



UNIVERSIDAD DE LA REPÚBLICA
FACULTAD DE INGENIERÍA



Análisis del Desempeño de Redes 802.11

TESIS PRESENTADA A LA FACULTAD DE INGENIERÍA DE LA UNIVERSIDAD
DE LA REPÚBLICA POR

Fernanda Rodríguez

EN CUMPLIMIENTO PARCIAL DE LOS REQUERIMIENTOS
PARA LA OBTENCIÓN DEL TÍTULO DE
MAGISTER EN INGENIERÍA ELÉCTRICA.

DIRECTOR DE TESIS

Federico La Rocca..... Universidad de la República

TRIBUNAL

Javier Baliosian Universidad de la República

Pablo Belzarena..... Universidad de la República

Andrés Ferragut Universidad ORT

DIRECTOR ACADÉMICO

Federico La Rocca..... Universidad de la República

Montevideo
16 de noviembre de 2015

Agradecimientos

En primer lugar, quiero agradecer a mi director de tesis, por todo el tiempo dedicado y la orientación brindada, necesaria para el desarrollo y culminación de este trabajo.

A todos los integrantes de los proyectos “Algoritmos de Control de Acceso al Medio en Redes Inalámbricas” y “Grafos Aleatorios y Límites Fluidos en el Modelado de Redes Inalámbricas” por su colaboración.

A Claudina por todos sus consejos.

A Jorge, mi familia, amigos y compañeros de trabajo por el apoyo brindado.

Resumen

Hoy en día, las tecnologías inalámbricas son posiblemente las más utilizadas en las redes de acceso. Dentro de las muchas posibilidades, el estándar 802.11 de la IEEE (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*) ha ganado la mayoría del mercado, principalmente debido a que su desempeño es razonable y a un bajo costo. Esto se logra gracias a la simplicidad de su principal mecanismo MAC (*Medium Access Control*), DCF (*Distributed Coordination Function*). Éste utiliza un esquema de acceso aleatorio, basado en detección de portadora y evitar colisiones (CSMA/CA, *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*). Los mecanismos CSMA son generalmente aceptados como los más convenientes debido a que operan de manera completamente descentralizada.

Como muchas veces ocurre, los algoritmos son diseñados para que su operación sea simple sin analizar formalmente su desempeño. Son claras las ventajas de DCF en cuanto a la sencillez de su implementación pero no está tan claro cuál es a priori su desempeño en distintas situaciones. Por tal motivo, existen muchos trabajos dedicados a estudiar estas redes, basados tanto en simulaciones como en experimentos, teniendo en cuenta diferentes versiones de 802.11 (ejemplo a, b, g, e, n, ac).

En la literatura existente se encuentran resultados contradictorios para los mismos escenarios y conjeturas erróneas en base a experimentos, como por ejemplo sobre el uso de multirate y RTS/CTS; en cuanto al desempeño con tráfico TCP y en las causas de la injusticia de reparto del canal, por nombrar algunos. Además existen situaciones en las que no existe modelo alguno como es el escenario de captura de canal junto con terminal oculta, o el modelo propuesto aporta solo cotas para algunas medidas de desempeño, como para redes ad-hoc.

El objetivo general de la tesis consiste en el análisis del desempeño del mecanismo MAC en redes 802.11, concentrándose en las redes WLAN. Esto significa especificar qué modelos pueden ser aplicados en determinados escenarios, prestando especial atención en vincular en cada caso el algoritmo real con las hipótesis realizadas en el modelo. La precisión de dichos modelos en predecir el desempeño del protocolo se realizará mediante simulaciones con el simulador de red ns-3, aunque, cuando sea posible, se referirá a los resultados experimentales encontrados en la literatura. Además se comenta las dificultades de estudiar las redes ad-hoc y se muestra una posible herramienta para su análisis, utilizando un modelo con bases en la teoría de grafos aleatorios combinado con la teoría de límites fluidos y aproximaciones de tipo campo medio.

Tabla de contenidos

Agradecimientos	3
Resumen	5
1. Introducción	1
1.1. Organización del Documento	1
1.2. El Estándar IEEE 802.11	2
1.2.1. Capa Física	2
1.2.2. Capa MAC	3
2. Escenario Ideal	9
2.1. Modelo de Bianchi	9
2.2. Multi-Rate	13
2.3. Desempeño de Asimetrías	16
2.3.1. Tasas Diferentes	17
2.3.2. Diferente Tamaño de Paquetes	18
3. Tráfico no Saturado: TCP sobre WLANs	21
3.1. Tráfico Descendente	21
3.1.1. Anomalía del Desempeño de TCP	24
3.2. Tráfico Ascendente	26
3.3. Tráfico Ascendente y Descendente	27
3.4. Tráfico TCP y UDP	29
3.4.1. Sin Ningún Flujo UDP Descendente	29
3.4.2. Un Flujo UDP Descendente	32
4. Una Capa Física Más Realista: Captura Física	35
4.1. Modelando la Captura de Canal en 802.11	35
4.2. Efecto de la Captura en Capa Física en las Capas Superiores	37
4.2.1. Capa MAC	37
4.2.2. Capa de Transporte (TCP)	41
5. Problema de Estación Oculta	43
5.1. Disminución en el Desempeño	43
5.2. Estudios Previos	50

Tabla de contenidos

6. Nuevas Enmiendas	53
6.1. MAC con Calidad de Servicio: 802.11e	53
6.2. Wi-Fi de Alto Throughput: 802.11n	54
6.2.1. 40 MHz de Ancho de Banda	54
6.2.2. MIMO	55
6.2.3. Agrupación de Tramas	55
6.2.4. Extrapolar Resultados a 802.11n	56
6.3. Más Extensiones de Tasas	57
6.4. Otros Escenarios	57
7. Redes Ad-Hoc	59
7.1. Modelo Configuracional	60
7.1.1. Análisis - Actualización de Conjuntos	61
7.1.2. Análisis - Actualización de Estados	63
7.1.3. Límites Fluidos	65
7.1.4. Casos Estudiados y Ampliación	67
7.2. Aplicaciones	67
7.2.1. Justicia	68
7.2.2. Interferencia por Suma de Energía	71
8. Conclusiones	73
Referencias	75
Índice de figuras	88

Capítulo 1

Introducción

Unas de las principales ventajas de las redes WLAN (*Wireless Local Area Network*) son la posibilidad de movilidad del usuario y la rapidez y flexibilidad de su instalación. Sin embargo, estas facilidades llevan a que la correcta recepción de los paquetes sea más compleja, debido a que el medio inalámbrico es más variable y más susceptible a interferencias. Además surgen nuevos fenómenos, como por ejemplo el problema de estación oculta.

El estándar 802.11 [1], publicado por primera vez en 1997 por el IEEE (*Institute of Electrical and Electronics Engineers*), ha logrado extenderse y adaptarse a las necesidades del mercado gracias a sus diferentes enmiendas, como por ejemplo 802.11 a,b,g,n y ac. Éstas comparten el principal mecanismo MAC (*Medium Access Control*): DCF (*Distributed Coordination Function*), que realiza la tarea de resolver el acceso al medio. Éste es un protocolo descentralizado que utiliza un esquema de acceso aleatorio, basado en detección de portadora y evitar colisiones (CSMA/CA, *Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance*).

Como en todas las redes, un estudio previo de los mecanismos empleados y sus características resultaría en un dimensionamiento más ajustado, teniendo beneficios de mayor ahorro. Además, para el caso de redes inalámbricas, mayor cantidad de nodos no significa necesariamente mayor capacidad y mejor desempeño, porque la interferencia también es mayor. Por tal motivo es sumamente importante contar con un buen diseño de las redes WLAN. En consecuencia se han destinado muchos trabajos en comprender el desempeño de 802.11, aún en el escenario más simple con un sólo AP. Sin embargo no todos declaran las mismas conclusiones. En este trabajo entonces, se presenta un estado del arte y una revisión bibliográfica que consideramos ser los más descriptivos de cada escenario. Entendemos que este documento es valioso en el sentido que analiza el desempeño de 802.11 bajo los escenarios más representativos.

1.1. Organización del Documento

En el Capítulo 1 se presentan las especificaciones del estándar 802.11, necesarias para el entendimiento del documento. Del Capítulo 2 al 5, se analizan distintos escenarios de las redes WLAN sobre las versiones 802.11a/b/g. En el primero se presenta el escenario

Capítulo 1. Introducción

más sencillo donde todas las estaciones pueden escuchar a todas las otras estaciones y el tráfico está saturado. Luego, se analiza el mismo escenario pero con tráfico no saturado, en particular cuando las estaciones envían y reciben paquetes TCP (Capítulo 3). En los siguientes capítulos se agrega complejidad, permitiendo la captura de canal (Capítulo 4) y el problema de terminal oculta (Capítulo 5). Posteriormente, en el Capítulo 6 se discute las versiones más recientes, como por ejemplo 802.11n y 802.11e. Por otro lado, con el fin de tratar de abarcar todos los escenarios se estudia una versión simplificada del estándar 802.11 en redes ad-hoc (Capítulo 7). Finalmente, en el Capítulo 8 se concluye el documento.

1.2. El Estándar IEEE 802.11

En esta sección se presenta el estándar 802.11, el cual especifica la capa física y la capa de control de acceso al medio (MAC, *Medium Access Control*) para implementar una red inalámbrica de área local (WLAN) o una red ad-hoc. En la primera, todos los nodos envían y reciben paquetes hacia y desde un nodo centralizado, conocido como AP (Access Point). En el segundo, no existe tal nodo y las comunicaciones se pueden dar entre todos los nodos. En las siguientes dos secciones se describen los aspectos más importantes de estas dos capas, con el fin de determinar el desempeño de dicho estándar. Por más información consultar [1].

1.2.1. Capa Física

La capa física se divide en dos sub-capas, la *Physical Medium Dependent* (PMD), que maneja las distintas bandas de frecuencia de trabajo y los esquemas de modulación disponibles (determinando así las tasas de modulación utilizables; ej. la codificación en DSSS con DQPSK resulta en una tasa de 2 Mbps) y la subcapa *Physical Layer Convergence Protocol* (PLCP), la cual es responsable de interactuar entre la capa MAC y la subcapa PMD. El objetivo básico es hacer a la capa MAC lo más agnóstica posible de las diferentes especificaciones físicas que se discuten más adelante. Es importante notar que la subcapa PLCP anexa un encabezado y un preámbulo a cada paquete, modulado a una tasa específica, que deben ser tenidos en cuenta en todos los cálculos y que no son despreciables.

Estos encabezados y preámbulos son utilizados por el receptor de la siguiente manera. Luego de detectar y medir la potencia del preámbulo de la trama, el receptor adapta su ganancia a la potencia medida. Posteriormente utiliza un conjunto de símbolos de entrenamiento incluido en el preámbulo para sincronizarse con el transmisor. Una vez sincronizado correctamente, el receptor decodifica el encabezado PLCP que sigue (el cual incluye información por ejemplo de la modulación empleada en la carga). Si se recibe el encabezado correctamente (lo cual se verifica por un bit de paridad), el receptor pasa a un estado de recepción y decodifica el resto de la trama. Para verificar la correcta recepción de la trama completa, se adjunta un CRC al final de la misma. Tal descripción detallada del proceso de recepción será útil para entender el fenómeno de captura descrito en el Capítulo 4.

1.2. El Estándar IEEE 802.11

Las diferencias más importantes entre las versiones de 802.11 se dan precisamente en esta capa. Por ejemplo 802.11a trabaja en la banda de frecuencia de 5,8 GHz con OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) y posibles tasas de datos de 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48 y 54 Mbps. Por otro lado, 802.11b opera en la banda de 2,4 GHz y tiene tres posibles capas físicas: IR (*Infrared*), FHSS (*Frequency Hopping Spread Spectrum*) y DSSS (*Direct Sequence Spread Spectrum*), aunque sólo la última es ampliamente implementada. La tasa de transferencia de datos cruda soportada por esta capa física es de 1, 2, 5,5 y 11 Mbps. Naturalmente a medida que la tasa aumenta, también lo hace la relación señal a interferencia y ruido (SNIR, *Signal to Interference and Noise Ratio*) requerida para una correcta recepción (no obstante algunos estudios recientes muestran que esto no es necesariamente correcto [2]).

Aunque la versión 802.11a ofrece tasas de datos mayores que su contraparte 802.11b, el último es aún hoy en día el más utilizado, en gran parte debido a que al momento de sus lanzamientos sólo la banda de 2,4 GHz era no licenciada mundialmente (con gran notoriedad en Europa). 802.11g fue propuesto para obtener los beneficios de ambos, 802.11a y b. Este trabaja utilizando OFDM en la banda 2,4 GHz con compatibilidad hacia atrás con 802.11b para facilitar la incorporación en el mercado.

Sin embargo, la demanda continua de más tráfico requería una tasa de datos aún mayor. La respuesta fue el estándar 802.11n [3], cuyo objetivo era obtener por lo menos un *throughput* de 100 Mbps a nivel de capa MAC. La clave para este aumento es la incorporación del esquema *Multiple-Input Multiple-Output* (MIMO) y la opción de operar utilizando un canal con el doble de ancho de banda que en las versiones originales (resultando en canales de 20 MHz o 40 MHz). Otras características opcionales son consideradas en el estándar con el fin de mejorar la robustez y por lo tanto el alcance. Por ejemplo, se incluyen dos variantes de *transmit beamforming* así como la técnica de *Space Time Block Coding* (STBC). En resumen, mientras que el primero adapta el flujo espacial para el canal MIMO actual (por medio del llamado *steering matrix*), el último envía información redundante por el flujo habilitado. Cuando se consideran todas las posibilidades (flujos espaciales, métodos de modulación, tasas de codificación, ancho de banda y período de guarda), el número de tasas de datos posibles se incrementa significativamente. Mientras que en 802.11a hay 8 tasas diferentes, en la nueva enmienda se ofrecen 128, desde 6,5 Mbps hasta 600 Mbps.

1.2.2. Capa MAC

En esta sección se describe el principal mecanismo de la capa MAC definido en las versiones 802.11a/b/g, llamado *Distributed Coordination Function* (DCF). Luego se comentan los cambios realizados en 802.11e y 802.11n.

DCF es un mecanismo de detección de portadora y prevención de colisiones (CS-MA/CA), llevado a cabo en cada estación de forma distribuida. Es una variante del algoritmo *p-persistent CSMA* propuesto por Kleinrock y Tobagi [4]. El estándar también especifica un mecanismo centralizado (el PCF, *Point Coordination Function*) que prácticamente no es implementado, por lo que no se tendrá en cuenta en este trabajo. En todos los casos, el objetivo principal del mecanismo MAC es evitar posibles interferencias a una

Capítulo 1. Introducción

trama en transmisión. DCF cumple este objetivo básicamente en dos pasos.

Como todo protocolo CSMA, el primer paso que realiza DCF cuando una estación quiere transmitir, es censar el canal y decidir si está libre o no. Esta tarea se puede llevar a cabo de dos maneras: físicamente o virtualmente. La primera es un servicio ofrecido por la capa física, llamado *Clear Channel Assessment* (CCA). Según el estándar, la implementación del CCA debe reportar un canal ocupado si al menos una de las siguientes condiciones se cumple: cuando se detecta una señal con energía superior a un cierto umbral, cuando se detecta una señal con las mismas características físicas del estándar, o una combinación de las anteriores. El censado virtual se realiza en la capa MAC, gracias a su capacidad de reservar el canal. Esto se explicará cuando se mencione el procedimiento de cuatro vías *Request to Send/Clear to Send* (RTS/CTS).

El segundo paso es evitar colisiones (*Collision Avoidance*, CA). Esto se logra con el mecanismo de *backoff* que retrasa aleatoriamente la transmisión de las tramas. Este mecanismo ayuda a prevenir la sincronización de las transmisiones, dado que todas las estaciones que están esperando para transmitir ven al canal volverse libre al mismo tiempo y por lo tanto colisionarían si CA no se implementara.

En lo que sigue se detalla con más profundidad el mecanismo MAC. Se asume que una estación acaba de realizar una transmisión exitosa y recibe la correspondiente trama de reconocimiento (ACK). Luego, ésta censa el canal y espera a que se detecte libre por un tiempo mayor al llamado DIFS (*DCF Interframe Space*). Posteriormente, se escoge un número aleatoriamente con distribución uniforme entre $(0, W-1)$. Para el primer intento de transmisión, W toma el valor de W_{min} y es multiplicado por 2 por cada retransmisión (es decir, por no recibir el correspondiente ACK), hasta el valor máximo ($W_{max} = 2^m W_{min}$). La trama es descartada si se alcanza un cierto número de retransmisiones. Por otro lado, con cada transmisión exitosa, W vuelve al valor mínimo.

Una vez que se selecciona el valor del contador de *backoff*, este se decrementa en uno cada vez que el medio se detecta libre por un tiempo llamado *aSlotTime*. Si el contador de *backoff* no ha llegado a cero y el medio se ocupa, la estación congela el contador. Es decir, el valor del contador de *backoff* es guardado y se vuelve a decrementar una vez que el canal se detecta libre por un período mayor al tiempo llamado EIFS (*Extended Interframe Space*) si la estación detecta y se sincroniza con la trama que está siendo transmitida, pero el encabezado PLCP o el campo CRC fallan. En cualquier otro caso, se espera por un tiempo DIFS. Sin embargo, es importante señalar que la mayoría de los simuladores (en particular ns-3 [5]) siempre esperan un tiempo EIFS luego de una transmisión fallida, aún cuando no se sincronizaron con el preámbulo PLCP.

Cuando el contador de *backoff* llega a cero, la estación verifica que tenga un paquete en la cola esperando para ser enviado. En tal caso, lo envía inmediatamente. Caso contrario, espera a que llegue un paquete a la cola. Cuando un paquete llega, la estación verifica que el canal haya estado libre por un período mayor a DIFS o EIFS. En caso afirmativo, envía el paquete, sino espera a que el canal esté libre por un tiempo mayor a DIFS o EIFS y vuelve a ejecutar el mecanismo de *backoff* (i.e. sorteando un número aleatorio y lo decrementa hasta llegar a cero).

Luego de que la estación destinataria recibe la trama correspondiente, ésta debe enviar una trama de reconocimiento. Esto es necesario dado que el transmisor no puede decidir

1.2. El Estándar IEEE 802.11

si se ha recibido correctamente simplemente escuchado el canal (como en los medios cableados, como Ethernet). Esta trama de control es enviada dentro de un tiempo llamado SIFS (*Short Interframe Space*), que es más pequeño que DIFS y EIFS, para dar mayor prioridad a la trama ACK. Si el transmisor no recibe la trama ACK dentro de un período llamado *ACK-timeout* luego de que la trama original fue enviada, la trama se programa para ser retransmitida.

Lo que se acaba de describir es el método denominado Básico. A modo de ejemplo la Figura 1.1 muestra tres estaciones y los tiempos involucrados para el caso de una colisión y un par de transmisiones exitosas. En el primero, las estaciones STA 1 y 2 llegan al valor de contador de *backoff* 0 en el mismo momento y comienzan a transmitir, resultando en una colisión. Durante ese período STA 3 ve al canal ocupado y congela su contador de *backoff* y sólo vuelve a decrementarlo luego de que determina que el canal está libre por un tiempo EIFS. Una vez que terminan de enviar sus paquetes, STA 1 y 2 esperan la llegada del correspondiente paquete ACK, hasta un tiempo *ACK-timeout*. Luego de este tiempo, consideran que no se pudo recibir correctamente sus tramas y verifican que el canal esté libre por un tiempo DIFS para sortear un nuevo valor del contador de *backoff* (con $W = 2W_{anterior}$), con el fin de retransmitir la trama colisionada. Mientras el canal está libre, las estaciones van decrementando el valor del contador de *backoff* en uno por cada tiempo *aSlotTime*, hasta que el valor de STA 3 llega a cero. En ese momento transmite y luego de un tiempo SIFS recibe el reconocimiento ACK, logrando una transmisión exitosa.

Además de este método, existe el denominado RTS/CTS. En este modo, cuando una estación está en condiciones de acceder al canal, en vez de mandar una trama de datos, envía primero una trama de control llamada RTS. Una vez que la estación destino recibe correctamente la trama RTS, espera un tiempo SIFS y responde con otra trama de control denominada CTS. Luego de esperar otro tiempo SIFS, la estación origen envía la trama de datos. Ambas tramas de control llevan información del tiempo que resta para completar el intercambio de tramas, incluyendo la trama ACK. Las estaciones que detectan cualquiera de las tramas RTS o CTS, leen ésta información y actualizan el vector *Network Allocator Vector* (NAV) adecuadamente. El NAV indica el tiempo en que una estación no debe transmitir, aún cuando su CCA detecta que el canal está libre. Durante este tiempo, el canal está reservado, y si la estación estaba ejecutando el mecanismo de *backoff*, el contador de *backoff* se congela. El objetivo del método RTS/CTS es solucionar el problema de terminal oculta, el cual se discute luego en este trabajo (Capítulo 5).

Para lograr el objetivo de obtener un *throughput* de 100Mbps en la enmienda 802.11n, y por razones que quedarán claras más adelante en este trabajo, no sólo fueron necesarias las modificaciones de la capa física, sino que se debió mejorar la eficiencia de la capa MAC. Esto se logró básicamente juntando tramas. Es decir, varios paquetes de la capa superior son agrupados y enviados juntos en una trama relativamente grande. Con esto, se logra que la nueva y las anteriores enmiendas puedan coexistir, dado que la operación básica de DCF es la misma. 802.11n considera dos tipos de esquemas de agrupamiento, pudiendo ser combinados: juntando unidades de servicio de datos (A-MSDU, *Aggregate MAC Service Data Union*) y juntando unidades de protocolo de datos (A-MPDU, *Aggregate MAC Protocol Data Union*). Este último permite reconocimiento selectivo por medio de la trama

Capítulo 1. Introducción

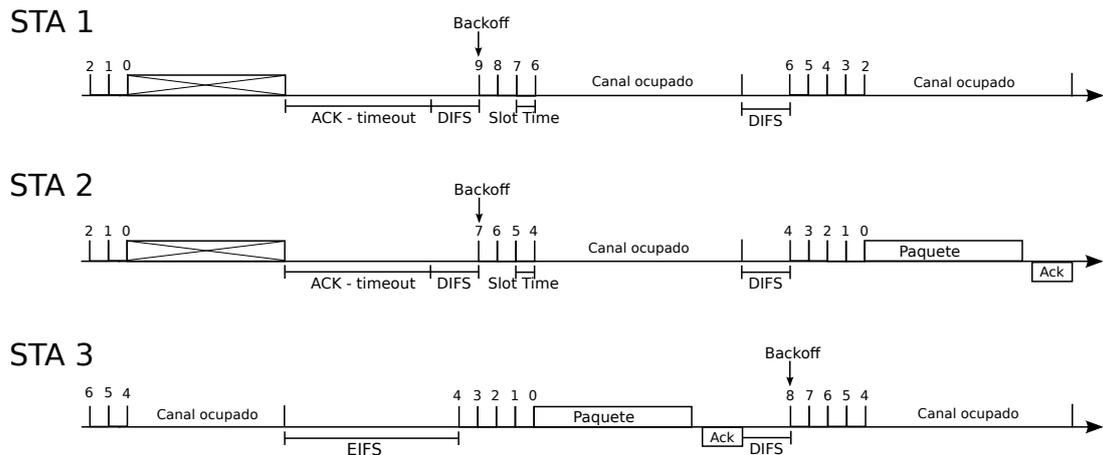


Figura 1.1: Ejemplo del método Básico luego de que dos tramas colisionan. Todas las estaciones tienen tramas en sus colas en todo momento.

Tamaño de encabezado MAC	272 bits
Tamaño de encabezado PLCP	48 bits
Tamaño de preámbulo PLCP	144 bits
Tamaño de ACK	112 bits
Tamaño de CTS	112 bits
Tamaño de RTS	160 bits
aSlotTime	20 μ s
SIFS	10 μ s
DIFS	50 μ s
EIFS	364 μ s
Tasa del encabezado y preámbulo PLCP	1 Mbps
$W_{\text{mín}}$	31
$W_{\text{máx}}$	1023

Tabla 1.1: Parámetros del estándar 802.11b.

llamada *BlockAckFrame*. Una discusión más profunda en las características específicas de 802.11n y su impacto en el desempeño se comenta en la Sección 6.2.

Con el fin de proporcionar una capa MAC con calidad de servicio (QoS, *Quality of Service*), se desarrolló la enmienda 802.11e [6]. La idea básica consiste en discriminar diferentes tipos de tráfico a nivel de capa MAC y proveer distintas prioridades entre ellos. Este objetivo se logra por medio del mecanismo EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*), una versión compatible hacia atrás de DCF. Ésta ha sido utilizada marginalmente y por lo tanto será discutida sólo en la Sección 6.1.

802.11e considera cuatro clases de tráfico (o clases de acceso, AC): voz, vídeo, *best effort* y *background*. Cada estación incluye una cola para cada AC y el procedimiento de *backoff* es ejecutado en cada cola independientemente. Colisiones entre paquetes de la misma estación (colisiones virtuales) se resuelven en favor al AC con mayor prioridad. Además se utiliza tres técnicas para diferenciar entre paquetes, dado que cada AC tiene

1.2. El Estándar IEEE 802.11

Retardo de propagación	7 ns
Tasa de RTS	2Mbps
Tasa de ACK	1 Mbps
Tasa de CTS	1 Mbps
Tasa de Datos	11Mbps
Tamaño de Datos	988 Bytes

Tabla 1.2: Otros parámetros utilizados.

sus propios valores de:

- el tiempo que debe esperar para retomar el mecanismo de *backoff* luego que se detecta el canal libre (básicamente un valor de EIFS y DIFS por cada AC. En más detalle, DIFS es remplazado por AIFS (*Arbitrarion Interframe Space*), el cual depende de cada AC por medio de la siguiente ecuación: $AIFS[AC] = AIFSN[AC] \times aSlotTime + SIFSA$, donde $AIFSN[AC]$ es un entero. De forma similar, EIFS es remplazado por $EIFS - DIFS + AIFS[AC]$).
- máxima y mínima ventana de contención.
- la máxima cantidad de tiempo que cada AC puede utilizar el canal durante cada oportunidad de acceso al canal (TXOP, *Tranmission Oportunity*).

Las simulaciones que se presentan en este trabajo fueron obtenidas utilizando el simulador de redes ns-3, versión 3.14, usando sus parámetros por defecto a menos que se indique lo contrario. En particular, se utilizó el estándar 802.11b. En la Tabla 1.1 se indican sus parámetros y en la Tabla 1.2 se muestran ciertos valores importantes que se utilizaron. Algunos de estos fueron elegidos (como la tasa de datos) y otros son fijados automáticamente por el simulador (como la tasa a la cual se envían las tramas ACK).

Capítulo 2

Escenario Ideal

En este capítulo se discute el escenario más simple. Éste consta de un número fijo de estaciones, n , dispuestas alrededor de un AP, de tal manera que el CCA de todas las estaciones indica que el canal está ocupado si cualquier otra estación está transmitiendo. En la literatura esto se conoce como que “todas las estaciones pueden escuchar a todas las otras estaciones de la red”, o simplemente que no hay estación oculta. Además, en este escenario se considera que no existe captura de canal. Es decir, que ningún receptor es capaz de decodificar exitosamente un paquete si se está llevando a cabo cualquier otra transmisión, aún cuando estos paquetes compartan tan sólo una pequeña parte del tiempo. A este evento se le denomina *colisión*. Con este escenario se pueden explicar comportamientos básicos de DCF y será útil en la comparación con escenarios más complejos.

2.1. Modelo de Bianchi

Los primeros artículos que analizaron este escenario se focalizaron principalmente en estimar el *throughput* saturado. Es decir, calcular el *throughput* total cuando todas las estaciones siempre tienen un paquete listo para ser enviado (que puede ser el caso cuando las estaciones mandan flujos UDP a una tasa suficientemente alta). El *throughput* saturado es un indicador de desempeño importante, dado que para ciertos sistemas se garantiza la estabilidad de la cola siempre que nuevos paquetes sean generados a una tasa menor a este (ver por ejemplo [7], o [8] para resultados específicos a redes inalámbricas).

Dentro de estos trabajos, se puede citar las simulaciones realizadas en [9] o el estudio analítico desarrollado en [10, 11]. Sin embargo, no fue hasta el artículo de Bianchi [12] que el estudio de redes 802.11 se intensificó. En lo que sigue se discute brevemente este modelo clásico.

Con el fin de estimar el *throughput* saturado, Bianchi asume algunas hipótesis. Además de las mencionadas anteriormente, se considera al canal como ideal (i.e. no hay pérdidas debido al ruido en el canal), simetría (i.e. todas las estaciones con la misma configuración), pero la hipótesis más importante es la que hoy en día se conoce como *hipótesis de desacoplamiento*. Ésta indica que en una red, para cada estación, el evento de que al transmitir resulte en una colisión tiene una distribución Bernoulli de parámetro p , independiente de la historia de las colisiones hasta el momento y del resto de las estaciones.

Capítulo 2. Escenario Ideal

Además, p es el mismo para todas las estaciones.

Con esta última hipótesis se puede analizar a cada estación por separado. Con este fin, se construye una cadena de Markov en tiempo discreto (con la notación $\{s(t), b(t)\}$), donde cada estación es un vector de dos dimensiones, formado por su estado de *backoff* y el contador de *backoff*. Los tiempos discretos t y $t + 1$ corresponden al inicio de dos tiempos de slot consecutivos. Es importante recalcar que en este modelo, un tiempo de slot se define como el período en que el contador de *backoff* puede cambiar su valor, distinto al parámetro *aSlotTime* definido en el estándar. Esto significa que no todos los tiempos de slot son de la misma duración, por ejemplo éste puede incluir el tiempo de la transmisión de un paquete.

Asumiendo que se conoce p , se procede a calcular la probabilidad de transmitir en cualquier tiempo de slot, τ . Esto es, la probabilidad de que la cadena esté en un estado con el contador de *backoff* igual a cero (i.e. $\tau = P(b(t) = 0)$). De esta forma, se llega a un resultado explícito de τ en estado estacionario:

$$\tau = \tau(p) = \frac{2(1 - 2p)}{(1 - 2p)(W_{\min} + 1) + pW_{\min}(1 - (2p)^m)}, \quad (2.1)$$

donde W_{\min} y m fueron definidos en el capítulo anterior (i.e. W_{\min} es la mínima ventana de contención y $W_{\max} = 2^m W_{\min}$).

Por otro lado, p se puede calcular como la probabilidad de que cualquiera de las otras $n-1$ estaciones transmita en el mismo tiempo de slot, donde, recordando que cada estación se asume independiente de las demás, resulta en:

$$p = p(\tau) = 1 - (1 - \tau)^{n-1}. \quad (2.2)$$

El par único de p^* y τ^* que cumple las Ec. (2.1) y (2.2) es utilizado para calcular las probabilidades de que en un tiempo de slot, exista una transmisión exitosa (P_s), una colisión (P_c), o simplemente un tiempo libre (P_i). Este análisis ha sido simplificado y generalizado en [13], donde por ejemplo el autor muestra que para modelar el sistema es suficiente con el contador de *backoff*.

Es importante recalcar que en los cálculos anteriores no se especifica la tasa ni el modo de acceso. Estos parámetros son tenidos en cuenta a la hora de calcular la duración media del tiempo de slot y por lo tanto del *throughput* saturado, como se verá a continuación. Esto significa que por ejemplo el cociente entre el número de colisiones y transmisiones (igual a p^*) es independiente de la tasa y del modo de acceso.

Una vez obtenidas las probabilidades P_i , P_s y P_c , el *throughput* puede ser calculado como el cociente entre la cantidad media de datos transmitidos por tiempo de slot y la duración media del tiempo de slot. El primero es $P_s E$, donde E es el tamaño de la carga útil del paquete. El último se calcula de la siguiente manera. Denominado T_i , T_s y T_c como la duración de un tiempo de slot libre, uno que contenga una transmisión exitosa y uno que contenga una colisión, respectivamente. El primero está fijado por el estándar como *aSlotTime*. Los otros dos dependen del modo de acceso. Por ejemplo, un tiempo de slot que contenga una transmisión exitosa bajo el modo de acceso Básico es igual al tiempo que se tarda en mandar un paquete completo, más SIFS, más el tiempo que lleva transmitir el paquete de reconocimiento, más DIFS. Por otro lado, un tiempo de slot en el

2.1. Modelo de Bianchi

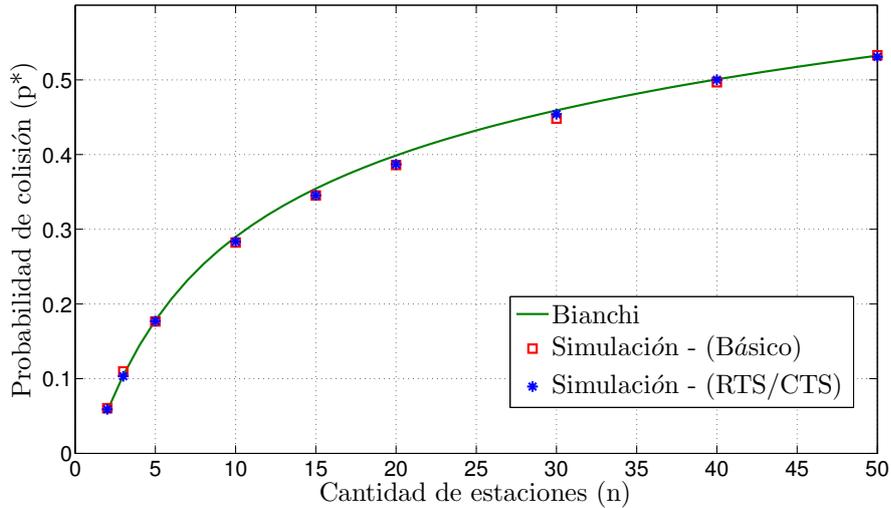


Figura 2.1: Probabilidad de colisión (p^*) en función del número de estaciones: simulaciones y estimación de Bianchi. Los resultados de las simulaciones corresponden a la tasa de datos de 11Mbps, dado que a todas las tasas se obtiene la misma p^* .

que se da una colisión es igual al tiempo que se requiere para completar el envío de un paquete, más EIFS. Luego de definir T_i , T_s y T_c , la duración media del tiempo de slot es simplemente $P_i T_i + P_s T_s + P_c T_c$. Por lo tanto el *throughput* total del sistema es:

$$S = \frac{P_s E}{P_i T_i + P_s T_s + P_c T_c}.$$

Con este simple modelo se obtiene una predicción muy precisa de la probabilidad de colisión y del *throughput* saturado. Por ejemplo en las Figs. 2.1 y 2.2 se muestra la comparación entre los parámetros resultantes de las simulaciones y los estimados por Bianchi, a medida que se varía el número total de estaciones, para ambos modos de acceso y diferentes tasas. Cada punto en la curva de simulación es el promedio de 60 segundos de simulación. A menos que se indique lo contrario, este tiempo será el utilizado en todas las simulaciones que se muestren en este trabajo.

El objetivo original de Bianchi era estimar el *throughput* saturado. Sin embargo, la razón detrás de la aparente validez de la *hipótesis de desacoplamiento*, como se ha verificado con la precisión de la estimación, ha sido objeto de intensos debates en los últimos años. Por ejemplo, el autor de [14] analiza, entre otras cosas, si la secuencia de transmisiones exitosas y colisiones forma una secuencia estocásticamente independiente, y si esta secuencia es idénticamente distribuida e independiente de la historia de las colisiones. Para este fin, realizaron simulaciones y experimentos y concluyeron que ambas son razonablemente correctas bajo este escenario.

