



Revista Facultad de Ingeniería

ISSN: 0717-1072

facing@uta.cl

Universidad de Tarapacá

Chile

Barría M., Marta; Sánchez U., Pablo; Vallejos C., Reinaldo  
MODELO REALISTA PARA LA FUNCIÓN DE COORDINACIÓN DISTRIBUIDA DEL ESTÁNDAR  
IEEE 802.11b  
Revista Facultad de Ingeniería, vol. 13, núm. 3, 2005, pp. 96-103  
Universidad de Tarapacá  
Arica, Chile

Disponible en: <http://www.redalyc.org/articulo.oa?id=11414672013>

- Cómo citar el artículo
- Número completo
- Más información del artículo
- Página de la revista en redalyc.org

redalyc.org

Sistema de Información Científica  
Red de Revistas Científicas de América Latina, el Caribe, España y Portugal  
Proyecto académico sin fines de lucro, desarrollado bajo la iniciativa de acceso abierto

## MODELO REALISTA PARA LA FUNCIÓN DE COORDINACIÓN DISTRIBUIDA DEL ESTÁNDAR IEEE 802.11b

Marta Barría M.<sup>1</sup> Pablo Sánchez U.<sup>2</sup> Reinaldo Vallejos C.<sup>2</sup>

*Recibido 22 de marzo de 2005, aceptado el 10 de agosto de 2005*

### RESUMEN

En este artículo se propone un nuevo modelo para la Función de Coordinación Distribuida del Estándar IEEE 802.11b, que es más realista que los que se han usado hasta el momento en la literatura especializada, pues considera buffer finito, carga limitada, intentos limitados de retransmisión y un modelado más realista del mecanismo de backoff a través de sus etapas de contención. El modelo se resuelve a través de simulación, calculando las medidas de rendimiento como *Throughput*, tiempo usado en contención, probabilidad de pérdida de paquetes por sobrecarga y *power*. Los resultados obtenidos demuestran la exactitud del modelo propuesto.

Palabras clave: Red inalámbrica, IEEE 802.11b, análisis de rendimiento.

### ABSTRACT

*In this paper we propose a new model for the Distributed Coordination Function of the IEEE 802.11b Standard, that is more accurate than those models currently used in specialized literature, because this model considers finite buffer, limited load, limited tries of retransmission and a more realistic model of the backoff mechanism through of its contention stages. The model is solved using simulation and the following performance measures were calculated: throughput, mean contention time, mean waiting time, overload packet loss probability and power. The obtained results shown that the proposed model effectively is more accurate than the previous models.*

*Keywords: Wireless network, IEEE 802.11b, performance evaluation.*

### INTRODUCCIÓN

Para implementar una red eficiente y robusta en un ambiente inalámbrico, el IEEE 802.11 Working Group [1] escogió el protocolo de Acceso al Medio con Detección de Portadora y Evitación de Colisión (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance: CSMA/CA) como el estándar para Redes Inalámbricas de Área Local (Wireless Local Area Networks: WLAN). Es lo que comúnmente se denomina 802.11b WLAN, que puede ser considerado como la versión inalámbrica de la Ethernet.

El estándar IEEE 802.11b tiene dos modos de transmisión para los paquetes de datos: la Función de Coordinación Distribuida (Distributed Coordination Function: DCF) y la Función de Coordinación Puntual (Point Coordination Function: PCF). La DCF está basada en protocolo Acceso al Medio con Detección de

Portadora (Carrier Sense Medium Access: CSMA), es decir, si un nodo o estación desea transmitir antes debe escuchar el canal. Si la estación detecta que el canal se encuentra libre durante un periodo llamado Espacio Inter-Tramas Distribuido (DCF, Distributed Inter-Frame Space: DIFS), inicia su transmisión. El hecho que el canal esté libre en el DIFS no evita que dos o más estaciones intenten transmitir simultáneamente (a continuación del DIFS), por lo que existe la posibilidad de que se produzcan colisiones. Por otro lado, si al censar el canal, éste se detecta como ocupado, la estación deberá retardar su transmisión hasta que el canal se encuentre libre por al menos un periodo DIFS o un Espacio Inter-Tramas Extendido (Extended Inter-Frame Space: EIFS). Existe la posibilidad que más de una estación detecte el canal ocupado y retarde su acceso, por lo que terminada la transmisión todas estas estaciones detectarán libre el canal por un periodo DIFS o EIFS y transmitirán en el mismo instante produciéndose una colisión. Para reducir

<sup>1</sup> Departamento de Computación, Universidad de Valparaíso, Valparaíso, Chile.

