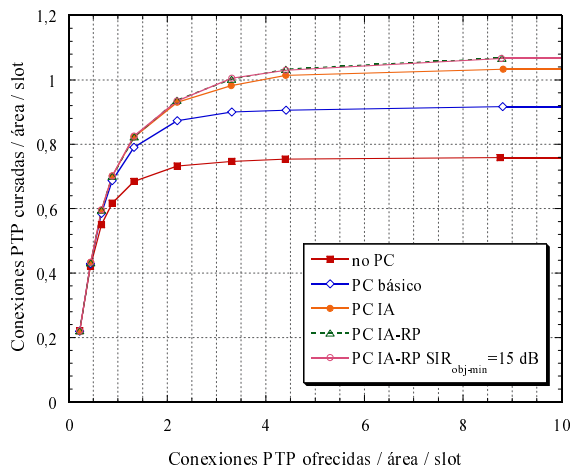


Figura 5.30. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. Control de potencia *BÁSICO*. 200 y 400 terminales. 3 y 30 Km/h.

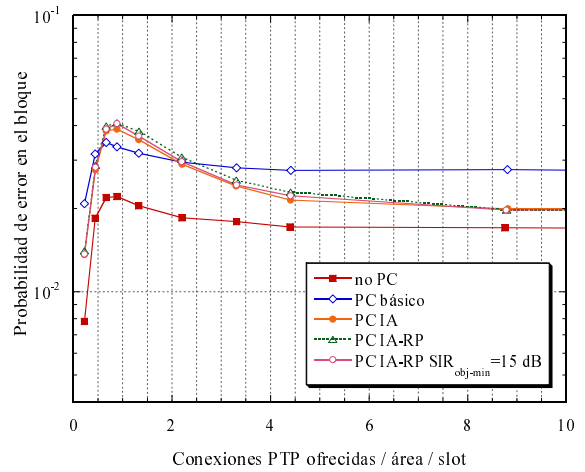
La figura 5.31 muestra las prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia con 200 y 400 terminales para una velocidad media de 30 Km/h. Se observa que las conclusiones principales extraídas en §5.3.2 en ausencia de desvanecimientos, se mantienen en este escenario más realista.

El empleo de técnicas de control de potencia supone un ligero aumento en la probabilidad de error, puesto que se reduce el margen frente a desvanecimientos respecto al caso en el que todos los terminales transmiten a la máxima potencia disponible. Sin embargo, a pesar de dicho efecto, el número de conexiones correctamente cursadas si-

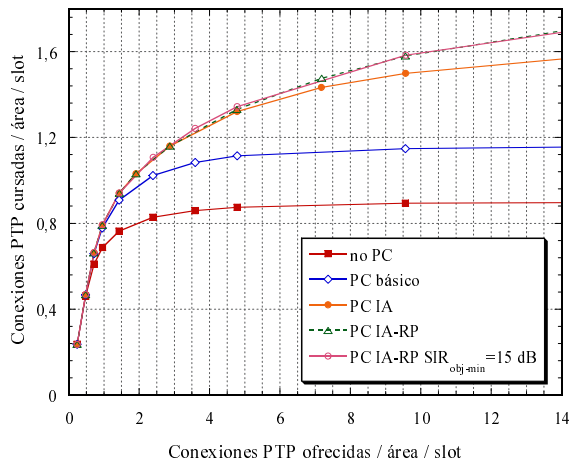
que siendo notablemente superior gracias al uso de dichas técnicas. Concretamente, el uso de la información de interferencia, \hat{P}_{int}^k , sigue proporcionando una ganancia muy importante en la capacidad total (sobre un 35% con 200 terminales y casi un 90% con 400 terminales), si bien es algo menor que la conseguida sin desvanecimientos para el mismo número de terminales (figura 5.20), puesto que el aumento del margen ΔSIR y de la SIR objetivo reducen la capacidad de reuso para un mismo nivel medio de interferencia.



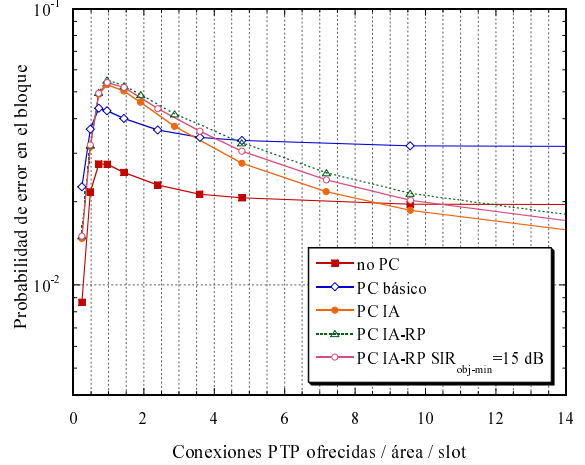
(a) Reúso. 200 terminales.



(b) Probabilidad de error. 200 terminales.



(c) Reúso. 400 terminales.



(d) Probabilidad de error. 400 terminales.

Figura 5.31. Prestaciones de las distintas estrategias de control de potencia. Reúso y probabilidad de colisión del servicio de datos punto a punto. 200 y 400 terminales. 30 Km/h.

El uso del margen potencial frente a interferencias, Δ_{int}^k , sigue proporcionando un mayor incremento de la capacidad especialmente para densidades de usuarios altas

(400 terminales). En cambio, no se produce el notable aumento en la probabilidad de error que se observaba en el escenario sin desvanecimientos debido al efecto en lazo cerrado que se describe en §5.2. El motivo de este diferente comportamiento es que el promediado que se efectúa tanto en la potencia de señal útil como en la interferencia, hace que la activación de una nueva conexión no lleve directamente a un incremento en el nivel medio de interferencia de las conexiones activas y por tanto al incremento de la potencia de transmisión de las mismas, suavizando ese efecto de lazo cerrado. Por este motivo, el uso del umbral adicional $SIR_{obj-min} \in (SIR_{th}, SIR_{obj})$, si bien consigue reducir ligeramente la tasa de error manteniendo el mismo factor de reuso, no proporciona la mejora tan importante respecto al modo *IA-RP* que se observaba en el escenario sin desvanecimientos.

En resumen, estos resultados confirman que los mecanismos de control de potencia propuestos anteriormente, con las adaptaciones oportunas para hacerlos aplicables con un canal de propagación variante en el tiempo, siguen proporcionando una importante mejora en la capacidad de reuso del protocolo y en consecuencia, de la capacidad del mismo, consiguiendo además reducir el consumo energético de los terminales implicados.

Capítulo 6

Conclusiones y Líneas Futuras de Investigación

6.1. Conclusiones

El trabajo desarrollado en esta tesis se ha centrado en el diseño y evaluación de una estructura MAC para redes móviles ad hoc capaz de proporcionar QoS en el nivel de acceso al medio y conseguir un alto reuso espacial de los recursos. Para llevar a cabo esta tarea se han abordado distintos aspectos relacionados con la elección de la técnica de acceso (canal compartido, acceso múltiple), la difusión de la información de control (paquetes específicos, mini-slots asociados a datos, canales dedicados de control), la contienda por el medio o la gestión de recursos llevada a cabo por cada terminal.