Existen otros estudios más teóricos de estas hipótesis. Entre ellos, se puede resaltar [15], que analiza una cadena de Markov donde cada estado es un vector de dimensión m , indicando el número de estaciones en cada estado de *backoff*. Luego, los autores prueban que a medida que el tiempo va a infinito, el sistema se mantiene cerca del estado en equilibrio, aún más cuando el número de estaciones aumenta. Como consecuencia, cada

Capítulo 2. Escenario Ideal

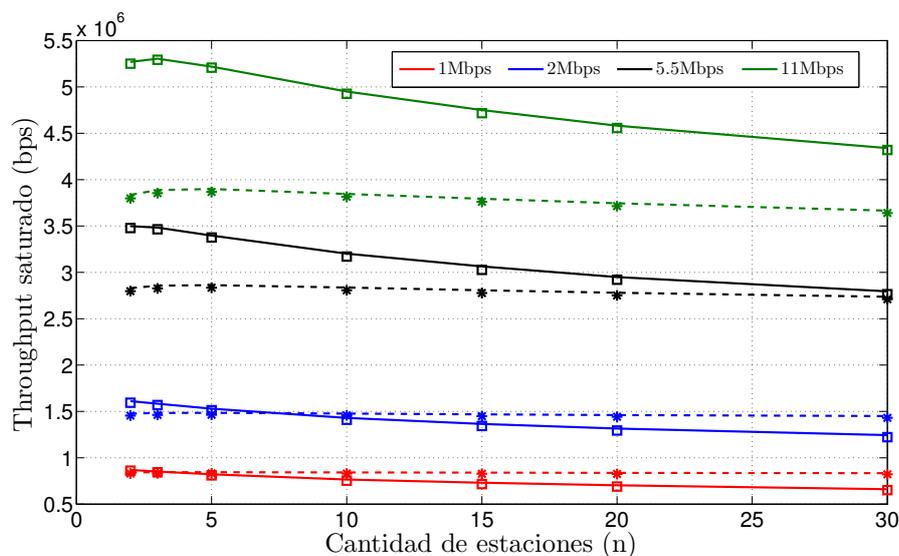


Figura 2.2: *Throughput* saturado en función del número de estaciones: simulaciones y estimación de Bianchi. Los resultados de simulación son indicados con marcas y la estimación de Bianchi con líneas. Las líneas sólidas corresponden al modo de acceso Básico y las punteadas al modo RTS/CTS.

estación “ve” al resto de las estaciones como si estuvieran en el estado de equilibrio, y así prueban la validez de la *hipótesis de desacoplamiento*.

En el artículo mencionado anteriormente se utilizan ideas derivadas de *límite fluido* (ver por ejemplo [16,17]). En vez de estudiar directamente un sistema estocástico complejo, la idea básica detrás de esta técnica es estudiar una versión escalada de forma apropiada. Si ciertas condiciones se cumplen, este proceso converge a un límite, típicamente a la solución de una ecuación diferencial. En este ejemplo en particular, el proceso es escalado en el número de estaciones. Sin embargo, el escalado puede ser sobre otros parámetros, como el tiempo o la intensidad de la entrada del proceso. Esta técnica se utiliza en el Capítulo 7 para analizar las redes ad-hoc.

Existe una técnica relacionada, que se utiliza para estudiar sistemas estocásticos complejos derivados de la interacción de muchos (infinitos) agentes, llamada *aproximación de campo medio* (ver por ejemplo [18]). Esto involucra básicamente dos pasos. Primero, el cálculo de la proporción asintótica de individuos en cada estado (conocido como la medida de ocupación límite). Este paso se puede pensar como un límite fluido, donde el escalado es sobre el número de agentes. Segundo, se prueba que todos los agentes se comportan independientemente de los demás y, desde la perspectiva de cualquier agente, el resto del sistema se aproxima bien por el límite fluido calculado en el paso anterior. Este hecho es llamado *hipótesis de desacoplamiento* y es el origen del término discutido anteriormente en el trabajo de Bianchi. Se puede consultar [19] por el análisis de las condiciones necesarias y suficientes para la *hipótesis de desacoplamiento* requeridas en este escenario en particular, utilizando esta técnica.

Vale recalcar que toda esta justificación teórica de la *hipótesis de desacoplamiento* requiere de infinitas estaciones. Sin embargo, como se puede observar en las Figuras 2.1 y 2.2, la estimación que se obtiene con la fórmula de Bianchi es adecuada aún con pocas

2.2. Multi-Rate

estaciones. Debido a esto y a que casi no requiere parámetros de entradas (a menos de los parámetros de operación, como la mínima ventana de contención), el modelo es muy popular y muchos trabajos posteriores se basan en estas ideas.

Del modelo de Bianchi y de la Figura 2.2 se pueden inferir ciertos aspectos cualitativos. Primero, a medida que la congestión aumenta, el tiempo más pequeño que se gasta en las colisiones en el modo RTS/CTS (un paquete RTS y un paquete de datos se gastan durante una colisión con RTS/CTS y con el modo de acceso Básico respectivamente) compensa el tiempo que se utiliza en reservar el canal. Esto resulta en un *throughput* saturado relativamente constante para RTS/CTS a medida que el número de estaciones aumenta, mientras que para el modo Básico decrece. Además, si la congestión es alta, puede que con el modo RTS/CTS se obtenga mejores resultados que con el Básico. Esto es un efecto secundario interesante de un esquema originalmente pensado para mitigar el problema de terminal oculta (en el Capítulo 5 se discute más de este problema).

Segundo, dado que la probabilidad de colisión (p^*) y la tasa de transmisión (τ^*) de todos los nodos es la misma, se puede concluir que 802.11 distribuye los recursos equitativamente bajo este escenario. Es importante recalcar que esto es cierto a largo plazo. Es decir, a medida que el tiempo va a infinito, el cociente entre el número de paquetes exitosamente transmitidos por cada estación y el tiempo, tiende a ser el mismo para todas las estaciones. Sin embargo, el modelo no provee ninguna garantía en cuanto al comportamiento del algoritmo a corto plazo. De hecho, como se estudia por ejemplo en [20], DCF presenta injusticia a corto plazo, especialmente a medida que el número de estaciones aumenta. Por discusiones recientes acerca de injusticias y sus definiciones se puede consultar [21, 22].

Por último, la eficiencia del método de control de acceso (definida como el cociente entre el *throughput* saturado y el máximo *throughput* nominal) decrece a mediada que la tasa de modulación aumenta. Por ejemplo, para 2 Mbps la eficiencia es casi 0,8, mientras que para 11 Mbps es 0,4. Esto es debido a que los tiempos involucrados no cambian con la tasa de datos. Como se mencionó anteriormente, los paquetes de control (como ACK o RTS) siempre son transmitidos a la misma tasa, generalmente 1 o 2 Mbps. Además, las estaciones siempre esperan los mismos tiempos por los eventos. Por ejemplo, *aTimeSlot* es el mismo para todas las tasas de datos.

2.2. Multi-Rate

En la sección anterior se considera que el canal es perfecto y que no hay estación oculta. Además, implícitamente se asume que la opción de *multi-rate* está deshabilitada en todas las estaciones. En el estándar no se especifica el algoritmo que utilizan las estaciones para elegir la tasa a la que mandan los paquetes y por lo tanto es determinado por los fabricantes. El objetivo de tal algoritmo es sencillo: operar a la máxima tasa posible, dado los niveles de interferencia y ruido en el momento.

Auto Rate Fallback (ARF) [23] es uno de los primeros algoritmos en ser publicado. En principio se propuso en el contexto de *Wavelan-II*, una alternativa compatible de 802.11. La idea es simple y sencilla de implementar, razón por la cual es ampliamente adoptado por los fabricantes de WiFi. Se define que ocurre un evento de pérdida cuando se manda

Capítulo 2. Escenario Ideal

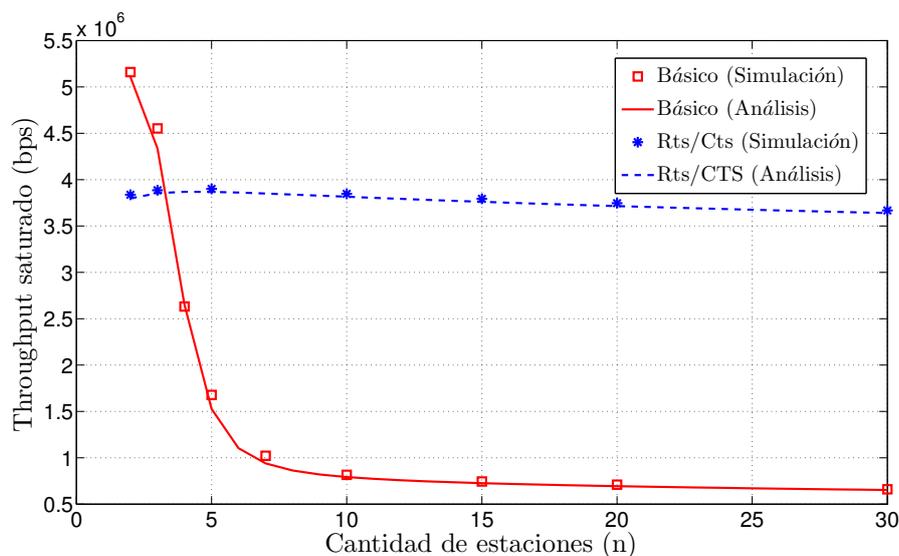


Figura 2.3: *Throughput* saturado en función del número de estaciones bajo el algoritmo *multi-rate* ARF.

un paquete de datos y no se recibe el ACK correspondiente. Si sí se recibe el ACK es un evento de éxito. Cuando el número de eventos de pérdida consecutivos alcanza un cierto umbral (e.g. 3), la estación baja a la tasa inmediatamente inferior a la actual (si hay). Del lado opuesto, cuando el número de eventos de éxito consecutivos alcanza otro umbral (e.g. 10) o un tiempo expira, la estación manda el siguiente paquete a la tasa inmediatamente superior a la actual (si hay). Si el ACK correspondiente a este paquete no es recibido correctamente, vuelve a la tasa original, sino se queda.

En el escenario considerado, donde no hay pérdidas debido a ruido o interferencia, sino solamente a colisiones, un algoritmo de tasa adaptativo bien diseñado debería operar a la máxima tasa posible. Sin embargo, el algoritmo ARF asume que todos los *ACK-timeout* son a causa de interferencia y por lo tanto las colisiones también pueden ocasionar un decremento en la tasa de transmisión. Por tal motivo, una vez que se alcanza un nivel moderado de congestión, el *throughput* saturado decrementa rápidamente bajo ARF y el modo Básico. Por otro lado, ARF casi no afecta al modo RTS/CTS, dado que las colisiones no ocasionan un *ACK-timeout*, sino de CTS.

Este hecho se ilustra en la Figura 2.3. En la misma se compara el *throughput* saturado para ARF, bajo los modos Básico y RTS/CTS, para el mismo escenario que antes (i.e. tráfico UDP en sentido ascendente en todas las estaciones saturando el canal). Se ve que cuando el número de estaciones es 20, bajo el modo Básico, ARF utiliza casi exclusivamente la tasa de 1 Mbps.

Esta degradación acentuada del *throughput* en el modo Básico (el cual se estudió a fondo en [24]) y la diferencia cualitativa en el comportamiento de RTS/CTS, ha provocado confusiones en algunos investigadores. Por ejemplo, los autores de [25] llevaron a cabo experimentos para medir el *throughput* en WLANs 802.11b. En éste, se concluye que el *throughput* que se obtiene bajo el escenario considerado hasta el momento se distribuye equitativamente entre todas las estaciones. Sin embargo, se reporta que el *throughput* saturado es aproximadamente 1 Mbps para tan sólo 14 estaciones, lo cual se lo adjudica

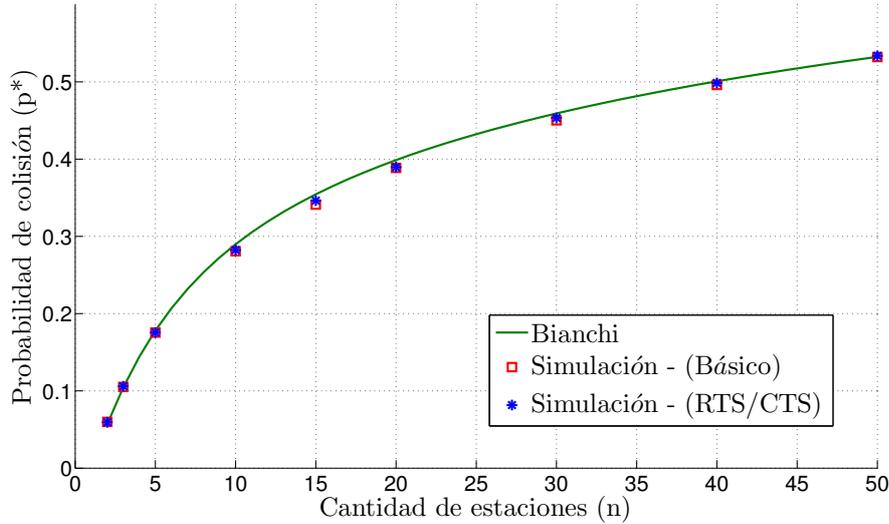


Figura 2.4: Probabilidad de colisión (p^*) en función del número de estaciones para ARF: modelo de Bianchi y simulaciones.

erróneamente a DCF.

Otro ejemplo es el artículo más reciente [26], el cual estudia precisamente este efecto (que lo llaman *rate avalanche*). En éste, los autores justifican que “*dado que las tramas de RTS son mucho más cortas comparadas con la mayoría de las tramas de datos, la probabilidad de colisión de las tramas RTS es mucho menor*”. Sin embargo, tal como se muestra en las Figuras 2.2 y 2.3, aunque en algunos escenarios el modo RTS/CTS lleva a obtener más *throughput* que el Básico, el cociente entre colisiones e intentos de transmisiones es el mismo con o sin RTS/CTS. Este hecho, que ya fue probado por Bianchi, se ilustra en la Figura 2.4, donde se muestra este cociente para las simulaciones correspondientes a la Figura 2.3. Como era de esperar, es exactamente la misma que la Figura 2.1. En realidad, la diferencia entre el modo Básico y el RTS/CTS bajo ARF es (como se observa en [27] y se comentó antes) que el contador de casos de pérdida se incrementa sólo cuando ocurre un *ACK-timeout* (el cual sólo ocurre si un paquete se envió) y no luego de un *CTS-timeout*. Esto es otra consecuencia imprevista del modo RTS/CTS.

A continuación se presenta brevemente como predecir el *throughput* saturado para este caso. De la discusión comentada en el párrafo anterior, es claro que el análisis de Bianchi puede ser extendido para este caso. Volviendo a la notación de la Sección 2.1, se puede asumir que aún bajo ARF (o cualquier otro algoritmo de selección de tasa), p^* y τ^* son los calculados por las Ec. (2.1) y (2.2). Por lo tanto, las probabilidades de que en un tiempo de slot exista una colisión (P_c), una transmisión exitosa (P_s), o un tiempo libre (P_i), son las mismas que en la Sección 2.1. Los únicos parámetros que hay que calcular en este caso son la duración de cada uno de estos tiempos de slots (i.e. T_c , T_s , T_i).

Un tiempo libre siempre dura *aSlotTime*, independientemente de la modulación (i.e. $T_i = \text{aSlotTime}$). Además, la tasa de control no es modificada por ARF, por lo que la duración de los paquetes ACK, RTS y CTS es la misma que antes. Lo mismo ocurre con los tiempos DIFS, SIFS y EIFS. El único término que se debe modificar de los calculados

Capítulo 2. Escenario Ideal

en la Sección 2.1 es el tiempo requerido para enviar un paquete completo, cuando se logra una transmisión exitosa o una colisión.

Si, dada la probabilidad de perder un paquete (en este caso p^*), fuese posible calcular la media del inverso de la tasa de modulación elegida por el algoritmo para cada transmisión ($\mathbb{E}\{1/R\}$), entonces el tiempo que lleva completar la transmisión de un paquete puede ser calculado como el tiempo de preámbulo y encabezado de la capa física más $(H_{\text{mac}} + E)\mathbb{E}\{1/R\}$ (donde H_{mac} es el tamaño del encabezado de capa MAC y se recuerda que E es la carga útil).

El cálculo de la duración media de un paquete completo bajo una colisión requiere de más información. En este trabajo se deduce como calcularlo. La duración de este tiempo de slot está determinado por la estación que utiliza la tasa más baja. Se define $N(t)$ como una variable aleatoria que indica el número de estaciones que intentan transmitir en el mismo tiempo de slot t . Entonces, $\mathbb{E}\{1/R_{\text{mín}}^{\text{col}}\}$, la esperanza del inverso de la mínima tasa entre las $N(t)$ estaciones que colisionan es:

$$\mathbb{E}\{1/R_{\text{mín}}^{\text{col}}\} = \mathbb{E} \left\{ \max_{k=1, \dots, N(t)} \frac{1}{R_k} \mid N(t) \geq 2 \right\} = \sum_{i=2}^n \mathbb{E} \left\{ \max_{k=1, \dots, i} \frac{1}{R_k} \right\} \frac{P(N(t) = i)}{P(N(t) \geq 2)}.$$

$N(t)$ es una variable aleatoria que sigue una distribución binomial con parámetros n y τ^* . Si se conoce la distribución de la tasa elegida por cada estación que colisiona (i.e. R_k , que se distribuye como R), entonces se puede calcular la media del máximo dentro de la suma y así obtener $\mathbb{E}\{1/R_{\text{mín}}^{\text{col}}\}$. Finalmente, el tiempo requerido para transmitir un paquete completo bajo una colisión es $(H_{\text{mac}} + E)\mathbb{E}\{1/R_{\text{mín}}^{\text{col}}\}$ más el tiempo de encabezado y preámbulo de la capa física.

Dado que los paquetes colisionan con probabilidad p^* , se puede modelar el comportamiento de ARF con una cadena de Markov, y por lo tanto se puede calcular la distribución de la tasa elegida para cualquier tiempo de slot dado. Para más detalle se sugiere consultar [28], sin embargo es importante recalcar que este modelo no considera los intentos de probar tasas más altas, ni tampoco lo hace las simulaciones, lo cual no ocasiona un impacto significativo. El resultado de este análisis aplicado a ARF se muestra en la Figura 2.3, donde se observa que se obtiene una precisión muy buena.

En definitiva, a menos que se realice un diseño muy cuidadoso, en general no es bueno utilizar un algoritmo de selección automática de la tasa de datos. La siguiente sección muestra más escenarios con tráfico UDP y en el próximo capítulo para tráfico TCP.

2.3. Desempeño de Asimetrías

Hasta el momento sólo se ha considerado una perfecta simetría entre las estaciones. Es decir, el tráfico generado, los parámetros de DCF, el algoritmo de *multi-rate* y las condiciones de propagación, son los mismos para todas las estaciones. Sin embargo, también se discutió que para calcular la probabilidad de que una estación intente transmitir en cualquier tiempo de slot (i.e. τ^*) y la probabilidad de que esta transmisión colisione (i.e.

2.3. Desempeño de Asimetrías

p^*), se puede utilizar las Ec. (2.1) y (2.2), independientemente de la duración de cada slot. Esto significa que estos valores van a ser los mismos sin importar el tamaño de los paquetes o la tasa elegida por cada estación, aún si son diferentes entre las estaciones. Por lo que el modelo de Bianchi permite analizar situaciones de asimetría, aunque de alguna manera limitadas, son muy interesantes, por lo que se discuten a continuación.

2.3.1. Tasas Diferentes

Primero se considera un escenario donde todas las estaciones transmiten a tasas fijas pero diferentes. En particular, todas las estaciones transmiten a la máxima tasa posible (R , por ejemplo a 11 Mbps), excepto por una que transmite a la tasa más baja (r , ej. 2 Mbps). Esta situación se puede dar cuando se habilita un algoritmo de *multi-rate* basado en la SNR, y una de las estaciones es expuesta a importantes niveles de interferencia, o la pérdida de camino entre esta estación y el AP es mucho mayor que para el resto. Además, se asume que al menos luego del transitorio, las transmisiones sólo fallan a causa de colisiones (lo que significa que el algoritmo de *multi-rate* es “perfecto” en el sentido de que encuentra una tasa adecuada teniendo sólo en cuenta el nivel de ruido).

Para calcular el *throughput* saturado en este caso se procede de forma análoga a la sección anterior. Entonces, sólo es necesario calcular la media del tiempo que lleva enviar un paquete completo, durante una transmisión exitosa y una colisión (esta última sólo requerida bajo el modo Básico, dado que bajo RTS/CTS no se envían paquetes de datos durante una colisión). Para tal fin, se calcula la media del inverso de la tasa más pequeña bajo ambos escenarios. La media del tiempo que lleva enviar un paquete es el tiempo de preámbulo y encabezado de la capa física, más el tamaño del paquete de datos.

Dado que todas las estaciones transmiten equiprobablemente, el inverso de esta tasa media bajo una transmisión exitosa es igual a $1/rn + (n-1)/Rn$. La media del inverso de la tasa mínima de las estaciones que colisionan puede ser calculado al igual que en la sección anterior como sigue:

$$\mathbb{E}\{1/R_{\min}^{\text{col}}\} = \sum_{i=2}^n \mathbb{E} \left\{ \max_{k=1, \dots, i} \frac{1}{R_k} \right\} \frac{P(N(t) = i)}{P(N(t) \geq 2)} = \sum_{i=2}^n \left(\frac{i}{n} \frac{1}{r} + \left(1 - \frac{i}{n}\right) \frac{1}{R} \right) \frac{P(N(t) = i)}{P(N(t) \geq 2)}.$$

La comparación entre las simulaciones y este análisis se muestra en la Figura 2.5. Una vez más, se obtiene una muy buena estimación. Además, para comparar la simulación con el análisis, se muestra también los resultados analíticos que se obtienen cuando todas las estaciones transmiten a 11 Mbps o a 2 Mbps. Se observa que a medida que n aumenta, los resultados tienden a ser los mismos bajo este escenario a cuando todas las estaciones transmiten a 11 Mbps. La figura también muestra el *throughput* obtenido por una estación cualquiera que transmite a 11 Mbps y la estación a 2 Mbps, donde se aprecia que ambos *throughput* son iguales, tal como se esperaba.

Este escenario en particular, por primera vez estudiado en [29], ha obtenido mucha atención en los últimos años, denominado *performance anomaly*. Como se ilustra en la

Capítulo 2. Escenario Ideal

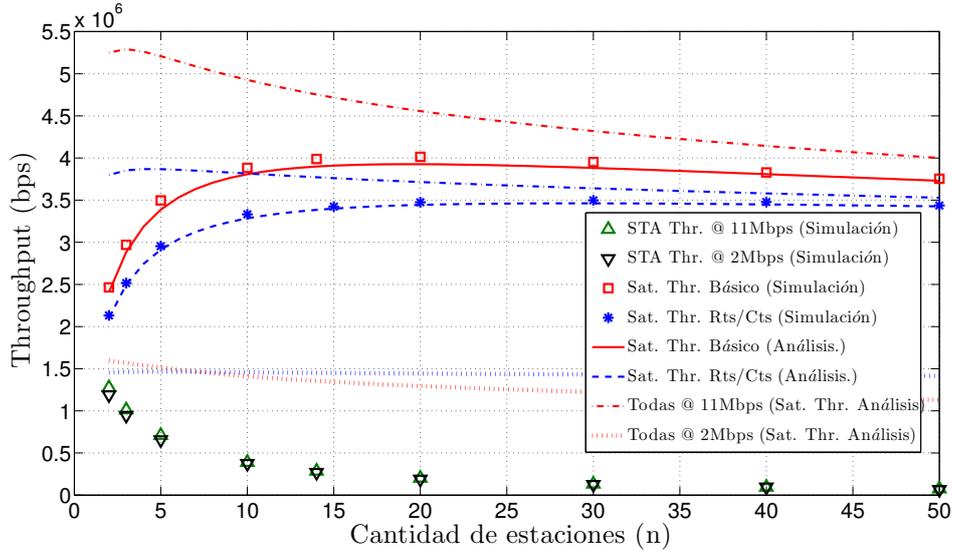


Figura 2.5: Escenario con diferentes tasas de modulación. Todas las estaciones transmiten a tasa de 11 Mbps, excepto una que transmite a 2 Mbps.

Figura 2.5, esta anomalía ocasiona una degradación importante en el desempeño debido a que una estación elige una tasa de modulación muy pequeña. Por ejemplo, para 10 estaciones, el *throughput* saturado que se obtiene cuando una estación utiliza la modulación de 2 Mbps es 20% menor a cuando todas transmiten a 11 Mbps. La razón detrás de esta degradación es simplemente la justicia que impone DFC bajo este escenario, i.e todas las estaciones tienen aproximadamente el misma cantidad de intentos de transmisiones. En consecuencia, en la literatura se han propuesto alternativas con el objetivo de obtener justicia a largo plazo, siendo la justicia en base al tiempo la más predominante [30, 31]. Es decir, que todas las estaciones utilicen el canal aproximadamente el mismo tiempo. En [32], por ejemplo, se discuten algunos métodos que logran estos objetivos sin hacer cambios drásticos en DCF.

La conclusión global de este escenario es similar a la comentada en la Sección 2.2. Generalmente es una buena idea evitar la co-existencia de muchas tasas de modulación diferentes en la misma WLAN. A menos que se esté forzado (por ejemplo si se necesita la co-existencia de estaciones 802.11g y 802.11b), probablemente la mejor manera de proceder es elegir una sola tasa de modulación y las estaciones que, dadas las condiciones del canal, no se pueden comunicar con el AP a esa tasa, no deberían ser permitidas en la WLAN (utilizando así la tasa elegida como mecanismo de control de admisión).

2.3.2. Diferente Tamaño de Paquetes

Ahora se discute el escenario donde las estaciones transmiten con diferentes tamaños de carga útil. Esta situación es muy común, especialmente en aplicaciones multimedia, como VoIP, donde no siempre es posible utilizar el tamaño máximo. En particular, se considera dos casos opuestos. En ambos, todas las estaciones excepto una transmiten con una carga de 988 bytes. Sin embargo, en el primer escenario, la última estación usa una

2.3. Desempeño de Asimetrías

carga de 2028 bytes y en el segundo, esta estación utiliza una carga de 328 bytes.

Con el fin de predecir el *throughput* saturado para este escenario, se procede de manera similar a Bianchi y a las secciones anteriores, excepto por algunas modificaciones necesarias. Primero, la cantidad media de datos enviada por tiempo de slot es P_s por la media del tamaño de la carga enviada. Ya se ha mencionado que todas las probabilidades involucradas (i.e. P_s , P_c y P_i) son calculadas con las Ec. (2.1) y (2.2), dado que no dependen de la duración del slot y por lo tanto son independientes del tamaño del paquete. La media del tamaño de la carga (que se nota como $\mathbb{E}\{E\}$) es simplemente $E^1/n + E^{n-1}(n-1)/n$, dado que todas las estaciones tienen la misma oportunidad de acceder al canal (donde $E^{n-1} = 988B$ y $E^1 = 2028B$ o $328B$)

El tiempo que dura un slot libre sigue siendo *aSlotTime*. La media del tiempo consumido por una transmisión exitosa es $T_s = H_{\text{mac}}/R + (E^1/n + E^{n-1}(n-1)/n)/R$, más el tiempo de encabezado y el preámbulo de la capa física. La media del tiempo que lleva enviar un paquete bajo una colisión es la media del tamaño máximo de los paquetes de las estaciones que colisionan, dividido la tasa. Procediendo de forma similar a las secciones anteriores, esta media se calcula como:

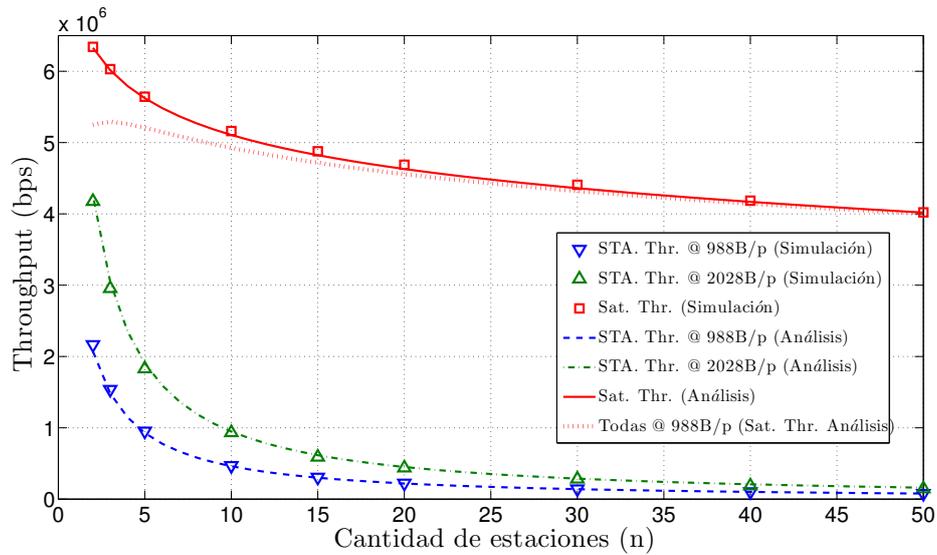
$$\begin{aligned} \mathbb{E}\left\{\frac{E_{\text{máx}}^{\text{col}}}{R}\right\} &= \frac{1}{R}\mathbb{E}\left\{\max_{k=1,\dots,N(t)} E_k \mid N(t) \geq 2\right\} = \\ &= \frac{1}{R}\sum_{i=2}^n \mathbb{E}\left\{\max_{k=1,\dots,i} E_k\right\} \frac{P(N(t)=i)}{P(N(t) \geq 2)} = \\ &= \frac{1}{R}\sum_{i=2}^n \left(\frac{i}{n}\max\{E^1, E^{n-1}\} + \left(1 - \frac{i}{n}\right)E^{n-1}\right) \frac{P(N(t)=i)}{P(N(t) \geq 2)}. \end{aligned}$$

Se hace notar que se ha omitido el encabezado de capa MAC para que la presentación quede más clara, dado que simplemente agrega una constante al cálculo anterior. Ahora se calcula el *throughput* que obtiene cada estación del total. Como se comentó, el número de transmisiones exitosas es aproximadamente el mismo para todas las estaciones. Sin embargo, la estación “solitaria” transmite E^1 bytes durante cada una de estas transmisiones, mientras que el resto transmite E^{n-1} . Es claro entonces que el cociente entre el *throughput* que obtiene la estación “solitaria” y el que obtiene cualquiera de las otras estaciones es E^1/E^{n-1} .

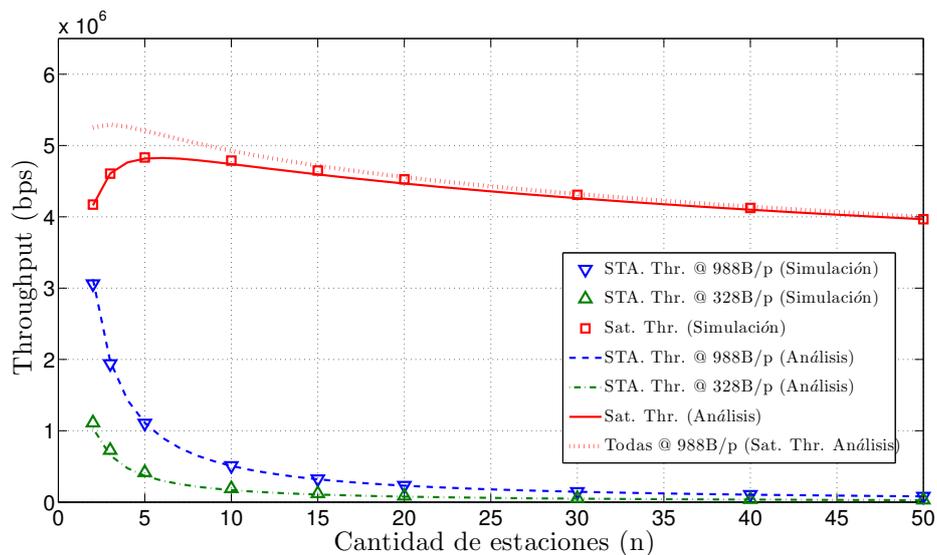
En la Figura 2.6 se muestra una comparación entre el análisis y la simulación para este escenario. Nuevamente la predicción logra resultados muy precisos. Se observa que una estación que usa tamaño de paquete grande obtiene una ventaja importante con respecto a las demás estaciones. Esto significa un incentivo en utilizar el mayor tamaño de paquete posible. Por otro lado, cuando una de las estaciones utiliza un tamaño menor, el *throughput* total decreciente, igual que en el caso en que una estación emplee una tasa menor. Sin embargo, hay dos diferencias importantes. Primero, la diferencia entre el *throughput* del sistema entre este caso y el de completa simetría decrece rápidamente a medida que el número de estaciones aumenta. Segundo, el resto de las estaciones no ve que su desempeño se degrade por la presencia de esta estación (en realidad, obtiene una pequeña mejora).

De lo observado anteriormente, se deduce que utilizar diferentes tamaños de paquetes puede servir para contrarrestar el efecto de la disminución del *throughput* total cuando

Capítulo 2. Escenario Ideal



(a)



(b)

Figura 2.6: Escenario de diferentes tamaños de paquetes. Todas las estaciones transmiten con carga de 988 bytes, excepto por una que lo hace con 2028 bytes (a) o 328 bytes (b).

las estaciones emplean diferentes tasas. Si las estaciones que transmiten a tasas más altas envían paquetes de tamaños más grandes, su *throughput* sería mayor, mejorando el *throughput* total. Esta idea se puede implementar en 802.11 n con la nueva facilidad de agrupar tramas, como se comenta en las Secciones 1.2.2 y 6.2.

Capítulo 3

Tráfico no Saturado: TCP sobre WLANs

Hasta el momento se ha considerado tráfico saturado; i.e. escenarios donde las estaciones siempre tienen un paquete listo a ser enviado al AP. Como se discutió anteriormente, este escenario es muy interesante, sin embargo la condición de saturado simplifica, de alguna manera, el análisis en el sentido en que el tráfico ya está modelado.

Un caso muy interesante es TCP. Aunque el tráfico en tiempo real sobre UDP ha aumentado en los últimos años, TCP sigue siendo por lejos el protocolo de capa de transporte predominante en cualquier red, y las WLANs no son una excepción. Consecuentemente, se ha estudiado su desempeño sobre las redes inalámbricas y en particular sobre 802.11.

Los primeros artículos en discutir el desempeño de TCP sobre redes inalámbricas (y sobre 802.11 en particular), fueron algo pesimistas [33, 34]. En efecto, en esa época el medio inalámbrico era considerado imperfecto y propenso a errores. Además, dado que el *throughput* de TCP depende de la probabilidad de pérdida de paquete aproximadamente como $1/(RTT\sqrt{p})$ [35] (donde RTT es el tiempo ida y vuelta del flujo), era natural asumir (y las medidas así lo indicaban) que el desempeño de TCP sería pobre. Sin embargo, hasta el momento, en este trabajo, se ha asumido lo opuesto; i.e. que el canal inalámbrico es perfecto y que ningún paquete se pierde por interferencia o pérdida de camino. Estas hipótesis se dan por ejemplo en un ambiente interior donde el AP está cerca de las estaciones, y si el AP está relativamente cerca de otros AP, éstos eligen canales diferentes (una facilidad presente en la mayoría de los APs, donde se elige periódicamente el canal menos congestionado).