<sup>2</sup> Departamento de Electrónica, Universidad Técnica Federico Santa María, Valparaíso, Chile.

esta probabilidad, el IEEE 802.11b utiliza el mecanismo de Evasión de Colisiones (*Collision Avoidance*: CA). Como parte del mecanismo CA, antes de comenzar a transmitir se realiza un procedimiento de contienda (*backoff*). (Ver figura 1)

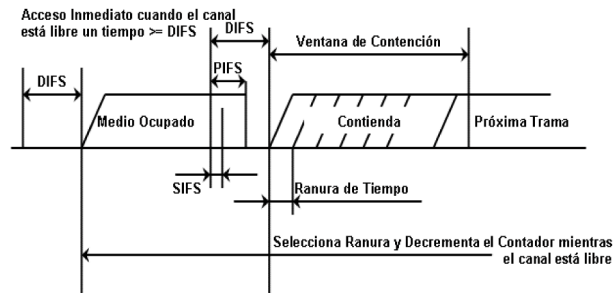


Fig. 1 Mecanismo de Acceso Básico del Estándar IEEE 802.11b [1]. (Fuente Estándar IEEE 802.11b [1])

El nodo se mantiene escuchando el canal hasta que éste se detecte libre por un tiempo DIFS, posteriormente espera el intervalo de backoff. Este backoff es un periodo de tiempo aleatorio y es determinado como un múltiplo del tiempo que dura la ranura (definido por el estándar [1], [2]). Cada estación mantiene una ventana de contención (CW), la cual es usada para determinar el número máximo de ranuras libres que debe esperar una estación antes de transmitir. Esta ventana depende de la historia de las retransmisiones del paquete actual. Por cada transmisión exitosa de una trama cada estación recibe reconocimientos positivos (ACK). Si una transmisión falla (no se recibe un ACK), la CW aumenta al doble.

Un punto importante que atañe a una red que opera en modo Ad-Hoc (usando DCF) es el problema de la estación oculta (Hidden Station), que consiste en que una estación puede no ser captada por algunas de las demás estaciones de la red. Para reducir el problema de la estación oculta, el 802.11b define el mecanismo RTS/CTS (Request-To-Send:RTS/Clear-To-Send:CTS) que puede ser usado opcionalmente y se muestra en la figura 2.

El mecanismo RTS/CTS funciona de la siguiente forma: antes de transmitir el paquete de datos, la estación tiene la opción de enviar un RTS, si recibe un CTS enviado por el receptor, entonces puede enviar los datos. Los paquetes RTS y CTS incluyen la información de cuánto demora transmitir el próximo paquete, con esta información se dispone de un mecanismo virtual para censurar el canal. Entre dos paquetes consecutivos en la secuencia RTS, CTS, datos y ACKs, que indica que el canal está libre, existe un tiempo llamado Espacio Inter-Tramas Pequeño (Short Inter-Frame Space: SIFS), con

el cual el resto de las estaciones actualiza su Vector de Asignación de Red (Network Allocation Vector: NAV), que contiene la información de control para transmisión y provee un mecanismo CSMA Virtual. A través de este mecanismo las colisiones se producen sólo entre los paquetes de coordinación RTS, lo que mejora el desempeño de la red en condiciones de alta carga.

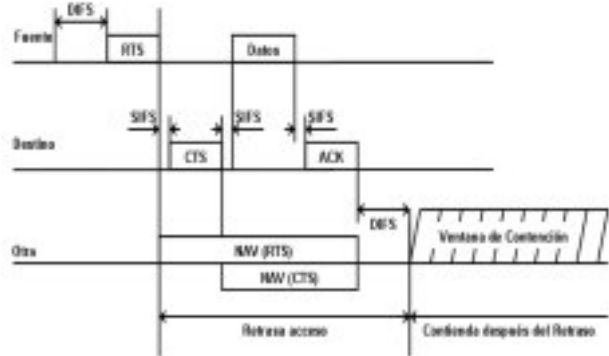


Fig. 2 Mecanismo RTS/CTS opcional para la DCF. (Fuente Estándar IEEE 802.11b [1]).

