

El éxito de los sistemas de comunicaciones móviles se basa en gran medida en dos aspectos: la técnica de control de acceso al medio (MAC) y la técnica de gestión de recursos. En el primer aspecto, dada la aleatoriedad en la presencia y demanda de servicios de los terminales móviles (TMs) en la red inalámbrica, se requiere de una técnica MAC con buenas prestaciones en cuanto a estabilidad, eficiencia, retardo y capacidad de manejo de tráfico. Por lo que de acuerdo a los requerimientos anteriores, es necesario llevar a cabo un estudio de aquellos parámetros que mayormente influyen en las prestaciones de las técnicas de control de acceso al medio.

Por otra parte, en comunicaciones móviles el protocolo MAC, empleado para la comunicación entre el terminal móvil (TM) y la estación base (EB), inicia con una primera fase llamada canal de petición mediante la cual el TM notifica a la EB sus requerimientos de comunicación. Con esta información la EB planifica la gestión de recursos del sistema. Vale la pena resaltar que dadas las características de aleatoriedad presentes en un escenario de comunicaciones móviles, se hace necesario contar con una técnica MAC que controle de manera eficiente la posible interferencia entre TMs. Es decir, la técnica MAC deberá evitar, o cuando menos, ser capaz de resolver estos problemas y optimizar la petición del canal para tener una alta eficiencia y un retardo promedio bajo.

ISBN: 978-607-410-078-5



9 786074 100785



innovación editorial lagares
M E X I C O



Aldo Luis Méndez Pérez, David Hilario Covarrubias Rosales, César Vargas Rosales.

Análisis de Prestaciones para Protocolos de Control de Acceso al Medio

Análisis de Prestaciones para Protocolos de Control de Acceso al Medio

Aldo Luis Méndez Pérez,
David Hilario Covarrubias Rosales,
César Vargas Rosales.

**Análisis de Prestaciones
para Protocolos de Control
de Acceso al Medio**

Análisis de Prestaciones para Protocolos de Control de Acceso al Medio

Aldo Luis Méndez Pérez
Universidad Autónoma de Tamaulipas - UAT

David Hilario Covarrubias Rosales
**Centro de Investigación Científica y de Educación Superior
de Ensenada - CICESE**

César Vargas Rosales
**Instituto Tecnológico y de Estudios Superiores
de Monterrey - ITESM**



innovación editorial | lagares
M E X I C O

“Queda rigurosamente prohibida, sin la autorización escrita de los titulares del <<Copyright>>, bajo las sanciones establecidas en las leyes, la reproducción parcial o total de esta obra por cualquier medio o procedimiento, comprendiendo la reprografía y el tratamiento informático”.

Análisis de Prestaciones para Protocolos de Control de Acceso al Medio

© 2009 Aldo Luis Méndez Pérez, David Hilario Covarrubias Rosales y César Vargas Rosales

DR. © 2009 por Innovación Editorial Lagares de México, S.A. de C.V.

Álamo Plateado No. 1-402

Fracc. Los Álamos

Naucalpan, Estado de México

C.P. 53230

Teléfono: (55) 5240- 1295 al 98

email: editor@lagares.com.mx

Diseño de Portada: Enrique Ibarra Vicente

Cuidado Editorial: Rosaura Rodríguez Aguilera

ISBN: 978-607-410-078-5

Primera edición julio, 2009

IMPRESO EN MÉXICO / PRINTED IN MEXICO

Prefacio

Uno de los campos de las telecomunicaciones que ha merecido mayor atención en los últimos 25 años ha sido la resolución de colisiones en un canal multiacceso, es decir, resolver el acceso de un numeroso grupo de terminales móviles (TMs) a un canal común para comunicarse.

La solución clásica escogida ha sido implementar diferentes formas de multiplexado de la información; por ejemplo, multiplexado por división en el tiempo (TDM) o por división en frecuencia (FDM), con el fin de repartir equitativamente los recursos entre los TMs. Sin embargo, esta solución se basa, como es sabido, en una división fija de los recursos, que es ineficiente cuando los requerimientos de los TMs varían con el tiempo o, sencillamente, el número de TMs es desconocido. Clásicamente se ha incorporado diversas formas de asignación por demanda de los recursos, de forma que la partición de éstos se pueda adaptar a los requerimientos.

Una segunda alternativa más eficaz a problemas de acceso múltiple con las características citadas anteriormente consiste en emplear algún tipo de acceso aleatorio, es decir, permitir a todo terminal móvil (TM) la posibilidad de ocupar los recursos de comunicaciones cuando tenga información a transmitir. Los problemas surgen, evidentemente, cuando dos o más TMs transmiten a la vez, porque se producirá una interferencia mutua, llamada colisión, cuyo resultado será la no transmisión correcta de los mensajes implicados, por una parte, y la necesidad de articular los mecanismos necesarios para que no se produzcan colisiones, o, al menos minimizarlas.

La idea subyacente en este tipo de sistemas que lleva a una utilización más eficiente del medio radica en la esporádica utilización del medio por parte de los TMs, y el completo desconocimiento que ellos tienen entre sí. Todos los TMs del sistema de acceso aleatorio saben de las colisiones que se producen en él, a través de un mensaje de realimentación.

En una red inalámbrica cuando un mismo recurso es susceptible de ser utilizado por varios TMs independientes entre ellos aparece la necesidad de establecer un protocolo de acceso múltiple, a fin de gestionar y asignar el recurso escaso en cuestión. Si no considerase ningún tipo de protocolo, podrían ocurrir conflictos si más de un TMs quisiera acceder al recurso al mismo tiempo.

Los protocolos de acceso múltiple deberán evitar, o cuanto menos ser capaces de resolver, los citados conflictos.

Las razones que llevan a compartir los recursos son debido a que estos son escasos o cuanto menos caros, por lo que es necesario optimizar su uso. Además, es usual el requerimiento de conectividad entre TMs.

En el entorno de las comunicaciones móviles celulares, es importante destacar que la mencionada compartición de recursos es más esencial y necesaria, puesto que el interfaz aire, que es el soporte de la transmisión, es único.

Los requerimientos de un protocolo de acceso múltiple son:

- Compartir el canal de transmisión común entre los diferentes TMs del sistema. Para ello, el protocolo debe establecer la manera en que los usuarios acceden al canal, siguiendo una serie de reglas especificadas.
- Realizar la asignación de forma que el medio de transmisión se use eficientemente. El grado de eficiencia se mide habitualmente en términos de caudal eficaz o *throughput* (número medio de transmisiones con éxito por intervalo temporal) y retardo de las transmisiones.
- La asignación de recursos debe ser equitativa entre los usuarios, a no ser que quieran establecerse prioridades entre ellos.
- El protocolo debe ser estable, lo que significa que si el sistema está en equilibrio, un incremento en la carga ofrecida al mismo debe llevar al sistema a un nuevo punto de equilibrio.

En particular en el entorno móvil el protocolo de acceso múltiple debe ser capaz de soportar los efectos de:

- El problema del TM oculto, por lo cual dos TMs se encuentran fuera de cobertura a causa de obstáculos, pero dentro del área de cobertura de la estación base (EB).
- El efecto cerca-lejos (*near-far effect*), producido por las distancias a las que se encuentran los TMs de la EB.
- Los efectos característicos del canal móvil, que provocan desvanecimientos sobre el nivel de la señal recibida.

- Los efectos derivados de la estructura celular en las comunicaciones móviles, como por ejemplo la interferencia co-canal aparecida por el reuso de frecuencias.

Muchas de las propiedades mencionadas anteriormente entran en conflicto entre ellas, de modo que la consecución de una de ellas impide la de la otra, por lo que debe llegarse a una solución de compromiso en el diseño de las propiedades del protocolo de acceso múltiple.

El objetivo de este libro es el análisis de prestaciones para protocolos de control de acceso al medio en sistemas de comunicaciones móviles celulares, determinando cómo influye cada uno de los parámetros de diseño en el desempeño de la red. Con este objetivo se ha organizado los contenidos del libro en los siguientes capítulos:

El Capítulo 1 inicia con la introducción a los protocolos de control de acceso al medio (MAC), así como la clasificación y explicación de cada uno de los protocolos de manera breve.

El Capítulo 2 está dedicado al estudio de manera detallada del protocolo ALOHA ranurado (S-ALOHA). En este estudio se lleva a cabo el modelado y el desempeño de éste, determinando las desventajas que presenta. Posteriormente, se presenta una manera de mejorar las limitaciones de S-ALOHA.

El Capítulo 3 se dedica al análisis del protocolo CSMA. Al igual que en el capítulo anterior se realiza el modelo de éste y se obtienen los resultados, determinado cómo afecta los parámetros de diseño en el desempeño de la red. Para que enseguida se mejoren las limitaciones que presenta el protocolo estudiado.

Siguiendo con el estudio detallado de los protocolos MAC, en el Capítulo 4 se ofrece un razonamiento del protocolo ISMA, en el que se presenta su funcionamiento, modelado matemático, así como el desempeño de éste. Después de determinar sus limitaciones se añade el efecto captura, indicando cómo afecta éste en el aumento del desempeño de la red.

Por último, en el Capítulo 5, es presentado un protocolo orientado a servicio a voz, este protocolo es PRMA. Para esto, se muestra el funcionamiento de dicho protocolo y se obtienen resultados en función del número de usuarios que puede soportar el sistema.