Como primera aproximación al problema, las propuestas realizadas se han evaluado mediante el modelo *Protocol Model*, en el que la conectividad está directamente determinada por la distancia Euclídea entre los respectivos terminales y las transmisiones fuera del rango de cobertura no contribuyen al nivel total de interferencia que un terminal sufre. A pesar de tratarse de un modelo de propagación muy simplificado, se encuentra ampliamente extendido en la evaluación de protocolos de comunicaciones en redes ad hoc, puesto que aísla los problemas estructurales del protocolo (gestión del acceso al medio, resolución de problemas de terminal oculto y terminal expuesto, diferenciación de servicios, etc.) de los derivados de la falta de fiabilidad del medio inalámbrico. La aceptación de este modelo es tal que se emplea en la mayoría de las publicaciones existentes en este ámbito en las que se realiza una evaluación de prestaciones mediante simulación (habitualmente mediante ns-2). No obstante, si bien es muy

útil para determinar la corrección de una propuesta y su capacidad potencial, su falta de realismo impone limitaciones a la hora de extraer conclusiones globales acerca de su viabilidad en una implementación real.

Por esta razón, el estudio se ha extendido primero al *Physical Model*, en el que la recepción correcta se determina según la *SIR* recibida, teniendo en cuenta que cualquier transmisión activa genera un cierto valor de potencia en el resto de terminales de la red, y se ha completado finalmente con la inclusión de desvanecimientos lentos y rápidos en el modelo de propagación. En este escenario se han realizado tareas relacionadas con la provisión de transmisiones fiables y con la propuesta de técnicas de control de potencia.

Para poder verificar las prestaciones de las distintas propuestas realizadas a lo largo de esta tesis, se ha desarrollado en C++ una herramienta de simulación que ha permitido emular el comportamiento de las distintas estrategias teniendo en cuenta aspectos como el modelo de movilidad, modelos de propagación, la interferencia entre usuarios, etc. Se ha elegido esta alternativa frente al uso de simuladores de red existentes accesibles como ns-2 por varios motivos: en primer lugar, la excesiva complejidad del mismo dificulta y limita la capacidad de modificación del código, así como el acceso estadístico a los distintos parámetros implicados. Además, tanto las distintas propuestas realizadas como los modelos de propagación más completos hubieran debido implementarse también desde cero sobre un simulador como ns-2.

Las conclusiones concretas del trabajo realizado pueden dividirse en dos bloques principales:

Estudio sobre la estructura MAC y el algoritmo de gestión de recursos adecuados para proporcionar diferenciación de servicios y reserva de recursos en redes móviles ad hoc

Tras una revisión exhaustiva de las propuestas existentes y la problemática asociada, se ha optado por tomar como base una estructura TDMA, por ser capaz de proporcionar ancho de banda garantizado mediante reserva de recursos. En este contexto, se plantean varios problemas, entre los que destacan la capacidad de reservar recursos tanto broadcast como punto a punto, la contienda en el acceso o la gestión de las prioridades.

La solución propuesta consiste en una estructura de trama dividida en una subtrama de control y otra de datos. En la subtrama de control, cada terminal debe necesariamente acceder y reservar mediante el protocolo ADHOC MAC un canal broadcast de control (BCH) dedicado, en el que difunde información acerca del estado de cada uno de los slots en la trama. Dicha información permite a cada terminal tener una visión global

de lo que ocurre en sus cercanías (a 1 y 2 saltos) así como intercambiar señalización de manera eficiente con todos sus vecinos.

Puesto que cada terminal requiere un canal BCH, el número de slots dedicado a la subtrama de control está relacionado con el número de terminales en la red. Por esta razón se ha diseñado un algoritmo adaptativo que ajusta de manera local en cada terminal el número de slots dedicados a cada subtrama según la densidad de terminales observada. Para llevar a cabo el dimensionamiento en función de dicha densidad de vecinos, además de las simulaciones, se ha desarrollado un modelo semi-analítico que modela de manera bastante precisa el comportamiento del servicio broadcast en una red ad hoc con acceso TDMA.

La información de señalización distribuida por cada terminal en el canal de control se ha empleado como base para diseñar un estrategia de reserva de recursos (BIAS) para la subtrama de datos en la que, mediante la previa señalización de los intentos de acceso, pueden resolverse las situaciones de conflicto debidas a accesos simultáneos, garantizando que no se producen colisiones de acceso y que siempre que suceden varios accesos concurrentes, al menos uno se resuelve de manera exitosa. Sobre esta misma estrategia se ha incorporado el uso de prioridades tanto en el propio acceso, como para reasignar recursos ya ocupados. Además, puesto que un terminal puede cursar simultáneamente múltiples conexiones, bien generadas por el mismo o bien actuando como nodo intermedio, se ha propuesto un algoritmo de asignación de recursos para que cada terminal decida la cantidad de recursos necesarios hacia cada destino, así como las prioridades asociadas a los mismos.

Se ha comprobado que el funcionamiento conjunto de esta estructura MAC proporciona un alto grado de control sobre el reparto del ancho de banda y un muy importante incremento de la capacidad respecto al estándar 802.11, a pesar de la necesidad de mantener un canal de control permanente, puesto que es capaz de resolver las situaciones de terminal expuesto y reducir el tiempo necesario para acceder al medio en situaciones de congestión, gracias al esquema de reservas BIAS. Además, la posibilidad de realizar reserva de recursos permite asegurar un retardo controlado, que en el contexto de una conexión multisalto, es la base para garantizar un determinado ancho de banda extremo a extremo. Esta garantía es un requisito fundamental tanto para llevar a cabo un control de admisión adecuado como para proporcionar los requerimientos de calidad de servicio demandados por los usuarios.

Estudio sobre la adaptación de la propuesta a la variabilidad del medio inalámbrico para garantizar la fiabilidad y aumentar la capacidad mediante técnicas de control de potencia

Tras la propuesta y validación del esquema de acceso descrito, mediante el modelo simplificado *Protocol Model*, se ha comprobado la necesidad de incorporar mecanismos adicionales en el funcionamiento del protocolo para seguir garantizando la fiabilidad del mismo ante modelos de propagación más realistas que tengan en cuenta la interferencia entre usuarios y los desvanecimientos del canal.

En primer lugar, se ha comprobado que la interferencia entre usuarios influye especialmente en la estimación errónea de la disponibilidad de recursos y en la degradación de transmisiones activas. Para resolver estos problemas se ha planteado la inclusión de un nuevo estado para la definición de cada slot en el FI (estado *DIRTY*), el empleo de breves señales *BEACON* adicionales que protegen las transmisiones activas y lo más importante, el uso de un *margen adicional* en la potencia recibida sobre el mínimo necesario de decodificación para definir el conjunto de *vecinos estables* con los que pueden establecerse comunicaciones fiables.

En presencia de un canal variante en el tiempo con desvanecimientos rápidos ha sido necesario resolver dos problemas adicionales: la definición de *vecinos estables* no puede hacerse en función de valores instantáneos, sino de valores medios, de tal modo que el *margen adicional* debe ser capaz de absorber tanto las variaciones en los niveles de interferencia del resto de usuarios como las variaciones en la potencia útil recibida como consecuencia de los desvanecimientos del canal. Por otro lado, ha sido necesario redefinir el concepto de *colisión*, para evitar confundir errores debidos al canal, que no requieren reasignación de recursos, con errores debidos a un incremento del nivel medio de interferencia sufrido. Para ello, se ha empleado información tanto de la potencia media recibida de señal útil, como de la *SIR* media asociada.