En el modo PCF las estaciones accesan el medio inalámbrico coordinadas por un Punto de Coordinación (Point Coordinator: PC) que encuesta a los nodos si desean o no transmitir. El modo PCF tiene prioridad más alta que DCF, ya que puede comenzar a transmitir después de un tiempo más corto que DIFS; este tiempo es llamado Espacio Inter-Tramas de la Función de Coordinación Puntual (PCF Inter-Frame Space: PIFS). El tiempo se divide en periodos repetidos llamados supertramas (superframes), donde se alternan Periodos Libres de Contención (Contention Free Period: CFP) y Periodos de Contención (Contention Period: CP). Un CFP seguido de un CP es una super-trama. Durante el CFP, se usa la PCF para accesar el medio mientras que durante el CP se usa la DCF. Un super-frame comienza con un frame de alerta: beacon), independientemente si la PCF está o no activa. El "beacon" es un paquete de administración que sirve para sincronizar los relojes locales en las estaciones. Para que las estaciones accesen el medio compartido, el PC genera mensajes de "beacon" a intervalos regulares, las cuales informan a las estaciones bases que un nuevo CFP ha comenzado. El PC pregunta a una estación si desea transmitir. En caso de no obtener respuesta después de un PIFS, pregunta a otra estación o da por terminado el CFP. A partir de lo anterior es claro que durante un CFP el canal no permanece desocupado por un periodo mayor a PIFS. El PC continúa preguntando a las otras estaciones hasta que el CFP expire. En esta forma de operación no se puede evitar totalmente que se produzcan colisiones, ya que, por ejemplo, si una estación escondida pierde la señal de alerta, y supone que aún se está transmitiendo en

modo DCF, transmitirá durante un periodo que no le corresponde. Otro problema es que una estación se puede apropiar del canal injustamente, lo que va en detrimento de las otras estaciones.

No existen modelos muy realistas para representar el estándar IEEE 802.11b. En [4]-[7] los autores evalúan el Protocolo del estándar IEEE 802.11b a través de un modelo simple resuelto en forma matemática a través de una cadena de Markov y obtienen como medida de mayor interés el *Throughput* (o Caudal) de la red. Sin embargo el modelo utilizado presenta bastantes simplificaciones, por lo cual los resultados son aproximados.

En este trabajo se realiza un análisis de desempeño de la DCF del Estándar IEEE 802.11b, a través de un modelo más realista que los usados hasta la fecha, considerando restricciones de capacidad de las tarjetas de red (buffer limitado), carga finita, mecanismo de contienda, límite de retransmisiones. El modelo es resuelto por simulación.

El resto de este artículo está organizado de la siguiente manera. En la sección Trabajos Previos, se presenta el estado del arte del estudio de las redes WLANs. En la siguiente sección se propone el nuevo modelo para la DCF detallando las características de mayor relevancia. A continuación, se presenta el análisis de rendimiento del estándar IEEE 802.11b operando en modo DCF. Posteriormente, se discuten las conclusiones del trabajo realizado.

## TRABAJOS PREVIOS

En [4] se utiliza un modelo del protocolo operando bajo el modo DCF. Se calcula el *Throughput* de la red bajo condiciones de Saturación (S), es decir, que cada estación tiene siempre al menos un paquete para transmitir. Las variables independientes dentro del modelo son:  $CW$ , el número de etapas de contención ( $m$ ) y el número de estaciones contendiendo por el medio ( $n$ ). De las variables independientes del modelo, la que fácilmente se puede modificar es  $CW$  por lo que maximizando el *Throughput* en función de  $CW$  se obtiene un tamaño óptimo  $CW_{OPT}$  bajo la suposición que  $n$  es grande. Todas las medidas se obtienen tanto para el método de acceso básico como para el mecanismo RTS/CTS. El modelo supone un tamaño infinito para el buffer, lo que implica que no se pierden paquetes, ni existe un tiempo límite para que éstos sean transmitidos. Además, no existe una distribución que caracterice la llegada de paquetes, pues se suponen condiciones de saturación, lo cual sólo entrega una idea del *Throughput* máximo alcanzable en el sistema. Tampoco se consideran los efectos de la fragmentación de paquetes, ni la pérdida por problemas o interferencia

en el canal. No se considera la existencia de estaciones ocultas [8], ni el fenómeno de captura [9] y [10]. Los parámetros para la Capa Física usados en el modelo son los que se definen en [1]. Los resultados obtenidos son curvas de *Throughput* en función del número de estaciones, la cantidad de etapas de contención y el tamaño inicial de la ventana de contención. Es posible visualizar el efecto de cada una de estas variables sobre el desempeño de la red, para ambos métodos de acceso. Tomando como base de este modelo surgieron otros [5], [7] que eliminan algunas de las simplificaciones anteriores y presentan una mejor aproximación.