Agosto de 2009
Aldo Luis Méndez Pérez
David Hilario Covarrubias Rosales
César Vargas Rosales

Sobre los autores



Dr. Aldo Luis Méndez Pérez. Doctor en Ciencia en Electrónica y Telecomunicaciones por el Centro de Investigación Científica y de Educación Superior de Ensenada, B.C. (2003). Maestro en Ciencias en Ingeniería Electrónica del Centro Nacional de Investigación y Desarrollo Tecnológico (1997) y Licenciado en Instrumentación Electrónica de la Universidad Veracruzana (1995). Ha sido Profesor Titular A del Instituto Tecnológico de Zacatepec y Profesor Titular C del Instituto Tecnológico de Querétaro. Actualmente es Profesor Titular D de la Unidad Académica Multidisciplinaria Reynosa-Rodhe en la Universidad Autónoma de Tamaulipas. Sus áreas de interés son protocolos MACs y modelos de gestión de recursos para comunicaciones móviles. Es miembro del Sistema Nacional de Investigadores (SNI) y tiene el Reconocimiento a Perfil Deseable-PROMEPE.



Dr. David Hilario Covarrubias Rosales. Ingeniero mecánico electricista egresado de la UNAM. Maestro en ciencias con orientación en altas frecuencias por el Centro de Investigación Científica y de Educación Superior de Ensenada (CICESE). Doctor en telecomunicaciones por la Universidad Politécnica de Cataluña, Barcelona, España. Investigador titular del departamento de electrónica y telecomunicaciones desde 1984. Autor de más de 50 publicaciones en revistas con arbitraje. Director de tesis de 36 estudiantes graduados de maestría y de 4 graduados de doctorado. Fundador y líder del Grupo de Comunicaciones Inalámbricas del CICESE. Responsable de más de 20 proyectos de investigación y de desarrollo tecnológico. Miembro del Sistema Nacional de Investigadores desde 1986. Líneas de investigación comunicaciones móviles celulares y algoritmos de optimización aplicados a comunicaciones inalámbricas.



Dr. César Vargas Rosales recibió los grados de Doctor en Filosofía y Maestro en Ciencias en Ingeniería Eléctrica con especialidad en Comunicaciones y Procesamiento de Señales de Louisiana State University en 1996, y 1992, respectivamente, y de Ingeniero Mecánico Electricista de la UNAM en 1988. Desde 1996 está en el Centro de Electrónica y Telecomunicaciones del Instituto Tecnológico y de Estudios Superiores de Monterrey Campus Monterrey. Actualmente es el Coordinador de la Maestría en Ciencias con Especialidad en Telecomunicaciones y el Director de la Carrera de Ingeniería en Telecomunicaciones y Microelectrónica. Su investigación se desarrolla en sistemas PCS, localización, modelado estocástico de redes y tráfico, y

detección de intrusiones. Dr. Vargas ha publicado más de 30 artículos en revistas y conferencias internacionales, un libro de localización, y ha dirigido más de 60 tesis de Maestría y Doctorado, es miembro Senior de IEEE y del Sistema Nacional de Investigadores.

Agradecimiento



Agradecimiento

Al Fondo Mixto de Fomento a la Investigación Científica y Tecnológica CONACYT – Gobierno del Estado de Tamaulipas por el apoyo brindado para la publicación de este libro.
Bajo el financiamiento del proyecto TAMPS-2007-C13-73936 y CB-2007-01-83674

| | |
|--|----|
| 3. ACCESO MÚLTIPLE POR SENSADO DE PORTADORA (CSMA) | 45 |
| 3.1 Funcionamiento..... | 45 |
| 3.2 Modelado de CSMA..... | 46 |
| 3.3 Desempeño del sistema..... | 47 |
| 3.3.1 Caudal Eficaz | 47 |
| 3.3.2 Retardo Promedio de Transmisión..... | 48 |
| 3.4 Mejora de las prestaciones utilizando Efecto Captura | 49 |
| 3.4.1 Modelo Matemático | 50 |
| 3.4.2 Desempeño del sistema usando efecto captura..... | 51 |
| 3.4.2.1 Caudal eficaz | 51 |
| 3.4.2.2 Retardo Promedio de Transmisión..... | 51 |
| 3.5 Comparación de Resultados | 52 |
| 3.6 Conclusiones | 53 |
| 4. ACCESO MÚLTIPLE POR SEÑAL DE INHIBICIÓN (ISMA) | 55 |
| 4.1 Clasificación del protocolo ISMA..... | 55 |
| 4.1.1 Protocolo ISMA no ranurado..... | 55 |
| 4.1.1.1 Modelo matemático para ISMA no ranurado..... | 56 |
| 4.1.2 Protocolo ISMA ranurado..... | 57 |
| 4.1.2.1 Modelo matemático para ISMA ranurado..... | 57 |
| 4.1.3 Desempeño del sistema..... | 59 |
| 4.1.4 Deficiencias del protocolo ISMA ranurado | 59 |
| 4.2 Protocolo ISMA con captura..... | 60 |
| 4.2.1 Modelado..... | 60 |
| 4.2.2 Desempeño del sistema..... | 61 |
| 4.3 Conclusiones | 63 |
| 5. ACCESO MÚLTIPLE POR RESERVACIÓN DE PAQUETE (PRMA)..... | 65 |
| 5.1 Introducción..... | 65 |
| 5.2 Funcionamiento..... | 65 |
| 5.2.1 Un protocolo para paquete de voz | 65 |
| 5.2.2 Acceso al Canal y Permiso..... | 66 |
| 5.2.3 Ejemplo de operación de PRMA..... | 66 |
| 5.3 Variables del sistema | 67 |
| 5.3.1 Detector de voz | 67 |
| 5.3.2 Organización de tramas y ranuras..... | 68 |
| 5.3.3 Límite del retardo y tamaño del Buffer..... | 69 |
| 5.4 Modelo del sistema PRMA | 69 |
| 5.4.1 Modelo del terminal..... | 69 |
| 5.5 Desempeño del sistema..... | 71 |
| 5.6 Conclusiones | 72 |
| REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS..... | 73 |

1. CONTEXTO GENERAL DE LOS PROTOCOLOS DE CONTROL DE ACCESO AL MEDIO

1.1 Introducción

Las redes inalámbricas se caracterizan por utilizar el canal radio como medio de transmisión. Este medio es compartido por el conjunto de terminales móviles (TMs) de la red inalámbrica. Al tratarse de un medio compartido, es imprescindible establecer una serie de normas o leyes que rijan de una manera eficiente y ordenada el acceso a dicho medio. Este conjunto de normas son los llamados protocolos de acceso al medio, protocolos MAC, del inglés, *Medium Access Control protocols*. El propósito de los protocolos MAC es el de gestionar de una manera eficiente los escasos recursos radio disponibles. Su principal objetivo es el de optimizar el uso del canal radio, ya que el espectro de frecuencia disponible es limitado y el número de usuarios crece día a día, y no sólo el número de usuarios, si no que también los requerimientos de dichos usuarios. La creciente demanda de información multimedia, la combinación de voz y datos, el envío de video y audio, etc., exige nuevos y más estrictos requisitos en términos de grandes anchos de banda necesarios para cada usuario y, en muchos casos, con exigencia de calidad de servicio (QoS, del inglés, *Quality of Service*). Todo ello lleva a la necesidad de diseñar y proponer nuevos protocolos de acceso capaces de responder a las exigencias actuales.

Los protocolos de control acceso múltiple sugeridos y analizados hasta la fecha son muy numerosos, por lo tanto, a continuación es presentada la clasificación de estos protocolos MAC para que de esta forma puedan ser situados conceptualmente.

1.2 Clasificación

Los protocolos de control de acceso al medio pueden ser clasificados dentro de dos categorías, distribuido y centralizado, de acuerdo a la arquitectura de red para los cuales están diseñados. A su vez estas dos categorías pueden ser divididas, según el modo de operación, en acceso aleatorio, acceso garantizado y acceso híbrido. Los últimos, de acuerdo a la inteligencia de la EB para administrar el recurso, pueden separarse en: Acceso Reservado Aleatorio (ARA) y protocolo de Asignación por Demanda (AD). Esta clasificación se muestra en la Figura 1.1.

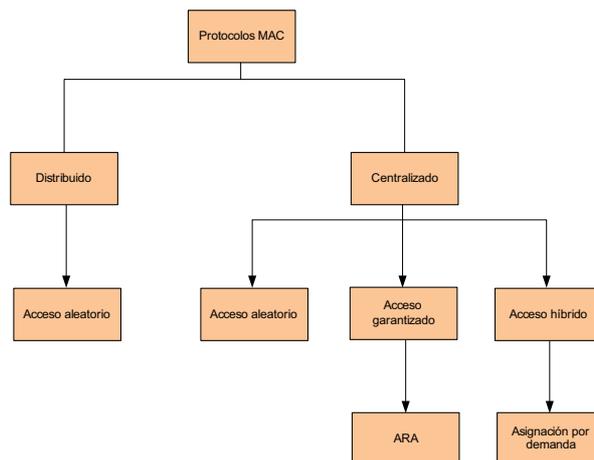


Figura 1.1. Clasificación de protocolos MAC.