Otra línea de trabajo en este mismo entorno ha sido el desarrollo de técnicas de control de potencia para las transmisiones de datos, orientadas al incremento del reuso espacial. Se ha planteado un mecanismo básico, que simplemente ajusta la potencia de transmisión para garantizar cierta *SIR* objetivo en el receptor a partir de la estimación de las pérdidas de propagación del enlace (instantáneas en ausencia de desvanecimientos y medias con ellos). Esta propuesta reduce los niveles de potencia de transmisión con dos consecuencias importantes: se limita el consumo energético y se reducen los niveles de interferencia sobre terminales lejanos, lo que permite aumentar el reuso espacial y por

tanto, la capacidad global de la red. No obstante, aprovechando la posibilidad de distribuir información de control en el canal BCH, también se han propuesto mecanismos conscientes de la interferencia o *Interference-Aware*, en los que, en función del nivel de interferencia que sufre el terminal receptor y el margen disponible frente a interferencias de los receptores vecinos, se decide si es posible acceder en un slot aparentemente no disponible. Se ha comprobado que estos mecanismos proporcionan un aumento mucho mayor del factor de reuso en la subtrama de datos (superior al 100% en función de los escenarios).

6.2. Líneas futuras de investigación

Se plantean las siguientes líneas futuras tras el trabajo realizado en esta tesis:

Estudio de técnicas de sincronización y su impacto en las prestaciones de una estructura TDMA en redes ad hoc

Resultaría interesante el estudio de las técnicas existentes para la distribución de la información de reloj entre los nodos de una red ad hoc [Ebner y otros, 2002b; Rentel y Kunz, 2005], necesarias para conseguir la sincronización de los mismos.

Se puede plantear tanto la adaptación de estas propuestas a la estructura MAC considerada en esta tesis como el diseño de nuevas estrategias específicas, prestando especial atención a la posible degradación en las prestaciones del protocolo como consecuencia de una sincronización imprecisa.

Evaluación de la propuesta global sobre un nivel físico concreto

El estudio realizado en esta tesis respecto al nivel físico ha sido genérico, en el sentido de que la elección de parámetros tales como la potencias de transmisión, la *SIR* requerida para la recepción, el umbral de sensado, etc. si bien se han elegido pensando en valores posibles en un escenario real, no se corresponden directamente con una tecnología de nivel físico específica.

Una evaluación detallada de la propuesta sobre un nivel físico correspondiente a una tecnología existente, proporcionaría información útil sobre los rangos de cobertura reales que pueden obtenerse en función de los requerimientos de tasa de error de las distintas aplicaciones.

Integración del trabajo realizado en una estructura cross-layer para la provisión de QoS extremo a extremo

Una parte importante del trabajo realizado en esta tesis ya se ha integrado durante la realización de la misma dentro de una estructura cross-layer *MAC-encaminamiento* [Canales, 2007], como nivel MAC base para la provisión de calidad de servicio extremo a extremo. No obstante, aspectos como los mecanismos de control de potencia *Interference-Aware* o las modificaciones planteadas para garantizar el correcto funcionamiento del protocolo en presencia de desvanecimientos, todavía no han sido aplicadas en un escenario con rutas multi-salto. La integración de estas aportaciones es la continuación directa de esta línea de trabajo ya abierta.

Apéndice A

Conectividad en redes ad hoc. Modelos de interferencia

En una red ad hoc la potencia de transmisión es limitada, lo que reduce la cobertura de los terminales, de manera que la comunicación entre cualquier par de usuarios dentro de la red se basa en el soporte de encaminamiento (colaboración) de cierto número de nodos, ajenos a la comunicación. Dicha conexión multisalto se establece entre aquellos nodos alcanzables entre sí. Para comprender y por lo tanto ser capaces de modelar y analizar el comportamiento de una red ad hoc resulta imprescindible definir correctamente en qué consiste realmente la conectividad o alcance entre dos nodos cualesquiera.

Consideramos una red inalámbrica genérica, compuesta por un conjunto T de nodos arbitrariamente distribuidos en el plano espacial. Dados dos nodos $n_i, n_j \in T$, de coordenadas (x_i, y_i) y (x_j, y_j) respectivamente, se define su distancia euclídea $d_{ij} = |n_i - n_j| = \sqrt{(x_i - x_j)^2 + (y_i - y_j)^2}$. El equipamiento radio de cada terminal i determina su radio de cobertura R_i y el rango de interferencia R'_i , potencialmente mayor. Habitualmente, asociados a cada uno de estos dos valores se definen la potencia mínima necesaria para decodificar un paquete (RX_{th}) y la potencia mínima que el terminal es capaz de detectar o sensar (CS_{th} - *Carrier Sense Threshold*).

En este escenario, es posible establecer un enlace entre dos nodos (es decir, son alcanzables) cuando una transmisión entre ellos se recibe correctamente. A la hora de identificar cuándo dicha transmisión es realmente correcta, existen dos modelos de interferencia comúnmente utilizados [Gupta y Kumar, 2000]:

Protocol Model: En este modelo, una transmisión entre n_i y n_j se considera correcta (libre de colisión) siempre y cuando se cumpla:

1. $d_{ij} < R_i$
2. Ningún nodo $n_k \in T, d_{kj} \leq R'_k$ está transmitiendo

De este modo, se considera que todo nivel de señal por debajo del CS_{th} no contribuye al nivel total de interferencia que un terminal sufre, a pesar de que realmente la suma de varios niveles de potencia correspondientes a transmisiones lejanas simultáneas, todos ellos inferiores a CS_{th} , pueden generar un nivel de interferencia no tolerable en el receptor. Además, en la mayoría de las ocasiones, se define un modelo simplificado en el que $R_i = R'_i = R$, de manera que todo aquel terminal fuera del rango de cobertura R del receptor n_j no contribuye a la interferencia sufrida por dicho terminal.

A pesar de su inexactitud, este modelo de interferencia es el más utilizado, ya que permite realizar una descripción de la red como un grafo conectado, pudiendo aplicar la teoría de grafos para analizar el comportamiento de la misma (asignación de slots: problema del coloreado, encaminamiento: optimización...).

Physical Model: En este caso, la recepción correcta de una comunicación depende de la relación señal a interferencia (SIR) con que aquélla llega al receptor. Una transmisión se considera correcta si la SIR con la que se recibe la señal es mayor o igual a la mínima necesaria para decodificar correctamente la información. En este caso, todas las transmisiones activas en la red contribuyen al nivel de interferencia sufrido por el receptor. Por lo tanto, la regla que debe cumplirse en este caso es:

$$SIR_{RX,i,j} = \frac{P_{TX,i} \cdot L_{i,j}}{\sum_{\substack{n_k \in TX, \\ n_k \neq n_i}} P_{TX,k} \cdot L_{k,j} + P_{noise,j}} \geq SIR_{th} \quad (A.1)$$

donde $TX \in T$ es el conjunto de nodos transmisores en el mismo canal¹, $SIR_{RX,i,j}$ es la relación Señal a Interferencia (*Signal to Interference Ratio (SIR)*) recibida en el nodo n_j del nodo n_i , $P_{TX,k}$ la potencia transmitida por el nodo n_k , $L_{k,j}$ las pérdidas de propagación entre los nodos n_k y n_j , $P_{noise,j}$ la potencia de ruido en el receptor n_j y SIR_{th} la SIR mínima requerida para recibir correctamente un paquete.

¹Modelo generalizado tanto para un único canal de transmisión como para la existencia de un medio de transmisión multicanal, como por ejemplo una estructura de trama TDMA, donde cada slot temporal define un canal de transmisión.

Apéndice B

Modelo de Movilidad

Existen multitud de modelos de movilidad desarrollados en el contexto de la evaluación de redes móviles ad hoc [Camp y otros, 2002]. Uno de los modelos más ampliamente utilizado en este entorno, convertido prácticamente en un estándar *de facto* es el RWP [Broch y otros, 1998; Johnson y Maltz, 1996], que se comporta del modo siguiente:

Inicialmente, todos los terminales se posicionan de manera aleatoria en el área de simulación. Cada terminal comienza permaneciendo estático en dicha posición inicial durante un cierto periodo de tiempo denominado *Tiempo de pausa* (T_{pausa}), habitualmente constante para todos los terminales. Una vez que expira dicho tiempo, el terminal elige un destino aleatorio dentro del área de simulación así como una velocidad que se encuentra uniformemente distribuida entre V_{min} y V_{max} , velocidades mínima y máxima de desplazamiento, y se dirige en línea recta hacia dicho destino a la velocidad seleccionada. Tras alcanzar el destino, el terminal permanece en dicha posición un tiempo T_{pausa} antes de iniciar de nuevo el mismo proceso.