En [5] se intenta obtener un modelo más exacto que el presentado en [4]. Se desarrolla una nueva función llamada DCF+, que consiste en que la estación receptora de una trama puede transmitir inmediatamente otra sin necesidad de contender por el canal. Con esto se tiene un mejor rendimiento global de la red. Esta nueva función es totalmente compatible con la DCF tradicional del estándar. La variable de interés en este caso es el *Throughput* de Saturación de la red, en condiciones similares a las estudiadas en [4]. Se hacen las mismas suposiciones que [4] en cuanto a buffer infinito y pérdida de paquetes. Al considerar en las simulaciones el efecto del límite de retransmisiones, los resultados del nuevo modelo son más fidedignos.

En [6] se presenta una extensión del análisis hecho en [5]. La variable de interés, al igual que en [4] y [5], sigue siendo el *Throughput* de la red. Para este análisis incorpora la caracterización del tráfico, variable de gran interés que no está presente en los análisis anteriores. Al igual que en [5] se considera el efecto de las retransmisiones. Dado que el modelo usado es más completo que los anteriores la solución se obtiene a través de una nueva cadena de Markov. Se obtienen curvas de rendimiento que muestran el *Throughput* en función de la carga del sistema y del tamaño de la red para el caso de tráfico heterogéneo. Se aprecia que hay un crecimiento lineal del *Throughput* de la red hasta alcanzar un valor máximo, el cual corresponde al valor de saturación obtenido en [5].

En [7] se evalúa un modelo alternativo para la DCF. Se realiza un análisis de desempeño bajo la suposición que las estaciones conocen el estado exacto de la red, por lo cual pueden sintonizar su intervalo de contienda de tal manera que la capacidad se acerca bastante al límite teórico. Este límite es calculado en [11] y [12]. Desgraciadamente, en el caso real, no es posible conocer el estado exacto de la red, pero sí, estimarlo. El algoritmo presentado estima el costo de una colisión y el número de estaciones activas (estaciones que están constantemente generando paquetes, o sea, condición de saturación). Esto se realiza a través de la observación de tres eventos:

ranuras libres consecutivas, colisiones y transmisiones exitosas. Los autores resuelven este nuevo modelo a través de una Cadena de Markov, el modelo corresponde al de un protocolo p-persistente. Se analizan los resultados para la solución de la cadena en estado estacionario y transiente. También estudia la robustez del protocolo ante posibles errores en el proceso de estimación del número de estaciones activas. La solución estacionaria es desarrollada en [3]. El principal resultado obtenido son las curvas que comparan el desempeño del estándar IEEE 802.11b, el nuevo protocolo con el mecanismo adaptivo y el límite teórico obtenido en [11] y [12], desde el punto de vista de la capacidad del protocolo.

En la Tabla 1 se muestra un cuadro comparativo de las principales características del sistema real y los modelos usados hasta la fecha.

Tabla 1 Comparativa Estándar IEEE 802.11b y los modelos usados hasta la fecha.

Característica IEEE 802.11b	Referencias			
	[4]	[5]	[6]	[7]
Falla del Canal	No	No	No	No
Fragmentación	No	No	No	No
ACK Time-out	No	No	No	No
Buffer limitado	No	No	No	No
Límite de Retransmisiones	No	Sí	Sí	Sí
Descarte de Paquetes	No	No	No	No
Carga Finita (Tráfico)	No	No	Sí	No
Etapas de Contienda	Sí	Sí	Sí	No
Efecto Captura	No	No	No	No
Problema Nodo Oculto	No	No	No	No

Existen en la literatura algunos artículos que consideran en su modelo la probabilidad de falla en el canal. Por ejemplo en [13] se realiza un análisis considerando Fading de Canal. En cuanto a la fragmentación de paquetes, no tiene mayor influencia dentro del análisis, salvo cuando se considera la existencia de fallas del canal y, por tanto, se interrumpe la transmisión de fragmentos. El ACK time-out juega un rol similar a la fragmentación. La capacidad del buffer tiene gran importancia en el caso de altas cargas de datos, pues la pérdida de paquetes se debe a que en la realidad los buffer de las tarjetas no pueden ser infinitos y si se tiene demasiada carga a transmitir se perderán paquetes por rebflujo. El límite de retransmisiones se considera a partir de [5]. El descarte de paquetes tiene una gran relevancia en el caso de transmisiones de voz o video, para considerarlo es necesario tomar en cuenta los tiempos de llegada de cada paquete que se encuentra en

la etapa de contienda o en la cola del buffer. La distribución de llegada de paquetes es también muy importante si se desea analizar un modelo de carga finita como en el caso de [6]. El fenómeno captura y el problema del nodo oculto son abordados en [8], [10].