En un protocolo de acceso aleatorio los TMs contienen por el acceso al canal y cuando un solo TM intenta transmitir entonces el paquete es transmitido con éxito. En caso de que dos o más TMs intenten transmitir da como resultado una colisión. Los TMs resuelven las colisiones de manera ordenada de acuerdo a reglas definidas por un algoritmo de resolución de contención. Un ejemplo de este tipo de protocolo es ALOHA. ALOHA funciona como sigue: Un TM que tiene un dato para enviar lo transmite. Si el resultado es una colisión entonces retransmite después de un tiempo aleatorio. El caudal eficaz (*throughput*) máximo que se puede obtener es del 18 por ciento. Por otra parte, si el medio es ranurado y los usuarios intentan transmitir al inicio de cada ranura (*slot*) de tiempo esto provoca que la eficiencia aumente al doble. Este protocolo es conocido como ALOHA ranurado (S-ALOHA).

En el protocolo de acceso garantizado los TMs acceden al medio de manera ordenada. Hay dos maneras de implementarlo, el primero es usando una configuración maestro-esclavo, donde el maestro encuesta a cada TM y el TM envía el dato en respuesta a la encuesta. El segundo es para operar de manera distribuida en el cual se intercambian testigos (*tokens*). Solamente el TM que tenga el testigo va a poder transmitir. Después de que el TM haya transmitido entonces pasa el testigo al siguiente TM. Estos protocolos son conocidos como protocolos con paso de testigo.

Los protocolos de acceso híbrido combinan las mejores cualidades de los dos protocolos mencionados anteriormente para derivar en protocolos MAC más eficientes. En lo protocolos de acceso híbrido cada TM envía una petición a la EB indicando cuánto tiempo o ancho de banda es requerido para envía el dato que actualmente está almacenado. La petición es enviada usando un protocolo de acceso aleatorio y la EB indica en qué ranura de tiempo va a poder transmitir el TM.

De acuerdo a la inteligencia de la EB para administrar el recurso, los protocolos de acceso híbrido puede pueden separarse en: Acceso Reservado Aleatorio (ARA) y protocolo de Asignación por Demanda (AD). En un protocolo ARA, la EB tiene reglas implícitas para reservar el ancho de banda. Un ejemplo de una regla es: “una petición con éxito resulta en una reservación periódica”. En otras palabras, en un protocolo AD la EB controla la transferencia de datos desde éste a un usuario de acuerdo a sus requerimientos de calidad de servicio (QoS). La EB controla todas las peticiones desde los TMS y usa algoritmos de gestión de recursos (*scheduling*) para hacer la asignación del ancho de banda.

Los protocolos híbridos y de encuesta por su modo de operación requieren de un TM central. Por lo tanto, quedan dentro de la categoría de protocolos MAC centralizado. Los protocolos de acceso aleatorio pueden operar en cualquier arquitectura. Los protocolos de paso de testigo podían utilizar como protocolos distribuidos pero no están debido a consideraciones de robustez. Debido a la naturaleza cambiante del canal inalámbrico, la pérdida del testigo es común y la recuperación de éste es una información adicional que produce un desperdicio de ancho de banda. Como resultado de ello, todos los protocolos distribuidos propuestos son de acceso aleatorio.

1.2.1 Protocolos MAC distribuidos

Con la excepción de ALOHA, todos los protocolos distribuido MAC están basados sobre los principios de sensado de portadora y anulación de colisiones. El sensado de portadora se refiere a que está escuchando el canal (medio físico) para detectar alguna transmisión en curso. El alcance finito de los transmisores de radio provoca que no todos los TMs de la red puedan detectarse entre sí, originando lo que se conoce como problema del TM oculto y TM expuesto. Como se observa en la Figura 1.2, un TM oculto se origina cuando un TM (C) está en rango de transmisión del receptor del mensaje (B), pero no del TM (A, D) que lo emite. Si los TMs A y C transmiten a la vez al TM B, ocurre una colisión. Los TMs expuestos (C) son aquellos que están en el rango del transmisor (B) pero no del receptor (A). Cuando C sensa el medio establece que este se encuentra ocupado sin embargo sus transmisiones no interfieren con A, por lo que podría establecer una comunicación con otro TM fuera del rango de A. Para solucionar el problema del TM oculto la estación donde colisionan los mensajes debe informar a las emisoras que el mensaje ha colisionado. Debido a que los TMs no pueden recibir mientras transmiten (half-duplex), la realimentación de medición se realiza con señales fuera de banda o luego de que la estación haya terminado la transmisión.

Consecuentemente la mayoría de los protocolos MAC usan técnicas para evitar colisiones en donde los mecanismos se incorporan al protocolo para reducir al mínimo la probabilidad de una colisión. Existen dos mecanismos que pueden ser utilizados: la ya mencionada señalización fuera de banda y el intercambio de señales de sincronización (*handshaking*). Estos dos mecanismos son descritos a continuación.

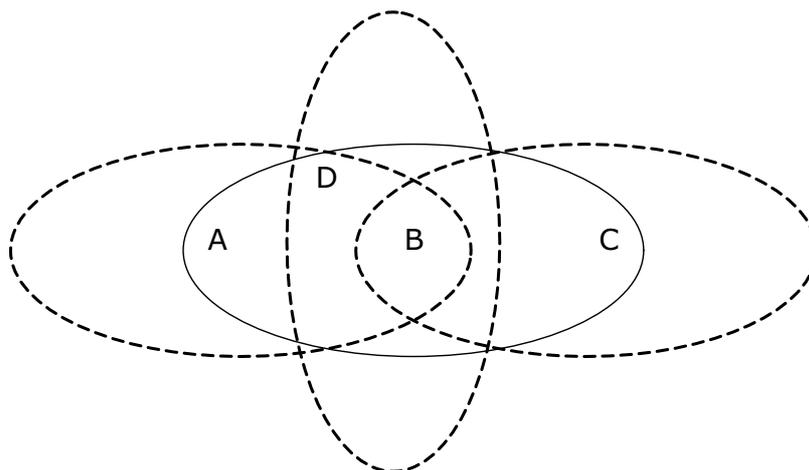


Figura 1.2. Problema del TM oculto y expuesto.

1.2.1.1 Mecanismos de anulación de colisiones

1.2.1.1.1 Anulación de colisión con señalización fuera de banda

Un protocolo que usa una señal de tono ocupado fuera de banda para prevenir los TMs ocultos es BTMA (acceso múltiple de tono ocupado), donde cualquier TM que recibe o escucha una transmisión envía un tono, en una frecuencia diferente a la de transmisión, y todos los TMs que escuchan este tono se esperan para iniciar sus transmisiones. Aunque esta solución elimina los TMs ocultos, éste incrementa el número de TMs expuestos.

1.2.1.1.2 Anulación de colisión con intercambio de señales de sincronización

Un protocolo de este tipo es acceso múltiple con anulación de colisión (MACA-*Multiple Access with Collision Avoidance*). Éste usa tres señales de sincronización como una solución al problema del TM oculto. Un TM que tiene un dato para enviar transmite un paquete RTS (*Request to Send*). Todos los TMs que están dentro del rango del transmisor escuchan el RTS y diferencian sus transmisiones. El destino responde con un mensaje de confirmación CTS (*Clear to Send*). Por otra parte, todos los TMs que están dentro del rango del TM destino escuchan el CTS y diferencian también sus transmisiones. Una vez recibido el CTS el TM transmisor asume que el canal adquirido e inicia la transmisión del dato. Este mecanismo de señales de sincronización no resuelve completamente el problema del TM oculto, pero si lo evita en gran medida.

1.2.1.2 Protocolos de acceso aleatorio distribuido

En el protocolo CSMA (acceso múltiple por sensado de portadora) un TM que tiene un dato para transmitir sensa el canal antes de transmitir. Si el canal está ocupado entonces el TM espera un periodo de tiempo aleatorio e intenta transmitir más tarde. En caso de que el canal esté desocupado por consiguiente el TM hace un intento por adquirir el canal y si lo logra realiza la transmisión del paquete de datos. Si resultado de la adquisición es una colisión, los TMs envueltos en ésta intentan resolverla de una manera ordenada. Dos protocolos que toman en cuenta el funcionamiento de CSMA son presentados a continuación.

1.2.1.2.1 DFWMAC (MAC inalámbrico de principio distribuido)

DFWMAC es derivado del protocolo MACA. Éste consiste de un intercambio de cuatro paquetes: RTS, CTS, DATA, ACK como se ilustra en la Figura 1.3. Cuando un TM tiene que transmitir, toma un período aleatorio de espera que se decremента cada vez que el canal está libre. Cuando este tiempo expira, el TM intenta adquirir el canal enviando un paquete RTS. El TM receptor responde con un paquete CTS indicando que está listo para recibir, luego el transmisor envía los datos. Si estos son recibidos sin errores, el TM receptor responde con un ACK. Si no se recibe ACK, el paquete se considera perdido y se retransmite. Si RTS falla, se supone una colisión y el TM trata de resolverla doblando el tiempo de espera antes de enviar una nueva trama RTS. Este método de resolución de contiendas se conoce como backoff exponencial binario (BEB). Para dar

preferencia en el acceso a la estación que intenta contestar (CTS, ACK) frente a otro TM que intenta adquirir el medio (RTS), se especifican diferentes tiempos de espera. Un TM necesita sensar el canal libre por un espacio Inter-trama distribuido (DIFS) antes de decrementar el contador de backoff y esperar un espacio inter-trama corto (SIFS) antes de enviar una contestación (CTS, ACK). Los SIFS, son más cortos que los DIFS.