Puede demostrarse [Lin y otros, 2004] que la velocidad media de los terminales en la red no resulta del valor medio V_{min} y V_{max} sino que viene dada por :

$$V_{media} = \frac{V_{max} - V_{min}}{\ln \left(V_{max}/V_{min} \right)} \quad (\text{B.1})$$

Este comportamiento se justifica por el hecho de que los terminales que se desplazan con velocidades más lentas tardan más tiempo en alcanzar su destino y detenerse y, por tanto, tienen más peso en la determinación de la velocidad media.

Este modelo presenta dos problemas fundamentales: por un lado, su elevado tiempo de convergencia, que impone tiempos de simulación muy grandes para limitar el sesgo de los resultados obtenidos [Casilari y Triviño, 2005; Resta y Santi, 2002; Yoon y otros, 2003] y por otro, la falta de realismo de los patrones de movimiento que describen los terminales, debido fundamentalmente a la gran simplicidad del modelo.

Si bien existen propuestas que pretenden emular entornos de aplicación más cercanos a la realidad como se describe en [Bai y otros, 2003; Jardosh y otros, 2005] (desplazamiento en ciudades, entornos de oficinas, etc.), el modelo RWP presenta también dos importantes ventajas respecto a modelos más sofisticados: la propia simplicidad del mismo facilita la parametrización, ya que básicamente el movimiento queda totalmente caracterizado mediante tres valores, T_{pausa} , V_{min} y V_{max} . Además, al no estar enfocado a ningún escenario de aplicación concreto, su alto grado de abstracción lo convierte en un modelo generalista, útil para evaluar en primera instancia nuevas propuestas de protocolos o mecanismos de gestión de recursos en redes ad hoc.

A continuación, se propone un modelo de movilidad basado en el RWP (RWP Modificado (RWPM)) que trata de mantener las ventajas del mismo en cuanto a simplicidad y generalidad, pero con ciertas modificaciones que pretenden reducir la aleatoriedad en la trayectoria de los terminales, proporcionando una aproximación más cercana al movimiento natural tanto de personas como de vehículos.

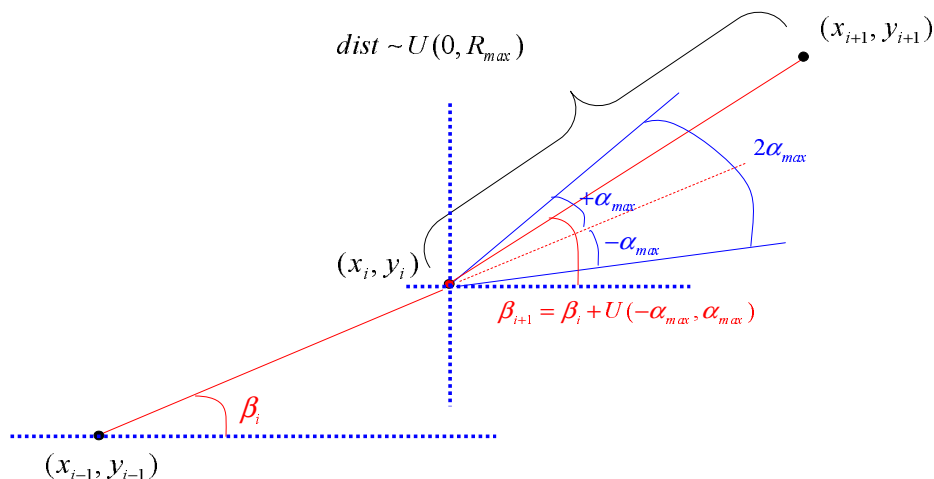


Figura B.1. Modelo de movilidad RWP modificado con parámetros R_{max} y α_{max} .

Se mantienen los tres parámetros fundamentales del modelo RWP (T_{pausa} , V_{min} y V_{max}), pero se incorporan dos grados de libertad adicionales que permiten introducir cierta dependencia en la trayectoria de los móviles (efecto memoria). El destino de cada

nuevo movimiento no se elige de manera totalmente aleatoria dentro del área de simulación, sino que debe encontrarse a una distancia del punto de partida uniformemente distribuida entre 0 y R_{max} . Además, el ángulo de variación sobre la dirección del último movimiento realizado por el terminal debe estar uniformemente distribuido entre $-\alpha_{max}$ y α_{max} , es decir, se limita el ángulo de variación entre movimientos consecutivos a un ángulo α_{max} . La figura B.1 ilustra este comportamiento. En el caso de que recorrer la distancia seleccionada en el ángulo correspondiente implique salir del área de simulación, el terminal rebota en sentido contrario hasta que recorre la distancia total asignada.

La figura B.2 muestra un ejemplo del movimiento seguido por un terminal mediante los dos modelos de movilidad, RWP y RWPM, con una velocidad media de 9 Km/h. Puede comprobarse que la trayectoria descrita en el caso del RWP presenta unas variaciones muy bruscas en la dirección de los movimientos, que son claramente suavizadas en el modelo RWPM, lo que permite una aproximación más cercana a un movimiento natural.

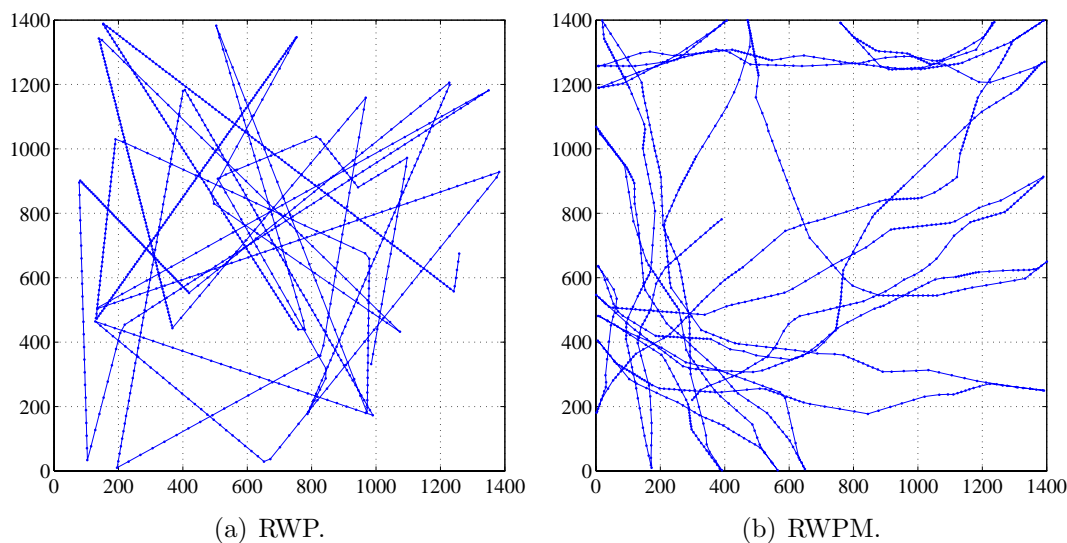


Figura B.2. Ejemplo de la trayectoria descrita por un terminal siguiendo los dos modelos de movilidad, RWP y RWPM, con una velocidad media de 9 Km/h. $R_{max} = 200$ m. $\alpha_{max} = \pi/12$. 50 terminales.