Sin embargo, el ruido y la pérdida de camino no son las únicas razones posibles detrás de la degradación del desempeño de TCP. Como se muestra en la Figura 2.1 la probabilidad de que un paquete transmitido colisione con otro no es despreciable (al menos en el caso saturado con tráfico ascendente). El resultado de las retransmisiones significarían retardos mayores y en consecuencia mayores tiempos de ida y vuelta.

3.1. Tráfico Descendente

El primer caso a considerar es con tráfico en sentido descendente. Es decir, n estaciones están descargando un archivo de tamaño infinito desde un servidor ubicado detrás del AP. Además se asume que todas las estaciones utilizan la misma versión de TCP (en este caso

Capítulo 3. Tráfico no Saturado: TCP sobre WLANs

NewReno [36]) y los SAKs o ACK retardados están deshabilitados. Además, se considera que ningún paquete es descartado por el buffer del AP. Esto ocurre por ejemplo cuando el buffer del AP es más grande que la suma del máximo de la ventana de TCP de todas las conexiones activas.

Dado que todos los paquetes se transmiten desde el AP hacia las estaciones, un análisis apresurado llevaría a concluir que no ocurren colisiones, dado que el AP compite sólo consigo mismo. Sin embargo, aunque de tamaño pequeño, las estaciones sí mandan paquetes de reconocimiento de TCP por cada paquete recibido. En el capítulo anterior se ha discutido como las colisiones dependen exclusivamente del tiempo, más que del tamaño. Además, aún si ningún paquete se pierde, numerosas colisiones resultan en retardos mayores, lo que también impacta negativamente en el desempeño de TCP.

A continuación se realiza un análisis cualitativo de este escenario. Primero, si no se pierden paquetes en el buffer del AP, y asumiendo que es muy pequeña la probabilidad de que una estación llegue al límite de descarte de capa MAC para cualquier paquete dado (como se ha hecho hasta el momento), se puede asumir que el AP siempre tiene un paquete listo para ser enviado, y en consecuencia compite por el canal. Segundo, el buffer de cualquier estación aumenta sólo cuando recibe un paquete de datos (dado que tiene que responder con un reconocimiento de TCP). Es decir, cuando el AP logra transmitir y no colisiona con ninguna otra estación. Ahora se asume que varias estaciones tienen paquetes de reconocimiento TCP para ser enviados. Dado que DCF distribuye las oportunidades equitativamente, es muy baja la probabilidad de que el AP mande un nuevo paquete (y potencialmente incremente el número de estaciones “activas”). Por lo tanto, el sistema tendrá una fuerte tendencia a disminuir el número de estaciones que compiten por el canal.

El análisis anterior (que fue por primera vez presentado en [24]) lleva a concluir que el número de estaciones que compiten por el canal es bajo. Esto resulta en un *throughput* relativamente alto y en muy pocas colisiones. Este análisis es validado con las simulaciones mostradas en las Figuras 3.1 y 3.2. La primera muestra el cociente entre las transmisiones exitosas y las totales, para cada estación y el AP, a medida que el número de estaciones aumenta. La última ilustra el *throughput* resultante, medido como la relación entre el número de bytes recibidos exitosamente por todas las estaciones (incluyendo los encabezados de TCP e IP y una carga de 1460 bytes) y la duración de la simulación.

Estas figuras muestran el resultado interesante de que no sólo las colisiones se mantienen muy bajas y el *throughput* relativamente alto, sino que además se mantienen aproximadamente constantes. Esto significa que TCP escala muy bien con el número de estaciones sobre las WLANs (el *throughput* por estación escala como $1/n$, muy parecido al medio cableado). Además, ARF tiene muy poco o ningún efecto en este escenario debido a la baja tasa de colisiones. Finalmente, se observa que las estaciones y el AP alcanzan aproximadamente la misma probabilidad de colisión. No se pudo detectar la injusticia mencionada en [37], donde se reporta que bajo el mismo escenario, la proporción de paquetes colisionados son más del doble para las estaciones que para el AP.

Predecir el desempeño de este escenario no es una tarea sencilla. Como se mencionó, [24] ha sido uno de los primeros en recalcar y explicar cualitativamente el desempeño de TCP sobre WLANs (aunque existen reportes anteriores acerca de este comportamien-

3.1. Tráfico Descendente

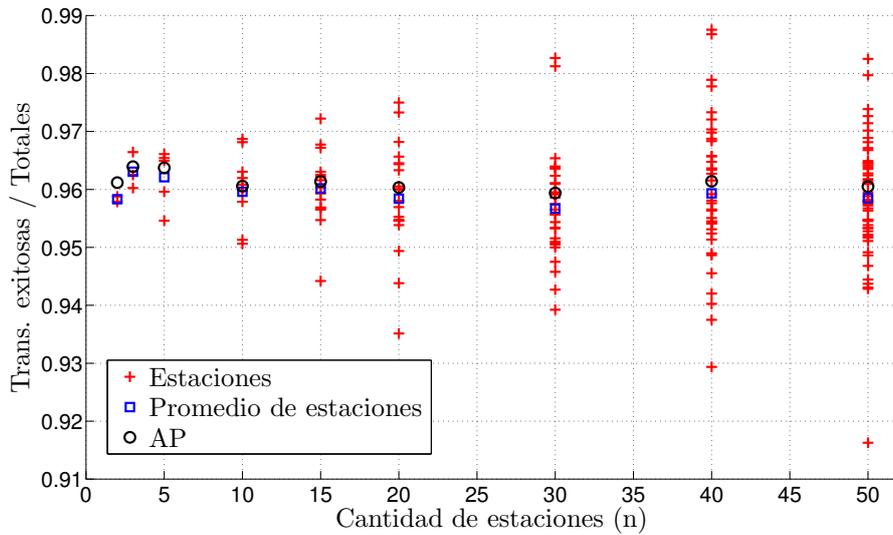


Figura 3.1: Relación entre las transmisiones exitosas y las totales para las estaciones (i.e. paquetes de reconocimiento TCP) y el AP (i.e. paquetes de datos). Las transmisiones son moduladas a 11 Mbps (resultados similares se obtienen a otras tasas).

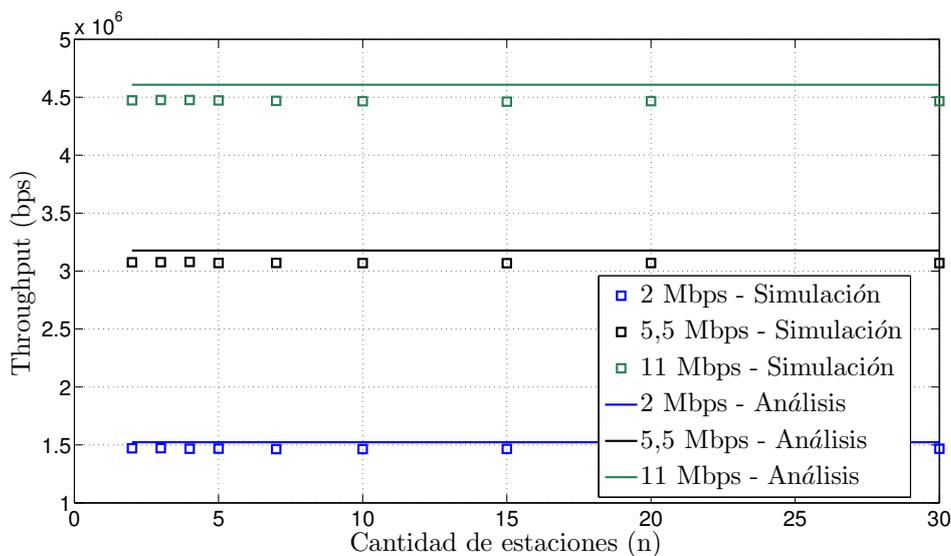


Figura 3.2: *Throughput* total cuando n estaciones están descargando un archivo de tamaño infinito desde el mismo servidor, para diferentes tasas de modulación (fijas) en todas las estaciones.

to, como [38,39]). Un modelo analítico (*à la* Bianchi) por el mismo autor fue presentado en [28], aunque para un caso más general que éste. Un análisis alternativo se presenta en [40], que utiliza el ahora clásico marco de maximización de utilidades en redes [41] para predecir el *throughput* TCP en cualquier caso. Esto permite que el modelo sea muy flexible, y por ejemplo puede incluir diferentes versiones de TCP o conexiones con diferentes tiempos de ida y vuelta.

En esta sección se presenta un análisis muy sencillo, pero que ayuda a explicar ciertos

aspectos importantes sobre el desempeño de TCP. Como se menciona anteriormente, por cada paquete enviado por el AP, existe un paquete de reconocimiento de TCP. Es así que el tiempo total para transmitir la carga útil debe considerar ambos paquetes. Dado que el AP siempre tiene un paquete listo a ser enviado, ejecuta el mecanismo de *backoff* por cada paquete que transmite. Si se asume que no hay colisiones, el tiempo medio empleado en realizar el *backoff* es aproximadamente $(W_{\text{mín}} - 1)/2$ slots. En consecuencia de la discusión anterior, el número de estaciones que compiten por el canal (i.e. “activas”) es muy pequeño. Esto significa que la probabilidad de que la estación receptora ejecute el mecanismo de *backoff* antes de enviar el reconocimiento de TCP correspondiente es muy pequeña. Esto resulta en la siguiente estimación del *throughput* del sistema:

$$S = \frac{E}{\text{aSlotTime} \times (W_{\text{mín}} - 1)/2 + T_{\text{data}} + T_{\text{tcp-ack}}}, \quad (3.1)$$

donde T_{data} y $T_{\text{tcp-ack}}$ son los tiempos que se requieren para mandar un paquete completo (datos y reconocimiento TCP respectivamente), incluyendo el reconocimiento de capa MAC, y son calculados como en la Sección 2.1.

La predicción obtenida con este análisis es comparada con la simulación de la Figura 3.2. Debe quedar claro que la Ec. (3.1) es una cota superior del *throughput* del sistema. Sin embargo, la diferencia entre el análisis y la simulación es notoriamente pequeña. Además, la Ec. (3.1) resalta la influencia del paquete de reconocimiento de TCP en el *throughput* total. Por ejemplo, para 11 Mbps, T_{data} es aproximadamente 1,7 ms, mientras que $T_{\text{tcp-ack}}$ es 0,6 ms. Con el fin de mejorar el desempeño obtenido, algunos trabajos han propuesto variantes de TCP adaptadas a redes inalámbricas [42, 43], donde el receptor no responde a cada paquete de datos con un reconocimiento, sino que lo retrasa hasta que recibe una cierta cantidad de paquetes de datos (un esquema conocido como *delayed ack*, ya presente, aunque de una manera simplificada, en el RFC original [44]).

3.1.1. Anomalía del Desempeño de TCP

Para concluir con el escenario con tráfico descendente se discute, para este caso, la anomalía en el desempeño presentada en la Sección 2.3.1. Es decir, las estaciones y el AP utilizan ARF para controlar la tasa de modulación en cada transmisión. Todas las estaciones cuentan con una excelente condición de propagación hacia (y desde) el AP, excepto por una, cuya pérdida de camino desde el AP es tal que sólo los paquetes modulados a 1 Mbps son recibidos correctamente. Dado las pocas colisiones que se experimentan con TCP en las redes WLAN, este escenario resulta en que todas las estaciones utilizan (la mayoría del tiempo) la tasa de modulación de 11 Mbps, excepto por una que emplea (la mayoría del tiempo) la tasa de 1 Mbps.

En la Figura 3.3 se muestran los resultados obtenidos por las simulaciones realizadas para este escenario. También se incluye, como referencia, los resultados discutidos anteriormente para el caso en que todas las estaciones utilizan la tasa de modulación de 11 Mbps. Se observa que la penalización en el desempeño cuando una sola estación está a una tasa menor que las demás es muy significativa, aún más que en el caso de UDP considerado en la Sección 2.3.1. Además, se ve que todas las estaciones obtienen el mismo *throughput*, y como antes esta justicia es la razón detrás de la degradación del desempeño.

3.1. Tráfico Descendente

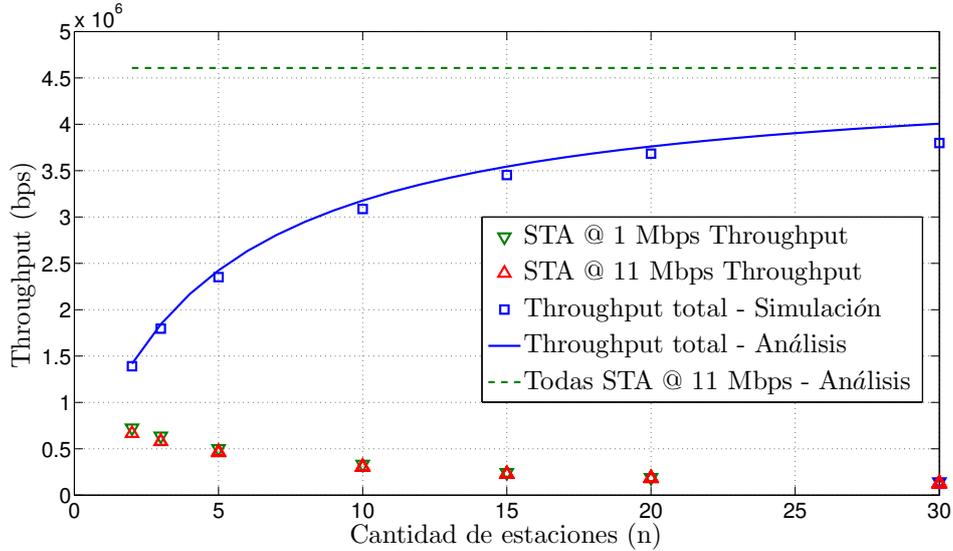


Figura 3.3: *Throughput* total y por estación para el escenario de TCP con tráfico descendente. La tasa de modulación es controlada por ARF y las condiciones del canal son tal que todas las estaciones transmiten principalmente a 11 Mbps, excepto por una que transmite mayormente a 1 Mbps.

En cuanto al análisis para predecir este desempeño, el artículo original que ideó el término *performance anomaly* [29] incluye un análisis para los casos de TCP y UDP, similares en espíritu a los discutidos en la Sección 2.3.1. Otra posibilidad es la presentada en [40], que como se ha mencionado, usa el marco de utilidades de la red y permite estudiar este caso.

Nuevamente, en este trabajo se presenta un modelo muy simple que sirve para ilustrar algunos aspectos. Llamando R_i a la tasa de modulación usada por cada estación i ($i = 1, \dots, n$). Luego, S_i , el *throughput* que la estación i obtendría si estuviese sola, puede ser calculado como:

$$S_i = \frac{E}{\text{aSlotTime} \times (W_{\min} - 1)/2 + T_{\text{data}}(R_i) + T_{\text{tcp-ack}}(R_i)},$$

donde $T_{\text{data}}(R_i)$ y $T_{\text{tcp-ack}}(R_i)$ son definidos como antes, excepto que la dependencia con la tasa empleada es explícita. Entonces el *throughput* total es:

$$S = \frac{1}{\sum_{i=1}^n \frac{1}{n} \frac{1}{S_i}}. \quad (3.2)$$

Es decir, el tamaño del paquete dividido por la cantidad media del tiempo utilizado en mandar un paquete completo. Dado que, como se ha observado, todas las estaciones obtienen la misma oportunidad de acceder al canal y las colisiones son despreciables, esto es simplemente la media del inverso de S_i (i.e. la media armónica de S_i). Una vez más, aunque es una cota superior, la Ec. (3.2) es muy cercana, como se muestra en la Figura 3.3.

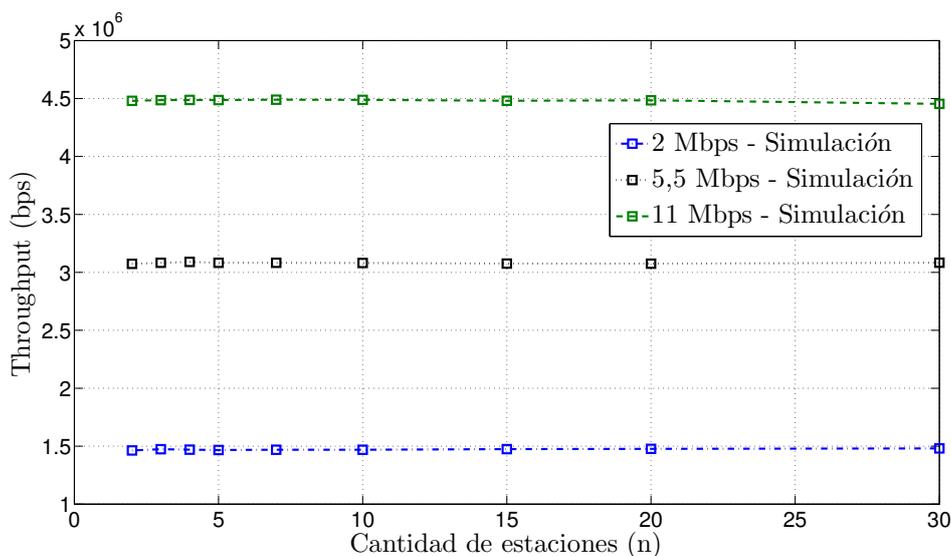


Figura 3.4: *Throughput* total cuando n estaciones están transfiriendo un archivo de tamaño infinito a un mismo servidor para distintos valores (fijos) de tasas de modulación para todas las estaciones.

3.2. Tráfico Ascendente

En esta sección se comenta el escenario con tráfico en sentido ascendente. Es decir, n estaciones transfieren un archivo de tamaño infinito a un servidor detrás del AP. En este caso, el AP envía paquetes de reconocimiento TCP y las estaciones transmiten los paquetes de datos. Si se realiza las mismas hipótesis que antes, el análisis presentado todavía es válido. Una estación tiene permitido enviar un paquete sólo luego de haber recibido un paquete de reconocimiento TCP, lo que puede ocurrir sólo cuando el AP adquiere el canal exitosamente y el destino es esta estación. Por lo que, la tendencia a tener pocas estaciones “activas” todavía es válida y se obtienen los mismos resultados que antes, como lo indica la Figura 3.4.

Dentro de todas las suposiciones realizadas, hay una en particular que ha recibido la atención de los investigadores: el tamaño infinito del buffer del AP. Se considera, por ejemplo, un escenario con 10 estaciones y un AP con una capacidad de buffer de tan sólo 20 paquetes. La Figura 3.5 muestra el *throughput* obtenido por cada estación para una corrida de simulación en particular. La injusticia en este caso es notable, como la cantidad de artículos que refieren a esta situación ([45–48] por nombrar a algunos).

La razón de esta injusticia recae sobre la asimetría del camino entre la estación y el servidor. Mientras que los paquetes de datos son raramente descartados (la única posibilidad de tal evento es que la estación alcance el límite de descarte de capa MAC), los paquetes de reconocimiento que transitan el camino inverso son descartados con mayor frecuencia por el AP, debido al límite en el buffer y a su condición saturada. Las pérdidas persistentes de los reconocimientos de TCP dificultan el desempeño de los flujos TCP y resultan en este fenómeno de injusticia, un efecto estudiado anteriormente en redes cableadas (ver por ejemplo [49, 50]). Una explicación cualitativa es la siguiente. Los flujos TCP con ventanas de contención pequeñas (i.e. que comenzaron recientemente o sufrieron

3.3. Tráfico Ascendente y Descendente

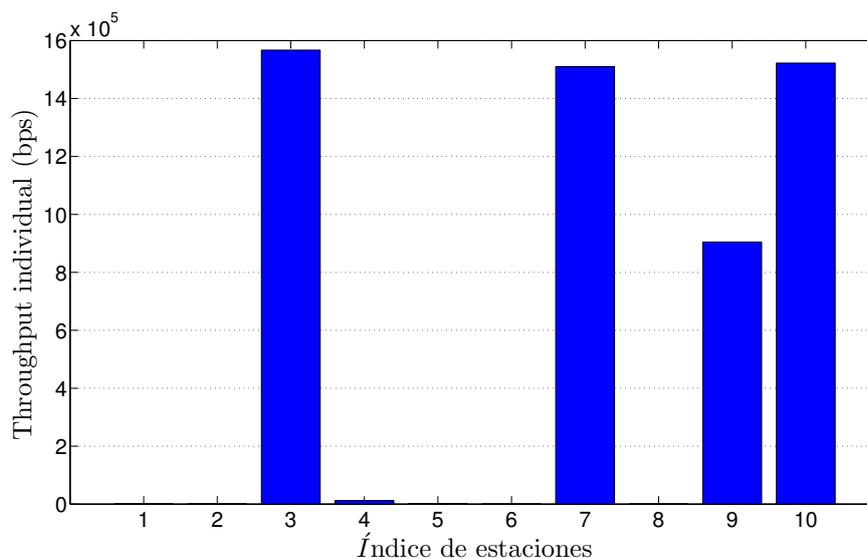


Figura 3.5: *Throughput* obtenido por cada estación. Tráfico TCP ascendente, con tamaño de buffer del AP de 20 paquetes.

una expiración de tiempo) sólo pueden enviar pocos paquetes. Por lo que, el descarte de los correspondientes reconocimientos por parte del AP resultan probablemente en expiración de tiempos. Por otro lado, el mismo número de descartes para un flujo con una ventana de contención grande (i.e. muchos paquetes en camino) ocasionan probablemente un evento de triple-ACK y tendrán un impacto mucho menor en el *throughput* del flujo. Esta situación es acentuada en el tiempo, resultando en que algunos pocos flujos con suerte capturan el canal.

3.3. Tráfico Ascendente y Descendente

El próximo escenario bajo estudio es una mezcla de los dos anteriores. De un total de n estaciones, n_{up} están transfiriendo un archivo infinitamente grande hacia un servidor detrás del AP, mientras que el resto está descargando un archivo infinitamente grande desde el mismo servidor. Si todavía se asume que no se descartan paquetes en el buffer del AP, entonces se obtiene justicia entre los flujos, dado que las estaciones con flujos de subida y bajado deben recibir un paquete del AP para poder enviar uno ellos mismos. Es decir, las estaciones de subida envían un nuevo paquete de datos cuando reciben un reconocimiento de TCP y los de bajada transmiten un reconocimiento de TCP cuando reciben un paquete de datos.

Esta justicia se ilustra en la Figura 3.6. En la misma, el número de estaciones está fijo y se varía el número de estación con flujo ascendente desde 0 a 20. La figura muestra el *throughput* individual que se obtiene por cada estación en una sola simulación, donde el índice numera desde las estaciones de subida (si hay). Se observa que todas las estaciones, independientemente de ser de subida o de bajada, obtienen aproximadamente el mismo *throughput*, y tampoco depende de la cantidad de flujos ascendentes.

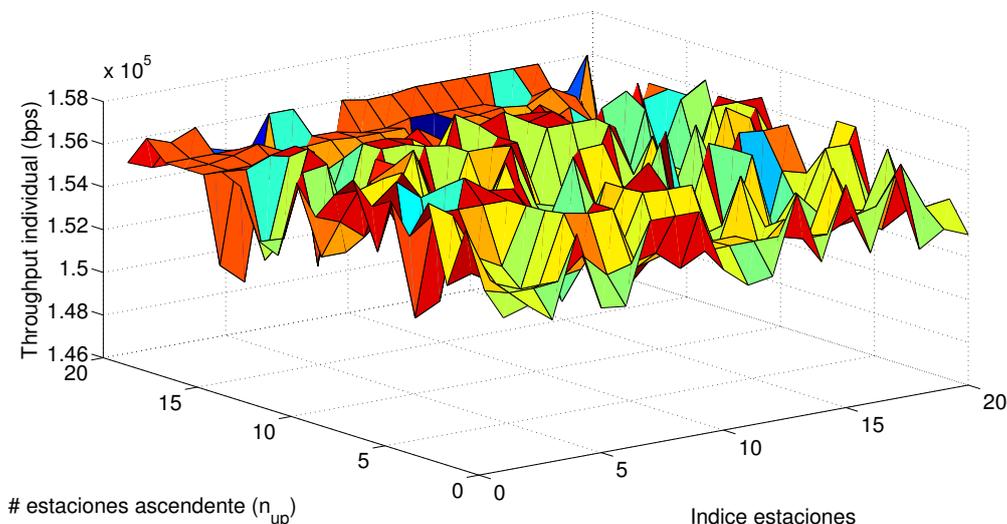


Figura 3.6: *Throughput* total que obtiene cada estación. Tráfico ascendente y descendente, con tamaño del buffer del AP de 20000 paquetes. El número total de estaciones es 20 y la cantidad de estaciones ascendentes varía desde 0 a 20. El índice numera desde estas estaciones.

Sin embargo, si el tamaño del buffer del AP es pequeño, se observa la misma injusticia que antes. Además de que sólo algunos de los flujos ascendentes capturan la mayoría del canal (por las mismas razones descritas anteriormente), los descendentes son casi inexistentes. A continuación se explica esto cualitativamente. Primero, se observa que los flujos de subida sólo pueden perder paquetes de reconocimiento. Si uno de estos se pierde, pero otro llega al destinatario lo suficientemente rápido, reconocerá todos los paquetes enviados hasta el momento. Sin embargo, los flujos de bajada son propensos a perder paquetes de datos. Tal evento, dispara un evento de triple reconocimiento o expiración de tiempo, ambos resultando en una disminución del tamaño de la ventana de contención y consecuentemente en el *throughput* del flujo. Por lo que el descarte de paquetes en el AP trae consecuencias más graves para los flujos descendentes que para los ascendentes.

La Figura 3.7 es un ejemplo de tal situación. En este caso el buffer del AP es igual a tan sólo 20 paquetes y hay un total de 20 estaciones, de las cuales 10 generan tráfico TCP ascendente y el resto descendente. En esta figura se muestra el *throughput* obtenido por cada flujo, donde los primeros 10 índices corresponden a los de subida. Se observa que cuatro flujos obtienen todo el *throughput* del sistema mientras que el resto es casi inexistente.

Varios artículos han estudiado este problema de injusticia, de los cuales hemos citado una pequeña lista [45–48]. Además de presentar este problema, proponen soluciones distintas al de aumentar el buffer del AP, lo cual no escala y puede ser inviable para equipos de baja gama. Por ejemplo, [45] propone un mecanismo donde el AP manipula la ventana de recepción de todas los flujos, para regular el *throughput* del flujo ascendente. Dado que el análisis y la modificación de la cabecera de los paquetes pueden ser demasiado costosos o simplemente no posibles (si por ejemplo se utiliza encriptación de punta a punta), los autores de [48] proponen una limitación de velocidad en el AP basado en los baldes de

3.4. Tráfico TCP y UDP

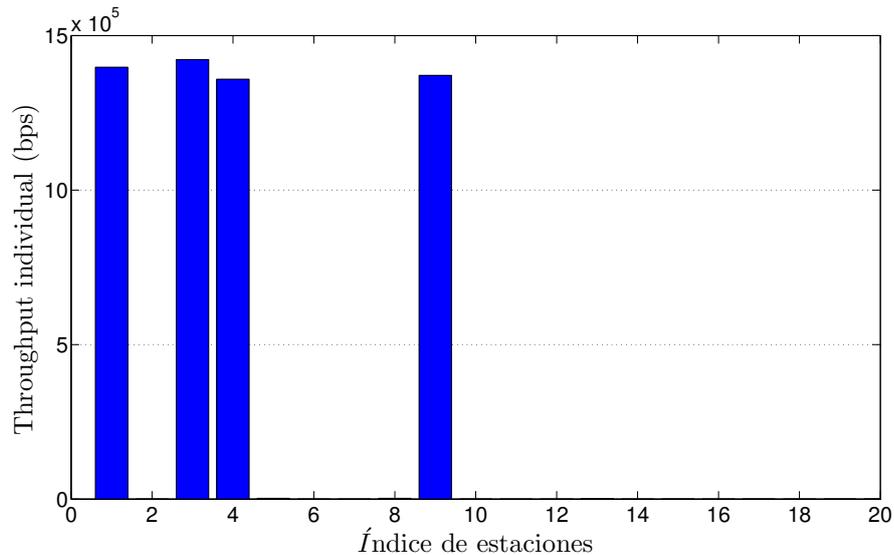


Figura 3.7: *Throughput* total que obtiene cada estación. Tráfico ascendente y descendente, con tamaño del buffer del AP de 20 paquetes. El número total de estaciones es 20. Los primeros 10 índices corresponden a los ascendentes.

fichas. En [46, 47] se expone una alternativa de alguna forma más sencilla. La idea es emplear las diferentes clases de servicio proporcionadas en 802.11e con el fin de garantizar acceso al medio ilimitado para los paquetes de reconocimiento de TCP.

3.4. Tráfico TCP y UDP

Para finalizar con este capítulo se discute brevemente el desempeño de la co-existencia de tráfico TCP y UDP en una WLAN. Dado que varios flujos UDP en sentido descendentes son percibidos por DCF como un único flujo (debido a la justicia por estación que este impone), en este escenario se considera que hay uno o ningún tráfico UDP de bajada. Además, mientras que no se descarten paquetes en el AP, los flujos TCP de subida o bajada son equivalentes. Es así que se considera sólo tráfico TCP descendente.

3.4.1. Sin Ningún Flujo UDP Descendente

Primero se considera el caso en que no hay flujo UDP de bajada. En particular, se estudia la interacción entre un número fijo de estaciones TCP descargando un archivo de tamaño infinito desde un servidor detrás del AP, y un número creciente de estaciones enviando tráfico UDP hacia el AP. Las Figuras 3.8 y 3.9 muestran los resultados obtenidos para 10 estaciones TCP y n_{up} estaciones con tráfico UDP (con n_{up} variando desde 0 a 40).

Como era de esperar, el *throughput* obtenido por los flujos TCP decrece drásticamente en presencia de los flujos UDP. Como se mencionó antes, debido a la justicia por estación que impone DCF, el AP debe compartir el canal de forma equitativa con todas las otras

Capítulo 3. Tráfico no Saturado: TCP sobre WLANs

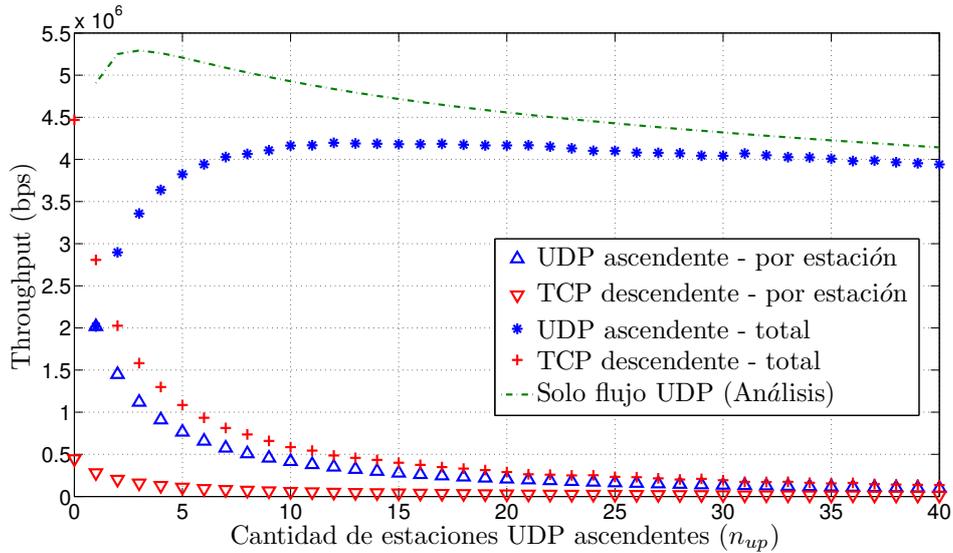


Figura 3.8: *Throughput* cuando diez estaciones con flujo TCP están descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP y n_{up} estaciones están mandando tráfico UDP al AP en condiciones saturadas. Se incluyen los resultados cuando no hay flujos TCP como referencia.

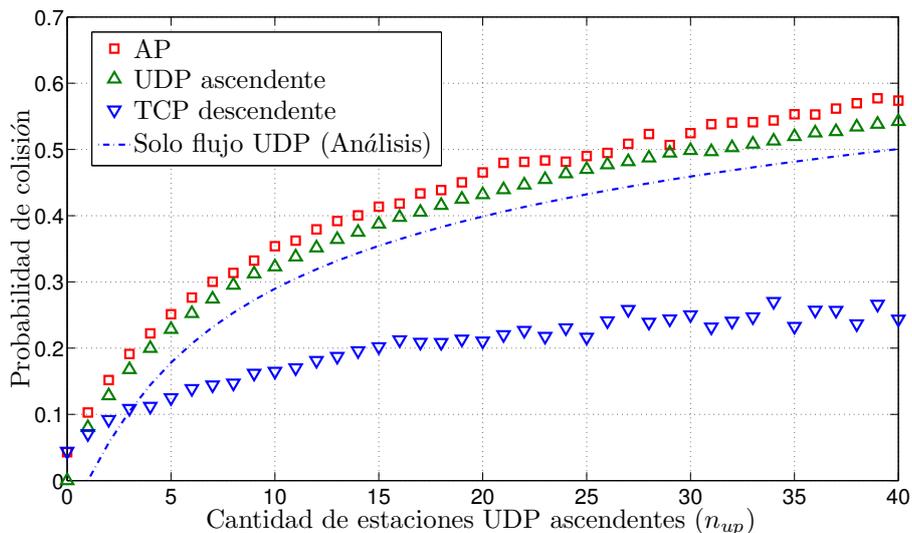


Figura 3.9: Probabilidad de colisión cuando diez estaciones con flujo TCP están descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP y n_{up} estaciones están mandando tráfico UDP al AP en condiciones saturadas. Se incluyen los resultados cuando no hay flujos TCP como referencia.

estaciones competidoras. Por lo que en este caso, el AP obtiene una fracción menor a $1/(n_{up} + 1)$ del total de las oportunidades de acceder al canal (la fracción real es menor porque las estaciones que están descargando el archivo también compiten con el canal cuando responden con un reconocimiento de TCP). Entonces, es lógico que a mediada que n_{up} aumenta, el *throughput* obtenido por las estaciones UDP se acerca al que se adquiere cuando no hay estaciones TCP presentes.

3.4. Tráfico TCP y UDP

Por otro lado, los resultados correspondientes a la probabilidad de colisión son sorprendentes. En la Figura 3.9 se muestra el cociente entre el número de colisiones e intentos de transmisiones para las estaciones y el AP. Además, en las primeras se distingue entre las estaciones TCP (que transmiten reconocimientos TCP) y las UDP. También se muestra como referencia, los resultados obtenidos cuando no hay tráfico TCP.

Primero, se observa que la presencia de las estaciones TCP sólo incrementa levemente la probabilidad de colisión de las estaciones UDP. La explicación de esto es la misma que en la sección pasada. Las estaciones TCP sólo se activan (i.e. compiten por el canal) cuando reciben un paquete desde el AP. Dado que hay 10 estaciones TCP, habrá una importante tendencia a que pocas estaciones TCP estén activas. Por lo tanto, las estaciones UDP compiten mayormente sólo con el AP (y naturalmente entre ellas).