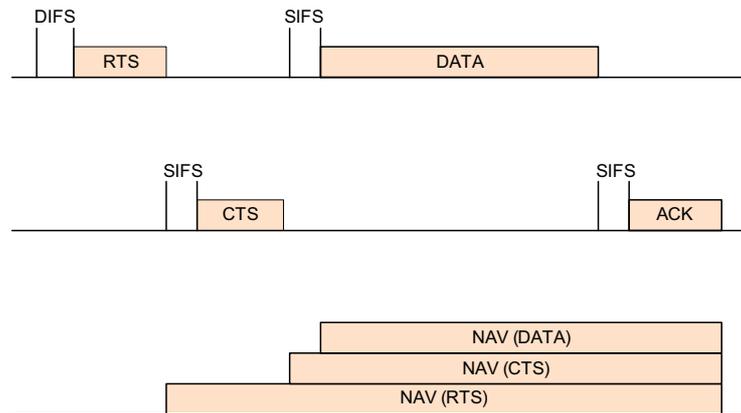


Figura 1.3. Protocolo DFWMAC.

En adición al sensado físico de la portadora, un sensado de portadora virtual es realizado usando un campo de tiempo en los paquetes, el cual indica a otros TMs el tiempo que durará la comunicación actual. Este campo es conocido como Vector de Ocupación de Red (NAV). Los TMs que escuchen los mensajes RTS o CTS esperar una cantidad NAV antes de sensar nuevamente el canal.

1.2.1.2.2 EY-NPMA (Acceso múltiple con derecho no preferente de eliminación y rendimiento)

Es el protocolo de acceso de canal utilizado en el sistema red de alto rendimiento mediante radio – HIPERLAN- (*High Performance Radio LAN*) desarrollado en Europa. De acuerdo con mecanismo de acceso de canal cada TM que tenga tramas de datos para transmitir sensa el estado del medio. Si el canal está libre por más de 1700 períodos de bits, entonces la estación tiene permitido transmitir inmediatamente. Cada paquete es validado con un mensaje de ACK. Por otro lado, si el canal está ocupado se sincroniza al canal de la trama actual y comienza el periodo de contienda.

El ciclo de acceso de canal consta de tres fases: priorización, contienda y transmisión, como se muestra en la Figura 1.4. Las tres fases están precedidas por un intervalo de sincronización del ciclo de acceso de canal que tiene una duración de 256 bits. El objetivo de la fase de priorización es permitir sólo a los TMs con la más alta prioridad (CAM) participar de la siguiente fase. Los niveles de prioridad CAM están numerados de 0 a $H - 1$, siendo cero el más alto. El valor CAM comienza en un valor determinado y desciende dinámicamente de acuerdo al nivel de prioridad elegido por el TM para cada paquete y el tiempo de vida residual del paquete. El TM puede elegir entre dos niveles de prioridad: normal y alto. El tiempo de vida residual del paquete es el intervalo de tiempo dentro del cual el paquete debe ser transmitido antes de que sea descartado. Esta fase tiene como máximo H ranuras de tiempo (*slots*) de 256 bits, cada TM de prioridad b sensa el canal durante los primeros b slots (detección de prioridad). Si el canal está libre, comienza a transmitir una ráfaga a partir de $b + 1$ (aserción de prioridad) y es admitido en la fase de contienda. De lo contrario, aborta la operación y comienza nuevamente el ciclo próximo.

La fase de contienda comienza inmediatamente después de la ráfaga de priorización y consta de dos fases: eliminación y confirmación. La fase de eliminación consiste como máximo de n ranuras de tiempo de eliminación, cada uno de 256 bits, seguidos de 256 bits de la ranura de tiempo de verificación de sobreviviente de eliminación. Comenzando por la primera ranura de tiempo de eliminación, cada TM transmite una ráfaga de B , $0 \leq B \leq n$, ranuras de tiempo de eliminación consecutivos. El número B se obtiene a partir de una función de distribución geométrica truncada. Después de la transmisión de la ráfaga, cada TM sensa el canal durante la duración de la ranura de tiempo de verificación de sobreviviente de eliminación. Si el canal está libre, el TM pasa a la fase de confirmación, de lo contrario pierde la contienda y espera hasta el ciclo siguiente.

La fase de confirmación comienza inmediatamente después de la ranura de tiempo de verificación de sobreviviente de eliminación y consiste de al menos m ranuras de tiempo de 64 bits. Cada TM escucha el canal durante D , $0 \leq D \leq m$, ranuras de tiempo de confirmación y si el canal está libre comienza inmediatamente la transmisión de los datos, de lo contrario pierde la contienda y espera un nuevo ciclo. La fase de eliminación disminuye drásticamente el número de TMs contendientes a unos

pocos casi independientemente del número de estaciones de la red. De esta manera la fase de confirmación, que se comporta bien sólo con poca cantidad de TMs, puede operar correctamente.

1.2.2 Protocolos MAC centralizados

En los protocolos centralizados, el arbitrado del medio y la complejidad se ubican en la Estación Base (EB). La EB tiene control sobre quién y cuándo se accede al medio. Se asume que todos los TMs pueden hablar y escuchar a la EB debido a la ubicación central de la misma, lo que elimina los problemas de TM oculto y expuesto.

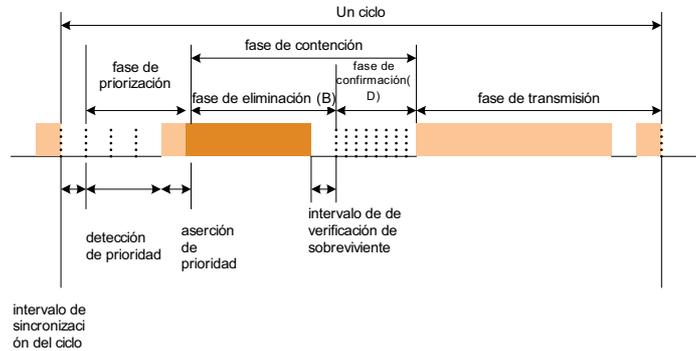


Figura 1.4. Fase de acceso EY-NPMA.

1.2.2.1 Protocolos de acceso aleatorio centralizado.

1.2.2.1.1 ISMA (Acceso múltiple por señal de inhibición)

En este protocolo el sensado de la portadora y la detección de colisiones son realizados por la EB (figura 1.5a). Cuando el medio está libre, la EB difunde una señal que está libre (IS). Todos los TMs que tienen datos transmiten con probabilidad p . Si dos o más TMs transmiten ocurre una colisión, entonces la EB no puede decodificar la transmisión y vuelve a enviar una señal IS. Si una transmisión única es recibida, la EB difunde una señal IS con reconocimiento (ISA), la cual sirve como confirmación de la transmisión realizada y como una nueva señal IS. Cuando una colisión ocurre se pierde un paquete de información completo, lo que provoca una baja eficiencia. ISMA con reservación (R-ISMA) elimina este tipo de colisión utilizando paquetes de reservación (RP), los cuales son muy cortos figura 1.5b. Los TMs envían paquetes RP en respuesta a las señales IS, si una colisión ocurre, sólo un paquete RP se pierde. Cuando la EB recibe un pedido de reservación, envía una señal de encuesta (PS) a ese TM. Sólo el TM que recibió la señal PS puede transmitir un paquete de datos. ISMA y R-ISMA duplexan en tiempo el enlace de subida y bajada. ISMA ranurado (S-ISMA) es la versión con duplexado en frecuencia.

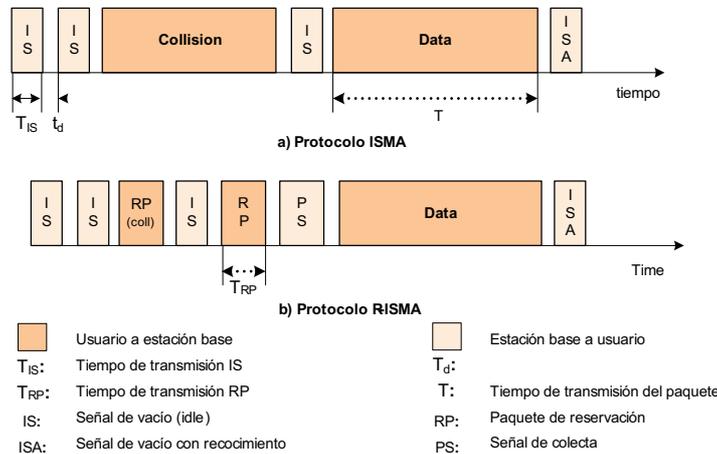


Figura 1.5. Protocolo ISMA.

1.2.2.1.2 RAP (Encuesta dirigida aleatoriamente)

La idea fundamental de RAP es sólo requerir el envío de datos a los TMs que estén listos para transmitir bajo el área de cobertura de la EB. Cuando la EB está lista para coleccionar datos, difunde un mensaje READY a todos los TMs. Cada TM que desee transmitir genera un número aleatorio de un conjunto $I_r = \{0, 1, \dots, p-1\}$. Simultáneamente los TMs transmiten sus números aleatorios que son válidos para un único ciclo. Las señales de los distintos TMs deben ser ortogonales de manera que la EB pueda decodificar los números enviados. Cada TM genera L números que se transmiten en L etapas. Suponiendo que existen n TMs activos, en la l -ésima etapa hay representados n números aleatorios $r_{1,l}, \dots, r_{n,l}$ los cuales no necesariamente son diferentes. Si no se recibe respuesta de los TMs, se detiene el ciclo. La EB elige la etapa que mayor cantidad de números diferentes tenga pues es la que provocará menos colisiones. La EB informa a los TMs que etapa eligió y comienza a preguntar (poll) a los TMs con los números aleatorios que recibió. Los TMs que hayan transmitido ese número en esa etapa envían los datos. Si la EB recibe correctamente los datos envía un reconocimiento (ACK), en caso de una colisión o error de canal envía (NACK) y las estaciones deben repetir el proceso de acceso. Las diferentes etapas de la transmisión se encuentran representadas en la Figura 1.6a.