Conclusions

The work developed in this PhD thesis has been focused on the design and evaluation of a MAC structure for mobile ad hoc networks capable of providing QoS on the medium access level and achieving a high spatial reuse. In order to carry out this task, different aspects related to the access technique (shared channel, multiple access), the broadcasting of control information (specific packets, mini-slots associated to data, dedicated control channels), the contention in the access or the radio resource management made by each terminal have been tackled.

As a first approximation to the problem, all the proposals have been evaluated through the *Protocol Model*, where connectivity is directly determined by the Euclidean distance between the terminals and transmitters out of the coverage range do not contribute to the total level of interference a terminal suffers. In spite of being a very simplified propagation model, it is broadly extended in the evaluation of communication protocols in ad hoc networks, since it isolates the structural problems of the protocol (access medium management, solution of hidden and exposed terminals, service differentiation, etc.) from those derived from the lack of reliability of the wireless medium. The acceptance of this model is so high that it is used in most of the publications in this topic, where performance evaluation is carried out through simulation (often with ns-2). However, although it is very useful to determine the correctness of a proposal and its potential capacity, its lack of realism imposes limitations in order to extract global conclusions about the feasibility of a real implementation.

As a consequence, the study has been extended to the *Physical Model*, where the correct reception is determined according to the received *SIR*, taking into account that any active transmission generates a certain level of power in the remaining terminals, and it has been finally completed with the inclusion of slow and fast fading in the propagation model. In this scenario, tasks related to the provision of reliable transmissions and the proposal of power control techniques have been fulfilled.

In order to verify the performance of the different proposals carried out along this thesis, a simulation tool developed in C++ has allowed to emulate the behavior of the different strategies, taking into account issues like the mobility model, propagation models, interference among users, etc. This alternative has been chosen instead of existing network simulators such as ns-2 for several reasons: firstly, the excessive complexity of this simulator complicates and limits the capacity of modifying the code, as well as the statistical access to the different involved parameters. In addition, both the different proposals and the more complete propagation models should have been implemented also from the beginning in a simulator such as ns-2.

The particular conclusions of this work can be summarized in two differentiated aspects:

Study about the MAC structure and the resource management algorithm suitable to provide service differentiation and resource reservation for mobile ad hoc networks

After an exhaustive revision of the existent proposals and the associated problems, a TDMA structure was chosen as a basis, since it is able to provide guaranteed bandwidth by means of resource reservation. In this context, several problems are posed, like the capacity of carrying out both efficient point-to-point and broadcast reservations, the contention for the wireless medium or the priority management.

The proposed solution defines a frame structure divided into a control and a data subframes. In the control subframe, each terminal must access and reserve through the ADHOC MAC protocol a dedicated broadcast control channel (BCH), where it broadcasts information about the status it perceives about each of the slots in the frame. This information allows each terminal to have a global vision about what happens in its surroundings (1 and 2 hops) as well as to efficiently exchange signaling information with all its neighbors.

Since each active terminal requires a BCH channel, the number of slots dedicated to the control subframe is related to the number of terminals in the network. Therefore, we have designed an adaptive algorithm that locally adjusts the number of slots dedicated to each subframe according to the measured density of neighbors. In order to carry out the dimensioning according to this density of neighbors, we have developed a semi-analytical model that accurately fits the behavior of the broadcast service in a wireless ad hoc network with a TDMA access.

The signaling information distributed by each terminal in the control channel has been used as a basis to design a resource reservation strategy for the data subframe (BIAS), which allows to solve the conflict situations due to simultaneous accesses, through the previous signaling of the access attempts, guaranteeing that there are not access collisions and that when simultaneous accesses occur, at least one of them always is successfully settled. Upon this strategy, the use of priorities has been incorporated both in the access and in the reallocation of the already assigned resources. Moreover, since a terminal can simultaneously dispatch multiple connections, either generated by itself or acting as an intermediate node, it has been proposed a resource allocation algorithm so that each terminal decides the amount of resources towards each destination, as well as the associated priorities.

It has been checked by means of simulation that the joint operation of this MAC structure provides a high grade of control of the bandwidth sharing and a very important increase on the network capacity with regard to the 802.11 standard, despite the need of keeping a permanent control channel, since it is able to solve exposed terminal situations and to reduce the required time to access the channel in congested situations, thanks to the reservation scheme BIAS. Moreover, the possibility of allocating resources allows to assure a bounded delay, which in the context of a multihop communication, is the basis to guarantee an end-to-end bandwidth. This guarantee is a basic requirement both to carry out a suitable call admission control and to provide the quality of service requirements demanded by the users

Study about the adaptation of the proposal to the variability of the wireless medium in order to guarantee reliability and to increase the capacity through power control mechanisms

Alter the proposal and validation of the described access scheme, by means of the simplified Protocol Model, it has been checked the necessity of incorporating additional mechanisms in the protocol operation to keep on guaranteeing its reliability when more realistic propagation models, which include interference among users and fading, are taking into account.

Firstly, we show that the interference among users specially influence on the wrong estimation of the resource availability and on the degradation of active transmissions. In order to solve these problems, it has been proposed the inclusion of a new state into the definition of each slot in the BCH (DIRTY state), the use of short BEACON signals that protect active transmissions and, the most important, the inclusion of an

additional margin in the received power over the required minimum decoding value to define the set of stable neighbors, suitable to establish reliable communications.

Under time-varying channels with fast fading, two additional problems have been raised: the definition of stable neighbors cannot be done according to instantaneous values, but average ones, in such a way that the additional margin must be able to cope with both variations in the interference levels of the remaining users and the variations in the signal as consequence of fading. On the other hand, it is required to redefine the concept of collision in order to avoid the mistake between errors due to the propagation channel, which do not require resource reallocation, with an increase in the mean level of interference a terminal suffers. To this purpose, information about the average SIR and received power has been used.

Another line of work under the same environment has been the development of power control techniques for data transmission, targeted at an increase of the spatial reuse. A basic mechanism, which simply adjusts the transmission power to guarantee a specific target SIR in the receiver according to the estimation of the path loss (instantaneous estimation when fading is not considered and average estimation when fading is taken into account) has been suggested. This proposal reduces the transmission power levels with two important consequences: power consumption is limited and interference levels over distant terminals are reduced, which allows to increase the spatial reuse and consequently the global network capacity. Nevertheless, taking advantage of the possibility of distributing control information in the BCH channel, it has been also proposed interference-aware mechanisms, where according to the interference level the receiver suffers and the available margin against interference of the already receiving neighbors, it is decided if it is possible to access in a slot seemingly not available. It has been shown that these mechanisms provide a much higher increase in the reuse factor of the data subframe (higher than 100 % in some scenarios).