La segunda observación interesante es que a diferencia de los resultados obtenidos hasta el momento, no todas las estaciones presentan la misma probabilidad de colisión. En particular, el AP obtiene una probabilidad de colisión levemente mayor que las estaciones UDP, mientras que las estaciones TCP logran una mucho menor. La razón de estas diferencias es sutil pero importante. Se considera un tiempo de slot donde el AP gana acceso al canal. El paquete puede tener como destino a una estación que está esperando para enviar un reconocimiento previo (i.e. ya está ejecutando el mecanismo de *backoff*) o no. En el último caso, inmediatamente luego de recibir el paquete de datos desde la capa MAC, la capa TCP de la estación destino manda en respuesta de reconocimiento TCP a la capa MAC. Dado que sólo una de las 10 transmisiones de paquetes de datos está destinada para la estación en cuestión, no es improbable que el contador de *backoff* de ésta ya haya expirado (más aún cuando la congestión y las retransmisiones incrementan, dado que le lleva más tiempo al AP mandar cada paquete de datos). En tal caso, la estación censa el canal por un período DIFS y si está libre, manda el reconocimiento de TCP. Es precisamente en ese momento en que todas las demás estaciones están permitidas de “descongelar” sus contadores de *backoff* o empezar uno nuevo en el caso del AP. Ahora, el contador de *backoff* de todas las otras estaciones debe ser mayor a cero (sino, hubiesen colisionado con el AP en primer lugar) y por ello no transmitirán hasta que el reconocimiento de TCP haya sido enviado. Sin embargo, si el AP sortea un valor de *backoff* igual a cero, transmitirá en el mismo momento que la estación considerada, y sus paquetes colisionarán.

Considerando esto, las estaciones TCP pueden, en la mayoría de los casos, sólo colisionar con el AP y esto ocurrirá con probabilidad $1/W_{\min}$ (i.e. cuando se sortea un valor de *backoff* de cero). Si el destino del paquete es una estación que ya estaba compitiendo por el canal, se obtiene la misma probabilidad de colisión que las estaciones UDP. Además, cualquier estación que sortee un valor de *backoff* igual a cero luego de una transmisión exitosa, será capaz de enviar otro paquete inmediatamente después, y esta transmisión no colisionará¹. Este no es el caso para el AP, dado que si se sortea un valor de *backoff* igual a cero luego de una transmisión exitosa, probablemente colisionará a causa de que el destinatario responde con un paquete de reconocimiento TCP. Esto justifica la pequeña diferencia entre la probabilidad de colisión entre el AP y las estaciones UDP.

¹Esta situación no se considera en el modelo original de Bianchi. Para saber los detalles de como incluir esto en el modelo, consultar [51].

Capítulo 3. Tráfico no Saturado: TCP sobre WLANs

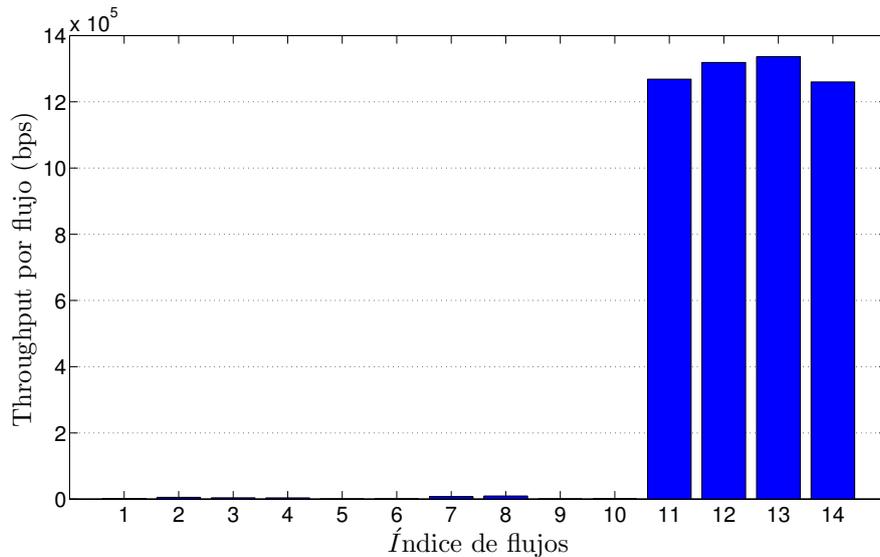


Figura 3.10: *Throughput* obtenido por cada estación. 10 flujos TCP de bajada, 3 UDP de subida y 1 UDP de bajada. El buffer del AP es de 20000 paquetes. El índice de los flujos corresponde a este orden.

Con respecto a un análisis más cuantitativo para este escenario, no existe a nuestro saber un modelo para predecir los resultados obtenidos en este caso. Tal modelo debería ser construido cuidadosamente considerando los detalles recién discutidos, los que llevan a invalidar una de las hipótesis más importantes realizada para llevar a cabo el análisis hasta el momento.

3.4.2. Un Flujo UDP Descendente

En esta sección se considera el mismo escenario que antes pero con el agregado de una estación que recibe un flujo UDP desde un servidor detrás del AP. La presencia de tal flujo resultará en un incremento en la tasa de pérdidas de paquetes en el buffer del AP, afectando negativamente el desempeño de los flujos TCP, como ya se ha discutido. Aquí se considera un caso extremo, donde el flujo UDP de bajada tiene la misma tasa que los flujos de subida (i.e si estuviese sólo saturaría el AP). Esto provoca que el *throughput* de los flujos TCP son casi inexistentes y los flujos UDP obtienen resultados similares a los que obtendrían si no hubiesen flujos TCP presentes. La Figura 3.10 muestra el *throughput* obtenido por cada flujo (en una sola corrida de simulación) para el caso de 10 flujos TCP, 3 flujos UDP ascendentes y un único flujo UDP descendente (indexados en este orden en la abscisa). Se observa que los resultados son similares al caso en que sólo están presentes cuatro tráficos UDP de subida saturando el canal.

Aunque de alguna manera extrema, se ha incluido este ejemplo de UDP y TCP co-existiendo en una WLAN, para ilustrar la injusticia que sufren los flujos. En el caso en que exista un flujo UDP en sentido descendente, la situación no es muy diferente al caso cableado y un único flujo UDP puede disminuir drásticamente todos los flujos TCP. Sin embargo, si sólo existe tráfico UDP en sentido ascendente, se comparte la oportunidad de acceder al canal con el AP. Aunque el desempeño de los flujos TCP son aún afectados,

3.4. Tráfico TCP y UDP

no están totalmente reducidos.

Capítulo 4

Una Capa Física Más Realista: Captura Física

Hasta el momento, se ha considerado un modelo de la capa física muy simple. En particular, la capa física de la estación receptora se ha abstraído a dos casos. O una única transmisión utiliza el canal, lo que lleva a una correcta decodificación de la trama, o más de una transmisión usa el canal, lo que provoca la incorrecta recepción de las tramas.

Aunque simple, este modelo ha permitido ganar conocimiento sobre el comportamiento de DCF. Sin embargo, el proceso real de recepción es mucho más complejo. En particular, no es difícil que suceda una situación en la cual una estación tenga una pérdida de camino mucho mayor que el resto. Si esta estación transmite en el mismo momento que cualquier otra, el AP puede decodificar correctamente a la otra estación, dado que el AP ve a la señal de la estación considerada como un ruido débil.

La situación recién descrita, donde el receptor puede decodificar una trama aún cuando más de una estación transmite, se llama *Captura de Capa Física*, o captura de canal o simplemente captura. Este problema es particularmente serio en mecanismos de acceso múltiple basado en esparcimiento del espectro, donde es llamado *problema de estación cercana-lejana* [52]. En tales sistemas, donde las estaciones comparten tanto el tiempo como la frecuencia, una sola estación puede efectivamente capturar el canal para si misma si su potencia de recepción es lo suficientemente alta, haciendo necesario el control de potencia.

En DCF y en todos los otros sistemas CSMA/CA, el fenómeno de captura puede manifestarse sólo cuando ocurren colisiones. Es importante recalcar que ahora el término colisión refiere al evento en que dos o más transmisiones se superponen en el tiempo. Esto puede llevar a que el receptor descarte todas las tramas o que decodifique correctamente una. En el último caso se dice que la trama capturó el canal. En las secciones que siguen se discute bajo qué condiciones es posible la captura en 802.11, y cuáles son sus efectos en las capas superiores.

4.1. Modelando la Captura de Canal en 802.11

Ahora se analiza brevemente como modelar el fenómeno de captura; i.e. bajo que condiciones se decodifica correctamente una trama aún cuando se superpone con una o más transmisiones. La mayoría de los primeros trabajos en el tema se basan en la llamada

Capítulo 4. Una Capa Física Más Realista: Captura Física

proporción de captura. Es decir, que una trama específica será decodificada correctamente por el receptor, si su potencia dividido la suma de todas las otras transmisiones es mayor a un cierto umbral (como por ejemplo [53]). Otros trabajos consideran además que es suficiente que está condición se dé durante una ventana de tiempo [54].

Estos primeros trabajos han sido utilizados para expandir el modelo de Bianchi de forma de considerar este fenómeno. Por ejemplo, los autores de [55] recalculan la probabilidad de que en un tiempo de slot exista una transmisión exitosa incluyendo la probabilidad de que, aunque más de una estación transmita, la estación bajo consideración capture el canal (i.e. el AP recibe la transmisión de la estación en consideración con una potencia tal que dividida por la suma de las potencias de todas las otras transmisiones es mayor a un cierto umbral).

Sin embargo, y de alguna manera en paralelo con este desarrollo teórico, algunos de los primeros experimentos mostraban un comportamiento de injusticia en DCF. Por ejemplo, el ensayo reportado en [56] indica que cuando dos estaciones que no se censan entre ellas, transmiten hacia el AP con una diferencia de unos pocos dB en sus potencias de recepción, resulta en que una de las estaciones captura el canal cuando sus transmisiones colisionan y por lo tanto adquieren distintas probabilidades de colisión. Esto limita la aplicación del modelo de Bianchi (y la mayoría de sus extensiones), dado que no es raro una diferencia de unos pocos dB en la pérdida de camino y rompe la hipótesis de simetría.

Uno podría argumentar que el hecho de que las estaciones estuviesen ocultas entre ellas estaba afuera de las hipótesis de Bianchi desde el principio. Sin embargo, en [57] se realizan experimentos que extienden estos resultados mostrando que no era el hecho de que las estaciones estuviesen ocultas entre ellas lo que generaba la injusticia, sino que la diferencia entre la potencia de recepción de unos pocos dB era suficiente para generar este desbalance.

Dos observaciones importantes se comentan en [57]. Primero, es posible que la trama más fuerte capture el canal, aún cuando ésta llegue en segundo lugar. Sin embargo, si el receptor fue capaz de decodificar correctamente y sincronizarse con el preámbulo de la capa física de la primer trama más débil, la segunda trama más fuerte es descartada. Segundo, observaron que el retardo en la propagación no dicta el orden de arribo de ambas tramas en el receptor, aún cuando se envían en el mismo momento. En realidad, se observa diferencias de tiempos de varios microsegundos entre las tramas, donde el orden de llegada es aleatorio y es influenciado por la desincronización de los relojes, el tiempo de cambio RX/TX o el tiempo de procesamiento en las estaciones.

Hasta la fecha, las medidas más completas y detalladas del efecto de la captura de canal en 802.11 son llevadas a cabo en [58] y luego extendidas en [59]. Sus resultados se discuten brevemente a continuación. Los escenarios de captura se clasifican en tres categorías, dependiendo de la diferencia entre los tiempos de la trama de interés (FoI) y una trama interferente: o la FoI llega primera, o segunda y el receptor ya estaba recibiendo la trama interferente, o segunda pero el receptor no estaba recibiendo la trama interferente (i.e. el receptor no ha detectado ni sincronizado con el preámbulo de la trama interferente).

La relación señal a interferencia (SIR, en este caso definida como el cociente entre la potencia en recepción de la FoI y la trama interferente) necesaria para que la FoI capture el canal con una probabilidad grande (por ejemplo, más de 0,9) es muy diferente en los tres

4.2. Efecto de la Captura en Capa Física en las Capas Superiores

escenario. En el primero, depende de la diferencia entre los tiempos de arribo de las tramas. Si la trama interferente llega antes de que el receptor se haya sincronizado con el preámbulo de la FoI, la SIR necesaria es aproximadamente 4 dB. Después de ser sincronizada, es tan pequeña como 1 dB. En el segundo caso, donde la FoI llega después que la trama interfente, la primera captura el canal siempre que la SIR sea mayor que aproximadamente 10 dB. Naturalmente, este umbral es mayor que en el caso anterior. Además y a diferencia de [57], se observó que el chipset utilizado en su experimento era capaz de capturar la FoI aún si llegaba luego del preámbulo de la trama interferente. Es importante recalcar que todos estos resultados se obtienen cuando se utiliza la tasa de modulación de 6 Mbps en 802.11a. Naturalmente, a medida que se aumenta la tasa de modulación a la que se transmite la FoI, se incrementa la SIR necesaria para que esta capture el canal. Según los resultados presentados en [59], este crecimiento es aproximadamente lineal.

La mayoría de los simuladores no consideran estos tres posibles escenarios de captura y sus diferentes umbrales de SIR. En particular, el proceso de recepción en ns-3 es como sigue [60,61]. La capa física puede estar en tres estados posibles: transmitiendo, recibiendo o inactiva. Si se recibe el primer bit de un paquete cuando la capa física no está en el estado inactivo, el paquete se descarta inmediatamente. Por el contrario, y si la potencia del paquete es mayor a un cierto umbral de sensibilidad, la capa física cambia al estado recibiendo y agenda un evento para el momento en que se espera recibir el último bit del paquete. Para decidir si el paquete se recibe correctamente, se sortea un valor aleatorio uniformemente y se lo compara con la tasa de error del paquete. Ésta se calcula en base a la tasa de error de bit de cada bit recibido, los cuales dependen de la modulación utilizada y de posibles paquetes interferentes. La consecuencia más importante de esta simplificación del modelo de capa física es que las simulaciones muestran menos eventos de captura de canal que en la realidad. En particular, de los tres posibles escenarios descritos anteriormente, en ns-3 sólo se incluyen el primer y tercer caso, y en una forma simplificada. Las simulaciones mostradas de aquí en adelante se presentan desde una perspectiva cualitativa, y se deben considerar como una cota conservativa del efecto de captura.

Es importante resaltar que los resultados mostrados hasta el capítulo anterior tenían deshabilitado el fenómeno de captura de canal. Esto se logró incrementando artificialmente la probabilidad de error de paquete a 1 cuando una colisión era detectada. Esta simple modificación es el resultado de un software bien diseñado y de su naturaleza de código abierto.

4.2. Efecto de la Captura en Capa Física en las Capas Superiores

4.2.1. Capa MAC

En esta sección se discute las consecuencias de ésta captura física en las capas superiores, en particular en la capa MAC y de transporte. Primero se considera sólo el efecto en DCF (y por lo tanto se utiliza UDP en la capa de transporte). Como se ha mencionado, el fenómeno de captura resulta en la injusticia entre estaciones con diferentes condiciones de propagación hacia el AP. En efecto, en el evento de colisión, la trama recibida con mayor

Capítulo 4. Una Capa Física Más Realista: Captura Física

potencia puede todavía ser decodificada correctamente, la probabilidad de que esto ocurra depende del tiempo entre las tramas, la modulación utilizada y la potencia de recepción de todas las tramas involucradas.

Primero se considera el escenario con dos estaciones, cuya distancia con el AP es la misma. Una de estas estaciones (denominada n_1) transmite a una potencia fija (de 10 dBm) mientras que la otra (n_2) transmite a diferentes niveles de potencia, simulando una diferencia en las condiciones de propagación hacia el AP. Los resultados se muestran en la Figura 4.1, donde ambas estaciones transmiten tráfico UDP en sentido ascendente en condiciones saturadas, con tasa de modulación de 2 Mbps, para ambos modos de acceso. Este ejemplo, aunque de alguna manera simple, ilustra algunos aspectos interesantes de la captura en DCF.

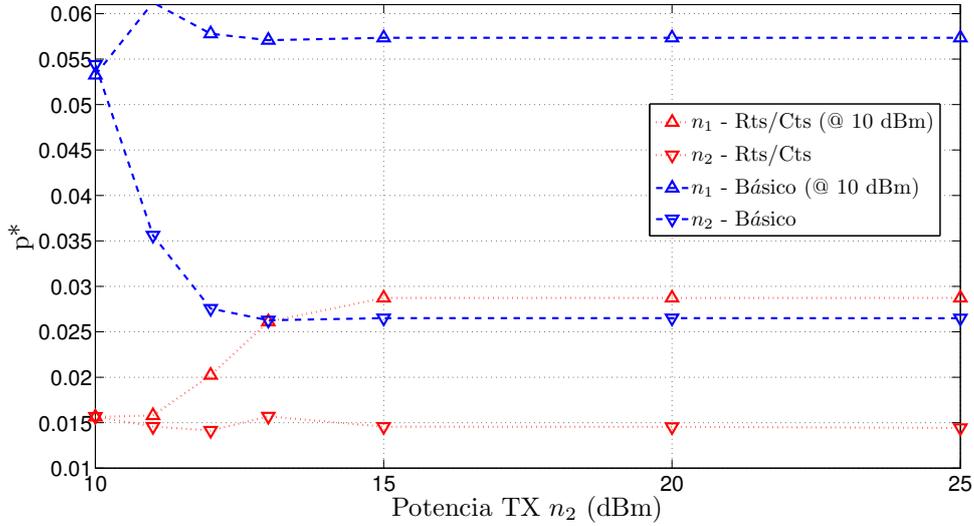
La Figura 4.1a muestra la probabilidad de que expire el tiempo de reconocimiento (ACK-*timeout* para el modo Básico y CTS-*timeout* para el modo RTS/CTS) para cada estación. Es decir, el cociente entre el número de transmisiones fallidas y el total. Naturalmente, cuando la potencia de ambas estaciones es la misma, sus resultados también son los mismos. Sin embargo, se observa una diferencia importante entre los modos de acceso. Mientras que en el modo Básico ambas estaciones obtienen una probabilidad de que expire el tiempo de reconocimiento de aproximadamente 0,055, bajo RTS/CTS se obtiene un valor más pequeño de 0,015. Esto ocurre a pesar de que en este escenario ambos modos utilizan la misma tasa de modulación. La razón de esta diferencia es debido al tamaño de los paquetes. Naturalmente, cuanto más grande es el paquete, mayor es la probabilidad de ser descartado por interferencia y en este caso en particular, de no capturar el canal. En definitiva, el fenómeno de captura y su injusticia asociada es acentuada por el modo RTS/CTS, debido a la combinación de los efectos de una tasa de modulación (generalmente) más baja y paquetes involucrados en la colisión más pequeños.

Como se ha mencionado, el simulador ns-3 sólo puede simular una parte del efecto de captura. En efecto, a medida que aumenta la potencia de transmisión de n_2 , la probabilidad de que expire el tiempo de reconocimiento no va a cero como se espera en [57], sino que converge a un valor fijo. Sin embargo, todavía se puede observar diferencias importantes entre los *throughput* de ambas estaciones (ver Figura 4.1b). Además de que la mayoría de las colisiones se resuelvan a favor de la estación n_2 , y precisamente debido a este hecho, la mayoría del tiempo ésta opera con una ventana de contención igual a W_{\min} , resultando en intentos de transmisión más frecuentes que n_1 . Entonces se tiene dos niveles de injusticia en dos capas diferentes: la captura de capa física dirige la mayoría de las colisiones a favor de n_2 , y una mayor ventana de contención de n_1 en capa MAC disminuye su tasa de intentos de transmisión.

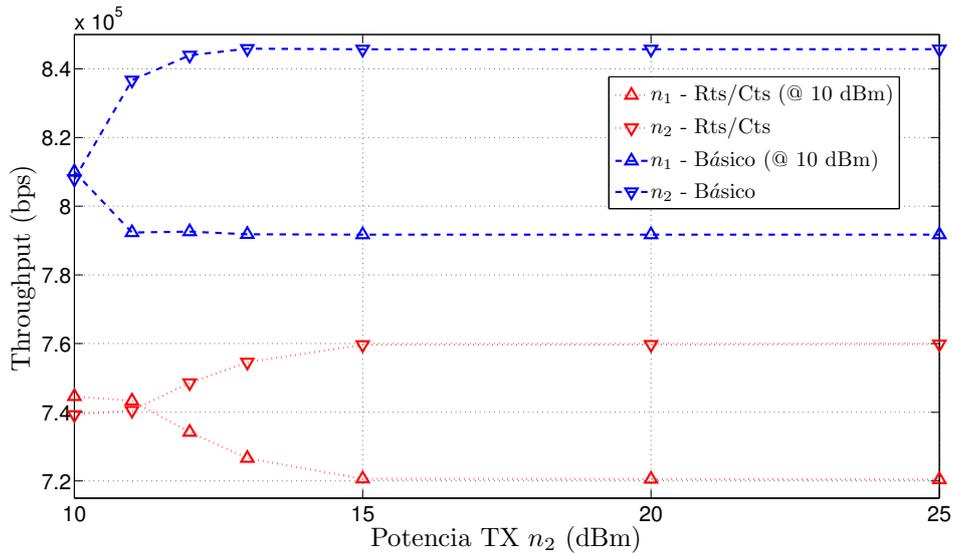
Para finalizar con el análisis de la capa MAC se discute un escenario de alguna manera más realista. Se considera 10 estaciones distribuidas aleatoriamente dentro de un círculo de radio de 50 m alrededor del AP, donde cada una satura el canal con tráfico UDP, todas transmitiendo a la misma potencia y a la misma tasa de modulación (en esta caso 11 Mbps). La Figura 4.2 muestra el *throughput* individual que obtiene cada estación en función de su potencia media recibida por el AP, para ambos modos de acceso. Se muestran los resultados de 10 corridas de simulación para cada estación.

Es importante recalcar que se ha verificado que cada estación estando sola obtiene

4.2. Efecto de la Captura en Capa Física en las Capas Superiores



(a) Probabilidad de expirar el tiempo de reconocimiento (p^*)



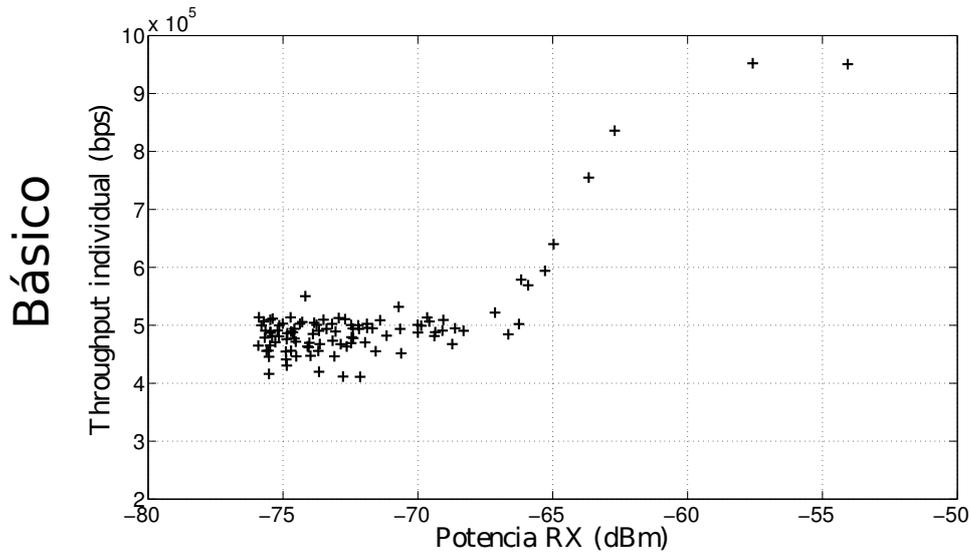
(b) *Throughput* individual

Figura 4.1: Probabilidad de expirar el tiempo de reconocimiento y *throughput* individual cuando dos estaciones están a la misma distancia del AP, una transmitiendo a 10 dBm y la otra con la potencia indicada en la coordenada x. El tráfico es UDP en sentido ascendente saturado, con tasa de 2 Mbps y se muestran los resultados para ambos método de acceso.

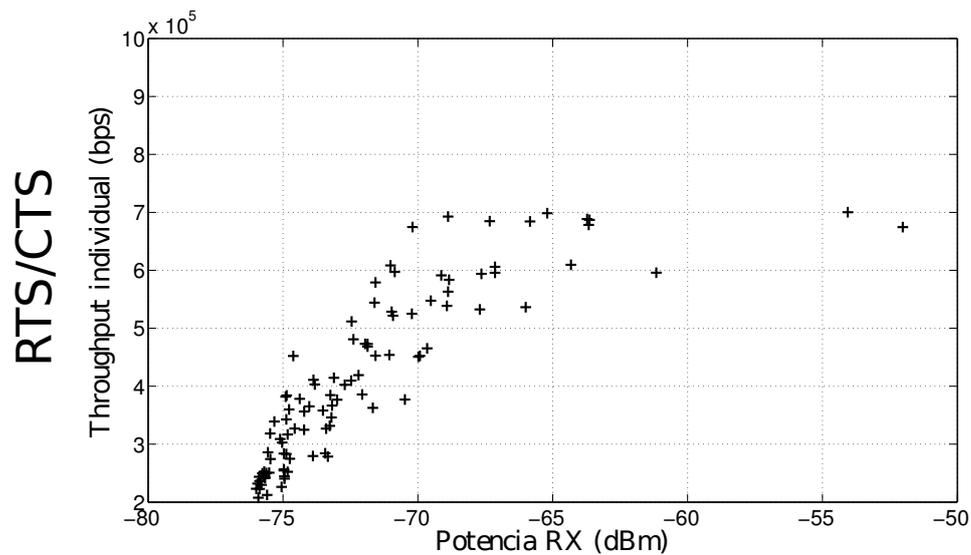
el mismo *throughput* independientemente de su distancia al AP (la corroboración se realizó hasta 100 m, para este caso la máxima distancia entre dos estaciones cualquiera). Esto significa que la diferencia de los *throughput* individuales para este escenario es debido únicamente a la captura del canal (y en particular, no a estaciones ocultas).

Naturalmente, a medida que la potencia de recepción aumenta, el *throughput* resultante incrementa, dado que esas estaciones capturan el canal con mayor facilidad durante las

Capítulo 4. Una Capa Física Más Realista: Captura Física



(a) Modo Básico



(b) Modo RTS/CTS

Figura 4.2: *Throughput* individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones distribuidas dentro de un círculo de 50 m alrededor del AP, mandan tráfico UDP en sentido ascendente en condiciones saturadas. La tasa es fija a 11 Mbps y la potencia de transmisión también es fija. Los resultados corresponden a 10 corridas diferentes.

colisiones. Además, la diferencia entre el *throughput* mínimo y máximo puede ser muy importante, en especial para el modo RTS/CTS, donde algunas estaciones con suerte obtienen más del triple *throughput* que las (no tan pocas) menos afortunadas. Finalmente, se observa que para el modo Básico, la mayoría de las estaciones obtienen un *throughput* de aproximadamente 5000 Kbps, similar al resultado obtenido sin captura de canal (cf. Figura 2.2). Esa similitud es debido a que a 11 Mbps, la diferencia de potencia para

4.2. Efecto de la Captura en Capa Física en las Capas Superiores

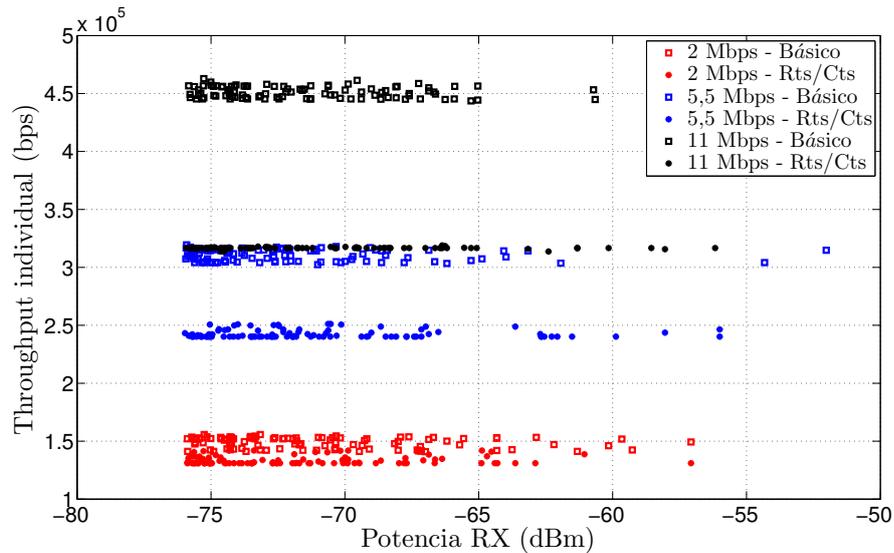


Figura 4.3: *Throughput* individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones distribuidas dentro de un círculo de 50 m alrededor del AP, descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP. La tasa es fija a 11 Mbps y la potencia de transmisión también es fija. Los resultados corresponden a 10 corridas diferentes.

capturar el canal es muy importante y los eventos de captura son menores. Por otro lado, en el modo RTS/CTS, los resultados son muy diferentes de los 400 Kbps obtenidos anteriormente (una vez más, ver Figura 2.2). Esto es, como se mencionó, debido a la tendencia de que los paquetes (más pequeños y a tasas de modulación menores) RTS capturan el canal.

4.2.2. Capa de Transporte (TCP)

Ahora se discute los efectos del fenómeno de captura sobre TCP. Como se mostró en el Capítulo 3, si todas las estaciones utilizan TCP como protocolo de capa de transporte (con tráfico ascendente y/o descendente) el número de estaciones “activas” (i.e. las que tienen un paquete en el buffer a ser enviado) en cualquier momento dado es generalmente muy pequeño. Esto resulta en una muy baja probabilidad de colisión. Por lo que es de esperar que bajo este escenario el fenómeno de captura no sea influyente, dado que simplemente no se presenta.

La Figura 4.3 verifica el análisis anterior. Esta muestra el *throughput* individual de cada estación correspondiente al mismo escenario que en la Figura 4.2; i.e. 10 estaciones distribuidos aleatoriamente dentro de un círculo de 50 m alrededor del AP. Se observa que los resultados son casi los mismos que los obtenidos cuando la captura no era permitida (cf. Fig. 3.2). Este es un buen ejemplo que muestra que extrapolar resultados de diferentes escenarios no es necesariamente correcto. De cualquier manera, un comportamiento no previsto de la capa superior niega un efecto potencialmente dañino en las capas inferiores, sin violar necesariamente la independencia de capas.

Naturalmente, se han propuestos varios modelos para predecir el *throughput* consideran-

Capítulo 4. Una Capa Física Más Realista: Captura Física

do los efectos de la captura, especialmente para el caso con UDP saturado. Ya se ha citado [55], que corrige la probabilidad de éxito y fracaso del modelo de Bianchi para incluir la posibilidad de captura. Otros trabajos existen en esta línea con diferentes niveles de complejidad (ver por ejemplo [62–64]). Sin embargo, la mayoría asume que las estaciones pueden controlar su potencia de transmisión para que la potencia que recibe el AP sea la misma para todas las estaciones. Entonces, basados en suposiciones de *fading* calculan la probabilidad de que una estación dada capture el canal. Sin embargo, el control de potencia no es una facilidad común en las tarjetas de 802.11, y aún si sí está implementado, la potencia de transmisión puede ser elegida sólo de un set de valores discretos. El único trabajo que considera explícitamente diferentes potencias de recepción y está interesado en estimar la injusticia entre las estaciones es [65]. Sin embargo, se proporciona la estimación indirectamente por lo que ellos llaman el retardo medio entre éxito de *backoff* (i.e. el número medio de slot entre dos transmisiones exitosas). Además, los efectos de la captura de canal son empañados por la presencia de múltiples tasas (y un algoritmo de adaptación de tasas no especificado). En definitiva, un modelo que analice este escenario, que por ejemplo considere un modelo realista de la captura como el que se propone en [59], es todavía un problema abierto y desafiante.

Para finalizar este capítulo, se remarca que existen algunos trabajos que se esfuerzan por minimizar esta potencial injusticia. Por ejemplo, los autores de [66] estudian la utilidad de variar algunos parámetros de la capa Física y la capa MAC, como la W_{\min} , para mitigar la diferencia entre los *throughput* individuales. Un artículo más reciente ha extendido este trabajo y propone un mecanismo para adaptar estos parámetros en tiempo real basado en algunas medidas locales [67].

Capítulo 5

Problema de Estación Oculta

En este capítulo se discute uno de los problemas más “populares” en CSMA: la estación oculta. Es claro que CSMA se apoya fuertemente en la habilidad que tiene cada estación de censar las transmisiones de todas las otras estaciones. Sin embargo, es fácil imaginar una situación donde esta suposición no es válida. La Figura 5.1 ilustra un ejemplo de este escenario. Dos estaciones transmiten a un AP, pero una pared entre ellas opaca las señales RF, resultando en que ninguna estación censa a la otra. Otro escenario se da cuando las estaciones están alrededor del AP, todas pudiendo comunicarse con él, pero las estaciones que están lejos entre si no se censan. Esta situación se puede dar por ejemplo en una residencia con un sólo AP, donde la señal de las estaciones lejanas al AP deben atravesar varias paredes para poder llegar a las estaciones del otro lado de la residencia.

Ahora se define con más formalidad este escenario. Varias estaciones están ubicadas alrededor del AP y la señal desde y hacia éste es excelente (i.e. no se experimentan pérdidas debido a errores en el canal en el intercambio con el AP). Se dice que la estación j está oculta de la estación i cuando una transmisión desde la estación j llega a la estación i con una potencia tal que el CCA de ésta responde con estado libre. En el escenario simétrico considerado hasta el momento (i.e. todas las estaciones tienen equipos equivalentes y aplican los mismos algoritmos), si la estación j está oculta de la estación i , entonces el recíproco también es cierto (la estación i está oculta de la estación j).

5.1. Disminución en el Desempeño

La consecuencia más importante para una estación que está oculta de otras estaciones, es que su transmisión es simplemente ignorada por las últimas. Hasta este momento, las colisiones podían ocurrir sólo cuando el contador de *backoff* de más de una estación llegaba a cero en el mismo tiempo de slot. Sin embargo, bajo este escenario, las colisiones pueden ocurrir en el medio de una transmisión, debido a que la trama de la estación considerada lleva tanto tiempo en ser transmitida, que el contador de *backoff* de una de sus estaciones ocultas alcanza cero antes de que se pueda terminar con la transmisión. De hecho, si todas las estaciones estuviesen ocultas entre si, CSMA se comportaría similar a un simple Aloha [68], donde las estaciones transmiten sin censar primero el canal y si el paquete no es reconocido, se retransmite un tiempo aleatorio más tarde.