R-RAP es una modificación de RAP en la que un mecanismo de reservación permite soportar flujo de datos. Si un TM tiene un flujo de datos para transmitir y transmite exitosamente con el código r , este código se reserva para ese TM durante la duración de la llamada y se quita del conjunto de posibles números aleatorios. La congestión de tráfico y la cantidad finita de números aleatorios son un problema en RAP. El RAP agrupado (GRAP) es una modificación de RAP donde se utiliza una estructura de súper-trama que consiste de $Nr + 1$ tramas RAP, que se llaman G_0, G_1, \dots, G_N , donde Nr es el número de códigos. Los nuevos TMs se agregan en la última trama (G_N) (figura 1.6b). Un TM que usó un código r para transmitir exitosamente en la súper-trama anterior, transmite en la trama G_r . El protocolo GRAP tiene también algunas modificaciones, por ejemplo es posible que el número de grupos de la súper-trama se ajuste dinámicamente (GRAPO) o que los TMs reserven un código particular en una súper-trama específica (R-GRAP).

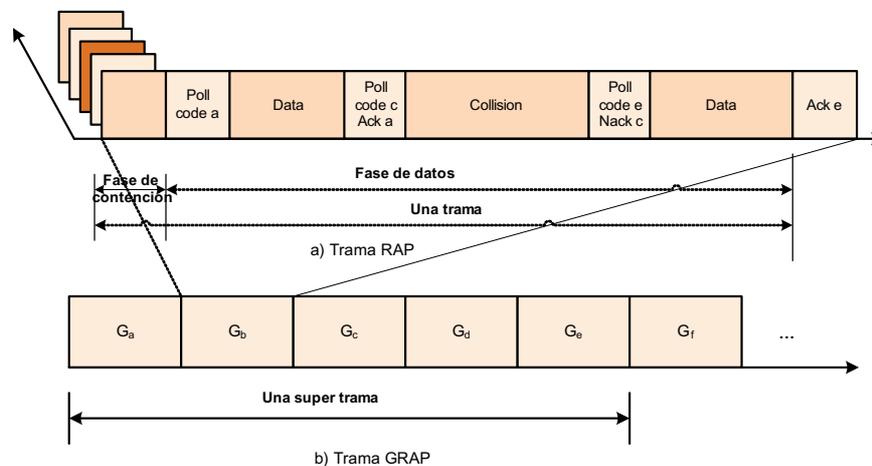


Figura 1.6. Protocolo RAP.

1.2.2.1.3 RAMA (Acceso múltiple con subasta de recurso)

Es un protocolo de acceso que realiza la asignación del canal usando un algoritmo determinístico. Cada TM tiene una identificación (ID) de b bits. En la fase de contienda cada TM transmite su ID símbolo por símbolo. La EB difunde el símbolo que recibió a todos los TMs. Debido al comportamiento de operación OR que posee el canal, el número que la EB recibe es el mayor. Si un TM recibe de la EB un símbolo que no corresponde con el suyo propio abandona el proceso. El proceso continúa exactamente b veces hasta que el TM con mayor ID gana la contienda. Luego transmite el paquete de datos, ver Figura 1.7.

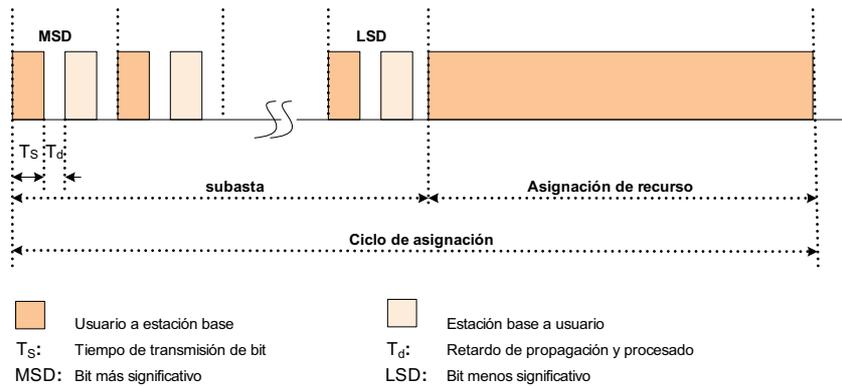


Figura 1.7. Protocolo RAMA.

1.2.2.2 Protocolos de acceso garantizado

Los protocolos de encuesta (polling) son la única clase de protocolos de acceso garantido que han sido estudiados en el contexto de redes inalámbricas. La principal meta de diseño de los protocolos de encuesta es minimizar el desperdicio de ancho de banda causado por un canal en desvanecimiento. El canal es probado mediante un intercambio de señales de sincronización (*handshake*) de control. Un intercambio exitoso asegura que el canal está en buenas condiciones.

1.2.2.2.1 Propuesta de Zhang.

La EB realiza regularmente una encuesta de todos los TMs con el objeto de conocer con cuál de ellos está conectado y el estado del canal. Cuando son encuestados los TMs transmiten un pedido (*request*) o una respuesta corta indicando que no hay pedido de transmisión. Luego la EB pone un contador en cero y comienza a responder los pedidos de los TMs no vacíos, lo cual puede hacerse de manera FIFO, pedidos más cortos primero o según prioridad, como se muestra en la Figura 1.8. Cada ciclo comienza cuando la EB termina de responder a todos los TMs o cuando el contador alcanza un valor prefijado T , según lo que ocurra primero. T se elige de acuerdo con la tasa de cambio del canal. Si la EB no ha terminado de responder a los TMs cuando se alcanza T , para de responder y nuevamente hace una encuesta de los TMs para establecer el estado del canal. Luego de hacer la encuesta, la EB retoma el proceso en el punto en que había parado.

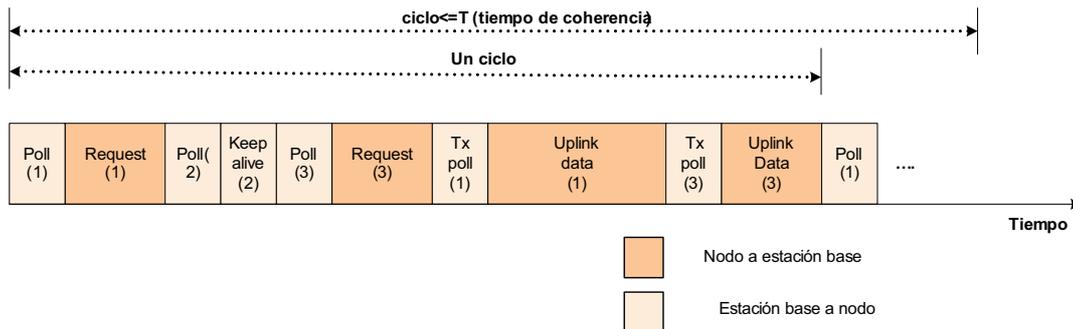


Figura 1.8. Propuesta de Zhang.

1.2.2.2.2 DTMP (Protocolo MAC con testigo disponible)

Este protocolo tiene sólo un ciclo de encuesta (poll) de datos, con lo que se elimina la necesidad de responder a todos los TMs dentro de un tiempo T . Cuando la EB encuesta al TM también le indica si tiene datos para él. Si la EB no tiene datos y el TM tampoco, éste se queda en silencio. Si la BS tiene datos pero el TM no, éste envía un mensaje corto y luego la EB le transmite los datos. El intercambio de paquetes se muestra en la Figura 1.9. Cuando el TM tiene datos para transmitir, los envía en respuesta a la encuesta. En el protocolo se supone que el canal es recíproco, es decir que si un TM escucha la encuesta de la

EB, luego esta también podrá escuchar la transmisión del TM. Esto es usualmente cierto para sistemas TDD (duplexado por división de tiempo) donde el tiempo entre el enlace de subida y el de bajada es menor que el tiempo de coherencia del canal, pero no es necesariamente cierto en sistemas FDD (duplexado por división de frecuencia).

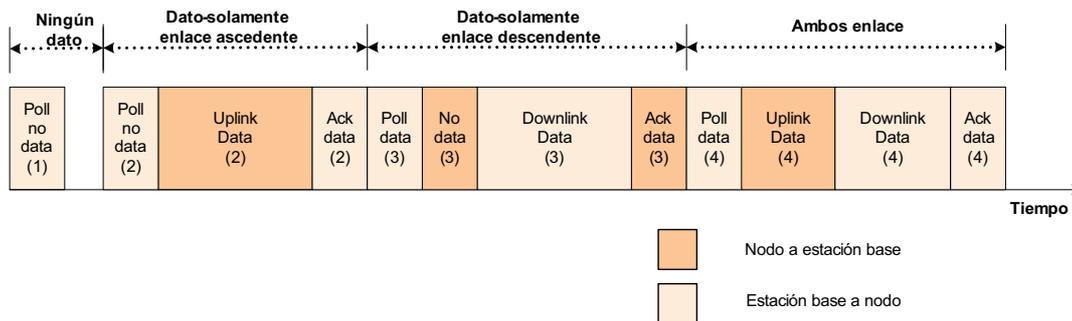


Figura 1.9. Protocolo DTMP.