Bibliografía

- 3GPP: «Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Selection Procedures for the Choice of Radio Transmission Technologies of the UMTS (UMTS 30.03 version 3.2.0)». *Technical Report 101 112 V3.2.0*, 3GPP, 1998-04.
- AGARWAL, S.; KATZ, R.H.; KRISHNAMURTHY, S.V. y DAO, S.K.: «Distributed Power Control in Ad-Hoc Wireless Networks». En: *Proceedings of IEEE PIMRC'01*, volumen 2, pp. 59–66. San Diego, EE.UU., 2001.
- AHN, C.W.; KANG, C.G. y CHO, Y.Z.: «Soft Reservation Multiple Access with Priority Assignment (SRMA/PA): a Novel MAC Protocol for QoS-guaranteed Integrated Services in Mobile Ad-Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE VTC-Fall'00*, volumen 2, pp. 942–947, 2000.
- : «Soft Reservation Multiple Access with Priority Assignment (SRMA/PA): A Distributed MAC Protocol for QoS-Guaranteed Integrated Services in Mobile Ad-Hoc Networks». *IEICE Transactions on Communications*, 2003, **E86-B(1)**, pp. 50–59.
- BAI, F.; SADAGOPAN, N. y HELMY, A.: «IMPORTANT: A Framework to Systematically Analyze the Impact of Mobility on Performance of Routing Protocols for Ad hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'03*, volumen 22, pp. 825–835. San Francisco, CA. EE.UU., 2003.
- BASAGNI, S.; CONTI, M.; GIORDANO, S. y STOJMENOVIC, I. (Eds.): *Mobile Ad Hoc Networking*. IEEE Press, John Wiley & Sons, Inc., Reading, MA, 2004.
- BHARGHAVAN, V.; DEMERS, S.; SHENKER, S. y ZHANG, L.: «MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs». En: *Proceedings of ACM SIGCOMM'94*, pp. 212–225, 1994.

- BORGONOVO, F.; CAMPELLI, L. y CESANA, M.: «Topology Control in Ad Hoc Networks: A MAC Layer Solution». *International Journal on Wireless and Optical Communications*, 2006, **3(1)**, pp. 101–117.
- BORGONOVO, F.; CAMPELLI, L.; CESANA, M. y COLLETI, L.: «MAC for Ad-Hoc Intervehicle Network: Service and Performance». En: *Proceedings of IEEE VTCfall'03*, volumen 5, pp. 2789–2793. Orlando, EE.UU., 2003a.
- BORGONOVO, F.; CAMPELLI, L.; CESANA, M. y FRATTA, L.: «Impact of User Mobility on the Broadcast Service Efficiency of the ADHOC MAC Protocol». En: *Proceedings of IEEE VTCspring'05*, Estocolomo, Suecia, 2005.
- BORGONOVO, F.; CAPONE, A.; CESANA, M. y FRATTA, L.: «RR-ALOHA, a Reliable R-ALOHA Broadcast Channel for Ad-Hoc Inter-Vehicle Communication Networks». En: *Proceedings of Med-Hoc-Net'02*, Baia Chia, Cerdeña, Italia, 2002.
- : «ADHOC MAC: a New, Flexible and Reliable MAC Architecture for Ad-Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE WCNC'03*, Nueva Orleans, EE.UU., 2003b.
- : «ADHOC MAC: a New MAC Architecture for Ad Hoc Networks Providing Efficient and Reliable Point-to-Point and Broadcast Services». *ACM/Springer Wireless Networks (WINET)*, 2004a, **10(4)**, pp. 359–366.
- BORGONOVO, F.; CESANA, M. y FRATTA, L.: «Broadcast Services and Topology Control in Ad hoc Networks». En: *Proceedings of IFIP/IEEE MWCN'04*, pp. 407–418. Paris, Francia, 2004b.
- BROCH, J.; MALTZ, D.A.; JOHNSON, D.B.; HU, Y. y JETCHEVA, J.: «A Performance Comparison of MultiHop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols». En: *Proceedings of ACM/IEEE MobiCom'98*, Dallas, EE.UU., 1998.
- CAMP, T.; BOLENG, J. y DAVIES, V.: «A Survey of Mobility Models for Ad Hoc Network Research». *Wiley Wireless Communications and Mobile Computing*, 2002, **2(5)**, pp. 483–502.
- CANALES, M.: *Provisión de Calidad de Servicio en Redes Móviles Ad Hoc Basada en el Diseño Cross-layer de Algoritmos de Encaminamiento*. Tesis doctoral, Universidad de Zaragoza, 2007.

- CANALES, M.; GÁLLEGO, J.R.; HERNÁNDEZ-SOLANA, A. y VALDOVINOS, A.: «Interference-aware Routing with Bandwidth Requirements in Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of 62nd Semiannual IEEE Vehicular Technology Conference (VTCfall'05)*, pp. 2556–2560. Dallas, EE.UU., 2005.
- : «Cross-layer Routing for QoS Provision in Multiservice Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of 17th Annual IEEE International Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'06)*, Helsinki, Finlandia, 2006a.
- : «Performance Evaluation of Cross-layer Routing for QoS Support in Mobile Ad Hoc Networks». *Springer Lecture Notes in Computer Science (11th IFIP International Conference on Personal Wireless Communications, PWC'06)*, 2006b, **4217**, pp. 322–333.
- CASILARI, E. y TRIVIÑO, A.: «Análisis de la Estabilidad de Modelos de Movilidad en Simulaciones de Redes Ad Hoc». En: *V Jornadas de Ingeniería Telemática (JITEL 2005)*, pp. 33–40. Vigo, España, 2005.
- CHLAMTAC, I. y FARAGO, A.: «Making Transmission Schedules Immune to Topology Changes in Multi-Hop Packet Radio Networks». *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1994, **2**, pp. 23–29.
- CHLAMTAC, I.; MYERS, A.D.; SYROTIUK, V.R. y ZARUBA, G.: «An Adaptive Medium Access Control (MAC) Protocol for Reliable Broadcast in Wireless Networks». En: *Proceedings of IEEE ICC'00*, volumen 3, pp. 1692–1696. Nueva Orleáns, EE.UU., 2000.
- CIDON, I. y SIDI, M.: «Distributed Assignment Algorithms for Multihop Packet Radio Networks». *IEEE Transactions on Computers*, 1989, **38(10)**.
- CONTI, M.; MASELLI, G.; TURI, G. y GIORDANO, S.: «Cross-Layering in Mobile Ad Hoc Network Design». *IEEE Computer*, 2004, **37(2)**, pp. 48–51.
- CROWTHER, W.; RETTBERG, R.; WALDEM, D.; ORNSTEIN, S. y HEART, F.: «A System for Broadcast Communications: Reservation ALOHA». En: *Proceedings of 6th Hawaii Internat. Conf. Syst. Sci.*, pp. 596–603, 1973.
- EBNER, A.; ROHLING, H.; HALFMANN, R. y LOTT, M.: «Synchronization in Ad Hoc Networks based on UTRA TDD». En: *Proceedings of IEEE PIMRC'02*, Lisboa, Portugal, 2002a.