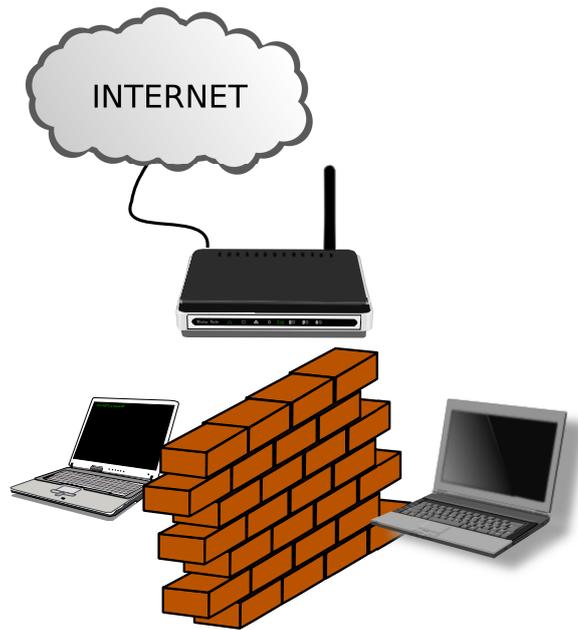


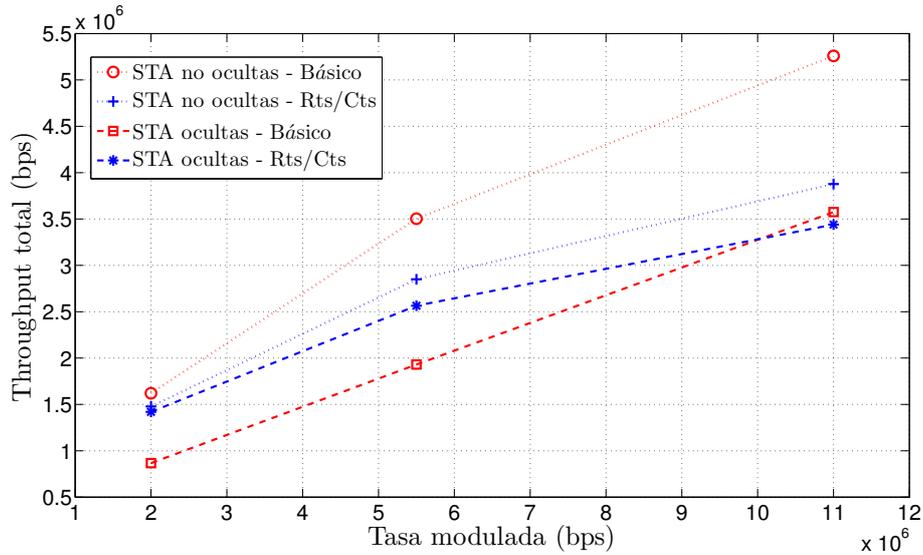
Figura 5.1: Escenario donde dos estaciones están ocultas entre ellas: aunque la comunicación con el AP es apropiada, una pared entre ellas resulta en que ninguna es capaz de censar a la otra.

La Figura 5.2 muestra los resultados para el caso más simple: sólo dos estaciones envían tráfico al AP. Se consideran distintos modos de acceso y tasas, así como si las estaciones están ocultas entre ellas como si no. Es importante resaltar que todas las simulaciones de este capítulo permiten la captura de canal. En este trabajo se considera que es contradictorio presentar un modelo de capa física más completo que incluya la posibilidad de estaciones ocultas pero ignore la captura de canal, la cual como se discutió anteriormente requiere de mucha menos diferencia de potencia para que se manifieste.

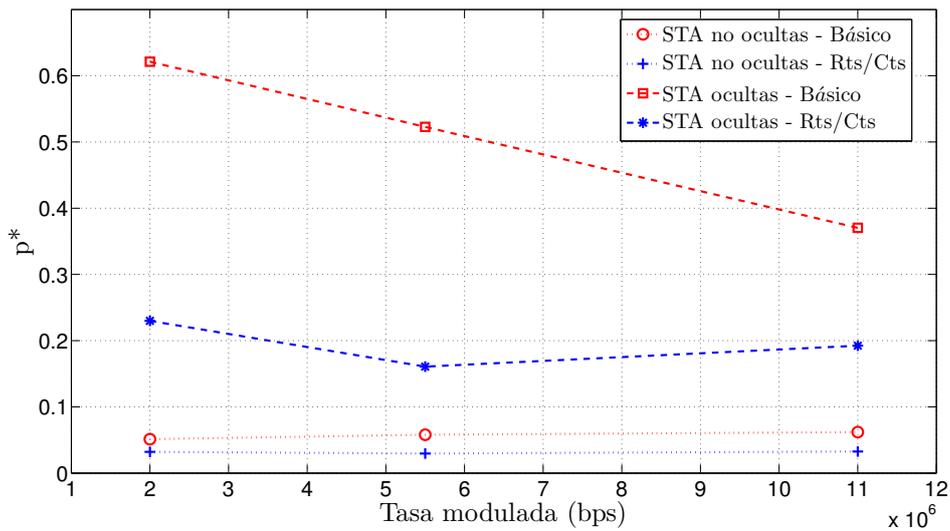
Lo primero que se ve en la Figura 5.2a es que el *throughput* del sistema es siempre menor cuando las estaciones están ocultas entre ellas que en el otro caso. Sin embargo, se observa que el impacto es mucho menor con el modo RTS/CTS que con el Básico. Esto es precisamente el fin de este modo. La idea básica es disminuir la duración en la cual una estación oculta pueda interferir inadvertidamente la transmisión llevada a cabo (el denominado *período vulnerable* [4]). El paquete RTS es más pequeño en tamaño y el paquete CTS avisa a todas las estaciones en el rango del AP (en este caso, a todas las estaciones) de la inminente transmisión, así como su duración. La transmisión del paquete (generalmente) más grande puede ocurrir luego sin colisión.

El segundo aspecto que merece atención es el hecho de que a medida que la tasa de modulación aumenta, el *throughput* saturado del modo de acceso RTS/CTS se hace comparable al obtenido por el modo Básico. Aquí dos elementos actúan en conjunto. Primero, a medida que la tasa de modulación aumenta, el período de vulnerabilidad del modo Básico decrece (en este caso el tiempo que la trama está en el aire). Esto es claro en la Figura 5.2b, donde se muestra el cociente entre el número de transmisiones y los eventos de expiración de tiempo de ACK. Se observa que cuando la tasa de modulación aumenta, esta relación decrementa. Esto es a pesar del hecho de que el fenómeno de captura sea

5.1. Disminución en el Desempeño



(a) *Throughput saturado.*



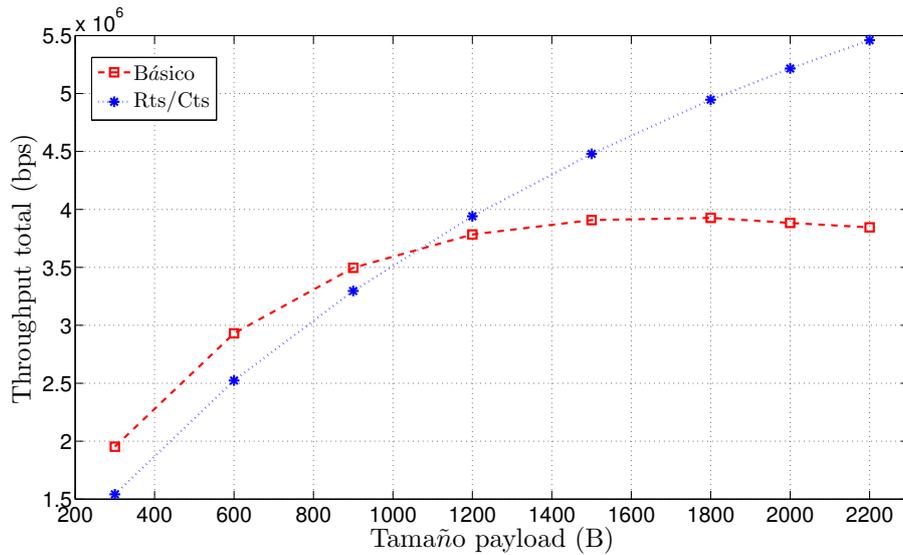
(b) Probabilidad de expirar el tiempo de reconocimiento (p^*).

Figura 5.2: Resultados correspondientes a dos estaciones con tráfico UDP hacia el AP en condiciones saturadas, para diferentes tasas de modulación. Se incluye el caso en que las estaciones están ocultas y en el que se “ven”.

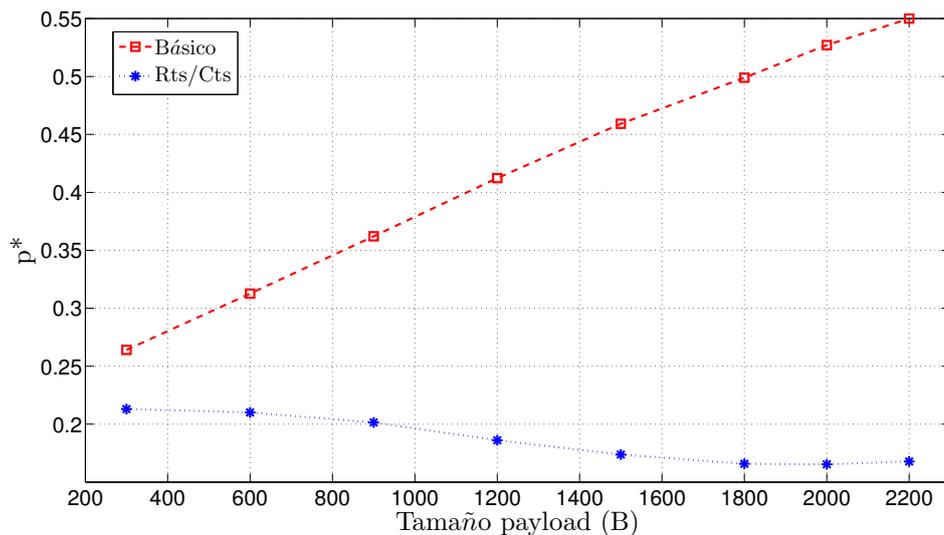
más raro a medida que la tasa aumenta. El segundo aspecto que entra en juego es que la sobrecarga introducida por el mecanismo de cuatro vías en el modo RTS/CTS se convierte relativamente más importante a medida que la tasa de modulación aumenta. La sobrecarga es tal que, aunque la probabilidad de tiempo expirado de ACK es casi el doble para el modo Básico que el RTS/CTS, el *throughput* en ambos casos es muy similar.

Se ha mencionado que el período de vulnerabilidad es un factor muy importante en este escenario y cómo el modo de acceso RTS/CTS puede minimizarlo. La Figura 5.3 ilustra este hecho. En esta se muestra los resultados obtenidos en el mismo escenario que

Capítulo 5. Problema de Estación Oculta



(a) *Throughput* saturado.



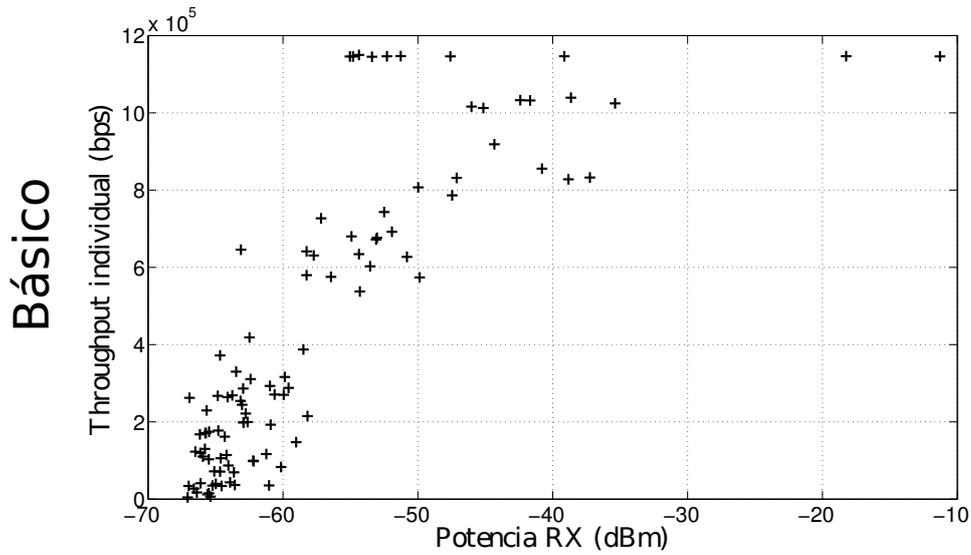
(b) Probabilidad de expirar el tiempo de reconocimiento (p^*).

Figura 5.3: Resultados correspondientes a dos estaciones ocultas entre ellas con tráfico UDP hacia el AP en condiciones saturadas, con diferente carga útil. La tasa de modulación está fija a 11 Mbps.

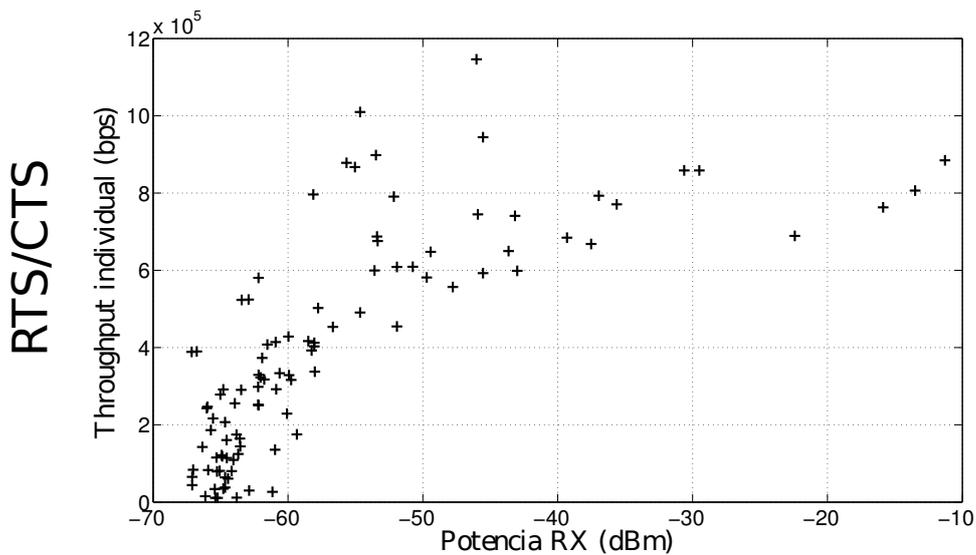
antes (i.e. dos estaciones ocultas entre ellas con tráfico UDP ascendente en condiciones saturadas), aunque en este caso se varía la carga útil de cada estación.

Como se discute en la Sección 2.3.2, en el contexto de Bianchi, donde las estaciones no están ocultas entre ellas y las tramas no se pierden excepto por colisiones, el *throughput* es lineal con el tamaño de las tramas, y la probabilidad de colisión es independiente del tamaño de las tramas. Esto es precisamente el caso para RTS/CTS bajo este escenario, porque su período de vulnerabilidad es independiente del tamaño de la carga. Por otro lado, para el modo Básico el período de vulnerabilidad es casi proporcional al tamaño de la

5.1. Disminución en el Desempeño



(a) Modo de acceso Básico.



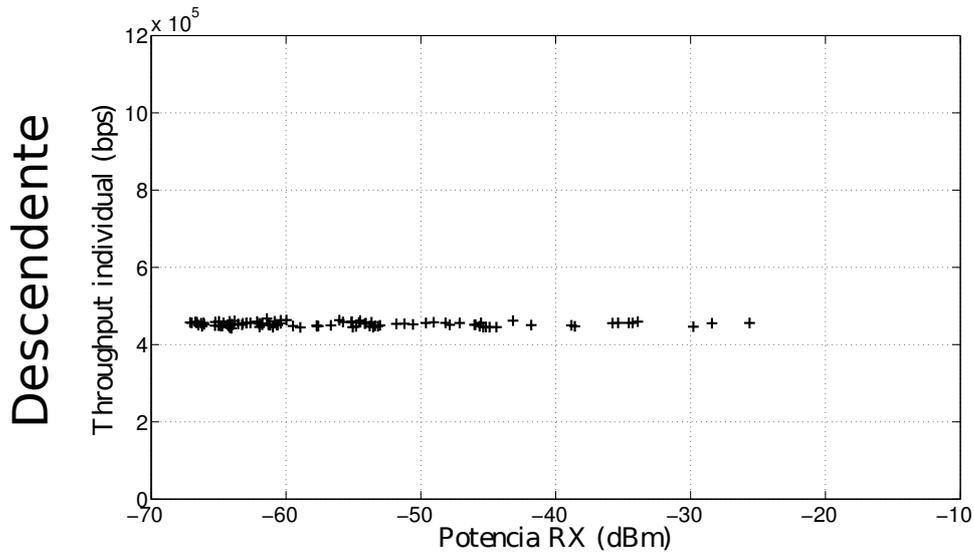
(b) Modo de acceso RTS/CTS.

Figura 5.4: *Throughput* individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m y centro el AP, enviando tráfico UDP ascendente en condiciones saturadas. La tasa de datos es fija a 11 Mbps y las estaciones que están separadas más de 60 m están ocultas entre ellas. Los resultados corresponden a 10 corridas de simulación.

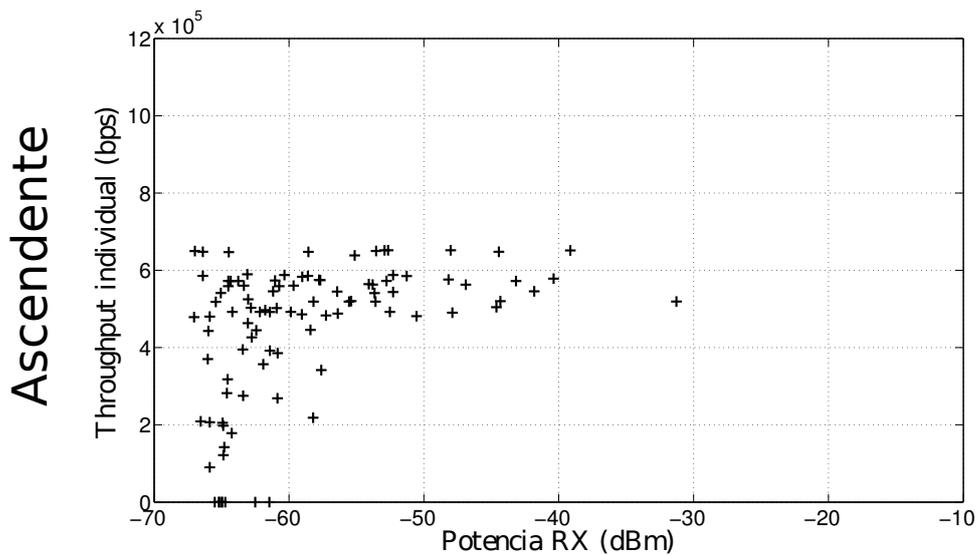
carga. Como se muestra en la Figura 5.3b, esto resulta en una probabilidad de expiración de tiempo ACK que aumenta con el tamaño de la carga, y un *throughput* saturado que no es estrictamente creciente con el tamaño de la carga.

Para finalizar con esta sección, se considera el escenario donde algunas estaciones están ocultas entre ellas, mientras que otras son visibles a todas. Como se mencionó, esta situación se puede dar en un ambiente interior, con condiciones de propagación pobres,

Capítulo 5. Problema de Estación Oculta



(a) Tráfico TCP descendente.



(b) Tráfico TCP ascendente.

Figura 5.5: *Throughput* individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m y centro el AP, enviando tráfico TCP ascendente y descendente. La tasa de datos es fija a 11 Mbps y las estaciones que están separadas más de 60 m están ocultas entre ellas. Los resultados corresponden a 10 corridas de simulación.

donde aquellas estaciones lejos del AP pueden estar ocultas entre ellas, pero aquellas cerca de AP pueden “escuchar” a todas las transmisiones (y por lo tanto son “escuchadas” por todas las estaciones).

En particular, y similar a lo realizado en la Figura 4.2, se ubican aleatoriamente 10 estaciones dentro de un círculo de radio 50 m con el AP en el centro. Sin embargo, esta vez la pérdida de camino es tal que las estaciones que están separadas más de 60 metros están

5.1. Disminución en el Desempeño

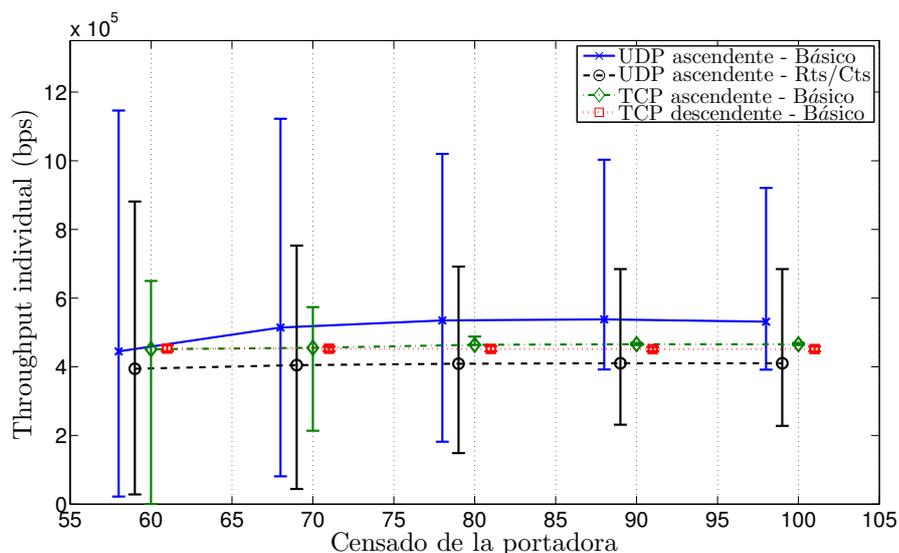


Figura 5.6: Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m alrededor del AP. El *throughput* individual en función del censado de la portadora para todos los escenarios considerados hasta el momento. Los resultados correspondientes a la media y los cuantiles de 0,95 y 0,05 del *throughput* individual obtenido por todas las estaciones.

ocultas entre ellas (aunque se ha verificado que cada estación es capaz de comunicarse perfectamente con el AP si estuviese sola, independientemente de su posición dentro del círculo).¹ Los resultados para ambos modos de acceso (con una tasa de modulación fija de 11 Mbps) se muestra en la Figura 5.4. Cada punto corresponde al *throughput* obtenido para cada estación en cada una de las 10 corridas de simulación.

Los resultados correspondientes al modo de acceso Básico (Figura 5.4a) son totalmente contrarios a los obtenidos cuando no hay estaciones ocultas (Figura 4.2a). Mientras que antes se obtiene que la mayoría de las estaciones adquieren aproximadamente 500 Kbps, ahora el nivel de injusticia es muy importante. Las estaciones cercanas del AP pueden perder un paquete sólo si el contador de *backoff* llega a cero en simultaneo con el de otra estación. Aún en tal caso, el AP puede responder con un ACK si la estación en cuestión captura el canal, un evento muy probable si por ejemplo la estación competidora es una de las ubicadas lejos del AP. Por otro lado, las estaciones lejanas al AP también pueden perder paquetes si una estación oculta interrumpe su transmisión. Esta asimetría en la pérdida de paquete resulta en que algunas estaciones obtienen casi ningún *throughput*, mientras que las otras estaciones más afortunadas se llevan un *throughput* de 1200 Kbps aproximadamente.

La injusticia es todavía muy importante cuando se utiliza el modo RTS/CTS (Figura 5.4b). Además del fenómeno de captura que se observó y discutió antes (ver Figura 4.2b), la presencia de estaciones ocultas para aquellas lejanas al AP, resultan en que estas estaciones obtienen un *throughput* cercano a cero. Aquellas cercanas al AP obtienen un

¹Más en particular, se utilizó el modelo de ns-3 *ThreeLogDistancePropagationLossModel* con los parámetros *Distance0*, *Distance1*, *ReferenceLoss*, *Exponent0* y *Exponent1* igual a 1, d , 2, 4.9 y α respectivamente (donde d varía linealmente de 50 a 100 y α de 24 a 13).

Capítulo 5. Problema de Estación Oculta

throughput de 8000 Kbps aproximadamente, menor al obtenido con el modo Básico, principalmente debido a su sobrecarga. Los resultados de las simulaciones recién presentadas indican que el modo de acceso RTS/CTS está lejos de aliviar las consecuencias en el desempeño generadas por las estaciones ocultas.

Ahora se considera brevemente el caso con tráfico TCP. En la Figura 5.5 se muestran los mismos resultados que antes, correspondientes ahora a este protocolo de transporte, para tráfico ascendente y descendente (se omiten para RTS/CTS dado que se obtiene resultados similares). Además, en la Figura 5.6 se compara todos los escenarios considerados hasta el momento, y se muestra además el efecto del censado (i.e. a que distancia las estaciones están ocultas entre ellas), el cual estaba fijado a 60 m hasta el momento. En particular, la figura muestra la media y los cuantiles de 0,95 y 0,05 del *throughput* individual obtenido por todas las estaciones.

Una vez más, los resultados para TCP son notoriamente buenos, en especial para el tráfico de bajada donde no se visualiza injusticia (Figura 5.5a y los cuadrados en la Figura 5.6). La razón detrás de este excelente desempeño es la misma que antes: TCP opera de tal manera, que las estaciones que en realidad están compitiendo por el medio para un momento dado son muy pocas, y por ello ocurren pocas colisiones. Cuando los paquetes generados por las estaciones son los pequeños reconocimientos de TCP (y por lo tanto el período de vulnerabilidad es chico), son raras las colisiones entre estaciones ocultas. Sin embargo, cuando las estaciones envían paquetes de datos grandes, aumenta la posibilidad de colisión y se obtiene que algunas pocas estaciones obtienen un *throughput* casi nulo (Figura 5.5b y los diamantes en la Figura 5.6). Sin embargo, esto es cierto sólo si la mayoría de las estaciones están ocultas entre ellas. Con un censado de portadora de sólo 70 m, estos efectos negativos son mucho menos visibles. Finalmente, se observa que no se obtiene ningún beneficio real con el modo RTS/CTS en el rango completo del censado de portadora considerado.

5.2. Estudios Previos

Como se ha mencionado, este escenario ha sido identificado tempranamente como uno problemático. En particular, Tobagi y Kleinrock lo analizaron en el contexto de su para entonces nueva propuesta de CSMA [69]. Para disminuirlo, propusieron el mecanismo llamado *Busy Tone Multiple-Access* (BTMA), donde siempre que una estación censa una transmisión en curso, manda un tono de ocupado sobre un canal de señalización independiente.

Sin embargo, BTMA no fue ampliamente adoptado como solución del problema de terminal oculta debido a que la mayoría consideró que la dedicación permanente de una porción del canal (aunque pequeño) para señalización era mucho desperdicio (aunque luego se propusieron algunos refinamientos de BTMA, ejemplo [70]). En su lugar, se prefirieron soluciones “en banda” para este problema. En particular, el modo RTS/CTS fue propuesto en [71], y extendido luego en [72].

Ya se han discutido algunas deficiencias del modo RTS/CTS aún en los escenarios WLAN aquí considerados, y otros más surgen en el contexto de redes ad-hoc (especialmente en las móviles, como las redes vehiculares). Por tal motivo varios trabajos se han

5.2. Estudios Previos

esforzado en mejorarlo o en remplazarlo (ver por ejemplo [73–76], por nombrar algunos). En lugar de modificar la capa MAC, algunos trabajos han estudiado métodos que permiten al receptor decodificar tramas colisionadas cuando éstas arriban con un tiempo de offset relativamente significativo como lo es en este caso (ejemplo [77, 78]).

Un enfoque que ha tenido poca atención en la literatura, es el de forzar al sistema a que opere en un régimen donde el número de estaciones que efectivamente compitan por el canal se mantenga bajo. De esta manera, las colisiones serían pocas y los efectos negativos de las estaciones ocultas (así como todos los problemas que derivan en colisiones, como el fenómeno de captura y los recursos desperdiciados) se minimizarían. Se ha mostrado como TCP indirectamente conduce al sistema a tal comportamiento. Estudios adicionales en esta dirección serían interesantes.

Ahora se vuelca la atención a los esfuerzos de modelar este fenómeno. Además de presentar el problema, [69] también estudia analíticamente el desempeño de CSMA en presencia de terminales ocultas. Para este fin, proponen un grafo, donde un borde entre el nodo i y el nodo j indica “visibilidad” entre ellos, y su ausencia que están ocultos. Este análisis y todas sus extensiones (ejemplo [79, 80]), son sin embargo no aplicables directamente para este caso, dado que pertenece a un algoritmo CSMA general y no considera ninguna de las particularidades de DCF.

Un enfoque similar fue tomado por otros autores para el caso de 802.11 bajo este escenario. Por ejemplo, los autores de [81, 82] también consideran un modelo donde las estaciones se pueden “ver” o no entre ellas si están más cerca de cierto *carrier range* (lo cual se puede ver como una manera de construir el grafo mencionado anteriormente). Sin embargo, se consideran además otros dos rangos: el rango de transmisión y el de interferencia. El primero es la máxima distancia a la cual dos estaciones se pueden comunicar sin error en ausencia de otras comunicaciones. El segundo es la distancia a la cual una transmisión de una estación interferente puede interferir al receptor.

Aunque el modelo anterior, basado en la relación uno-a-uno entre los nodos, simplifica el análisis y es de alguna manera popular (ver por ejemplo [83] para un trabajo basado en estos umbrales, donde se estudia WLANs en particular), no es la mejor manera de proceder. En realidad, dependiendo del modo CCA en uso, un nodo puede juzgar al canal como ocupado en base a la *suma* de todas las señales detectadas y no a la señal individual de una estación. Además, el rango de interferencia carece de cualquier significado real, dado que otra vez la interferencia es la suma de todas las transmisiones actuales menos la de interés. Finalmente, se resalta que, como se analiza en [84], este modelo muy simplificado puede llevar a resultados contradictorios cuando se los compara con modelos más reales.

Naturalmente, se han propuestos extensiones al modelo de Bianchi para este escenario (por ejemplo [85–87]). Sin embargo, como se discutió en [88], la duración variable de un tiempo de slot, central en el análisis de Bianchi, es ambigua para este caso, donde se pierde la coordinación entre estaciones ocultas entre ellas. Además, los autores de [89] muestran que la probabilidad de colisión no es independiente del estado de *backoff* para este caso. Esto invalida la fórmula resultante de la cadena de markov y por lo tanto todo el análisis basado en esto. Los autores de [89] consideran un escenario simple donde sólo dos estaciones están presentes en la WLAN, construyen una cadena de markov alternativa y calculan el *throughput* total. Luego generalizan el modelo considerando un número

Capítulo 5. Problema de Estación Oculta

arbitrario de estaciones, lo cual les permite calcular el *throughput* individual de las estaciones. Sin embargo, la decisión de que una estación cense el canal como ocupado o no está basado en la relación uno-a-uno entre ellos.

Además, se recalca que todos estos modelos ignoran el efecto del fenómeno de captura. Por ejemplo, en el caso del modo de acceso RTS/CTS, con la trama RTS modulada a 2 Mbps, una diferencia en tal sólo 2 dBm resulta en que una de las tramas colisionadas captura el canal. Considerar que la pérdida de camino es tal que dos estaciones, que están en el rango del AP, sufren pérdidas de decenas de dB entre ellas, pero que su señal llega al AP con casi la misma potencia, parece un tanto contradictorio. Según nuestro conocimiento, no existe un modelo que considere los efectos de las estaciones ocultas y la captura del canal.

Capítulo 6

Nuevas Enmiendas

En este capítulo se presentan las versiones del estándar para obtener calidad de servicio (802.11 e) y para lograr mayor ancho de banda (802.11 n, ac y ad). Además se explica como varios de los modelos discutidos anteriormente siguen siendo válidos o las modificaciones necesarias que hay que hacerles. También se discute como ciertas características de estas versiones pueden ser utilizadas para contrarrestar algunas de las desventajas analizadas en los capítulos anteriores.

6.1. MAC con Calidad de Servicio: 802.11e

En esta sección se discute brevemente 802.11e (i.e. Enhanced Distributed Channel Access, EDCA), su desempeño y los modelos presentados en la literatura. Naturalmente, este esquema ha atraído la atención de muchas investigaciones desde el inicio. Por ejemplo, uno de los primeros artículos en estudiar el desempeño de EDCA fue publicado en 2001 [90]. La pregunta más natural es cómo influyen en el desempeño los parámetros mencionados en la Sección 1.2.2. Los efectos de un TXOP grande son relativamente fácil de entender, por lo menos en el escenario de condiciones saturadas. Una discusión muy interesante de los efectos sobre la priorización y el desempeño global de los otros dos parámetros son presentados en [91]. En el artículo se demuestra la superioridad de la diferenciación de AIFS debido a que entre otras razones, es importante el número de tiempos de slot desperdiciados en las colisiones cuando varios ACs con W_{\min} pequeñas compiten por el canal.

Con respecto a los modelos propuestos sobre el mecanismo MAC, se realizaron rápidamente extensiones al modelo de Bianchi. Por ejemplo [92] (el cual llega a conclusiones similares que [91] con respecto a la utilidad de los mecanismos de diferenciación de AIFS y W_{\min}) o las extensiones a [13] para este caso presentadas en [93].

Aunque los primeros experimentos que utilizaron este estándar reconocieron su habilidad en diferenciar tráfico, también identificaron la necesidad de un esquema de control de acceso si querían que la calidad de servicio estuviese garantizada [94]. En consecuencia, muchos de estos esquemas fueron propuestos en la literatura. En [95, 96] se puede consultar una visión general de los mismos.

Otro aspecto importante de EDCA que no se ha mencionado hasta ahora, es cuáles

Capítulo 6. Nuevas Enmiendas

son los valores específicos de AIFSN, TXOP, W_{\min} y W_{\max} para cada AC. El estándar sólo indica la existencia de cuatro AC diferentes y sugiere valores por defecto para cada uno. Sin embargo, éstos pueden cambiar sobre la marcha y esta habilidad ha atraído el interés de muchos investigadores. Una discusión reciente sobre este tema se ofrece en [97, 98].

Sin embargo, y a pesar de todos los esfuerzos de investigación dedicados, como se mencionó en la Sección 1.2.2, el uso de EDCA ha sido muy limitado. Esto responde principalmente a tres hechos. Primero, la alianza Wi-Fi sólo provee certificación de pruebas a sus propias especificaciones *Wi-Fi Multimedia* (WMM), basadas en un subconjunto de funciones del borrador 6 de 802.11e. En este sentido, es interesante resaltar que, dado que la versión final de 802.11e y WMM difieren, un grupo fue formado para adaptar 802.11e a WMM, que fue disuelto al poco tiempo [99].

La segunda razón detrás del poco uso de 802.11e (o aún WMM) es la decisión de qué tramas son asignadas a cada AC. Esto depende de la aplicación específica, la cual por ejemplo puede marcar todos los paquetes con etiqueta de prioridad 802.1D [100], y la conversión correspondiente al AC está definida en el estándar 802.11e (o se realiza automáticamente por los APs WMM). Sin embargo, tales marcas son raramente realizadas por los dispositivos o aplicaciones multimedia. Por ejemplo, se puede consultar [101] por un reporte de las frustraciones de un usuario al tratar de utilizar WMM en una red doméstica.

Le tercer y última razón viene del hecho de que la inter-operabilidad total no está garantizada aún en equipos certificados [102]. En tal caso, las estaciones que generan tráfico de la misma AC pueden priorizar uno con respecto al otro no intencionalmente. Por ejemplo, los autores de [103] reportan sobre el uso de tarjetas 802.11e construidas por diferentes vendedores. Los resultados indican que la priorización toma lugar (o no) dependiendo de la tarjeta que manda el tráfico con mayor prioridad. Esto es además de la priorización implícita dada por la capa física cuando se manifiesta el fenómeno de captura.

6.2. Wi-Fi de Alto Throughput: 802.11n

En esta sección se discute 802.11n con más detalle. Primero, se describen las principales diferencias introducidas en esta enmienda. Luego, se discute como se puede adaptar los resultados presentados hasta el momento a la nueva enmienda.