1.2.2.2.3 Propuesta de Acampora

En este protocolo se considera que la EB está equipada con un arreglo de antenas adaptativo que se utiliza para mitigar el multicamino y la interferencia co-canal. Debido a la velocidad de cambio de esos efectos, la MAC debe estar diseñada para proveer a la EB con una señal piloto enviada desde los TMs antes de la transferencia de información. El duplexado es TDD. Como se muestra en la figura 1.10 el protocolo opera en tres fases: encuesta, petición y dato. Una característica interesante en este protocolo es la manera en la cual se lleva a cabo la encuesta. La EB primero identifica todos los TMs activos mediante encuesta usando un código (código único). El TM permanece en silencio si no tiene paquetes para enviar. Un TM activo produce de retorno una réplica de este código si el dato para transmitir. La EB entonces difunde el código de retorno, de modo que cada TM conoce el número y orden de los TMs activos. En la fase de petición todos los TMs activos envían a la EB sus peticiones de manera ordenada.

Durante la fase de transmisión la EB encuesta a los TMs que contienen datos.

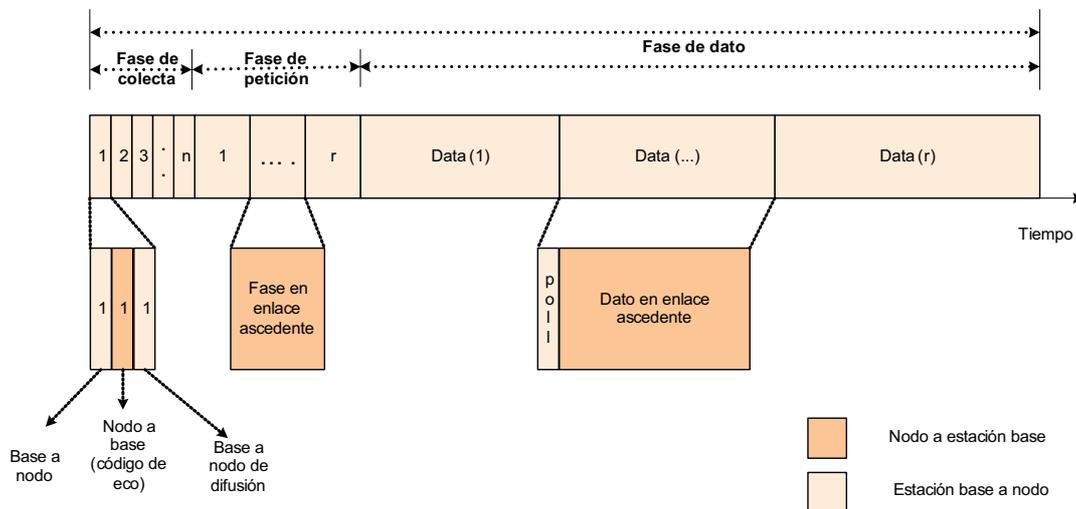


Figura 1.10. Propuesta de Acampora.

1.2.2.3 Protocolo de acceso híbrido

Estos protocolos se encuentran entre los protocolos de acceso estadístico con los de acceso aleatorio, y los protocolos de acceso determinístico en los protocolos de encuesta, tratando de conseguir las mejores características de cada uno. Basados en políticas de gestión de recursos (*scheduling*) y reservación impuestas por la EB, estos protocolos pueden ser clasificados en Acceso Reservado Aleatorio (ARA) y Protocolos de Asignación por Demanda (AD).

1.2.2.3.2 Protocolos de asignación por demanda (DA)

En esta clase de protocolos, se trata de ubicar los TMs en el ancho de banda disponible utilizando los requerimientos de QoS. Una motivación para estos protocolos fue ATM inalámbrico. Los protocolos DA tienen tres fases: petición, gestión de recurso y transmisión de datos. El canal de petición, que es típicamente aleatorio, es usado por los TMs para enviar los requerimientos de QoS a la EB. También es posible hacer peticiones adicionales con los paquetes de datos, lo que reduce la disputa en el canal de petición. Usado la información enviada, la EB organiza el enlace ascendente usando un algoritmo determinado. Los TMs transmiten sus datos sin contienda en la ranura de tiempo de transmisión que les fue asignado por la EB.

1.2.2.3.2.1 DQRUMA (Acceso múltiple de actualización por espera distribuida)

En este protocolo el enlace de subida y el de bajada se encuentran duplexados en frecuencia. El enlace ascendente consiste de un canal de pedido y un canal de transmisión de paquetes. El canal de pedido se utiliza para realizar la contienda. El enlace descendente consiste de tres mensajes: ACK es un reconocimiento al pedido en la ranura de tiempo ascendente actual, permiso de transmisión indica que TM transmitirá en la próxima ranura de tiempo y por último los datos de la EB para uno de los TMs (ver figura 1.12).

Cuando un TM recibe un paquete, envía un pedido a la EB por el canal de pedido utilizando un protocolo de acceso aleatorio. La EB recibe el pedido y lo agrega a una lista de pedidos pendientes. Luego manda un reconocimiento de la recepción del pedido difundiendo el ID del TM en el canal de ACK de la ranura de tiempo descendente inmediato. El TM conoce el resultado de la disputa antes de la siguiente ranura de tiempo. Si ocurre una colisión el TM intentará enviar el pedido nuevamente después de esperar un periodo aleatorio. Luego de que el pedido se ha realizado satisfactoriamente, el TM escucha el canal descendente esperando el permiso para transmitir. Cuando el TM está transmitiendo datos, utiliza el bit piggyback para indicar que hay más paquetes en su buffer. La EB agrega nuevamente el pedido a la lista de pendientes.

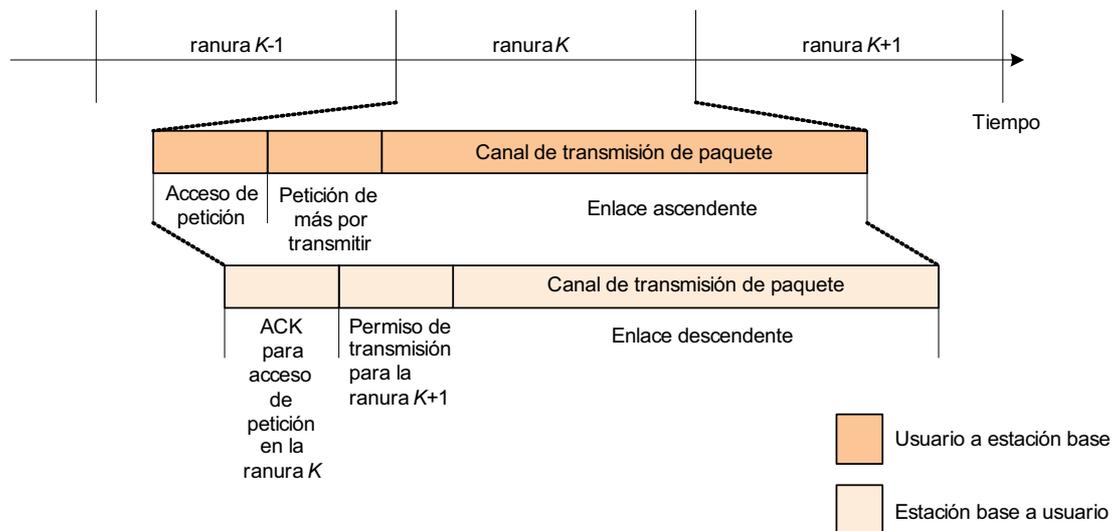


Figura 1.12. Protocolo DQRUMA.

1.2.2.3.2.2 MASCARA (Esquema de acceso móvil basado en contención y reservación para ATM)

Es el protocolo diseñado para el proyecto Demostrador de una Red ATM Wireless MAGIC. MASCARA utiliza tramas variables en tiempo que están divididas en tres períodos: difusión, reservación y contienda, como se ve en la Figura 1.13. El período de difusión se utiliza para informar a los TMs la estructura de la trama actual y la organización del enlace de subida. Los períodos reservados consisten de un período de bajada en el cual la EB transmite los datos y un período de subida donde los TMs transmiten los paquetes en el orden definido por la EB al comienzo de la trama. Los paquetes de datos llevan celdas ATM. En el período de contienda los TMs utilizan S-ALOHA para enviar nuevos pedidos a la EB. Ésta colecta todos los pedidos y hace la asignación de las ranuras de tiempo utilizando el algoritmo PRADOS (*Prioritized Regulated Allocation Delay-Oriented Scheduling*). El largo de cada período se ajusta dinámicamente.