- EBNER, A.; ROHLING, H.; LOTT, M. y HALFMANN, R.: «Decentralized Slot Synchronization in Highly Dynamic Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE WPMC'02*, Honolulu, Hawaii, EE.UU., 2002b.
- ELBATT, T. A.; KRISHNAMURTHY, S. V.; CONNORS, D. y DAO, S.: «Power Management for Throughput Enhancement in Wireless Ad-Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE ICC'00*, pp. 1506–1513. Nueva Orleans, EE.UU., 2000.
- EPHREMIDES, A. y TRUONG, T.: «Scheduling Broadcasts in Multihop Radio Networks». *IEEE Transactions on Communications*, 1990, **38(4)**, pp. 456–460.
- FANG, J.C. y KONDYLLIS, G.D.: «A Synchronous, Reservation Based Medium Access Control Protocol for Multihop Wireless Networks». En: *Proceedings of IEEE WCNC'03*, volumen 2, pp. 994–998. Nueva Orleans, EE.UU., 2003.
- FULLMER, C.L. y GARCÍA-LUNA-ACEVES, J.J.: «Floor Acquisition Multiple Access (FAMA) for Packet-Radio Networks». En: *Proceedings of ACM SIGCOMM'95*, , 1995.
- GÁLLEGO, J.R.; CAMPELLI, L.; CESANA, M.; CAPONE, A.; BORGONOVO, F.; HERNÁNDEZ-SOLANA, A.; CANALES, M. y VALDOVINOS, A.: «Efficient Bandwidth Allocation for Basic Broadcast and Point-to-Point Services in the AD-HOC MAC Protocol». En: *Proceedings of 10th IFIP International Conference on Personal Wireless Communications (PWC'05)*, pp. 87–98. Colmar, Francia, 2005a.
- GÁLLEGO, J.R.; CANALES, M.; HERNÁNDEZ-SOLANA, A.; CAMPELLI, L.; CESANA, M. y VALDOVINOS, A.: «Performance Evaluation of an Interference-Aware Access Scheme for Point-to-Point Services in the ADHOC MAC Protocol». En: *Proceedings of 7th IFIP/IEEE International Conference on Mobile and Wireless Communications Networks (MWCN'05)*, Marrakech, Marruecos, 2005b.
- : «Performance Evaluation of Point-to-Point Scheduling Strategies for the ADHOC MAC Protocol». En: *Proceedings of 8th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC'05)*, pp. 1380–1384. Aalborg, Dinamarca, 2005c.
- GÁLLEGO, J.R.; CANALES, M.; HERNÁNDEZ-SOLANA, A. y VALDOVINOS, A.: «Modeling of Broadcast Capacity for TDMA Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of 9th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC'06)*, pp. 869–873. San Diego, EE.UU., 2006a.

-
- : «Performance Analysis of an Interference-Aware MAC Protocol with Power Control for Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of 17th Annual IEEE International Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'06)*, Helsinki, Finlandia, 2006b.
- : «A TDMA Power Controlled MAC Protocol for Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of 3rd IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS'06)*, Valencia, 2006c.
- GÁLLEGO, J.R.; HERNÁNDEZ-SOLANA, A.; CANALES, M.; VALDOVINOS, A.; CAMPPELLI, L.; CESANA, M.; CAPONE, A. y BORGONOVO, F.: «Asignación Eficiente de Recursos para los Servicios de Broadcast y Punto a Punto en el Protocolo ADHOC MAC». En: *V Jornadas de Ingeniería Telemática (JITEL 2005)*, pp. 9–15. Vigo, 2005d.
- GERHARZ, M.; DEWAAL, C.; MARTINI, P. y JAMES, P.: «A Cooperative Nearest Neighbours Topology Control Algorithm for Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE ICCCN'03*, pp. 412–417. Dallas, EE.UU., 2003.
- GOMEZ, J.; CAMPBELL, A.T.; NAGHSHINEH, M. y BISDIKIAN, C.: «PARO: Supporting Dynamic Power Controlled Routing in Wireless Ad Hoc Networks». *ACM/Springer Wireless Networks (WINET)*, 2003, **9(5)**, pp. 443–460.
- GUNARATNE, S.; JEANS, T.G.; TAFAZOLLI, R. y EVANS, B.G.: «Comparison of SIR Estimation Techniques for Closed-Loop Power Control in the W-CDMA System». En: *Proceedings of European Wireless Conference 2002*, volumen 2, pp. 911–915. Florencia, Italia, 2002.
- GUPTA, P. y KUMAR, P.R.: «The Capacity of Wireless Networks». *IEEE Transactions on Information Theory*, 2000, **46(2)**, pp. 388–404.
- HAARSTEN, J.C.: «The Bluetooth Radio». *IEEE Personal Communications*, 2000, **7(1)**, pp. 28–36.
- HAAS, Z.J. y DENG, J.: «Dual Busy Tone Multiple Access (DBTMA): A Multiple Access Control Scheme for Ad Hoc Networks». *IEEE Transactions on Communications*, 2002, **50(6)**, pp. 975–985.

- IEEE 802.11 TASK GROUP E: «Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and PHYSical layer (PHY) specification. Amendment 8: Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements». *ANSI/IEEE Std. 802.11e*, 2005.
- IEEE 802.11 WORKING GROUP: «Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and PHYSical Layer (PHY) specifications». *ANSI/IEEE Std. 802.11*, 1999a.
- : «Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and PHYSical layer (PHY) specification. Higher-Speed Physical Layer Extension in the 2.4 GHz Band». *ANSI/IEEE Std. 802.11b*, 1999b.
- : «Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and PHYSical layer (PHY) specification. Amendment 4: Further Higher Data Rate Extension in the 2.4 GHz Band». *ANSI/IEEE Std. 802.11g*, 2003.
- JARDOSH, A.P.; BELDING-ROYER, E.M.; ALMERTH, K.C. y SURI, S.: «Real-world Environment Models for Mobile Network Evaluation». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2005, **23(3)**, pp. 622–632.
- JIANG, S.; RAO, J.; HE, X.; LING, X. y KO, C.C.: «A Simple Distributed PRMA for MANETs». *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2002, **51(2)**, pp. 293–305.
- JOHNSON, D.B. y MALTZ, D.A.: *Mobile Computing*. volumen 353, capítulo 5: Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks, pp. 153–181. Kluwer Academic, 1996. Imielinski T. and Korth H. (Eds.).
- JU, J.-H. y LI, V.O.K.: «An Optimal Topology-transparent Scheduling Method in Multihop Packet Radio Networks». *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1998, **6**, pp. 298–306.
- JUNG, E.S. y VAIDYA, N.H.: «A Power Control MAC Protocol for Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE/ACM MOBICOM'02*, pp. 36–47. Atlanta, EE.UU., 2002.
- JURDAK, R.; VIDEIRA LOPES, C. y BALDI, P.: «A Survey, Classification and Comparative Analysis of Medium Access Control Protocols for Ad Hoc Networks». *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 2006, **6(1)**, pp. 2–16.
- KARN, P.: «MACA-A New Channel Access Method for Packet Radio». En: *Proc. ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*, pp. 134–140, 1990.

- KUMAR, S.; RAGHAVAN, V.S. y DENG, J.: «Medium Access Control Protocols for Ad Hoc Wireless Networks: A Survey». *Elsevier Ad Hoc Networks*, 2006, **4(3)**, pp. 326–358.
- LAU, F.C.M y TAM, W.M.: «Novel SIR-Estimation-Based Power Control in a CD-MA Mobile Radio System Under Multipath Environment». *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2001, **50(1)**, pp. 314–320.
- LIN, G.; NOUBIR, G. y RAJARAMAN, R.: «Mobility Models for Ad Hoc Network Simulation». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'04*, Hong Kong, 2004.
- LLOYD, E.L. y RAMANATHAN, S.: «Efficient Distributed Algorithms for Channel Assignment in Multihop Radio Networks». *Journal of High Speed Networks*, 1993, **2**, pp. 405–428.
- MARINA, M.K.; KONDYLLIS, G.D. y KOZAT, U.C.: «RBRP: a Robust Broadcast Reservation Protocol for Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE ICC'01*, volumen 3, pp. 878–885. San Petersburgo, Rusia, 2001.
- MOHAPATRA, P.; LI, J. y GUI, C.: «QoS in Mobile Ad Hoc Networks». *IEEE Wireless Communications*, 2003, **10(3)**, pp. 44–52.
- MONKS, J.P.; BHARGHAVAN, V. y HWU, W.W.: «A Power Controlled Multiple Access Protocol for Wireless Packet Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'01*, pp. 219–228. Alaska, EE.UU., 2001.
- MUQATTASH, A. y KRUNZ, M.M.: «A Distributed Transmission Power Control Protocol for Mobile Ad Hoc Networks». *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2004, **3(2)**, pp. 113–128.
- : «POWMAC: A Single-Channel Power-Control Protocol for Throughput Enhancement in Wireless Ad Hoc Networks». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2005, **23(5)**, pp. 1067–1084.
- NI, H.; ROMDHANI, L. y TURLETTI, T.: «A Survey of QoS Enhancements for IEEE 802.11 Wireless LAN». *Wiley Wireless Communications and Mobile Computing*, 2004, **4(5)**, pp. 547–566.
- NI, Q.: «Performance Analysis and Enhancements for IEEE 802.11e Wireless Networks». *IEEE Network*, 2005, **19(4)**, pp. 21–27.