## MODELO PROPUESTO

En este artículo se propone un modelo más realistas para analizar Estándar IEEE 802.11b operando en modo DCF. El modelo considera el límite de retransmisiones (incluido en [5], [7]), la capacidad de las tarjetas de red disponibles actualmente (Buffer limitado), carga finita (esto es considerado sólo en [6], siendo este último el modelo más completo con el que se ha evaluado), y el mecanismo de contienda (otorgar el derecho a transmitir por medio del canal compartido). No considera fallas de canal ni fenómenos de captura o estación oculta.

A continuación, se explican estas características:

**Buffer Limitado:** En la mayoría de los modelos utilizados y evaluados hasta el momento se considera que el buffer de cada estación es infinito. En el modelo que se utiliza en este trabajo el buffer es limitado. El tamaño no está estandarizado, no obstante las tarjetas de red normalmente poseen una capacidad de aproximadamente 32 [Kbytes].

**Etapas de Contienda:** Corresponde al mecanismo de Backoff descrito en el estándar [1]. En algunos modelos este mecanismo es modelado como si correspondiese a un protocolo CSMA “p-persistente”, sin embargo, aquí se modelará en forma exacta a través de sus distintas etapas de contención.

**Límite de Retransmisiones:** En el estándar [1] se detalla esta característica del protocolo. Cuando una estación completa el número máximo de intentos y vuelve a colisionar, el paquete es descartado.

**Carga Finita:** El análisis no se enfoca a un sistema saturado, sino que busca evaluar el protocolo bajo distintos niveles de carga, de esta forma es posible buscar un punto óptimo para el comportamiento de la red.

## ANÁLISIS DE RENDIMIENTO

El modelo propuesto es resuelto a través de simulación. El simulador fue diseñado específicamente para estos efectos y los resultados se obtienen con un error máximo de un 1% con un nivel de confianza de un 95%.

Las simulaciones se realizaron para un sistema con número de estaciones variable (hasta 40 estaciones). Las estaciones son idénticas e independientes entre sí. El tráfico de llegada de paquetes al sistema se modela usando proceso de Poisson. Los tiempos de una transmisión exitosa, una colisión y una ranura libre son los mismos definidos en [4] y se calculan con los valores entregados en [2].

Como una forma de validar los resultados obtenidos en este trabajo, se reprodujeron (y compararon) algunos casos puntuales —publicados en la literatura— cuando el sistema está trabajando en saturación.

A continuación se definen las variables que se evalúan en este artículo:

**Slot o Ranura de Tiempo ( $\sigma$ ):** Corresponde a un intervalo que usa la familia de protocolos IEEE 802.11 para organizar la contienda por el uso del canal. En este artículo la ranura de tiempo será igual al valor definido en [1] que corresponde a 20  $\mu$ s.

**Paquete de Datos:** Información que se desea transmitir a través del medio inalámbrico, contiene la información, el encabezado de la Capa Física (PHY header: Physical Header) y el encabezado de la Subcapa MAC (MAC header: Medium Access Control Header).

**Throughput:** Corresponde al valor medio del caudal de información en la red y en este escrito se calcula como la razón entre el tiempo acumulado para la transmisión exitosa de datos y el tiempo total de funcionamiento del protocolo. Es una variable a-dimensional que varía entre 0 y 1.

**Número Medio de intentos:** Corresponde al número medio de intentos que se realizan para la transmisión de un paquete. El estándar define que existirá un número máximo de intentos igual a 7, por lo que el número medio de intentos es una variable a-dimensional que varía entre 1 y 7.

**Tiempo Medio de Espera:** Corresponde al valor medio del tiempo que transcurre desde el instante en que un paquete de datos ingresa a la cola de la transmisión y el instante en que la estación comienza la contienda por el canal común. El tiempo de espera es medido en milisegundos [ms].

**Tiempo Medio de Contienda:** Corresponde al valor medio del tiempo que transcurre desde el instante en que un paquete de datos comienza la contienda por el canal y el instante en que termina de ser transmitido

correctamente o es descartado. Equivale al producto entre el número medio de intentos y el tiempo medio de latencia. El tiempo medio de contienda se mide en milisegundos [ms].

**Tiempo Medio de Retardo:** Corresponde al valor medio del tiempo que transcurre desde el instante en que un paquete de datos ingresa a la cola de transmisión y el instante en que termina de ser transmitido correctamente o es descartado. Equivale a la suma del tiempo medio de espera y el tiempo medio de contienda. El retardo es una unidad de tiempo que se mide en milisegundos [ms].