6.2.1. 40 MHz de Ancho de Banda

La idea básica detrás de duplicar el ancho de banda es que, en principio, se duplica la tasa (una estimación más precisa se puede consultar en [104]). Sin embargo, este método aparentemente sencillo tiene su costo asociado. Por ejemplo, en la banda de 2,4 GHz, donde hay sólo 3 canales de 20 MHz que no se solapan (en cambio en la banda de 5,8 GHz hay doce canales que no se solapan), no se puede despreciar la interferencia desde otras WLANs y pueden tener un impacto muy importante en el *throughput* obtenido [105, 106].

Además, los receptores con el doble de ancho de banda capturan el doble de ruido, y dado que la potencia total transmitida es la misma, la SNR se reduce en 3 dB. Esto

6.2. Wi-Fi de Alto Throughput: 802.11n

puede ser importante especialmente en la banda de 2,4 GHz, la cual es compartida con teléfonos inalámbricos, microondas o *bluetooth*.

Por esto, debe quedar claro que 802.11n debería usarse en la banda de 5,8 GHz y que no hay una respuesta simple a la decisión de usar un ancho de banda de 40 MHz o de 20 MHz. En [107, 108] se realiza un estudio en profundidad sobre esta elección.

6.2.2. MIMO

Como se demuestra por ejemplo en [109], la tecnología MIMO introducida en 802.11n es beneficiosa bajo todas las circunstancias comparada con la tradicional SISO (*Single Input Single Output*), utilizada en los dispositivos con las versiones a/b/g. En 802.11n se puede utilizar hasta cuatro antenas en el transmisor y receptor, resultando en hasta cuatro flujos espaciales. Sin embargo, éstos pueden ser empleados en transmitir varios flujos diferentes (i.e. multiplexado espacial) o varios flujos redundantes (i.e. diversidad espacial). Naturalmente, aunque el primero es capaz de obtener tasas de datos mayores, el segundo es más robusto frente a interferencias y existe un compromiso entre ambos beneficios [110]. Además, la diversidad espacial requiere un medio de propagación donde las muestras obtenidas en las distintas dimensiones espaciales sean en realidad independientes. Esto significa que, aún con una excelente SNR, no se podrá alcanzar la tasa más alta [106].

Elegir la tasa de datos apropiada (de las 128 disponibles) no es una tarea sencilla. Especialmente sabiendo que una misma tasa (o una muy similar) se puede obtener con más de una combinación del esquema de codificación y modulación (MCS, *Modulation and Coding Scheme*) y el número de flujos espaciales. Por ejemplo, bajo el intervalo de guarda de 800 ns y canal de 40 GHz, se puede obtener 108 Mbps utilizando un sólo flujo espacial en combinación con 64-QAM y una tasa de codificación de $2/3$, o dos flujos espaciales diferentes con 16-QAM y tasa de codificación de $1/2$. Naturalmente, en el primer caso la transmisión operara bajo el régimen de diversidad espacial si el transmisor y el receptor tienen más de una antena.

La observación anterior significa que tasas más bajas no resultan necesariamente en esquemas de transmisión más robustos, rompiendo el supuesto que subyace en la mayoría de los algoritmos de selección de tasas (como ARF, que se discutió en la Sección 2.2). Como se presenta por ejemplo en [111, 112], un algoritmo correctamente diseñado debe explorar ambas dimensiones: MCS y el número de flujos espaciales.

6.2.3. Agrupación de Tramas

Aunque es una idea simple, la agrupación posee varias preguntas fundamentales. Por ejemplo, el estándar asume que cada sub-trama en una A-MPDU o A-MSDU deben corresponder a un paquete de capas superiores (ejemplo TCP). Además, un esquema simple podría ser formar una A-MPDU o A-MSDU cuando se alcanza un cierto tamaño o expira un tiempo. Pero, ¿son estas decisiones óptimas en algún sentido?

Los autores de [113] presentan un estudio muy interesante de agrupamiento de tramas y proveen respuestas a muchas de las preguntas que se han realizado. En unas pocas palabras, ellos concluyen que una A-MPDU es una buena estrategia de agrupamiento,

Capítulo 6. Nuevas Enmiendas

mayormente debido a su capacidad de retransmisiones selectivas (un resultado no sorprendente, discutido por ejemplo en [114]). Sin embargo, también muestran que se debe implementar dos facilidades para explotar por completo una A-MPDU: una estrategia de fragmentación bien diseñada y el mecanismo llamado *zero-waiting* (i.e. acumular paquetes sólo hasta que la capa MAC obtenga una oportunidad de transmitir).

6.2.4. Extrapolar Resultados a 802.11n

Ahora se discute brevemente como virtualmente todo lo que se presentó en los capítulos anteriores, en su mayoría perteneciente a 802.11 a/b/g, es aún válido para 802.11n. Para empezar, es claro que el modelo de Bianchi se aplica perfectamente al nuevo estándar. Son necesarias modificaciones relativamente pequeñas para incluir las nuevas características de la capa MAC (ver por ejemplo [113]).

La clave de esta simple adaptación del modelo de Bianchi es que la operación básica de DCF no ha cambiado. Esto significa que algunos de sus aspectos negativos todavía están presentes. Notablemente, la anomalía en el desempeño discutida en la Sección. 2.3.1, derivado de la equidad de oportunidades de acceso impuesta por DCF, todavía se manifiesta [115]. Sin embargo, las nuevas características incluidas en el estándar, en particular la agrupación, puede ser utilizada para controlar en cierto grado esta degradación en el desempeño (ver por ejemplo [105, 116]). Desde la industria, varios fabricantes ofrecen una opción denominada *AirTime Fairness*, una herramienta que permite otorgar el mismo tiempo en el canal al tráfico de cada estación. Sin embargo, esta solución no está estandarizada y su implementación es cerrada y depende de cada proveedor.

Por otro lado, TCP todavía tiene un desempeño muy bueno, aún más cuando el agregado está habilitado en el AP y en las estaciones [116]. Para mostrar porqué la agrupación en ambos sentidos es necesaria, se considera el caso de una estación descargando un archivo. Si el agrupamiento sólo se habilita en el AP, las estaciones sólo podrán contestar con un único reconocimiento por oportunidad de acceso.

Naturalmente, sigue presente el fenómeno de captura de canal (cf. Capítulo 4) y el problema de terminal oculta (cf. Capítulo 5). Con respecto al último, el tamaño más largo de las tramas resulta en un mayor período de vulnerabilidad (y por lo tanto más colisiones) si no se utiliza el mayor esquema de codificación y modulación. Sin embargo, si la trama que colisiona llega en el medio de una transmisión de una A-MPDU, es probable que se reciba correctamente parte de la A-MPDU y se envíe un reconocimiento *BlockAck* de las primeras sub-tramas. Esto podría ser utilizado para detectar estaciones ocultas, como se discute en [117].

Todavía no se ha presentado un estudio exhaustivo de los beneficios de las nuevas características de 802.11n en el contexto de terminal oculta. Similarmente, no se han reportado efectos de MIMO bajo el fenómeno de captura. Sin embargo, a primera vista se tiende a creer que utilizando las tasas más altas, la captura no ocurre, aunque el uso de esquemas de codificación robustas (como STBC) puede probar lo contrario.

6.3. Más Extensiones de Tasas

Una vez logrado el objetivo de 100 Mbps de *throughput* a nivel de capa MAC, es natural querer alcanzar Gigabit WLAN. En el 2008 se crearon dos grupos para buscar tal resultado: 802.11ac y 802.11ad, correspondientes a las bandas por debajo de 6GHz y la de 60 GHz respectivamente.

En fin, la nueva enmienda sigue la línea de 802.11n, en el sentido en que el nuevo ancho de banda es ahora tan grande como 80 o 160 MHz, se soporta 256 QAM, así como 8×8 MIMO permite hasta ocho flujos espaciales (resultando en un *throughput* máximo de 6,9 Gbps). Además, las A-MSDU y A-MPDU pueden ser aún más grandes que antes [118].

Sin embargo, la principal novedad en esta enmienda es el uso del llamado *Downlink Multi-User MIMO* (DL MU-MIMO). En resumen, esta es una técnica en la cual diferentes flujos espaciales pueden ser enviados a diferentes receptores. Si en el AP se presentan hasta ocho antenas, esta característica es particularmente atractiva para comunicaciones con dispositivos que por diferentes razones (ejemplo costo o espacio) no pueden incluir tantas antenas. En tal caso, DL MU-MIMO le permite al AP multiplexar los flujos. En [119] se puede consultar una introducción de este asunto, o en [120] por un estudio sobre los beneficios que este esquema trae a CSMA.

Por otro lado, el proceso de estandarización de 802.11ad ha culminado al final de 2012 [121]. El objetivo básico de esta enmienda es tomar ventaja de la banda relativamente sub-utilizada y no licenciada de 60 GHz. Además de presentar poca interferencia, tiene mayor ancho de banda que las de 2,4 y 5,8 GHz y por lo tanto permite canales más anchos. Sin embargo, a esta frecuencia tan alta se presenta la desventaja de tener una pérdida de camino mucho mayor (debido a áreas efectivas de antenas más pequeñas, absorciones atmosféricas y pérdidas mayores por los materiales de los edificios), por lo que requieren de antenas más directivas. Tales características han hecho a esta banda mayormente atractiva para reemplazar las interfaces digitales cableadas (e.g. HDMI). Un ejemplo del esfuerzo industrial en este sentido es la especificación *WirelessHD* [122] (primer versión publicada en 2008).

Por más información se puede consultar el estudio reciente [123] para más referencias respecto a estos dos estándares. Finalmente, se recalca que este aumento en el orden de magnitud de la tasa de datos ha provocado el interés en un algoritmo de capa MAC más eficiente. Ejemplos de artículos recientes en este sentido incluyen [124–127].

6.4. Otros Escenarios

Aunque hasta el momento este trabajo se ha limitado al caso de un sólo AP, hay otros escenarios igualmente importantes que deben ser mencionados.

La extensión más clara es el caso de múltiples AP, donde la interferencia y el *handover* cumplen un papel importante en el desempeño del acceso a la red. Además, no es raro que todas las terminales estén equipadas con varias tecnologías de radio (e.g. la mayoría de los *smartphones* incluyen acceso por WiFi y red celular). En consecuencia, hay investigaciones e interés por parte de la industria en habilitar el *handover* inter-tecnología. Ejemplos de estos esfuerzos incluyen las arquitecturas Interworking Wireless

Capítulo 6. Nuevas Enmiendas

LAN (I-WLAN) [128], Generic Access Network (GAN) [129] y Media Independent Handover (MIH) [130]. En [131] se puede consultar una introducción al estándar y en [132] se discute una categorización de todas estas arquitecturas.

Es importante recalcar que ninguna de estas arquitecturas incluyen definiciones con respecto a la decisión de cuándo se selecciona una tecnología o cuándo el *handover* se realiza correctamente. Naturalmente, existen propuestas para ello, de las cuales se puede consultar un recopilado en [133, 134]. Además, se puede consultar [135] y sus referencias para técnicas de evaluación analíticas del desempeño de estos mecanismos de *handover*. Cabe mencionar la situación en que distintos operadores manejen las diferentes tecnologías, y el problema de compartir los ingresos [136]

Siguiendo un paso más, están las redes ad-hoc, en donde se elimina el funcionamiento del AP y todos los nodos pueden comunicarse con todos (que estén dentro de su rango). En el siguiente capítulo se analiza brevemente el desempeño de este tipo de redes.

Para concluir esta sección, se comenta el 802.11af WG, formado en 2009, y encargado de adaptar 802.11 para operar en el llamado *TV White Spaces* (TVWS). Desde que la FCC dejó sin licencia el uso de varias bandas correspondientes a los canales de televisión en 2008 [137], se han realizado varios esfuerzos para diseñar un sistema de comunicación que cumpla con las restricciones requeridas por la regulación (e.g. menos de -100dBm de sensibilidad en detectar a los usuarios primarios) [138].

Como es usual, la IEEE no es una excepción, y ha creado el 802.11af SG y 802.22 WG. En particular, el primero se concentra en redes de áreas regional inalámbricas (WRAN), y ya ha publicado su estándar [139]. Podría decirse que la principal dificultad para estos sistemas es desarrollar las capacidades cognitivas [140] requeridas para su operación. En este sentido, la conjunción de las redes cognitivas (ver por ejemplo [141]) y las WLAN promete una área de investigación interesante y fructífera.

Capítulo 7

Redes Ad-Hoc

Aunque las redes WLAN son las más utilizadas para dar acceso a Internet, éstas pueden no ser convenientes bajo algunas situaciones. En ambientes dinámicos, como por ejemplo en situaciones de emergencias, las redes ad-hoc pueden ser más adecuadas.

Como se menciona en el Capítulo 5, todavía no se ha llegado a una estimación exacta del *throughput* cuando se considera el problema de estación oculta. Aún más complejo es el escenario de las redes ad-hoc, por lo que hasta el momento sólo se han podido llegar a resultados utilizando algunas aproximaciones. En este capítulo se discute el problema de estimar el desempeño en redes ad-hoc de tamaño grande y se presenta una herramienta para analizarlo.

Una de las aproximaciones más comunes es trabajar con una versión sloteada de DCF. Es decir, que el tiempo se divide en slots de duración T_s , que a su vez se divide en dos períodos: el llamado período de contención (T_c) y el período de transmisión (T_t). Durante el primer tiempo, todos los nodos tienen un paquete listo para ser enviado y eligen aleatoriamente un tiempo entre 0 y T_c . Cuando llega ese tiempo, el nodo correspondiente verifica que el canal está libre (por el mecanismo CCA o NAV, es decir que no se detectó ningún paquete RTS o CTS reservando el canal) y envía su paquete RTS. El nodo destinatario transmite el paquete CTS si el canal está libre. Luego de que el intercambio RTS/CTS se completa exitosamente, se envía inmediatamente el paquete de datos. Como se comenta en el Capítulo 5, para este tipo de escenarios es necesario utilizar el modo RTS/CTS para contrarrestar el problema de terminal oculta. Este enfoque puede ser espacialmente útil para modelar el desempeño en redes que utilicen un mecanismo CSMA/CA sloteado, como por ejemplo 802.15.4 [142]. Éste es un estándar que especifica las dos primeras capas del modelo OSI para redes inalámbricas de área personal con tasas bajas de transmisión de datos (*Low-Rate Wireless Personal Area Network*, LR-WPAN). Igualmente, este análisis brinda información cualitativa de DCF y poder extender los resultados que se obtienen en este capítulo a un método no sloteado es una extensión interesante y desafiante.

Con respecto a la interacción entre los nodos, se puede utilizar modelos basados en geometría aleatoria y procesos puntuales, que se centran en la posición aleatoria de los nodos para estimar la probabilidad de conexión para una configuración dada, entre otros parámetros [143, 144]. Sin embargo, aún no existe una fórmula explícita de la probabilidad de transmisiones exitosas, y por lo tanto se llega únicamente a cotas y para casos

particulares.

Una alternativa es considerar la relación entre los nodos mediante un grafo (aleatorio). En vez de concentrarse en la ubicación espacial de los nodos, se modela la interferencia entre las estaciones con este grafo. En este capítulo se describe con cierto detalle el método propuesto en [145]. Utilizando el modelo configuracional para los grafos aleatorios, se demuestra como las propiedades del mecanismo de acceso al medio son reflejadas en una ecuación diferencial determinística, cuando el tamaño del grafo es grande. De esta forma se puede computar eficientemente los indicadores de desempeño a partir de estas ecuaciones, como por ejemplo, la probabilidad de conexión de un nodo. Además, permite calcular índices de injusticia como se muestra en la Sección 7.2.1. Sin embargo, como se menciona en la Sección 5.2, los modelos basados en relaciones uno-a-uno entre los nodos, desestiman la interferencia causada por la acumulación de las transmisiones. Sin embargo, en la Sección 7.2.2, se ve una posible manera de utilizar este enfoque y que considere este fenómeno. En la Sección 7.1 se explica el modelo presentado en [145] y en la Sección 7.2 se describen las extensiones recién mencionadas, desarrolladas en este documento.

7.1. Modelo Configuracional

Se comienza esta sección describiendo las hipótesis tomadas para realizar el análisis. Además de la aleatoriedad del mecanismo de acceso al medio, se supone que las condiciones de propagación no son estables, por lo que el grafo puede cambiar significativamente (por ejemplo cuando los nodos son móviles y/o el canal varía de forma rápida, como en las redes MANET (*Mobile Ad-hoc Network*) o en entornos urbanos).

Para modelar la “visibilidad” de cada nodo, se considera un grafo de interferencia $\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$, donde dos nodos se “ven” si existe una arista entre ellos (se supone canal simétrico). Cuando dos nodos están unidos por una arista se dice que son vecinos. \mathcal{G} está caracterizado por la distribución de grados (h_N), que indica la proporción de los nodos que tienen un determinado número de vecinos. Por ejemplo si la mitad de los nodos tiene dos vecinos y la otra mitad tiene tres, $h_N(2) = h_N(3) = 1/2$ y cero para el resto. En una red grande, esta información es relativamente fácil de conseguir, dado que no es necesario conocer cuáles son los vecinos de un nodo cualquiera. Sin embargo, caracterizar la red de forma más completa es bastante más complejo.

Al igual que antes, se supone al tráfico como saturado, pero a diferencia del resto de este trabajo, se asume que el intercambio de paquetes RTS/CTS se realiza instantáneamente, por lo que no ocurren colisiones.

En este modelo el intercambio de paquetes es de la siguiente manera: para un período de contención dado, en tiempo 0, todos los nodos eligen un número al azar, distribuido uniformemente entre 0 y T_c . El nodo que sorteó el número más pequeño manda un paquete RTS a uno de sus vecinos elegido uniformemente. Como ésta es la primera transmisión, el destinatario responde con un paquete CTS, “bloqueando” a todos sus vecinos. El nodo original comienza inmediatamente a transmitir el paquete de datos, también “bloqueando” a sus vecinos. Se dice que el nodo transmisor y receptor están *activos* y sus vecinos están *bloqueados*. Así como el receptor, los nodos bloqueados dejan de competir por el canal. Al resto de los nodos se los denomina como *inexplorados*.

7.1. Modelo Configuracional

En los siguientes pasos sólo participan los nodos inexplorados. Nuevamente, el nodo que sorteó el valor más pequeño transmite un paquete RTS a alguno de sus vecinos. Sin embargo, esta vez, el destinatario elegido puede estar bloqueado por las transmisiones anteriores, por lo que el procedimiento RTS/CTS falla. En el análisis se supone que el transmisor se da cuenta del fallo (porque no le llega el paquete CTS), e inmediatamente envía un nuevo RTS a otro de sus vecinos elegido aleatoriamente. Esto se repite hasta que se recibe un CTS o hasta que no le quedan más vecinos (i.e. todos sus vecinos pertenecen al conjunto bloqueados). Además, se asume que las transmisiones de los RTS son instantáneas. Esta última hipótesis ayuda a ilustrar la técnica de análisis y sirve como cota superior para la probabilidad de transmisiones exitosas, ya que modela un protocolo ideal. Para ver como levantar esta hipótesis consultar [145].

Este procedimiento se repite hasta el tiempo T_c , o equivalentemente, hasta que no haya más nodos inexplorados.

7.1.1. Análisis - Actualización de Conjuntos

Luego de presentar las hipótesis, se procede a describir el análisis para estimar el número de las transmisiones exitosas. Es decir, cuántos paquetes CTS son enviados en promedio en un solo tiempo de slot. Para ello, primero se construye el grafo de interferencia $\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$, conociendo sólo la distribución de grados $h_N(i)$. Por lo que se elige uniformemente un grafo entre los que cumplen con esto.

Una vez que se elige el grafo, se analiza el protocolo de la capa MAC, teniendo en cuenta el mecanismo presentado en la sección anterior. Se denomina como $\{T_i\}_{i=1,\dots,N}$ a los tiempos elegidos por los nodos para enviar sus paquetes RTS (sorteados uniformemente en el intervalo $[0, T_c]$). Sin embargo, teniendo en cuenta el orden en el cual se procederá, es equivalente cualquier otra distribución continua. En particular, sirve la distribución exponencial con parámetro λ ($\lambda > 0$).

Se denomina \mathcal{U}_t , \mathcal{A}_t y \mathcal{B}_t al conjunto de los nodos inexplorados, activos y bloqueados en tiempo t respectivamente (con $\mathcal{U}_t \cup \mathcal{A}_t \cup \mathcal{B}_t = \{1, \dots, N\} \forall t$). En tiempo 0 se tiene que $\mathcal{A}_0 = \mathcal{B}_0 = \emptyset$ y $\mathcal{U}_0 = \{1, \dots, N\}$.

La primer transmisión se lleva en el menor de los N tiempos exponenciales sorteados. Si t_1 es ese tiempo, esta variable sigue una distribución exponencial de parámetro $N\lambda$ y el nodo transmisor se elige del conjunto \mathcal{U}_{t_1} , denominándolo s . El primer paso es actualizar los conjuntos de la siguiente manera: $\mathcal{A}_{t_1^+} \leftarrow \mathcal{A}_{t_1} \cup \{s\}$ y $\mathcal{U}_{t_1^+} \leftarrow \mathcal{U}_{t_1} \setminus \{s\}$.

Luego, s elige un vecino aleatorio (r) y verifica que este pueda responder con un CTS. Bajo este escenario, esto se repite hasta que se recibe un CTS o no queden más vecinos. Es decir, se elige un nodo del conjunto $\mathcal{N}_s \cap \mathcal{U}_{t_1^+}$, siendo \mathcal{N}_s el conjunto de vecinos de s . Existen dos casos posibles:

1. Si no existe r (i.e. $\mathcal{N}_s \cap \mathcal{U}_{t_1^+} = \emptyset$) se sigue con el siguiente nodo.
2. Si se encontró el r en $\mathcal{N}_s \cap \mathcal{U}_{t_1^+}$, se vuelve a actualizar el conjunto activo $\mathcal{A}_{t_1^+} \leftarrow \mathcal{A}_{t_1^+} \cup \{r\}$, se actualiza el conjunto de los nodos bloqueados como $\mathcal{B}_{t_1^+} \leftarrow \mathcal{B}_{t_1} \cup (\mathcal{N}_s \setminus \{r\}) \cup (\mathcal{N}_r \setminus \{s\})$ (\mathcal{N}_r es el conjunto de los vecinos de r), y el de los inexplorados

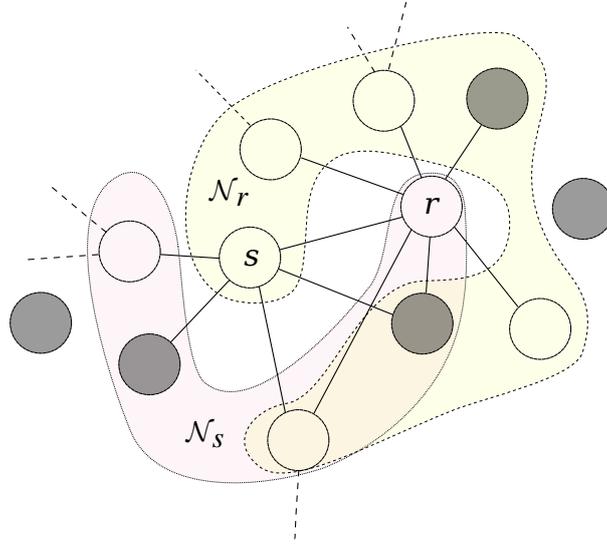


Figura 7.1: Ejemplo de \mathcal{N}_s y \mathcal{N}_r cuando existe un nodo r en $\mathcal{U}_{t_n}^+$. Los nodos en gris están explorados y los demás inexplorados en tiempo t_n . Sólo se muestran las uniones de s y r .

como $\mathcal{U}_{t_1}^+ \leftarrow \mathcal{U}_{t_1}^+ \setminus (\mathcal{N}_s \cup \mathcal{N}_r)$, y se sigue con el siguiente nodo. En la Figura 7.1 se muestra un caso para un tiempo t_n genérico.

Si el nodo que sorteo el tiempo t_2 está dentro del conjunto de los inexplorados, la próxima transmisión ocurre en ese tiempo. Dado que sólo los nodos del conjunto inexplorado compiten por el canal, la variable aleatoria $t_2 - t_1$ sigue la distribución exponencial con parámetro $|\mathcal{U}_{t_1}^+|\lambda = |\mathcal{U}_{t_2}|\lambda$. El procedimiento descrito anteriormente es válido para t_2 (y cualquier otro tiempo t_n). Dado que el nodo en cuestión pertenece al conjunto de los inexplorados, no es vecino de ningún nodo activo, y por lo tanto todos sus vecinos pertenecen al conjunto $\mathcal{U}_{t_2} \cup \mathcal{B}_{t_2}$ (i.e. excluyendo a \mathcal{A}_{t_2}). Este proceso se repite hasta que no queden nodos inexplorados. A ese tiempo se lo llama t_{n^*} (i.e. $\mathcal{U}_{t_{n^*}} = \emptyset$).

Dado \mathcal{G} , $(\mathcal{U}_t, \mathcal{A}_t, \mathcal{B}_t)$ forman una cadena de Markov en tiempo continuo no homogénea. Los estados en que $\mathcal{U}_t = \emptyset$ son absorbentes, y el número total de transmisiones que lleve llegar a alguno de esos estados es el número de nodos que intentan transmitir en el período de contención dado. Además, cuando la cadena llega a ese estado, la cantidad de elementos en \mathcal{A}_t es el número de nodos que intentan transmitir o que responden con un CTS en un período dado. Entonces:

$$\mathbb{E}\{\Theta\} = \theta = \lim_{t \rightarrow \infty} \mathbb{E} \left\{ \frac{|\mathcal{A}_t|}{N} \right\} - \mathbb{E} \left\{ \frac{n^*}{N} \right\},$$

donde Θ es una variable aleatoria indicando el número de transmisiones exitosas obtenidas en un período de contención dado, dividido por el número total de nodos (N), y n^* es una variable aleatoria que indica el número de transiciones que lleva llegar a la cadena al estado absorbente.

7.1.2. Análisis - Actualización de Estados

El problema en encontrar la distribución en estado estacionario de la cadena de Markov definida en la sección pasada de forma tradicional, es que el tamaño del espacio de estados es inmenso. Por lo que en [145] se emplea un enfoque alternativo. Éste consiste en construir el grafo aleatorio \mathcal{G} en conjunto con la dinámica de transmisión (por lo que no se sabe cuáles son los vecinos de cada nodo), siguiendo el llamado modelo configuracional [146–148], teniendo en cuenta que se quiere conocer cuantos CTS son enviados cuando el conjunto de los nodos inexplorados \mathcal{U}_t queda vacío, en una red grande.

Para ello, se recuerda que para cualquier tiempo t , un nodo puede pertenecer a uno de los conjuntos \mathcal{U}_t , \mathcal{A}_t or \mathcal{B}_t . Además, a priori solo se conoce la medida μ , donde $\mu(i)$ es el número de nodos inexplorados que tienen i vecinos inexplorados en tiempo 0 (i.e., $\mu(i) = h_N(i)N \forall i \in \mathbb{N}$). Esto se extiende a un tiempo arbitrario $t > 0$ y se denota como μ_t .

Con respecto a las aristas que salen de cualquier nodo en \mathcal{U}_t , se las llama semi-aristas no unidas de un nodo inexplorado hacia cualquier otro nodo inexplorado (y se las denomina como $U \rightarrow U$) o hacia uno bloqueado ($U \rightarrow B$). Con esta notación, $\mu_t(i)$ indica cuántos nodos inexplorados tienen i semi-aristas de la clase $U \rightarrow U$ en tiempo t . Más adelante, se verá que caracterizando sólo μ_t , se estima la probabilidad de transmisión. Para ello se definen las siguientes variables, para todo $t \geq 0$ y todo $i \in \mathbb{N}$:

$$\alpha_t(i) = \frac{\mu_t(i)}{\sum_{j \in \mathbb{N}} \mu_t(j)}; \quad (7.1)$$

$$\beta_t(i) = \frac{i\mu_t(i)}{\sum_{j \in \mathbb{N}} j\mu_t(j)}. \quad (7.2)$$

La probabilidad α_t describe la distribución de grados de la elección aleatoria y uniforme de los nodos inexplorados en tiempo t , y β_t es la distribución sesgada del tamaño de α_t y representa la distribución de grados de cualquier vecino de un nodo inexplorado elegido aleatoriamente.

Si se supone que en tiempo t_n un nodo TX transmite un paquete RTS (pasa de inexplorado a activo). Entonces la medida μ_{t_n} tiene que ser modificada en concordancia con los siguientes pasos:

1. TX es elegido uniformemente entre los nodos inexplorados. Se denomina K^{TX} su grado hacia otros nodos inexplorados. Por lo tanto,

$$P(K^{\text{TX}} = i) = \alpha_{t_n}(i), i \in \mathbb{N}. \quad (7.3)$$

(Para clarificar la notificación se elimina la dependencia con el tiempo en K^{TX} y en lo que sigue se hace lo mismo con otros parámetros).

Luego, como TX pasa a los activos, hay que quitarlo de la medida μ_{t_n} : $\mu_{t_n}(i)$ es decrementada por uno en $i = k^{\text{TX}}$, una realización particular de K^{TX} (por ejemplo $k^{\text{TX}} = 3$ en la Figura 7.1). Si $k^{\text{TX}} = 0$, este intento de transmisión falla y se sigue con el siguiente nodo (si hay).

Capítulo 7. Redes Ad-Hoc

2. Si $k^{\text{TX}} > 0$, uno de los vecinos inexplorados de TX también se vuelve activo. Llamando RX al destino del paquete RTS enviado por TX, una de las k^{TX} semi-aristas que comienzan de TX se une con una semi-arista $U \rightarrow U$, elegida uniformemente entre las $\sum i\mu_{t_n}(i) - k^{\text{TX}}$ posibles, con el fin de completar la arista entre TX y RX.

Si $k^{\text{TX}} > 1$, también se necesita bloquear todos los vecinos inexplorados de TX excepto RX, y para ello se sigue el mismo procedimiento de unión aleatoria $k^{\text{TX}} - 1$ veces.

En total, k^{TX} U -nodos cambian su estado en esta etapa, y se tiene que conocer sus respectivos grados para actualizar la medida de forma acorde. Se observa que en el tiempo t_n , $i\mu_{t_n}(i)$ semi-aristas pertenecen a un nodo que tiene grado i hacia los nodos inexplorados. Para cualquier i , Sea $Y^{\text{TX}}(i)$ una v.a que indica el número de vecinos de TX (incluyendo RX) que tienen grado i hacia los inexplorados justo antes de t_n . Condicionado a K^{TX} , $Y^{\text{TX}}(i)$ es una variable aleatoria hipergeométrica de parámetro k^{TX} y $\beta_{t_n}(i)$. Resumiendo, para cualquier i , $\mu_{t_n}(i)$ decrementa en $y^{\text{TX}}(i)$, una realización de $Y^{\text{TX}}(i)$ (por ejemplo $y^{\text{TX}}(3) = 2$ $y^{\text{TX}}(5) = 1$, y $y^{\text{TX}}(i) = 0 \forall i \neq 3, 5$ en la Figura 7.1).

3. Se denomina K^{RX} al número de semi-arista no unidas $U \rightarrow U$ que comienzan en RX (por ejemplo, $k^{\text{RX}} = 5$ en la Figura 7.1). Se fija $K^{\text{RX}} \equiv 0$ si $k^{\text{TX}} = 0$. Entonces, condicionado a $\{K^{\text{TX}} > 0\}$, la distribución de la v.a K^{RX} está dada por

$$P(K^{\text{RX}} = i) = \beta_{t_n}(i), i \in \mathbb{N}^*. \quad (7.4)$$

Como en el paso anterior, si $k^{\text{RX}} > 1$, se debe bloquear todos los vecinos inexplorados de RX, exceptuando TX y todos sus (ya bloqueados) vecinos. Se denomina $Y^{\text{RX}}(i)$ al número de tales vecinos de RX, que tienen grado i hacia los inexplorados en tiempo t_n . La distribución de esta v.a. depende del número de vecinos que tienen en común TX y RX. Como se muestra en la figura 7.1 éstos pueden existir, pero como se está interesado en una red grande, donde N tiende al infinito, la probabilidad de que RX elija a uno (o varios) de los vecinos de TX es arbitrariamente pequeña. Por lo que en el límite, $Y^{\text{RX}}(i)$ es una v.a. hipergeométrica con parámetros $k^{\text{RX}} - 1$ y $\beta_{t_n}(i)$. Como antes, en cada i , $\mu_{t_n}(i)$ también decrece en $y^{\text{RX}}(i)$.

4. Una vez que se bloquean todos los vecinos de TX y de RX, todas sus anteriores semi-aristas $U \rightarrow U$ pasan a $B \rightarrow A$ (las que apuntan a TX o RX) o $B \rightarrow U$ (las restantes, ver las semi-aristas en línea discontinua en la Figura 7.1). Un número igual de semi-aristas $U \rightarrow U$ de otros nodos, ahora pasan a ser $U \rightarrow B$, y por lo tanto tienen que ser removidos de $\mu_{t_n}(i)$. Esto es, siguiendo el ejemplo en la Figura 7.1, seis nodos inexplorados (cada uno con grado aleatorio hacia los inexplorados con distribución $\beta_{t_n}(i)$) “pierden” una de las semi-aristas $U \rightarrow U$ y por ello se debe actualizar correctamente la medida μ_{t_n} . Luego se procede al siguiente nodo, si hay.

Cada nodo bloqueado completa sus anteriores semi-aristas $U \rightarrow U$ con cualquiera de las semi-aristas habilitadas, elegidas uniformemente. Como en la discusión anterior, a medida que N va a infinito, la probabilidad de elegir un nodo que ya fue elegido por

7.1. Modelo Configuracional

cualquiera de los vecinos bloqueados es arbitrariamente pequeña. Esto significa que los vecinos de TX o RX no son vecinos entre ellos. Además, y por las mismas razones, cada una de las seis semi-aristas en línea discontinua en la Figura 7.1 apuntan a diferentes nodos.

Por lo tanto, en términos de los vectores aleatorios definidos anteriormente, hay $Z^{\text{TX}} = \sum_{\ell>0} (\ell - 1) (Y^{\text{TX}}(\ell) - \mathbb{1}_{\{K^{\text{RX}}=\ell\}})$ (respectivamente, $Z^{\text{RX}} = \sum_{\ell>0} (\ell - 1) Y^{\text{RX}}(j)$ cuando $K^{\text{TX}} > 0$) vecinos inexplorados de los vecinos bloqueados de TX (respectivamente, de RX) que pierden una de las semi-artistas $U \rightarrow U$ (en el ejemplo de la Figura. 7.1 $z^{\text{TX}} + z^{\text{RX}} = 6$). Se define para todo i , $X^{\text{TX}}(i)$ (resp., $X^{\text{RX}}(i)$) la v.a. indicando cuantos de esos nodos tienen grado i hacia los nodos inexplorados. La última es hipergeométrica con parámetros Z^{TX} (resp., Z^{RX}) y $\beta_{t_n}(i)$. Utilizando estas definiciones, en este último paso, para cualquier i , $\mu_{t_n}(i)$ decrece en $x^{\text{TX}}(i) + x^{\text{RX}}(i)$ e incrementa en $x^{\text{TX}}(i + 1) + x^{\text{RX}}(i + 1)$.

Esta descripción muestra que (μ_t) es una cadena de Markov de tiempo continua no homogénea, que permite el valor nulo $\mathbf{0}$ como estado absorbente.