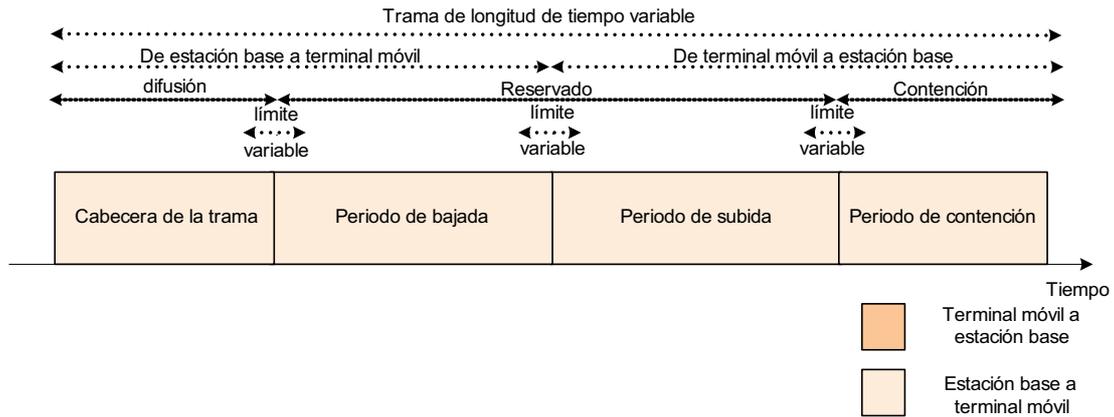


Figura 1.13. Protocolo MASCARA.

1.2.2.3.2.3 DSA++ (Asignación dinámica de ranura de tiempo ++)

Sistemas móviles de banda ancha han sido desarrollados para comunicaciones en la banda de 60GHz utilizando DSA++. Los enlaces de subida y de bajada están divididos en ranuras de tiempo. Las ranuras de tiempo de subida llevan celdas ATM, los de bajada constan de una porción de datos y el mensaje MAC. Este contiene el reconocimiento (ACK) de la transmisión en el enlace de subida anterior y la reservación para la siguiente ranura de tiempo ascendente. Las tramas se muestran en la Figura 1.14. Algunas ranuras de tiempo están marcadas como ranuras de tiempo para contienda, las cuales están sub-divididas en mini-ranuras de tiempo para contienda. La EB colecta los pedidos y organiza las transmisiones de subida, teniendo en cuenta parámetros específicos de la transmisión, como son las tasas media y pico. También considera los parámetros que cambian dinámicamente a corto plazo como el largo de la cola y el período de espera de la primera celda en la entrada de la cola. Las transmisiones son organizadas utilizando un algoritmo heurístico que prioriza los pedidos y asigna la siguiente ranura de tiempo al TM con mayor prioridad.

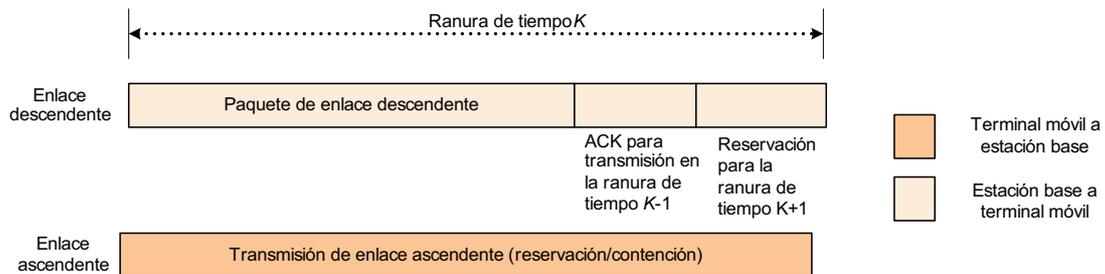


Figura 1.14. Protocolo DSA++.

Después de presentar la clasificación de los diferentes protocolos de control de acceso al medio es importante destacar que la mencionada compartición de recursos es más esencial y necesaria, puesto que la interfaz aire, que es el soporte de la transmisión, es único. Por esta razón es deseable poder invocar herramientas matemáticas para evaluar e investigar las prestaciones de los protocolos complejos de acceso múltiple en comunicaciones móviles celulares.

Considerando el contexto anterior, se desprende entonces que resulta particularmente relevante el modelado matemático y desempeño de la técnica de acceso en los futuros sistemas inalámbricos/móviles, considerando los procesos aleatorios de llegada y de petición de recursos del TM dentro de un entorno celular en exteriores. Con ello se podrán determinar parámetros de operación asociados con el sistema de comunicaciones. Por lo que en los siguientes capítulos se presentan el modelado matemático y desempeño de los protocolos S-ALOHA, CSMA, ISMA y PRMA.

2. PROTOCOLO ALOHA RANURADO (S-ALOHA)

2.1 Introducción

En un sistema de comunicación móvil celular los procesos de llegada y de petición de recursos del terminal móvil (TM) son aleatorios, por lo cual es necesario modelar matemáticamente el sistema para poder determinar los parámetros de operación asociados con el sistema de comunicaciones.

El modelado matemático de protocolos de acceso múltiple ha sido abordado mediante modelos estocásticos, que hacen uso de variables aleatorias de tipo Bernoulli¹ y Poisson², y representan el acceso y fase de petición del TM mediante modelos de Markov. Ha sido usual representar dicho fenómenos mediante cadenas de Markov multidimensionales, donde el número de la dimensión se incrementa conforme la complejidad del protocolo incrementa. La distribución estacionaria de una cadena de Markov no tiene generalmente una forma cerrada de la solución, especialmente en protocolos basados en contención. Ésta puede ser aproximada por técnicas numéricas, pero una solución numérica no es viable para protocolos complicados, así que ha sido necesario recurrir a otras técnicas analíticas de aproximación para analizar Cadenas Multidimensionales de Markov. La técnica de punto de equilibrio –EPA – (*Equilibrium Point Analysis*) es una técnica analítica de este tipo. EPA es una técnica de aproximación que es aplicada solamente en estado estable, asumiendo que el sistema está siempre en un punto de equilibrio. Además, EPA no requiere de calcular las probabilidades de estados de transición de la cadena de Markov. El punto de equilibrio de cualquier cadena de Markov compleja puede ser obtenido fácilmente resolviendo numéricamente cierto conjunto de ecuaciones no lineales.

Al utilizar Cadenas de Markov, el análisis de prestaciones para el protocolo S-ALOHA, usado como canal de acceso aleatorio (RACH), es exacto, en cambio con EPA es solo una aproximación y además esta técnica es deficiente para el retardo y no puede utilizarse el teorema Central de Límite³ para valores pequeños de terminales móviles (TMs). Por lo cual, el modelado del S-ALOHA que es presentado a continuación es realizado a través de cadenas de Markov.

2.2 Modelado de S-ALOHA

Consideramos el caso en que S-ALOHA (ALOHA ranurado) es usado por un grupo de M TMs y cada uno con un buffer unitario. Todos los paquetes son del mismo tamaño, requiriendo T segundos para transmitir, el cual es la duración de la ranura de tiempo (*slot*).

A continuación es descrito el modelo de transmisión utilizado por S-ALOHA. Cada TM está en unos de los estados: vacío y bloqueado (*backlog*). En el estado vacío el TM no tiene un paquete en su *buffer* (memoria de almacenamiento) y no participa en cualquier actividad de asignación de recurso. Cuando en este estado, el usuario genera un paquete en cada ranura de tiempo con probabilidad σ y no generación de un paquete en una ranura de tiempo con una probabilidad $1-\sigma$; la generación de un paquete es independiente de cualquier otra actividad. Lo anterior indica que la generación de paquete es un proceso independiente.

Una vez que un paquete es generado su transmisión se intenta transmitir inmediatamente en la siguiente ranura de tiempo. Si la transmisión tuvo éxito el TM retorna al estado vacío y el proceso de generación de paquete inicia de nuevo. Si la transmisión no tiene éxito el TM cambia a un estado de bloqueo y programa la retransmisión del paquete de acuerdo a una distribución geométrica independiente con parámetro ν . En otras palabras, en cada ranura de tiempo el TM retransmitirá el paquete con probabilidad ν y se abstendrá de hacerlo con una probabilidad $1-\nu$. Mientras en el estado de bloqueo el TM no genera ningún nuevo paquete. Cuando el paquete finalmente es transmitido con éxito el TM regresa al estado vacío.

Las ranuras de tiempo del sistema son numerados secuencialmente $k=0, 1, \dots$ y $\tilde{N}(k)$ denota el número de TMs en estado de bloqueo en el inicio de la k -ésima ranura de tiempo. La variable aleatoria $\tilde{N}(k)$ es referida como el estado del sistema. El número de TMs en estado de bloqueo en el inicio de la $(k+1)$ -ésima ranura de tiempo depende del número de TMs en estado

1 Distribución de Bernoulli es un proceso discreto

2 Distribución de Poisson es un proceso continuo

3 El Teorema Central de Límite asegura que cuando sumamos un número suficientemente grande de variables aleatorias independientes, sean cuales sean sus distribuciones estadísticas particulares, la variable aleatoria resultante tiende a ser Gaussiana.

de bloqueo en el inicio de la k -ésima ranura de tiempo y el número de TMs que pasan de un estado a otro dentro de la ranura de tiempo. Ya que el estado de transición de los TMs es independiente de las actividades en cualquier ranura de tiempo previa, el proceso $\{\tilde{N}(k), k=0, 1, \dots\}$ es una cadena de Markov. Porque el número de TMs en estado de bloqueo no puede exceder M , por lo que la cadena es finita; así, si todos los estados se comunican, esta cadena de Markov es ergódica, lo que indica que existe una distribución de estado estable.