**Probabilidad de Colisión:** Corresponde a la probabilidad que dos o más estaciones transmitan en una misma ranura de tiempo (varía entre 0 y 1).

**Buffer:** Espacio para el almacenamiento de información. El tamaño del buffer no se encuentra estandarizado. En la mayoría de las tarjetas inalámbricas es de 32 Kbytes.

**Razón de Sobrecarga de Paquetes (Overflow):** Corresponde a la razón entre los paquetes que no pueden ser almacenados en el buffer de la estación (por motivos de capacidad) y el número total de paquetes generados por la estación.

**Probabilidad de Descarte de Paquetes:** Corresponde a la probabilidad que durante la contienda por el canal se llegue al número máximo de intentos de transmisión (definido por el estándar [1], [2]).

**Power:** Corresponde a la razón entre el *Throughput* y el tiempo medio de retardo. El power da una medida del nivel de carga de la red en el cual se obtiene el mejor rendimiento.

En la Figura 3 se aprecia el *Throughput* de la red, en función del número de estaciones y la carga de cada una de ellas. Se aprecia que al aumentar el número de estaciones el *Throughput* crece en forma lineal, hasta alcanza un valor máximo (el cual corresponde al valor de saturación obtenido en [5]), para luego decrecer producto de la alta tasa de colisiones y la pérdida de paquetes.

También se puede observar que a medida que aumenta el nivel de carga el *Throughput* máximo es mayor, pero se alcanza con un menor número de estaciones. Esto se puede entender intuitivamente de la siguiente forma: 2 estaciones con un nivel de carga de 512 [Kbps] tendrán menos colisiones que 4 estaciones con un nivel de carga de 256 [Kbps]. En ambos casos la carga total es la misma, pero en uno de ellos habrán menos colisiones.

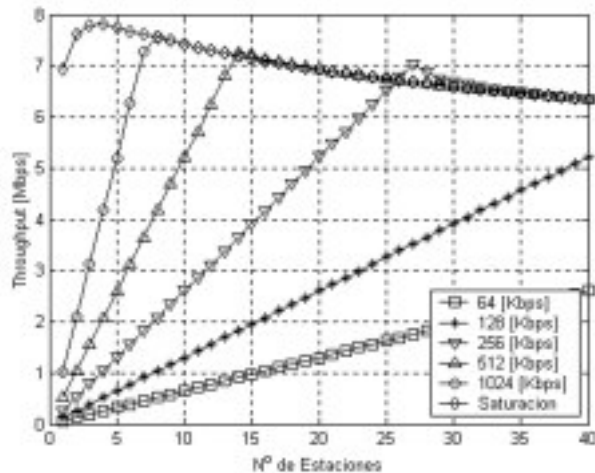


Fig. 3 *Throughput* de la red en función del número de estaciones, para distintos niveles de carga.

En la Figura 4 se muestra el gráfico de la tasa de paquetes perdidos por sobrecarga del buffer de una estación, para distinto número de estaciones y niveles de carga. Se puede apreciar en las curvas, que la tasa crece hasta llegar a ser cercana a 1, lo que implica que un gran porcentaje de los paquetes generados en la estación se pierden por saturación del buffer.

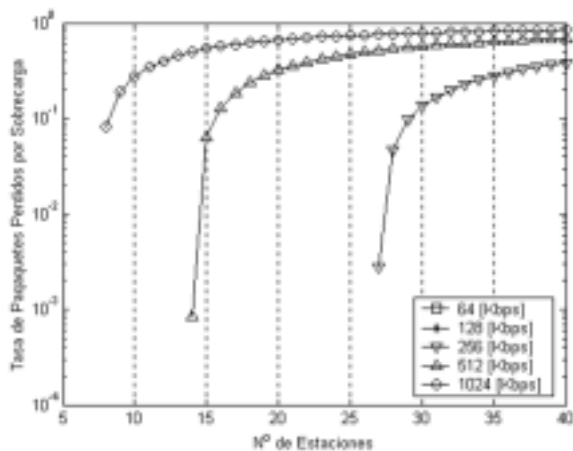


Fig. 4 Tasa de paquetes perdidos por sobrecarga en una estación en función del número de estaciones, para distintos niveles de carga.