Luego para calcular la probabilidad de transmisiones exitosas, se agrega otra dimensión al proceso (c_t) , la cual indica cuantos CTS se han enviados hasta el tiempo t . Entonces, (μ_t, c_t) es todavía una cadena de Markov. El valor de interés es c_t luego de que la cadena llega a su estado absorbente, considerando que la siguiente ecuación se mantiene:

$$\theta = \lim_{t \rightarrow \infty} \mathbb{E} \left\{ \frac{c_t}{N} \right\}.$$

7.1.3. Límites Fluidos

Como se comentó en las secciones anteriores, se puede obtener la probabilidad de transmisiones a partir de la cadena de Markov (μ_t, c_t) . Aunque esto requiere un procesamiento elevado, la dinámica del sistema se hace más simple de comprender para N grande. De hecho, en el límite, c_t se puede expresar a partir de una ecuación diferencial utilizando la técnica de *límites fluidos* [16, 17].

Para obtener el *límite fluido*, primero se considera un proceso escalado $(\bar{\mu}_t^N) := (\mu_t/N)$ (notar que μ_t depende de N). El límite $\bar{\mu}$ se obtiene llevando N al infinito, y representa el “comportamiento promedio” de $(\bar{\mu}_t^N)$.

Ecuación Diferencial

Se prueba en el trabajo [145] que $\bar{\mu}(i)$ varía como la media del número de nodos con i semi-aristas del tipo $U \rightarrow U$ que son removidos en tiempo t , por la tasa de transición normalizada:

$$\frac{d}{dt} \bar{\mu}_t(i) = -\lambda \frac{\mu_t}{N} \times E\{\bar{\mu}_t(i) - \bar{\mu}_{t+}(i)\}$$

Según lo discutido anteriormente, esto es igual a:

$$\begin{aligned} \frac{d}{dt} \bar{\mu}_t(i) = & -\left(\lambda \sum_j \bar{\mu}_t(j)\right) \left[\bar{\alpha}_t(i) + \mathbb{E}\{Y^{\text{TX}}(i)\} + \mathbb{E}\{X^{\text{TX}}(i) - X^{\text{TX}}(i+1)\}\right. \\ & \left.+ P(K^{\text{TX}} > 0) (\mathbb{E}\{Y^{\text{RX}}(i)\} + \mathbb{E}\{X^{\text{RX}}(i) - X^{\text{RX}}(i+1)\})\right]. \end{aligned} \quad (7.5)$$

Donde

$$\begin{aligned} P(K^{\text{TX}} > 0) &= 1 - \bar{\alpha}_t(0); \\ \mathbb{E}\{Y^{\text{TX}}(i)\} &= \mathbb{E}\{K^{\text{TX}}\} \bar{\beta}_t(i); \\ \mathbb{E}\{Y^{\text{RX}}(i)\} &= \mathbb{E}\{(K^{\text{RX}} - 1)\} \bar{\beta}_t(i); \\ \mathbb{E}\{X^{\text{TX}}(j)\} &= \sum_{\ell > 0} (\ell - 1) \mathbb{E}\{(Y^{\text{TX}}(\ell) - \mathbb{1}_{\{K^{\text{RX}}=\ell\}})\} \bar{\beta}_t(j); \\ \mathbb{E}\{X^{\text{RX}}(j)\} &= \sum_{\ell > 0} (\ell - 1) \mathbb{E}\{Y^{\text{RX}}(\ell)\} \bar{\beta}_t(j); \\ \bar{\alpha}_t(i) &= \frac{\bar{\mu}_t(i)}{\sum_{j \in \mathbb{N}} \bar{\mu}_t(j)}; \\ \bar{\beta}_t(i) &= \frac{i \bar{\mu}_t(i)}{\sum_{j \in \mathbb{N}} j \bar{\mu}_t(j)}. \end{aligned}$$

Bajo las hipótesis de [145] la secuencia $\{\bar{\mu}^N\}$ converge en probabilidad y uniformemente en intervalos compactos hacia la única función determinista $\bar{\mu}$ del sistema diferencial de dimensión infinita.

Estimación de la Probabilidad de Éxito

Ahora se calcula la probabilidad de transmisión utilizando $\bar{\mu}_t$. Se define una cadena de Markov auxiliar (c_t) , que cuenta cuántos paquetes CTS se envían hasta el tiempo t , para cualquier t . Las transiciones ocurren en los mismos tiempos que las de (μ_t) , y se incrementa en uno en t sólo si un CTS es recibido por el nodo TX (i.e. si tiene vecinos inexplorados), que ocurre con probabilidad $1 - \alpha_t(0) = 1 - \mu_t(0) / \sum_j \mu_t(j)$.

Se prueba que el proceso (c_t/N) converge cuando N tiende a infinito, en el mismo sentido que antes, a la función determinística (\bar{c}_t) definida por:

$$\frac{d}{dt} \bar{c}_t = \lambda \sum_j \bar{\mu}_t(j) \left(1 - \frac{\bar{\mu}_t(0)}{\sum_j \bar{\mu}_t(j)}\right) = \lambda \sum_{j > 0} \bar{\mu}_t(j); \quad t \geq 0,$$

donde $\bar{\mu}$ es la única solución de (7.5). Dado que la probabilidad de transmisión es el límite de (\bar{c}_t) para un t grande, se obtiene el siguiente resultado.

Se denomina Θ a la v.a. que indica la proporción de transmisiones exitosas que ocurren en un período de contención dado, como se describe en la Sección. 7.1.1 o 7.1.2. Cuando N tiende a infinito, se cumple la siguiente igualdad:

$$\mathbb{E}\{\Theta\} = \theta = \lambda \int_0^\infty \sum_{j > 0} \bar{\mu}_t(j) dt, \quad (7.6)$$

7.2. Aplicaciones

Siendo $\bar{u}_t = \sum_i \bar{\mu}_t(i)$ la proporción de nodos inexplorados en el tiempo t y $P_t(CTS)$, la probabilidad de recibir un CTS en tiempo t (para este caso $P_t(CTS) = 1 - \bar{\alpha}_t(0)$). Se puede escribir la ecuación (7.9) como

$$\theta = \lambda \int_0^\infty \bar{u}_t P_t(CTS) dt. \quad (7.7)$$

7.1.4. Casos Estudiados y Ampliación

En el trabajo de [145] se muestran los resultados para algunos grafos aleatorios con N finito obteniendo muy buenas estimaciones. Por ejemplo se simulan escenarios donde cada nodo tiene un número de vecinos en el rango $5 - k$ a $5 + k$ con la misma probabilidad (con k variando entre 0 y 5), o con distribución Poisson. Por otro lado, se prueba con los grafos fijos (escenarios que están fuera de las hipótesis), donde todos los nodos tienen dos vecinos o cuatro vecinos $\mu_0(i) = \delta(i - k)$, con $k = 2, 4$, obteniendo resultados menos precisos pero aún cercanos.

Además, muestran que si a un grafo fijo, donde la vecindad depende solo de la distancia entre los nodos, se le agrega un poco de aleatoriedad, se obtiene una estimación muy buena. Por ejemplo, se considera un escenario donde la ubicación de los nodos es aleatoria e uniforme en el plano. El nodo s transmite con potencia P al nodo r , que lo recibe con potencia $P(s, r) = P \times L(d_{sr}) \times X_{sr}$, donde d_{sr} es la distancia entre s y r , $L(\cdot)$ es la pérdida de camino y X_{sr} es el *fading*, una v.a con media uno. El grafo se construye de tal manera que un par de nodos r y s tienen una arista en común si $P(s, r) > P_{\min}$, donde P_{\min} es el umbral de recepción. Se asume que el *fading* es simétrico y así se obtiene un canal simétrico. Como ejemplo, utilizan una pérdida de camino de la forma $L(d) = d^{-a}$ (con $a = 2$) y un *fading* log-normal (su logaritmo sigue una distribución normal con media 0 y varianza σ^2).

Cuando $\sigma = 0$ este escenario corresponde a una variante del proceso Matèrn hard core [149]. Para ese caso, se pierde mucha información con sólo considerar la distribución de grados empírica, porque por ejemplo es muy probable que TX y RX tengan vecinos en común. Por lo que resulta en una subestimación de la probabilidad de éxito. Sin embargo a medida que σ aumenta, la correlación espacial se debilita porque la vecindad depende menos de la distancia. Y eso resulta en que la estimación es mucho mejor, y ya para $\sigma = 1$ es muy buena.

Por otro lado, se extiende el modelado del mecanismo de acceso. En vez de que TX envíe un paquete RTS hasta que un vecino le responda con un CTS o hasta que no tenga más vecinos, ahora a TX sólo le interesa un destinatario en particular y si ya está bloqueado, entonces el mecanismo RTS/CTS falla. Esto, a su vez se divide en dos casos, uno en que los vecinos de TX quedan bloqueados, y otro en el que los vecinos de TX se dan cuenta que el mecanismo RTS/CTS falló y no quedan bloqueados.

7.2. Aplicaciones

Ahora se investiga que otros casos se pueden estudiar aplicando los resultados de [145]. Para ello se toma las hipótesis y el modelo descrito en la Sección 7.1.

7.2.1. Justicia

Un tema interesante para analizar y al que se le ha dado importancia en este documento es la oportunidad de transmisión de cada nodo, por lo que en esta sección se analiza la justicia impartida por ese método. Es decir que se calcula la cantidad de nodos que reciben paquetes CTS en función de la cantidad de vecinos que tenga cada nodo ($\theta(k)$, donde k representa el número de vecinos).

Como se explicó en las secciones pasadas, determinando la dinámica de la cantidad de nodos inexplorados con i aristas hacia los inexplorados ($\mu_t(i)$), y utilizando la técnica descrita en la sección pasada, se puede obtener la estimación de la cantidad de nodos que reciben paquetes CTS (θ). Sin embargo, ahora se quiere distinguir según la cantidad de vecinos, y si sólo se tiene en cuenta las aristas hacia los inexplorados, se olvida la cantidad de vecinos de cada nodo. Es decir, se necesita saber cómo varía la cantidad de nodos inexplorados que tienen k aristas en total (que se notará como $\mu_t(k)$). Para ello, se define la variable $\mu_t(i, j)$ que indica la cantidad de nodos inexplorados con i aristas hacia los inexplorados y j aristas a los explorados, y se analiza su dinámica. Con estas notaciones, se cumple que $\mu_t(k) = \sum_{i+j=k} \mu_t(i, j)$.

En lo que sigue se describe como se adaptan los pasos descritos en la Sección 7.1.2 para caracterizar la dinámica de $\mu_t(i, j)$:

1. Se elige un nodo uniformemente dentro del conjunto de los inexplorados. La probabilidad de que tenga i aristas hacia los inexplorados y j hacia los explorados es $P(K_u^{Tx} = i, K_e^{Tx} = j) = \frac{\mu_t(i, j)}{\sum_{l, m} \mu_t(l, m)} = \alpha_t(i, j)$ (por ejemplo $k_u^{Tx} = 3$ y $k_e^{Tx} = 2$ en la Figura 7.1). Ese nodo pasa a estar activo, por lo que $\mu_t(i, j)$ es decrementada en uno. Si $k_u^{Tx} = 0$, se vuelve al paso 1.
2. Si $k_u^{Tx} > 0$ uno de los nodos inexplorados se vuelve activo (RX). La probabilidad de que el TX elija una arista de un vecino inexplorado que tenga i grados hacia los inexplorados y j grado hacia los explorados es $P(K_u^{Rx} = i, K_e^{Rx} = j) = \frac{i\mu_t(i, j)}{\sum_{l, m} l\mu_t(l, m)} = \beta_t(i, j)$ (por ejemplo $k_u^{Rx} = 5$ y $k_e^{Rx} = 2$ en la Figura 7.1). Si $k_u^{Tx} > 1$ se debe bloquear a los restantes vecinos de de TX. Se denomina $Y^{TX}(i, j)$ a la cantidad de vecinos de TX que tienen grado i hacia los inexplorados y j hacia los explorados. $Y^{TX}(i, j)$ es una v.a. hipergeométrica de parámetros (k_u^{Tx}, k_e^{Tx}) y $\beta_t(i, j)$. Para cada (i, j) , $\mu_t(i, j)$ decrece en $y^{TX}(i, j)$
3. Además, si $k_u^{Rx} > 1$, se bloquea a los vecinos RX sin contar a TX (es decir, unir las restantes semi-aristas hacia los inexplorados de RX). Se denomina $Y^{RX}(i, j)$ a la cantidad de vecinos de RX (sin contar a TX) que tienen grado i hacia los inexplorados y j hacia los explorados. Al igual que antes, se supone que TX y RX no tienen vecinos en común, entonces $Y^{RX}(i, j)$ es una v.a. hipergeométrica de parámetros $(k_u^{Rx} - 1, k_e^{Rx})$ y $\beta_t(i, j)$. Como antes para cada (i, j) , $\mu_t(i, j)$ decrece en $y^{RX}(i, j)$
4. Por último se deben cerrar las semi-aristas de los vecinos de TX y RX que van a nodos inexplorados. Cada uno de éstos pasa a tener una semi-arista menos hacia los inexplorados y una más hacia los explorados (se supone que cada nodo elegido es diferente). Se llama $X^{TX}(i, j)$ (resp., $X^{RX}(i, j)$) a la v.a que indica cuantos de estos

7.2. Aplicaciones

nodos tienen grado i hacia los inexplorados y j hacia los explorados. Entonces, para cualquier (i, j) , $\mu_t(i, j)$ decrece en $x^{\text{TX}}(i, j) + x^{\text{RX}}(i, j)$ y aumenta en $x^{\text{TX}}(i + 1, j - 1) + x^{\text{RX}}(i + 1, j - 1)$.

Aplicando los mismos métodos que en la sección pasada y de manera similar se define una cadena de Markov auxiliar $(c_t(k))$, que cuenta cuantos paquetes CTS se envían hasta el tiempo t , según la cantidad de vecinos k . Además si $\bar{\mu}_t(i, j) = \lim_{N \rightarrow \infty} \mathbb{E} \{(\mu_t(i, j)/N)\}$ y $\bar{c}_t(k) = \lim_{N \rightarrow \infty} \mathbb{E} \{(c_t(k)/N)\}$ se obtiene:

$$\begin{aligned} \frac{d}{dt} \bar{\mu}_t(i, j) = & -(\lambda \sum_{l, m} \bar{\mu}_t(l, m)) [\bar{\alpha}_t(i, j) + \mathbb{E} \{Y^{\text{TX}}(i, j)\} + \mathbb{E} \{X^{\text{TX}}(i, j) - X^{\text{TX}}(i + 1, j - 1)\} \\ & + P(K_u^{\text{TX}} > 0) (\mathbb{E} \{Y^{\text{RX}}(i, j)\} + \mathbb{E} \{X^{\text{RX}}(i, j) - X^{\text{RX}}(i + 1, j - 1)\})]. \end{aligned} \quad (7.8)$$

$$\frac{d}{dt} \bar{c}_t(k) = \lambda \sum_{l+m=k} \bar{\mu}_t(l, m) \left(1 - \frac{\bar{\mu}_t(0, k)}{\sum_{l+m=k} \bar{\mu}_t(l, m)}\right) = \lambda \sum_{l+m=k; l>0} \bar{\mu}_t(l, m); \quad t \geq 0,$$

Donde

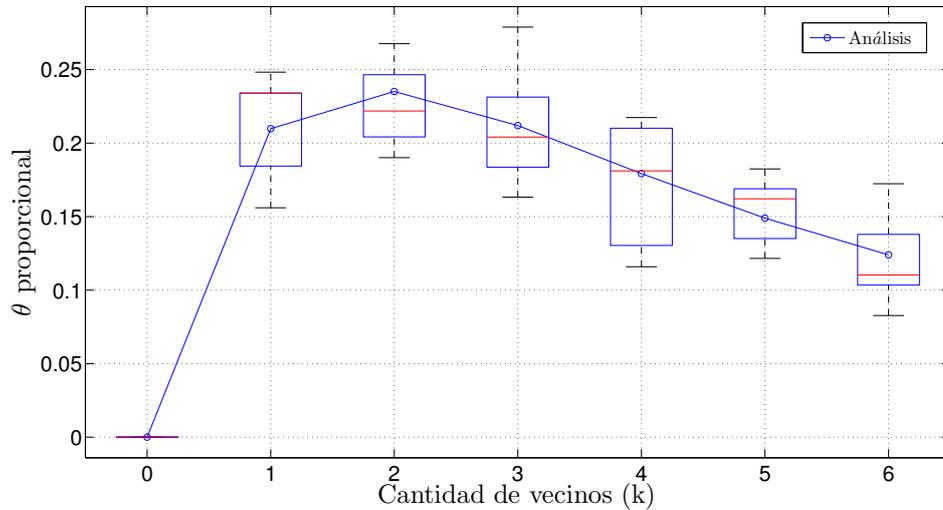
$$\begin{aligned} P(K_u^{\text{TX}} > 0) &= 1 - \sum_m \bar{\alpha}_t(0, m); \\ \mathbb{E} \{Y^{\text{TX}}(i, j)\} &= \mathbb{E} \{K_u^{\text{TX}}\} \bar{\beta}_t(i, j); \\ \mathbb{E} \{Y^{\text{RX}}(i, j)\} &= \mathbb{E} \{(K_u^{\text{RX}} - 1)\} \bar{\beta}_t(i, j); \\ \mathbb{E} \{X^{\text{TX}}(i, j)\} &= \sum_{\ell > 0, m} (\ell - 1) \mathbb{E} \{(Y^{\text{TX}}(\ell, m) - \mathbb{1}_{\{K_u^{\text{RX}} = \ell\}})\} \bar{\beta}_t(i, j); \\ \mathbb{E} \{X^{\text{RX}}(i, j)\} &= \sum_{\ell > 0, m} (\ell - 1) \mathbb{E} \{Y^{\text{RX}}(\ell, m)\} \bar{\beta}_t(i, j); \end{aligned}$$

Por último, se denomina $\Theta(k)$ a la v.a. que indica la proporción de transmisiones exitosas que ocurren en un período de contención dado según la cantidad de vecinos k . Cuando N tiende a infinito, se cumple la siguiente igualdad:

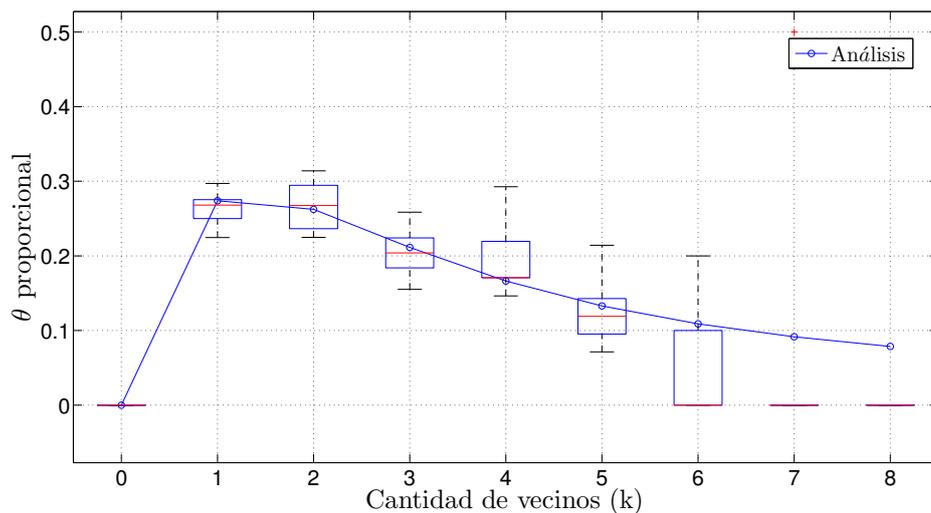
$$\mathbb{E} \{\Theta(k)\} = \theta(k) = \lambda \int_0^\infty \sum_{l+m=k, l>0} \bar{\mu}_t(l, m) dt, \quad (7.9)$$

Los resultados para la estimación de $\theta(k)$ se muestran en la Figura 7.2a para el escenario con distribución de grados inicial uniforme y en la Figura 7.2b con distribución Poisson. En ambas figuras se ve la tendencia de que los nodos con más vecinos, en proporción, reciben menos paquetes CTS. Al igual que en los Capítulos 4 y 5 se observa desigualdad en la oportunidad de acceso a causa de las diferentes condiciones para cada

Capítulo 7. Redes Ad-Hoc



(a) Uniforme



(b) Poisson

Figura 7.2: Proporción de paquetes CTS recibidos en función de la cantidad de vecinos, donde la cantidad de vecinos es una v.a. con distribución uniforme entre 0 y 6 (a) y con distribución poisson de parámetro 2 (b).

estación. Sin embargo, en esos capítulos se ve la injusticia por cercanía al AP y no por cantidad de vecinos.

Por otro lado, las ecuaciones obtenidas no sólo sirven para predecir una buena estimación de la oportunidad de transmisión de los nodos, sino que también pueden servir para controlar la justicia. Es decir, que se puede analizar las ecuaciones y deducir los cambios necesarios para equiparar la oportunidad de transmisión de cada estación.

7.2.2. Interferencia por Suma de Energía

En esta sección se trata de predecir la cantidad de paquetes CTS recibidos, teniendo en cuenta que un nodo cualquiera queda bloqueado, no solo cuando algunos de sus vecinos está activo, sino que también cuando la suma de las potencias recibidas superan cierto umbral. Este escenario se asemeja más a la realidad, y es precisamente este fenómeno por el que son desalentados los modelos que utilizan grafos. Sin embargo, aquí se utiliza la ecuación diferencial (7.5) obtenida a partir de un grafo y se la modifica para tener una aproximación a este escenario.

El intercambio de paquetes ocurre de la siguiente manera. Durante un período de contención, todos los nodos tienen un paquete listo para ser enviado y eligen aleatoriamente un tiempo entre 0 y T_c . Cuando llega ese tiempo, el nodo correspondiente verifica que el canal está libre (por el mecanismo NAV o CCA, es decir que no se detectó ningún paquete RTS o CTS reservando el canal y que además la suma de la energía recibida no supera cierto umbral) y envía su paquete RTS. El nodo destinatario transmite el paquete CTS si el canal está libre. Se asume que los paquetes de control (RTS y CTS) siempre son recibidos correctamente por sus vecinos inexplorados aunque exista un nivel de interferencia debido a la suma de las restantes transmisiones de datos. Esto es debido a que los paquetes de control utilizan una tasa de transmisión baja. Además, como los paquetes de control son de corta duración, se supone que éstos no forman parte de la energía detectada por los nodos que no son sus vecinos. Luego de que el intercambio RTS/CTS se completa exitosamente, se envía inmediatamente el paquete de datos.

Para modelar este fenómeno, a la ec. (7.5) se le agrega el término $S_t(i)$ que indica la cantidad de nodos con grado i que dejan de ser inexplorados debido a que la suma de las potencias recibidas superan el umbral de sensibilidad.

$$\begin{aligned} \frac{d}{dt} \bar{\mu}_t(i) = & -\left(\lambda \sum_j \bar{\mu}_t(j) \right) \left[\bar{\alpha}_t(i) + \mathbb{E} \{ Y^{\text{TX}}(i) \} + \mathbb{E} \{ X^{\text{TX}}(i) - X^{\text{TX}}(i+1) \} \right. \\ & \left. + P(K^{\text{TX}} > 0) \left(\mathbb{E} \{ Y^{\text{RX}}(i) \} + \mathbb{E} \{ X^{\text{RX}}(i) - X^{\text{RX}}(i+1) \} + \mathbb{E} \{ S_t(i) \} \right) \right]. \end{aligned} \quad (7.10)$$

Se observa que $S_t(i)$ está condicionado a que $P(K^{\text{TX}} > 0)$ dado que la interferencia es causada por los paquetes de datos, y que depende de la cantidad de nodos inexplorados en tiempo t . En este trabajo se estima $\mathbb{E} \{ S_t(i) \}$ en base a simulaciones. Por lo que un posible trabajo a futuro es estimarlo de forma analítica.

Para visualizar los resultados de este método, se asume un escenario donde los nodos están ubicados según un proceso puntual de Poisson y existe un *fading log-normal* con desviación σ , y pérdida de camino $L(r) = r^{-2}$, como se define en la Sección 7.1.4. Como se mencionó anteriormente, al agregar *fading* a los grafos fijos, se disminuye la correlación espacial y se obtiene una estimación más precisa. En la Figura 7.3 se muestran los resultados y se observa que para $\sigma = 2$ se obtiene una buena estimación.

Por último, se mencionan algunas líneas claras a seguir para levantar las hipótesis que se apartan del protocolo 802.11. Por un lado, se debería tener en cuenta las posibles colisiones. Para ello se puede considerar una probabilidad de colisión e incluirla en la ecuación (7.5). Además, se podría trabajar en el caso no slotado. Para ello, primero se

Capítulo 7. Redes Ad-Hoc

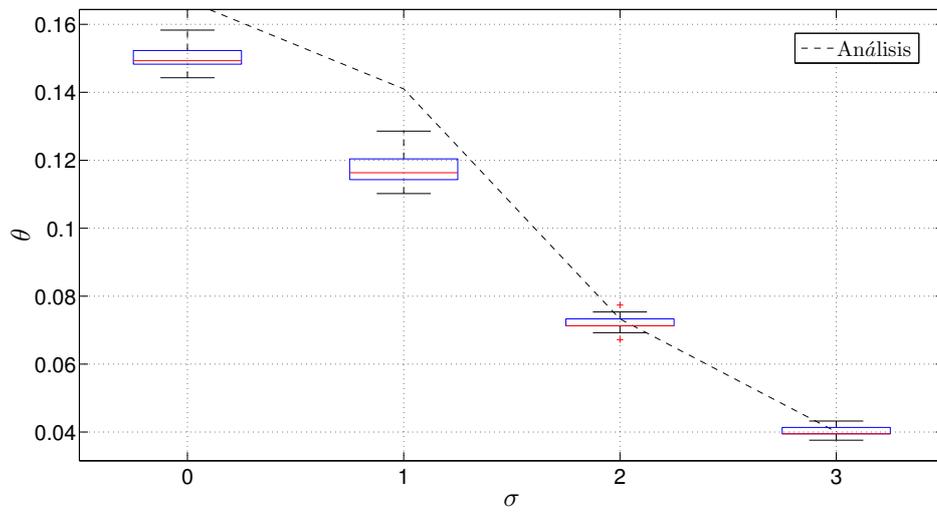


Figura 7.3: Estimación de la probabilidad de éxito, para un proceso puntual de Poisson, variando la varianza del fading σ .

debería verificar si estos resultados se mantienen cuando el acceso no está sincronizado y luego calcular la duración media del slot.

Capítulo 8

Conclusiones

En este trabajo se provee una vista completa para el entendimiento del desempeño de WLAN y se inicia en la investigación del rendimiento de las redes Ad-Hoc. Se recalcan las siguientes conclusiones.

Primero, y desde un punto de vista teórico, el modelo de Bianchi ha demostrado ser muy versátil. Por ejemplo, aunque inicialmente fue propuesto para un escenario totalmente simétrico, se ha mostrado simples extensiones que permiten analizar diferentes niveles de asimetría (e.g diferentes tamaño de paquetes o tasas entre las estaciones). Lo fundamental para realizar estas extensiones fue el hecho de que todas las estaciones obtienen la misma oportunidad de acceder al medio y probabilidad de colisionar. Si esto no se cumple (por ejemplo cuando el fenómeno de captura se manifiesta) entonces el análisis no es tan simple.

Además, con respecto al fenómeno de captura, se vio que ns-3 no modela correctamente el proceso de recepción de una tarjeta 802.11. La consecuencia de este modelo sobre-simplificado es que los resultados obtenidos con las simulaciones pueden no ser cuantitativamente correctos, y por lo tanto no son confiables. Aunque existen modelos más exactos (e.g. PhySim [150]), no son ampliamente utilizadas, y más importante, no escalan bien. Para obtener cualquiera de las gráficas mostradas en este trabajo, se requiere fácilmente todo un día si se emplea PhySim en un computadora estándar.

Desde un punto de vista práctico se ha mostrado algunos efectos secundarios perjudiciales de RTS/CTS y los algoritmos *multi-rate*. En lo personal, se cree que una configuración óptima para una WLAN es utilizar exclusivamente el modo básico (el cual es el modo por defecto en la mayoría de las tarjetas) y que el AP solo permita una única tasa. Esta tasa debería ser la mínima aceptable por el gestor de la red, y operaría como control de acceso, permitiendo que la estaciones transmitan sólo si tiene buenas condiciones de canal.

Se recuerda además, el excelente desempeño que se obtuvo con TCP en la mayoría de los casos, evitando muchos de las situaciones problemáticas que se presentaron. Esto es debido a la habilidad del protocolo de evitar colisiones. Un problema interesante todavía sin resolver, es diseñar un esquema que emule este efecto, sin la potencial injusticia de TCP cuando por ejemplo el buffer del AP no tiene un tamaño suficiente para acomodar todas la conexiones.

Otro problema abierto es el análisis del desempeño de las WLAN cuando se consid-

Capítulo 8. Conclusiones

era el efecto de captura. Esta carencia es sorprendente considerando lo fácil que es que este fenómeno se manifieste. Aún más compleja es la tarea de analizar el caso donde se considera el problema de estación oculta y el fenómeno de captura a la vez.

Por otro lado, se recalca que al menos un aspecto del desempleo de WLAN se dejó sin mencionar: la seguridad. En particular, un problema interesante de investigar son los posibles beneficios que obtiene una estación que no respeta el estándar y como detectarla (ver por ejemplo [151]).

Por último, se muestra cómo el modelo configuracional puede llegar a obtener buenos resultados para predecir el desempeño en las redes ad-hoc y se mencionan algunas posibles aplicaciones. Por ejemplo, se observa que se pueden analizar las ecuaciones obtenidas para alterar el diseño de los protocolos con el fin cumplir un objetivo específico, como por ejemplo obtener una oportunidad de acceso más equitativa. Es claro que aún se deben levantar ciertas hipótesis, como la de trabajar con tiempos sloteados, pero se cree que estudios en esta dirección pueden llegar a alcanzar resultados prometedores.

Referencias

- [1] 802.11-2012 - IEEE Standard for Information technology–Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks– Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications (2012).
- [2] K. Huang, D. Malone, K. Duffy, The 802.11g 11 Mb/s Rate is More Robust than 6 Mb/s, *Wireless Communications, IEEE Transactions on* 10 (4) (2011) 1015 –1020.
- [3] IEEE Standard for Information technology– Local and metropolitan area networks– Specific requirements– Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 5: Enhancements for Higher Throughput, IEEE Std 802.11n-2009 (Amendment to IEEE Std 802.11-2007 as amended by IEEE Std 802.11k-2008, IEEE Std 802.11r-2008, IEEE Std 802.11y-2008, and IEEE Std 802.11w-2009).
- [4] L. Kleinrock, F. Tobagi, Packet Switching in Radio Channels: Part I–Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics, *Communications, IEEE Transactions on* 23 (12) (1975) 1400 – 1416.
- [5] ns-3, <http://www.nsnam.org/>, [Online; accedido en 03-2015].
- [6] IEEE Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - Local and Metropolitan Area Networks - Specific Requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 8: Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements, IEEE Std 802.11e-2005 (Amendment to IEEE Std 802.11, 1999 Edition (Reaff 2003)).
- [7] F. Baccelli, S. Foss, On the Saturation Rule for the Stability of Queues, *Journal of Applied Probability* 32 (2) (1995) 494–507.
- [8] A. Kumar, D. Patil, Stability and throughput analysis of unslotted CDMA ALOHA with finite number of users and code sharing, *Telecommunication Systems* 8 (1997) 257–275.
- [9] B. Crow, I. Widjaja, J. Kim, P. Sakai, Investigation of the IEEE 802.11 medium access control (MAC) sublayer functions, in: *INFOCOM '97. Sixteenth Annual*

Referencias

- Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings IEEE, Vol. 1, 1997, pp. 126 –133 vol.1.
- [10] T.-S. Ho, K.-C. Chen, Performance analysis of IEEE 802.11 CSMA/CA medium access control protocol, in: Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 1996. PIMRC'96., Seventh IEEE International Symposium on, Vol. 2, 1996, pp. 407 –411 vol.2.
- [11] F. Cali, M. Conti, E. Gregori, IEEE 802.11 wireless LAN: capacity analysis and protocol enhancement, in: INFOCOM '98. Seventeenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE, Vol. 1, 1998, pp. 142 –149 vol.1.
- [12] G. Bianchi, Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function, Selected Areas in Communications, IEEE Journal on 18 (3) (2000) 535 –547.
- [13] A. Kumar, E. Altman, D. Miorandi, M. Goyal, New Insights From a Fixed-Point Analysis of Single Cell IEEE 802.11 WLANs, Networking, IEEE/ACM Transactions on 15 (3) (2007) 588–601.
- [14] K. Huang, K. Duffy, D. Malone, On the Validity of IEEE 802.11 MAC Modeling Hypotheses, Networking, IEEE/ACM Transactions on 18 (6) (2010) 1935 –1948.
- [15] G. Sharma, A. Ganesh, P. Key, Performance Analysis of Contention Based Medium Access Control Protocols, Information Theory, IEEE Transactions on 55 (4) (2009) 1665 –1682.
- [16] P. Robert, Stochastic Networks and Queues, Stochastic Modelling and Applied Probability Series, 2003.
- [17] R. W. Darling, J. R. Norris, Differential equation approximations for Markov chains, Probability Surveys 5 (2008) 37–79.
- [18] M. Benaim, J.-Y. L. Boudec, A class of mean field interaction models for computer and communication systems, Performance Evaluation 65 (11–12) (2008) 823–838.
- [19] J.-w. Cho, J.-Y. Le Boudec, Y. Jiang, On the validity of the fixed point equation and decoupling assumption for analyzing the 802.11 MAC protocol, SIGMETRICS Perform. Eval. Rev. 38 (2) (2010) 36–38.
- [20] M. Bredel, M. Fidler, Understanding Fairness and its Impact on Quality of Service in IEEE 802.11, in: INFOCOM 2009, IEEE, 2009, pp. 1098 –1106.
- [21] T. Lan, D. Kao, M. Chiang, A. Sabharwal, An Axiomatic Theory of Fairness in Network Resource Allocation, in: INFOCOM, 2010 Proceedings IEEE, 2010, pp. 1 –9.

Referencias

- [22] E. Altman, K. Avrachenkov, S. Ramanath, Multiscale fairness and its application to resource allocation in wireless networks, *Computer Communications* 35 (7) (2012) 820 – 828.
- [23] A. Kamerman, L. Monteban, WaveLAN®-II: a high-performance wireless LAN for the unlicensed band, *Bell Labs Technical Journal* 2 (3) (1997) 118–133.
- [24] S. Choi, K. Park, C.-K. Kim, On the performance characteristics of WLANs: revisited, in: *Proceedings of the 2005 ACM SIGMETRICS international conference on Measurement and modeling of computer systems, SIGMETRICS '05, 2005*, pp. 97–108.
- [25] A. Vasan, A. U. Shankar, An Empirical Characterization of Instantaneous Throughput in 802.11b WLANs, Tech. Rep. CS-TR-4389, UMIACS-TR-2002-69, <http://hdl.handle.net/1903/1216> [Online; accedido en 03-2015] (Oct 2002).
- [26] L. Zhang, Y.-J. Cheng, X. Zhou, Rate avalanche: Effects on the performance of multi-rate 802.11 wireless networks, *Simulation Modelling Practice and Theory* 17 (3) (2009) 487 – 503.
- [27] J. Kim, S. Kim, S. Choi, D. Qiao, CARA: Collision-Aware Rate Adaptation for IEEE 802.11 WLANs, in: *INFOCOM 2006. 25th IEEE International Conference on Computer Communications. Proceedings, 2006*, pp. 1–11.
- [28] J. Choi, K. Park, C.-K. Kim, Analysis of Cross-Layer Interaction in Multirate 802.11 WLANs, *Mobile Computing, IEEE Transactions on* 8 (5) (2009) 682 –693.
- [29] M. Heusse, F. Rousseau, G. Berger-Sabbatel, A. Duda, Performance anomaly of 802.11b, in: *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies, Vol. 2, 2003*, pp. 836 – 843 vol.2.
- [30] G. Tan, J. Gutttag, Time-based fairness improves performance in multi-rate WLANs, in: *Proceedings of the annual conference on USENIX Annual Technical Conference, ATEC '04, 2004*, pp. 23–23.
- [31] D. Pong, T. Moors, Fairness and capacity trade-off in IEEE 802.11 WLANs, in: *Local Computer Networks, 2004. 29th Annual IEEE International Conference on, 2004*, pp. 310 – 317.
- [32] A. Babu, L. Jacob, Fairness Analysis of IEEE 802.11 Multirate Wireless LANs, *Vehicular Technology, IEEE Transactions on* 56 (5) (2007) 3073 –3088.
- [33] G. Xylomenos, G. Polyzos, P. Mahonen, M. Saaranen, TCP performance issues over wireless links, *Communications Magazine, IEEE* 39 (4) (2001) 52 –58.
- [34] K. Pentikousis, TCP in wired-cum-wireless environments, *Communications Surveys Tutorials, IEEE* 3 (4) (2000) 2 –14.