- OIKONOMOU, K. y STAVRAKAKIS, I.: «Analysis of a Probabilistic Topology-Unaware TDMA MAC Policy for Ad Hoc Networks». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004, **22(7)**, pp. 1286–1300.
- POND, L. C. y LI, V.O.K.: «A Distributed Time-slot Assignment Protocol for Mobile Multihop Broadcast Radio Networks». En: *Proceedings of IEEE MILCOM'89*, pp. 70–74, 1989.
- PURSLEY, M. B.; RUSSELL, H. B. y WYSOCARSKI, J. S.: «Energy-efficient Transmission and Routing Protocols for Wireless Multi-hop Networks and Spread-spectrum Radios». En: *Proceedings of EUROCOMM'00*, pp. 1–5, 2000.
- RAMANATHAN, P.: «A Unified Framework and Algorithm for (T/F/C)DMA Channel Assignment in Wireless Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'97*, volumen 2, pp. 900–907. Kobe, Japan, 1997.
- RAMANATHAN, P. y ROSALES-HAIN, R.: «Topology Control of Multihop Wireless Networks Using Transmit Power Adjustment». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'00*, volumen 2, pp. 404–413. Tel-Aviv, Israel, 2000.
- RAMANATHAN, R. y REDDI, J.: «A Brief Overview of Ad Hoc Networks: Challenges and Directions». *IEEE Communications Magazine*, 2002, **40(5)**, pp. 20–22.
- RAMANATHAN, S. y LLOYD, E.L.: «Scheduling Algorithms for Multihop Radio Networks». *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 1993, **1(2)**.
- RAMASWAMI, R. y PAHRI, K. K.: «Distributed Scheduling of Broadcasts in Radio Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'89*, pp. 496–504, 1989.
- RAPPAPORT, T. (Ed.): *Wireless Communications: Principles and Practice*. Prentice Hall, 2002.
- RENTEL, C.H. y KUNZ, T.: «A Clock-sampling Mutual Network Time-synchronization Algorithm for Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE WCNC'05*, Nueva Orleans, EE.UU., 2005.
- RESTA, G. y SANTI, P.: «An Analysis of the Node Spatial Distribution of the Random Waypoint Mobility Model for Ad Hoc Networks». En: *Proc. of the 2nd ACM Workshop on Principles of Mobile Computing*, pp. 44–50. Toulouse, Francia, 2002.

-
- RODOPLU, V. y MENG, T.: «Minimum Energy Mobile Wireless Networks». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1999, **17(8)**, pp. 1333–1344.
- ROMDHANI, L.; NI, H. y TURLETTI, T.: «Adaptive EDCF: Enhanced Service Differentiation for IEEE 802.11 Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE WCNC'03*, Nueva Orleans, EE.UU., 2003.
- SKLAR, B.: «Rayleigh Fading Channels in Mobile Digital Communication Systems Part I: Characterization». *IEEE Communications Magazine*, 1997a, **35(7)**, pp. 90–100.
- : «Rayleigh Fading Channels in Mobile Digital Communication Systems Part II: Mitigation». *IEEE Communications Magazine*, 1997b, **35(7)**, pp. 102–109.
- SRIVASTAVA, V. y MOTANI, M.: «Cross-layer Design: A Survey and the Road Ahead». *IEEE Communications Magazine*, 2005, pp. 112–119.
- TAKAGI, H. y KLEINROCK, L.: «Optimal Transmission Ranges for Randomly Distributed Packet Radio Terminals». *IEEE Transactions on Communications*, 1984, **COM-32(3)**, pp. 246–257.
- TANG, Z. y GARCÍA-LUNA-ACEVES, J.J.: «Hop-Reservation Multiple Access (HRMA) for Ad-Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'99*, Nueva York, EE.UU., 1999a.
- : «A Protocol for Topology-Dependent Transmission Scheduling in Wireless Networks». En: *Proceedings of IEEE WCNC'99*, volumen 3, pp. 1333–1337. Nueva Orleans, EE.UU., 1999b.
- : «Hop Reservation Multiple Access for Multichannel Packet Radio Networks». *Elsevier Science Computer Communications*, 2000, **23(10)**, pp. 877–886.
- TOBAGI, F.A. y KLEINROCK, L.: «Packet Switching in Radio Channels. Part 1. Carrier Sense Multiple Access Models and their Throughput Delay Characteristics». *IEEE Transactions on Communications*, 1975a, **23(12)**, pp. 1400–1416.
- : «Packet Switching in Radio Channels. Part 2. The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution». *IEEE Transactions on Communications*, 1975b, **23(12)**, pp. 1417–1433.

- VASSIS, D. y KORMENTZAS, G.: «Delay Performance Analysis and Evaluation of IEEE 802.11e EDCA in Finite Load Conditions». *Springer Wireless Personal Communications*, 2005, **34(1-2)**, pp. 29–43.
- WATTENHOFER, R.; LI, L.; BAHL, P. y WANG, Y.-M.: «Distributed Topology Control for Power Efficient Operation in Multihop Wireless Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'01*, pp. 1388–1397. Alaska, EE.UU., 2001.
- WU, C. y LI, W.O.K.: «Receiver-Initiated Busy Tone Multiple Access in packet radio networks». En: *Proceedings of ACM SIGCOMM'87*, pp. 336–342, 1987.
- WU, S.L.; TSENG, Y.C. y SHEU, J.P.: «Intelligent Medium Access for Mobile Ad Hoc Networks with Busy Tones and Power Control». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, **18(9)**, pp. 1647–1657.
- XIAO, Y. y LI, H.: «Evaluation of Distributed Admission Control for the IEEE 802.11e EDCA». *IEEE Communications Magazine*, 2004, **42(9)**, pp. s20–s24.
- XU, S. y SAADAWI, T.: «Does the IEEE 802.11 MAC Protocol Work Well in Multihop Wireless Ad Hoc Networks?». *IEEE Communications Magazine*, 2001, **39(6)**, pp. 130–137.
- YOON, J.; LIU, M. y NOBLE, B.: «Random Waypoint Considered Harmful». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'03*, pp. 1312–1321. San Francisco, CA, EE.UU., 2003.
- ZHU, C. y CORSON, M.S.: «A Five-Phase Reservation Protocol (FPRP) for Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'98*, volumen 1, pp. 322–331. San Francisco, EE.UU., 1998.
- : «An Evolutionary-TDMA Scheduling Protocol (E-TDMA) for Mobile Ad Hoc Networks». *Technical Report CSHCN TR 2001-17, The Institute for Systems Research*, 2001a.
- : «A Five-Phase Reservation Protocol (FPRP) for Mobile Ad Hoc Networks». *ACM/Springer Wireless Networks (WINET)*, 2001b, **7(4)**, pp. 371–384.
- : «QoS Routing for Mobile Ad Hoc Networks». En: *Proceedings of IEEE INFOCOM'02*, volumen 2, pp. 958–967. Nueva York, EE.UU., 2002.

ZHU, H.; LI, M.; CHLAMTAC, I. y PRABHAKARAN, B.: «A Survey of Quality of Service in IEEE 802.11 Networks». *IEEE Wireless Communications*, 2004, **11(4)**, pp. 6–14.