En la Figura 5 se puede visualizar el tiempo medio de espera en el buffer en función del número de estaciones para distintos niveles de carga. Se puede observar en el gráfico que el tiempo crece a medida que aumenta el número de estaciones o la carga de éstas. Además, se puede observar que el tiempo tiende más rápidamente a un valor estacionario cuando la carga es mayor. Este

fenómeno se debe a que a medida que la carga aumenta los buffers se saturarán más rápidamente y el tiempo que un paquete esperará en la cola tenderá a ser el tiempo máximo de espera en el buffer.

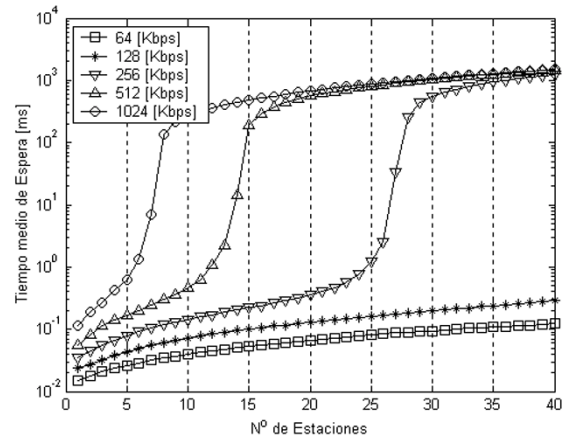


Fig. 5 Tiempo medio de espera en el buffer en función del número de estaciones, para distintos niveles de carga.

En la Figura 6 se muestra el gráfico que presenta el tiempo medio de contienda en función del número de estaciones para distintos niveles de carga. Se puede notar que, a medida que aumenta el número de estaciones o la carga, la probabilidad de encontrar una ranura libre decrece por lo cual la estación estará en promedio un tiempo mayor tratando de acceder el canal común. Además, el número medio de intentos crece debido al incremento en la probabilidad de colisión producto de la alta carga.

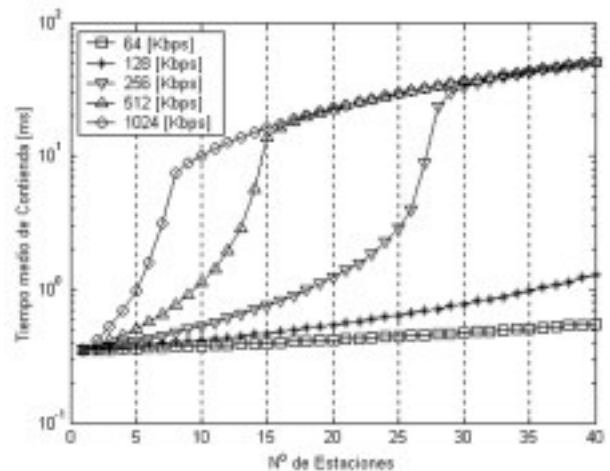


Fig. 6 Tiempo medio de contienda por el canal en función del número de estaciones, para distintos niveles de carga.



Observe que al sumar el tiempo medio de espera en el buffer y el tiempo medio de contienda se obtiene el tiempo medio en el sistema (ver Figura 7), que posee las mismas características explicadas anteriormente.

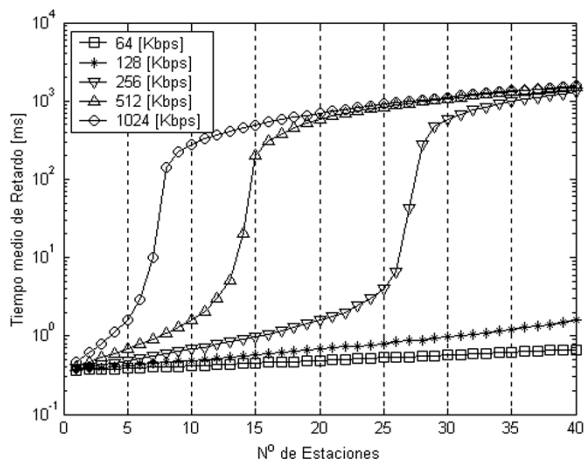


Fig. 7 Tiempo medio en el sistema en función del número de estaciones, para distintos niveles de carga.

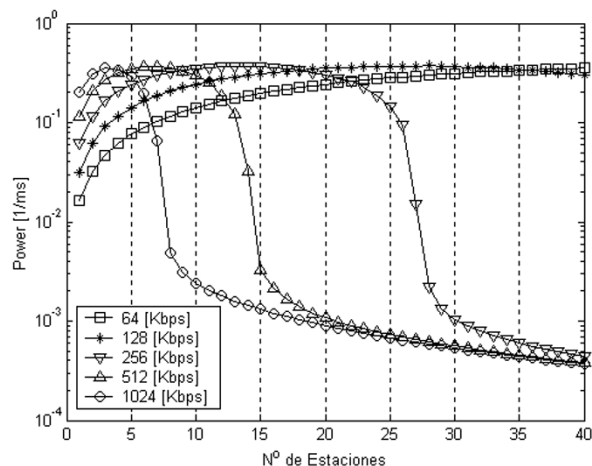


Fig. 8 Power de la red en función del número de estaciones para distintos niveles de carga.