Referencias

- [35] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley, J. Kurose, Modeling TCP Reno performance: a simple model and its empirical validation, *Networking, IEEE/ACM Transactions on* 8 (2) (2000) 133–145.
- [36] S. Floyd, T. Henderson, A. Gurtov, The NewReno Modification to TCP's Fast Recovery Algorithm, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3782.txt>, RFC 3782 (Standard), [Online; accedido en 02-2013] (april 2004).
- [37] R. Pries, D. Staehle, S. Oechsner, M. Menth, S. Menth, P. Tran-Gia, On the unfair channel access phenomenon in wireless LANs, in: *Teletraffic Congress, 2009. ITC 21 2009. 21st International, 2009*, pp. 1–8.
- [38] A. Kamerman, G. Aben, Net throughput with IEEE 802.11 wireless LANs, in: *Wireless Communications and Networking Conference, 2000. WCNC. 2000 IEEE, Vol. 2, 2000*, pp. 747–752 vol.2.
- [39] R. Bruno, M. Conti, E. Gregori, Throughput Evaluation and Enhancement of TCP Clients in Wi-Fi Hot Spots, in: R. Battiti, M. Conti, R. Cigno (Eds.), *Wireless On-Demand Network Systems, Vol. 2928 of Lecture Notes in Computer Science*, Springer Berlin / Heidelberg, 2004, pp. 119–125.
- [40] A. Ferragut, F. Paganini, Resource allocation over multirate wireless networks: A network utility maximization perspective, *Computer Networks* 55 (11) (2011) 2658–2674.
- [41] F. Kelly, A. Maulloo, D. Tan, Rate control for communication networks: shadow prices, proportional fairness and stability, *Journal of the Operational Research Society* 49 (3) (1998) 237–252.
- [42] E. Altman, T. Jiménez, Novel Delayed ACK Techniques for Improving TCP Performance in Multihop Wireless Networks, in: M. Conti, S. Giordano, E. Gregori, S. Olariu (Eds.), *Personal Wireless Communications, Vol. 2775 of Lecture Notes in Computer Science*, Springer Berlin / Heidelberg, 2003, pp. 237–250.
- [43] J. Chen, M. Gerla, Y. Z. Lee, M. Sanadidi, TCP with delayed ack for wireless networks, *Ad Hoc Networks* 6 (7) (2008) 1098–1116.
- [44] R. Braden, Requirements for Internet Hosts - Communication Layers, <http://www.ietf.org/rfc/rfc1122.txt>, RFC 1122 (Standard), updated by RFCs 1349, 4379, 5884, 6093, 6298, 6633 (Oct. 1989).
- [45] S. Pilosof, R. Ramjee, D. Raz, Y. Shavitt, P. Sinha, Understanding TCP fairness over wireless LAN, in: *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies, Vol. 2, 2003*, pp. 863–872 vol.2.
- [46] D. Leith, P. Clifford, Using the 802.11e EDCA to achieve TCP upload fairness over WLAN links, in: *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless*

Referencias

- Networks, 2005. WIOPT 2005. Third International Symposium on, 2005, pp. 109 – 118.
- [47] D. Leith, P. Clifford, D. Malone, A. Ng, TCP fairness in 802.11e WLANs, *Communications Letters, IEEE* 9 (11) (2005) 964 – 966.
- [48] N. Blefari-Melazzi, A. Detti, I. Habib, A. Ordine, S. Salsano, TCP Fairness Issues in IEEE 802.11 Networks: Problem Analysis and Solutions Based on Rate Control, *Wireless Communications, IEEE Transactions on* 6 (4) (2007) 1346 –1355.
- [49] H. Balakrishnan, V. Padmanabhan, How network asymmetry affects TCP, *Communications Magazine, IEEE* 39 (4) (2001) 60 –67.
- [50] S. Shioda, H. Iijima, T. Nakamura, S. Sakata, Y. Hirano, T. Murase, ACK pushout to achieve TCP fairness under the existence of bandwidth asymmetry, in: *Proceedings of the 5th ACM workshop on Performance monitoring and measurement of heterogeneous wireless and wired networks, PM2HW2N '10*, 2010, pp. 39–47.
- [51] G. Bianchi, I. Tinnirello, Remarks on IEEE 802.11 DCF performance analysis, *Communications Letters, IEEE* 9 (8) (2005) 765 – 767.
- [52] R. Pickholtz, D. Schilling, L. Milstein, Theory of Spread-Spectrum Communications—A Tutorial, *Communications, IEEE Transactions on* 30 (5) (1982) 855 – 884.
- [53] J. H. Kim, J. K. Lee, Capture effects of wireless CSMA/CA protocols in Rayleigh and shadow fading channels, *Vehicular Technology, IEEE Transactions on* 48 (4) (1999) 1277 –1286.
- [54] J. Arnbak, W. van Blitterswijk, Capacity of Slotted ALOHA in Rayleigh-Fading Channels, *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on* 5 (2) (1987) 261 – 269.
- [55] Z. Hadzi-Velkov, B. Spasenovski, Capture effect in IEEE 802.11 basic service area under influence of Rayleigh fading and near/far effect, in: *Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2002. The 13th IEEE International Symposium on*, Vol. 1, 2002, pp. 172 – 176 vol.1.
- [56] C. Ware, J. Judge, J. Chicharo, E. Dutkiewicz, Unfairness and capture behaviour in 802.11 adhoc networks, in: *Communications, 2000. ICC 2000. 2000 IEEE International Conference on*, Vol. 1, 2000, pp. 159 –163 vol.1.
- [57] A. Kochut, A. Vasan, A. Shankar, A. Agrawala, Sniffing out the correct physical layer capture model in 802.11b, in: *Network Protocols, 2004. ICNP 2004. Proceedings of the 12th IEEE International Conference on*, 2004, pp. 252 – 261.
- [58] J. Lee, W. Kim, S.-J. Lee, D. Jo, J. Ryu, T. Kwon, Y. Choi, An experimental study on the capture effect in 802.11a networks, in: *Proceedings of the second ACM*

Referencias

- international workshop on Wireless network testbeds, experimental evaluation and characterization, WinTECH '07, 2007, pp. 19–26.
- [59] J. Lee, J. Ryu, S.-J. Lee, T. T. Kwon, Improved modeling of IEEE 802.11a PHY through fine-grained measurements, *Computer Networks* 54 (4) (2010) 641 – 657.
- [60] The WifiChannel and WifiPhy models in ns-3, <https://www.nsnam.org/docs/release/3.15/models/\discretionary\discretionary\singlehtml/index.html#the-wifichannel-and-wifiphy\discretionary\discretionary\models>, [Online; accedido en 02-2013].
- [61] M. Lacage, T. R. Henderson, Yet another network simulator, in: *Proceeding from the 2006 workshop on ns-2: the IP network simulator*, WNS2 '06, 2006.
- [62] F. Daneshgaran, M. Laddomada, F. Mesiti, M. Mondin, M. Zanolò, Saturation throughput analysis of IEEE 802.11 in the presence of non ideal transmission channel and capture effects, *Communications, IEEE Transactions on* 56 (7) (2008) 1178 – 1188.
- [63] F. Daneshgaran, M. Laddomada, F. Mesiti, M. Mondin, Unsaturated Throughput Analysis of IEEE 802.11 in Presence of Non Ideal Transmission Channel and Capture Effects, *Wireless Communications, IEEE Transactions on* 7 (4) (2008) 1276 – 1286.
- [64] G. Sutton, R. P. Liu, X. Yang, I. Collings, Modelling Capture Effect for 802.11 DCF under Rayleigh Fading, in: *Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on*, 2010, pp. 1 –6.
- [65] S.-J. Han, T. Nandagopal, Y. Bejerano, H.-G. Choi, Analysis of Spatial Unfairness in Wireless LANs, in: *INFOCOM 2009, IEEE, 2009*, pp. 2043 –2051.
- [66] S. Ganu, K. Ramachandran, M. Gruteser, I. Seskar, J. Deng, Methods for restoring MAC layer fairness in IEEE 802.11 networks with physical layer capture, in: *Proceedings of the 2nd international workshop on Multi-hop ad hoc networks: from theory to reality*, REALMAN '06, 2006, pp. 7–14.
- [67] J. Jeong, S. Choi, J. Yoo, S. Lee, C.-K. Kim, Physical layer capture aware MAC for WLANs, *Wireless Networks* (2012) 1–14.
- [68] N. Abramson, THE ALOHA SYSTEM: another alternative for computer communications, in: *Proceedings of the November 17-19, 1970, fall joint computer conference*, AFIPS '70 (Fall), 1970, pp. 281–285.
- [69] F. Tobagi, L. Kleinrock, Packet Switching in Radio Channels: Part II–The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution, *Communications, IEEE Transactions on* 23 (12) (1975) 1417 – 1433.

Referencias

- [70] Z. Haas, J. Deng, Dual busy tone multiple access (DBTMA)-a multiple access control scheme for ad hoc networks, *Communications, IEEE Transactions on* 50 (6) (2002) 975 –985.
- [71] P. Karn, MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio, in: *ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*, 1990.
- [72] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, L. Zhang, MACAW: a media access protocol for wireless LAN's, in: *Proceedings of the conference on Communications architectures, protocols and applications, SIGCOMM '94*, 1994, pp. 212–225.
- [73] C. L. Fullmer, J. J. Garcia-Luna-Aceves, Floor acquisition multiple access (FAMA) for packet-radio networks, in: *Proceedings of the conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication, SIGCOMM '95*, 1995, pp. 262–273.
- [74] C. L. Fullmer, J. J. Garcia-Luna-Aceves, Solutions to hidden terminal problems in wireless networks, in: *Proceedings of the ACM SIGCOMM '97 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication, SIGCOMM '97*, 1997, pp. 39–49.
- [75] F. Borgonovo, A. Capone, M. Cesana, L. Fratta, RR-ALOHA, a Reliable R-ALOHA broadcast channel for ad-hoc inter-vehicle communication networks, in: *Proceedings of Med-Hoc-Net 2002*, 2002.
- [76] K. A. Rahman, K. E. Tepe, Extended sliding frame R-Aloha: Medium access control (MAC) protocol for mobile networks, *Ad Hoc Networks* 10 (6) (2012) 1017 – 1027.
- [77] S. Gollakota, D. Katabi, Zigzag decoding: combating hidden terminals in wireless networks, in: *Proceedings of the ACM SIGCOMM 2008 conference on Data communication, SIGCOMM '08*, 2008, pp. 159–170.
- [78] D. Halperin, T. Anderson, D. Wetherall, Taking the sting out of carrier sense: interference cancellation for wireless LANs, in: *Proceedings of the 14th ACM international conference on Mobile computing and networking, MobiCom '08*, 2008, pp. 339–350.
- [79] S. Khurana, A. Kahol, A. Jayasumana, Effect of hidden terminals on the performance of IEEE 802.11 MAC protocol, in: *Local Computer Networks, 1998. LCN '98. Proceedings., 23rd Annual Conference on*, 1998, pp. 12 –20.
- [80] S. Khurana, A. Kahol, S. Gupta, P. Srimani, Performance evaluation of distributed co-ordination function for IEEE 802.11 wireless LAN protocol in presence of mobile and hidden terminals, in: *Modeling, Analysis and Simulation of Computer and Telecommunication Systems, 1999. Proceedings. 7th International Symposium on*, 1999, pp. 40 –47.

Referencias

- [81] K. Xu, M. Gerla, S. Bae, How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc networks, in: Global Telecommunications Conference, 2002. GLOBECOM '02. IEEE, Vol. 1, 2002, pp. 72 – 76 vol.1.
- [82] K. Xu, M. Gerla, S. Bae, Effectiveness of RTS/CTS handshake in IEEE 802.11 based ad hoc networks, *Ad Hoc Networks* 1 (1) (2003) 107 – 123.
- [83] F. Liu, J. Lin, Z. Tao, T. Korakis, E. Erkip, S. Panwar, The Hidden Cost of Hidden Terminals, in: Communications (ICC), 2010 IEEE International Conference on, 2010, pp. 1 –6.
- [84] A. Iyer, C. Rosenberg, A. Karnik, What is the right model for wireless channel interference?, *Wireless Communications, IEEE Transactions on* 8 (5) (2009) 2662 –2671.
- [85] A. Tsertou, D. Laurenson, J. Thompson, A new approach for the throughput analysis of IEEE 802.11 in networks with hidden terminals, in: Int. Workshop Wireless Ad-hoc Netw., 2005.
- [86] H. Wu, F. Zhu, Q. Zhang, Z. Niu, Analysis of IEEE 802.11 DCF with Hidden Terminals, in: Global Telecommunications Conference, 2006. GLOBECOM '06. IEEE, 2006, pp. 1 –5.
- [87] O. Ekici, A. Yongacoglu, IEEE 802.11a Throughput Performance with Hidden Nodes, *Communications Letters, IEEE* 12 (6) (2008) 465 –467.
- [88] A. Tsertou, D. Laurenson, Revisiting the Hidden Terminal Problem in a CSMA/CA Wireless Network, *Mobile Computing, IEEE Transactions on* 7 (7) (2008) 817 –831.
- [89] B. Jang, M. Sichitiu, IEEE 802.11 Saturation Throughput Analysis in the Presence of Hidden Terminals, *Networking, IEEE/ACM Transactions on* 20 (2) (2012) 557 –570.
- [90] A. Lindgren, A. Almquist, O. Schelen, Evaluation of quality of service schemes for IEEE 802.11 wireless LANs, in: Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001), 2001, pp. 348–351. doi:10.1109/LCN.2001.990806.
- [91] G. Bianchi, I. Tinnirello, L. Scalia, Understanding 802.11e contention-based prioritization mechanisms and their coexistence with legacy 802.11 stations, *Network, IEEE* 19 (4) (2005) 28–34.
- [92] J. Robinson, T. Randhawa, Saturation throughput analysis of IEEE 802.11e Enhanced distributed coordination function, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 22 (5) (2004) 917–928.
- [93] V. Ramaiyan, A. Kumar, E. Altman, Fixed Point Analysis of Single Cell IEEE 802.11e WLANs: Uniqueness and Multistability, *Networking, IEEE/ACM Transactions on* 16 (5) (2008) 1080–1093.

Referencias

- [94] A. Banchs, A. Azcorra, C. Garcia, R. Cuevas, Applications and challenges of the 802.11e EDCA mechanism: an experimental study, *Network, IEEE* 19 (4) (2005) 52–58.
- [95] D. Gao, J. Cai, K. N. Ngan, Admission control in IEEE 802.11e wireless LANs, *Network, IEEE* 19 (4) (2005) 6–13.
- [96] Y. Liu, M. Meng, Survey of Admission Control Algorithms in IEEE 802.11e Wireless LANs, in: *International Conference on Future Computer and Communication. FCC '09.*, 2009, pp. 230–233.
- [97] P. Serrano, A. Banchs, P. Patras, A. Azcorra, Optimal Configuration of 802.11e EDCA for Real-Time and Data Traffic, *Vehicular Technology, IEEE Transactions on* 59 (5) (2010) 2511–2528.
- [98] P. Serrano, P. Patras, A. Mannocci, V. Mancuso, A. Banchs, Control theoretic optimization of 802.11 WLANs: Implementation and experimental evaluation, *Computer Networks* 57 (1) (2013) 258 – 272.
- [99] G. Hiertz, D. Denteneer, L. Stibor, Y. Zang, X. Costa, B. Walke, The IEEE 802.11 universe, *Communications Magazine, IEEE* 48 (1) (2010) 62–70. doi:10.1109/MCOM.2010.5394032.
- [100] IEEE Standard for Local and metropolitan area networks: Media Access Control (MAC) Bridges, *IEEE Std 802.1D-2004 (Revision of IEEE Std 802.1D-1998)*.
- [101] T. Higgins, Does Wi-Fi MultiMedia (WMM) Really Do Anything?, <http://www.smallnetbuilder.com/wireless/wireless\discretionary\features/30833-does-wi-fi-multimedia-wmm-really-do\anything-part-1>, [Online; accedido en 02-2013] (2009).
- [102] G. Bianchi, A. Di Stefano, C. Giaconia, L. Scalia, G. Terrazzino, I. Tinnirello, Experimental Assessment of the Backoff Behavior of Commercial IEEE 802.11b Network Cards, in: *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*, 2007, pp. 1181–1189.
- [103] R. Bolla, R. Rapuzzi, M. Repetto, On the effectiveness of IEEE 802.11e implementations in real hardware, in: *6th International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS 2009).*, 2009, pp. 303–307.
- [104] R. Chandra, R. Mahajan, T. Moscibroda, R. Raghavendra, P. Bahl, A case for adapting channel width in wireless networks, in: *Proceedings of the ACM SIGCOMM 2008 conference on Data communication, SIGCOMM '08*, Seattle, WA, USA, 2008, pp. 135–146.
- [105] V. Shrivastava, S. Rayanchu, J. Yoonj, S. Banerjee, 802.11n under the microscope, in: *Proceedings of the 8th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement, IMC '08*, Vouliagmeni, Greece, 2008, pp. 105–110.

Referencias

- [106] K. Pelechrinis, T. Salonidis, H. Lundgren, N. Vaidya, Experimental characterization of 802.11n link quality at high rates, in: Proceedings of the fifth ACM international workshop on Wireless network testbeds, experimental evaluation and characterization, WiNTECH '10, Chicago, Illinois, USA, 2010, pp. 39–46.
- [107] L. Deek, E. Garcia-Villegas, E. Belding, S.-J. Lee, K. Almeroth, The impact of channel bonding on 802.11n network management, in: Proceedings of the Seventh COncference on emerging Networking EXperiments and Technologies, CoNEXT '11, Tokyo, Japan, 2011, pp. 11:1–11:12.
- [108] M. Arslan, K. Pelechrinis, I. Broustis, S. Singh, S. Krishnamurthy, S. Addepalli, K. Papagiannaki, Acorn: An auto-configuration framework for 802.11n wlans, Networking, IEEE/ACM Transactions on 21 (3) (2013) 896–909. doi:10.1109/TNET.2012.2218125.
- [109] K. Pelechrinis, I. Broustis, T. Salonidis, S. V. Krishnamurthy, P. Mohapatra, Design and deployment considerations for high performance MIMO testbeds, in: Proceedings of the 4th Annual International Conference on Wireless Internet, WICON '08, Maui, Hawaii, 2008, pp. 53:1–53:9.
- [110] L. Zheng, D. Tse, Diversity and multiplexing: a fundamental tradeoff in multiple-antenna channels, Information Theory, IEEE Transactions on 49 (5) (2003) 1073–1096.
- [111] I. Pefkianakis, Y. Hu, S. H. Wong, H. Yang, S. Lu, MIMO rate adaptation in 802.11n wireless networks, in: Proceedings of the sixteenth annual international conference on Mobile computing and networking, MobiCom '10, Chicago, Illinois, USA, 2010, pp. 257–268.
- [112] I. Pefkianakis, S.-B. Lee, S. Lu, Towards mimo-aware 802.11n rate adaptation, Networking, IEEE/ACM Transactions on 21 (3) (2013) 692–705. doi:10.1109/TNET.2012.2207908.
- [113] T. Li, Q. Ni, D. Malone, D. Leith, Y. Xiao, T. Turletti, Aggregation With Fragment Retransmission for Very High-Speed WLANs, Networking, IEEE/ACM Transactions on 17 (2) (2009) 591–604.
- [114] Y. Lin, V. Wong, Frame Aggregation and Optimal Frame Size Adaptation for IEEE 802.11n WLANs, in: Global Telecommunications Conference, 2006. GLOBECOM '06. IEEE, 2006, pp. 1–6.
- [115] O. Abu-Sharkh, M. Abdelhadi, The impact of multi-rate operation on A-MSDU, A-MPDU and block acknowledgment in greenfield IEEE802.11n wireless LANs, in: Wireless Advanced (WiAd), 2011, pp. 116–121.
- [116] M. Zubeldía, A. Ferragut, F. Paganini, Averting speed inefficiency in multirate wireless networks through queueing and aggregation, in: IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM 2012), Anaheim, USA, 2012.

Referencias

- [117] M. Kim, C.-H. Choi, Hidden-node detection in IEEE 802.11n wireless lans, *Vehicular Technology, IEEE Transactions on* 62 (6) (2013) 2724–2734. doi:10.1109/TVT.2013.2246594.
- [118] E. H. Ong, J. Knecht, O. Alanen, Z. Chang, T. Huovinen, T. Nihtila, IEEE 802.11ac: Enhancements for very high throughput WLANs, in: *Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2011 IEEE 22nd International Symposium on*, 2011, pp. 849–853.
- [119] Q. Spencer, C. Peel, A. Swindlehurst, M. Haardt, An introduction to the multi-user MIMO downlink, *Communications Magazine, IEEE* 42 (10) (2004) 60–67.
- [120] D. Chan, T. Berger, L. Tong, Carrier Sense Multiple Access Communications on Multipacket Reception Channels: Theory and Applications to IEEE 802.11 Wireless Networks, *Communications, IEEE Transactions on* 61 (1) (2013) 266–278.
- [121] IEEE Standard for Information technology–Telecommunications and information exchange between systems–Local and metropolitan area networks–Specific requirements–Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 3: Enhancements for Very High Throughput in the 60 GHz Band, IEEE Std 802.11ad-2012 (Amendment to IEEE Std 802.11-2012, as amended by IEEE Std 802.11ae-2012 and IEEE Std 802.11aa-2012).
- [122] WirelessHD, <http://www.wirelesshd.org/>, [Online; accedido en 03-2015].
- [123] E. Charfi, L. Chaari, L. Kamoun, Phy/mac enhancements and qos mechanisms for very high throughput wlans: A survey, *Communications Surveys Tutorials, IEEE* 15 (4) (2013) 1714–1735. doi:10.1109/SURV.2013.013013.00084.
- [124] J. Fang, K. Tan, Y. Zhang, S. Chen, L. Shi, J. Zhang, Y. Zhang, Z. Tan, Fine-grained channel access in wireless lan, *Networking, IEEE/ACM Transactions on* 21 (3) (2013) 772–787. doi:10.1109/TNET.2012.2212207.
- [125] K. C.-J. Lin, S. Gollakota, D. Katabi, Random access heterogeneous MIMO networks, in: *Proceedings of the ACM SIGCOMM 2011 conference*, Toronto, Ontario, Canada, 2011, pp. 146–157.
- [126] S. Sen, R. Roy Choudhury, S. Nelakuditi, No time to countdown: migrating backoff to the frequency domain, in: *Proceedings of the 17th annual international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '11, Las Vegas, Nevada, USA, 2011, pp. 241–252.
- [127] X. Feng, J. Zhang, Q. Zhang, B. Li, Use your frequency wisely: Explore frequency domain for channel contention and ACK, in: *INFOCOM, 2012 Proceedings IEEE*, 2012, pp. 549–557.
- [128] 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group Services and System Aspects, 3GPP system to Wireless Local Area Network (WLAN) interworking; System description (Release 11) (Sept. 2012).

Referencias

- [129] 3rd Generation Partnership Project; Technical Specification Group GSM/EDGE Radio Access Network, Generic Access Network (GAN); Stage 2 (Release 11) (Sept. 2012).
- [130] IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks- Part 21: Media Independent Handover, IEEE Std 802.21-2008.
- [131] E. Piri, K. Pentikousis, IEEE 802.21: Media-Independent Handover Services, *The Internet Protocol Journal* 12 (2).
- [132] R. Ferrus, O. Sallent, R. Agusti, Interworking in heterogeneous wireless networks: Comprehensive framework and future trends, *Wireless Communications, IEEE* 17 (2) (2010) 22–31.
- [133] M. Kassar, B. Kervella, G. Pujolle, An overview of vertical handover decision strategies in heterogeneous wireless networks, *Computer Communications* 31 (10) (2008) 2607 – 2620.
- [134] J. Márquez-Barja, C. T. Calafate, J.-C. Cano, P. Manzoni, An overview of vertical handover techniques: Algorithms, protocols and tools, *Computer Communications* 34 (8) (2011) 985 – 997.
- [135] T. Ali, M. Saquib, Analytical Framework for WLAN-Cellular Voice Handover Evaluation, *Mobile Computing, IEEE Transactions on* 12 (3) (2013) 447–460.
- [136] O. Marce, H.-H. Tran, B. Tuffin, Double-sided auctions applied to vertical handover for mobility management in wireless networks, *Journal of Network and Systems Management* (2013) 1–24.
- [137] FCC, Second Report and Order And Memorandum Opinion and Order, ET Docket No. 08-260 (Nov. 2008).
- [138] K. Shin, H. Kim, A. Min, A. Kumar, Cognitive radios for dynamic spectrum access: from concept to reality, *Wireless Communications, IEEE* 17 (6) (2010) 64–74.
- [139] IEEE Standard for Information Technology–Telecommunications and information exchange between systems Wireless Regional Area Networks (WRAN)–Specific requirements Part 22: Cognitive Wireless RAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Policies and Procedures for Operation in the TV Bands, IEEE Std 802.22-2011.
- [140] J. Mitola, J. Maguire, G.Q., Cognitive radio: making software radios more personal, *Personal Communications, IEEE* 6 (4) (1999) 13–18.
- [141] R. C. Qiu, Z. Hu, H. Li, M. C. Wicks, *Cognitive Radio Communication and Networking: Principles and Practice*, John Wiley & Sons, 2012.

Referencias

- [142] Ieee standard for information technology– local and metropolitan area networks– specific requirements– part 15.4: Wireless medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications for low rate wireless personal area networks (wpans), IEEE Std 802.15.4-2006 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2003) (2006) 1–320doi:10.1109/IEEESTD.2006.232110.
- [143] F. Baccelli, B. Blaszczyszyn, Stochastic geometry and wireless networks, volume 1: Theory, Foundations and Trends in Networking 3 (3-4) (2009) 249–449. doi: 10.1561/13000000006.
URL <http://dx.doi.org/10.1561/1300000006>
- [144] F. Baccelli, B. Blaszczyszyn, Stochastic geometry and wireless networks, volume 2: Applications, Foundations and Trends in Networking 4 (1-2) (2009) 1–312. doi: 10.1561/13000000026.
URL <http://dx.doi.org/10.1561/13000000026>
- [145] P. Bermolen, M. Jonckheere, F. Larroca, P. Moyal, Estimating the Transmission Probability in Wireless Networks with Configuration Models<http://arxiv.org/abs/1411.0143> [Online; accedido en 09-2015].
- [146] B. Bollobas, Random graphs, Cambridge University Press, 2001.
- [147] M. Molloy, B. Reed, A critical point for random graphs with a given degree sequence, Random structures and algorithms 6 (1995) 161–180.
- [148] R. Durrett, Random graph dynamics, cambridge university press Edition, 2007.
- [149] D. Stoyan, H. Stoyan, On one of matérn’s hard-core point process models, Mathematische Nachrichten 122 (1) (1985) 205–214.
- [150] PhySimWiFi for NS-3 – An IEEE 802.11 OFDM physical layer simulator within NS-3, <http://dsn.tm.kit.edu/ns3-physim.php>, [Online; accedido en 03-2015].
- [151] A. Cardenas, S. Radosavac, J. Baras, Evaluation of Detection Algorithms for MAC Layer Misbehavior: Theory and Experiments, Networking, IEEE/ACM Transactions on 17 (2) (2009) 605–617.

Índice de figuras

1.1.	Ejemplo del método Básico luego de que dos tramas colisionan. Todas las estaciones tienen tramas en sus colas en todo momento.	6
2.1.	Probabilidad de colisión (p^*) en función del número de estaciones: simulaciones y estimación de Bianchi. Los resultados de las simulaciones corresponden a la tasa de datos de 11Mbps, dado que a todas las tasas se obtiene la misma p^*	11
2.2.	<i>Throughput</i> saturado en función del número de estaciones: simulaciones y estimación de Bianchi. Los resultados de simulación son indicados con marcas y la estimación de Bianchi con líneas. Las líneas sólidas corresponden al modo de acceso Básico y las punteadas al modo RTS/CTS.	12
2.3.	<i>Throughput</i> saturado en función del número de estaciones bajo el algoritmo <i>multi-rate</i> ARF.	14
2.4.	Probabilidad de colisión (p^*) en función del número de estaciones para ARF: modelo de Bianchi y simulaciones.	15
2.5.	Escenario con diferentes tasas de modulación. Todas las estaciones transmiten a tasa de 11 Mbps, excepto una que transmite a 2 Mbps.	18
2.6.	Escenario de diferentes tamaños de paquetes. Todas las estaciones transmiten con carga de 988 bytes, excepto por una que lo hace con 2028 bytes (a) o 328 bytes (b).	20
3.1.	Relación entre las transmisiones exitosas y las totales para las estaciones (i.e. paquetes de reconocimiento TCP) y el AP (i.e. paquetes de datos). Las transmisiones son moduladas a 11 Mbps (resultados similares se obtienen a otras tasas).	23
3.2.	<i>Throughput</i> total cuando n estaciones están descargando un archivo de tamaño infinito desde el mismo servidor, para diferentes tasas de modulación (fijas) en todas las estaciones.	23
3.3.	<i>Throughput</i> total y por estación para el escenario de TCP con tráfico descendente. La tasa de modulación es controlada por ARF y las condiciones del canal son tal que todas las estaciones transmiten principalmente a 11 Mbps, excepto por una que transmite mayormente a 1 Mbps.	25
3.4.	<i>Throughput</i> total cuando n estaciones están transfiriendo un archivo de tamaño infinito a un mismo servidor para distintos valores (fijos) de tasas de modulación para todas las estaciones.	26

Índice de figuras

3.5.	<i>Throughput</i> obtenido por cada estación. Tráfico TCP ascendente, con tamaño de buffer del AP de 20 paquetes.	27
3.6.	<i>Throughput</i> total que obtiene cada estación. Tráfico ascendente y descendente, con tamaño del buffer del AP de 20000 paquetes. El número total de estaciones es 20 y la cantidad de estaciones ascendentes varía desde 0 a 20. El índice numera desde estas estaciones.	28
3.7.	<i>Throughput</i> total que obtiene cada estación. Tráfico ascendente y descendente, con tamaño del buffer del AP de 20 paquetes. El número total de estaciones es 20. Los primeros 10 índices corresponden a los ascendentes.	29
3.8.	<i>Throughput</i> cuando diez estaciones con flujo TCP están descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP y n_{up} estaciones están mandando tráfico UDP al AP en condiciones saturadas. Se incluyen los resultados cuando no hay flujos TCP como referencia.	30
3.9.	Probabilidad de colisión cuando diez estaciones con flujo TCP están descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP y n_{up} estaciones están mandando tráfico UDP al AP en condiciones saturadas. Se incluyen los resultados cuando no hay flujos TCP como referencia.	30
3.10.	<i>Throughput</i> obtenido por cada estación. 10 flujos TCP de bajada, 3 UDP de subida y 1 UDP de bajada. El buffer del AP es de 20000 paquetes. El índice de los flujos corresponde a este orden.	32
4.1.	Probabilidad de expirar el tiempo de reconocimiento y <i>throughput</i> individual cuando dos estaciones están a la misma distancia del AP, una transmitiendo a 10 dBm y la otra con la potencia indicada en la coordenada x. El tráfico es UDP en sentido ascendente saturado, con tasa de 2 Mbps y se muestran los resultados para ambos método de acceso.	39
4.2.	<i>Throughput</i> individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones distribuidas dentro de un círculo de 50 m alrededor del AP, mandan tráfico UDP en sentido ascendente en condiciones saturadas. La tasa es fija a 11 Mbps y la potencia de transmisión también es fija. Los resultados corresponden a 10 corridas diferentes.	40
4.3.	<i>Throughput</i> individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones distribuidas dentro de un círculo de 50 m alrededor del AP, descargando un archivo infinitamente grande desde un servidor detrás del AP. La tasa es fija a 11 Mbps y la potencia de transmisión también es fija. Los resultados corresponden a 10 corridas diferentes.	41
5.1.	Escenario donde dos estaciones están ocultas entre ellas: aunque la comunicación con el AP es apropiada, una pared entre ellas resulta en que ninguna es capaz de censar a la otra.	44
5.2.	Resultados correspondientes a dos estaciones con tráfico UDP hacia el AP en condiciones saturadas, para diferentes tasas de modulación. Se incluye el caso en que las estaciones están ocultas y en el que se “ven”	45

Índice de figuras

5.3. Resultados correspondientes a dos estaciones ocultas entre ellas con tráfico UDP hacia el AP en condiciones saturadas, con diferente carga útil. La tasa de modulación está fija a 11 Mbps.	46
5.4. <i>Throughput</i> individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m y centro el AP, enviando tráfico UDP ascendente en condiciones saturadas. La tasa de datos es fija a 11 Mbps y las estaciones que están separadas más de 60 m están ocultas entre ellas. Los resultados corresponden a 10 corridas de simulación.	47
5.5. <i>Throughput</i> individual en función de la potencia recibida. Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m y centro el AP, enviando tráfico TCP ascendente y descendente. La tasa de datos es fija a 11 Mbps y las estaciones que están separadas más de 60 m están ocultas entre ellas. Los resultados corresponden a 10 corridas de simulación.	48
5.6. Diez estaciones están ubicadas aleatoriamente dentro de un círculo de radio 50 m alrededor del AP. El <i>throughput</i> individual en función del censado de la portadora para todos los escenarios considerados hasta el momento. Los resultados correspondientes a la media y los cuantiles de 0,95 y 0,05 del <i>throughput</i> individual obtenido por todas las estaciones.	49
7.1. Ejemplo de \mathcal{N}_s y \mathcal{N}_r cuando existe un nodo r en $\mathcal{U}_{t_n^+}$. Los nodos en gris están explorados y los demás inexplorados en tiempo t_n . Sólo se muestran las uniones de s y r	62
7.2. Proporción de paquetes CTS recibidos en función de la cantidad de vecinos, donde la cantidad de vecinos es una v.a. con distribución uniforme entre 0 y 6 (a) y con distribución poisson de parámetro 2 (b).	70
7.3. Estimación de la probabilidad de éxito, para una proceso puntual de Poisson, variando la varianza del fading σ	72

Esta es la última página.
Compilado el 16 de noviembre de 2015.
<http://iie.fing.edu.uy/>