En la Figura 8 se muestra el *Power* versus el número de estaciones. Esta medida entrega el punto óptimo (número de estaciones) del sistema. Este punto es menor a medida que la carga aumenta. En la medida en que se requiera un modelo aún más completo, el *Power* será una cota superior para el número de estaciones, pues deberán cumplirse otras restricciones como, por ejemplo, un límite en el tiempo medio de retardo para el tráfico multimedia. Una observación importante es que para niveles de carga menores las curvas son más planas (menos elásticas), por lo que un pequeño aumento en el número de estaciones

no deteriora en gran medida el sistema; en cambio, para niveles de carga mayores el *Power* es altamente elástico con respecto al número de estaciones, lo cual significa que el sistema se vuelve más sensible al aumento de estaciones y se deteriora rápidamente.

## CONCLUSIONES

En este trabajo se propuso un nuevo modelo para la DCF del Estándar IEEE 802.11b. Este modelo considera algunas características no tomadas en cuenta en los modelos actualmente publicados en la literatura especializada, como: buffers limitados, carga finita, límite en las retransmisiones, etapas de contienda. El modelo fue resuelto por simulación.

Se calcularon las medidas de interés que caracterizan el comportamiento del sistema como, por ejemplo: *Throughput*, tiempo medio de contienda, tiempo medio de espera en el buffer, tiempo medio de contienda, tasa de sobrecarga y power.

## AGRADECIMIENTOS

Este trabajo fue financiado parcialmente con fondos provenientes de los proyectos Fondecyt 1000055/2000 y DIPUV 31/2003.

## REFERENCIAS

- [1] IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. P802.11. November 1997.
- [2] IEEE standard for Wireless LAN Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications, ISO/IEC 8802-11:1999(E). August 1999.
- [3] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori. "IEEE 802.11 protocol: design and performance evaluation of an adaptive backoff mechanism". CNUCE Internal Rep. March 2000.
- [4] G. Bianchi. "Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 18. N° 3. March 2000.
- [5] H. Wu, Y. Peng, K. Long, S. Cheng and J. Ma. "Performance of reliable transport protocol to achieve a theoretical throughput limit". IEEE INFOCOM 2002, pp. 599-607. 2002.



- [6] F. Alizadeh-Shabdiz and S. Subramaniam. "A Finite Load Analytical Model for the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function MAC". Proc. of WiOPT'03: Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks, INRIA. Sophia Antipolis, France, pp. 3-5. March 2003.
- [7] F. Cali, M. Conti and E. Gregori. "IEEE 802.11 Protocol: Design and Performance Evaluation of an Adaptive Backoff Mechanism". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 18. N° 9. September 2000.
- [8] L. Kleinrock and F. Tobagi. "Packet Switching in a radio channels, Part II – The hidden terminal problem in carrier sense multiple access and the busy tone solution". IEEE Trans. Commun. Vol. COM-23. N° 12, pp. 1417-1433. December 1975.
- [9] H.S. Chhaya and S. Gupta. "Performance modelling of asynchronous data transfer method of IEEE 802.11 MAC Protocol". Wireless Networks. Vol. 3, pp. 217-234. 1997.
- [10] K. C. Huang and K. C. Chen. "Interference analysis of non-persistent CSMA with hidden terminals in multicell wireless data networks", in Proc. IEEE PIMRC. Toronto, Canada, pp. 907-911. September 1995.
- [11] F. Cali, M. Conti and E. Gregori. "Dynamic tuning of the IEEE 802.11 Protocol to achieve a theoretical throughput limit", presented at the INFOCOM'98. 1998.
- [12] F. Cali, M. Conti and E. Gregori. "Dynamic tuning of the IEEE 802.11 Protocol to achieve a theoretical throughput limit". IEEE/ACM Trans. Networking. Vol. 8, N° 6, pp. 785-799. December 2000.
- [13] A. Conti, D. Dardiri, G. Pasolini and O. Andrisano. "Bluetooth and IEEE 802.11b Coexistence: Analytical Performance Evaluation in Fading Channels". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. Vol. 21. N° 2. February 2003.