El diagrama de transición para el sistema es mostrado en la figura 2.1. Las transiciones superiores son posibles entre cada estado y todos los estados de número más altos, por tanto una colisión entre cualquier número de paquetes es posible. Las transiciones inferiores son solamente posibles hacia el estado adyacente debido a que solamente un paquete puede ser transmitido con éxito en una ranura de tiempo, en el cual el tiempo en estado de bloqueo es reducido en una unidad. Note además la transición perdida del estado 0 a 1 la cual está limpia debido a que si todos los TMs estuvieran en estado vacío y un solo TM generó y transmitió un paquete, éste no causará una colisión y por lo tanto no llega a estar en el estado de bloqueo.

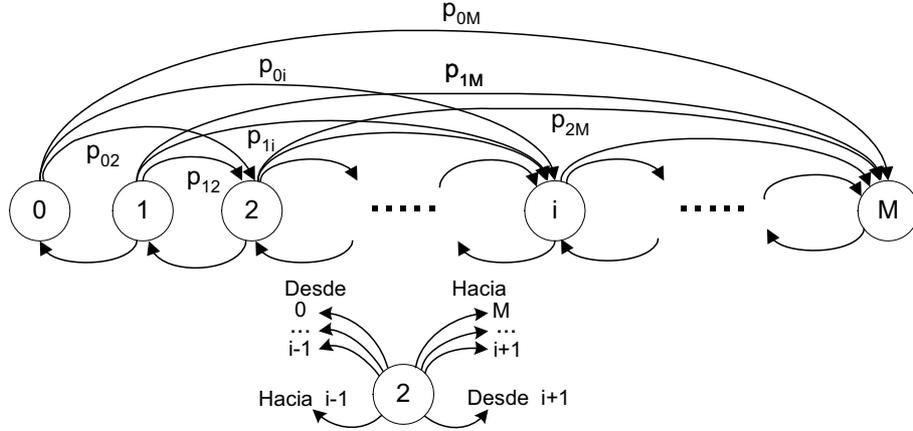


Figura 2.1. Diagrama de transición de estados para una población finita.

2.2.1 Probabilidades de estados estables

Para el propósito de este análisis introducimos la siguiente notación. Sea π_i la probabilidad en estado estable del sistema estando en el estado i , esto es $\pi_i = \lim_{k \rightarrow \infty} \text{Prob}[\tilde{N}(k) = i]$. Además, p_{ij} es la probabilidad de transición de estado estable, es decir, $p_{ij} = \lim_{k \rightarrow \infty} \text{Prob}[\tilde{N}(k) = j \mid \tilde{N}(k-1) = i]$. Finalmente, denotamos por \mathbf{P} la matriz cuyos elementos son p_{ij} y por $\boldsymbol{\pi}$ el vector renglón cuyos elementos son π_i . De lo mencionado anteriormente, el vector de probabilidad en estado estable es la solución al conjunto finito de ecuaciones lineales

$$\boldsymbol{\pi} = \boldsymbol{\pi} \mathbf{P}, \sum \pi_i = 1 \quad (2.1)$$

el cual garantiza la existencia de una única solución. Por eso debemos construir la matriz \mathbf{P} y derivar la solución deseada.

Debido a que el proceso de retransmisión de cada TM es un proceso geométrico independiente, la probabilidad que i TMs en estado de bloqueo programaran una retransmisión en una ranura de tiempo dada es una distribución binomial, expresada como:

$$\text{Prob}[i \text{ usuarios en backlog transmitan en un slot} / j \text{ en backlog}] = \binom{j}{i} v^i (1-v)^{j-i} \quad (2.2)$$

De una manera similar, obtenemos para los TMs en estado vacío:

$$\begin{aligned} \text{Prob}[i \text{ usuarios en estado vacío transmitan en un slot} / j \text{ en backlog}] &= \\ &= \binom{m-j}{i} \sigma^i (1-\sigma)^{m-j-i} \end{aligned} \quad (2.3)$$

debido a que cuando j usuarios están en estado backlog, $M-j$ TMs están en estado vacío.
La matriz \mathbf{P} puede ser construida aplicando las ecuaciones (2.2) y (2.3) como sigue:

- Una transición del estado i al estado $j < i-1$ es imposible e implica que $p_{ij} = 0$ para estos casos.
- Considere la transición del estado i al estado $i-1$. Esto indica una reducción en el estado de bloqueo, el cual es posible solamente si un solo paquete en estado de bloqueo fue transmitido y ningún paquete nuevo fue generado.
- La transición del estado i al mismo estado puede venir de dos razones distintas. La primera resulta de la circunstancia en la cual ningún nuevo paquete fue generado y transmitido mientras varios usuarios en estado de bloqueo intentaron retransmitir. Los TMs transmisores colisionan y quedan en estado de bloqueo; porque ninguna transmisión de nuevos paquetes fue realizada y los TMs en estado de bloqueo no cambia. La segunda razón para esta situación resulta de un escenario en el cual ninguno de los TMs intenta la retransmisión y un solo TM vacío transmite. En este caso el TM transmite con éxito y por lo tanto el TM permanece en el estado vacío. Los dos casos anteriores se pueden resumir por la unión de dos eventos independientes: “Ningún TM en estado de bloqueo tiene éxito y ningún TM intenta transmitir” y “Ningún TM en estado de bloqueo intenta transmitir y solo un TM vacío trasmite”.
- La siguiente transición a considerar es del estado i al estado $i+1$. Debido a que el estado de bloqueo incrementa, una colisión debió haber tenido lugar. Además, si el estado de bloqueo se incrementa en una unidad, exactamente un TM vacío ha intentado transmitir junto con al menos con un TM en estado de bloqueo.
- El último caso es la transición del estado i al estado $j > i+1$. Aquí el estado de bloqueo se incrementa por dos o más, indicando que $j-i$ TMs vacíos generaron paquetes y colisionaron. La actividad de los TMs en estado de bloqueo no es importante en este caso debido a que la colisión es generada solamente por TMs vacíos.

Los casos anteriores los podemos resumir en la siguiente expresión:

$$p_{ij} = \begin{cases} 0, & j < i-1, \\ \left[i\nu(1-\nu)^{-1} \right] (1-\sigma)^{M-i}, & j = i-1, \\ \left[1 - i\nu(1-\nu)^{-1} \right] (1-\sigma)^{M-i} + \left[(M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1} \right] (1-\nu)^j, & j = i, \\ \left[(M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1} \right] \left[1 - (1-\nu)^j \right], & j = i+1, \\ \left[\begin{matrix} M-i \\ j-i \end{matrix} \right] \sigma^{j-i} (1-\sigma)^{M-j}, & j > i+1. \end{cases} \quad (2.4)$$

Es fácilmente verificar que $\sum_j P_{ij} = 1$. Igualmente, se nota que P_{01} es cero; este resultado es correcto y esperado debido a que toma por lo menos dos paquetes que colisionaron y porque ninguno de los TMs estaba en estado de bloqueo antes, por lo que es imposible tener un solo TM en estado de bloqueo al final de la ranura de tiempo.

Por otra parte, podemos obtener los elementos P_{ij} y así formar la matriz de transición de estados \mathbf{P} , en que el hecho a resaltar acerca de la cadena de Markov es la existencia de una probabilidad de distribución límite, independiente ésta del estado inicial. Por lo que, la distribución límite $\pi = (\pi_0, \pi_1, \dots, \pi_M)$ es la solución única no negativa de la ecuación:

$$\pi_j = \sum_{i=0}^M \pi_i P_{ij} \quad j = 0, 1, \dots, M \quad (2.5)$$

cumpliendo con la propiedad de que $\sum_{i=0}^M \pi_i = 1$

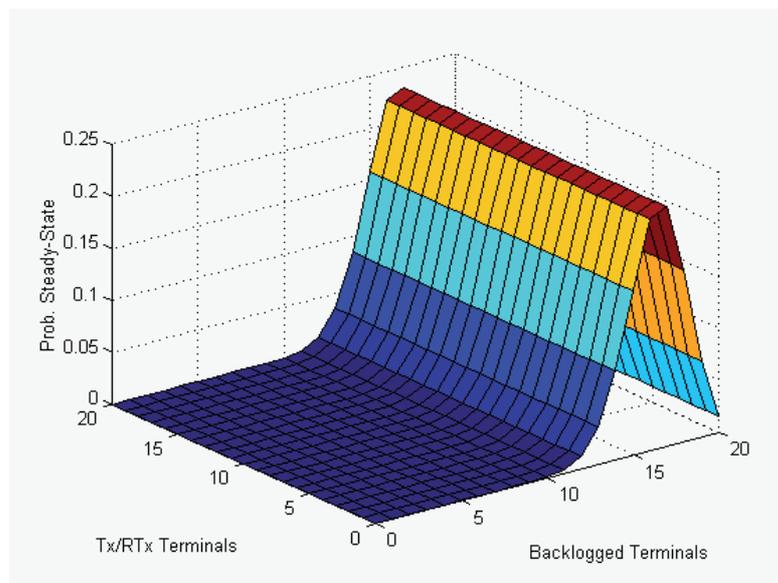
Por otro lado, siendo que la cadena de Markov es finita, y por tanto todos los estados se comunican, puede considerarse también ergódica. Esto implica que existe una distribución de estado estable; además por ser una cadena regular tendremos una distribución límite, representada como:

$$\lim_{n \rightarrow \infty} P_{ij}^n = \pi_j \quad (2.6)$$

Resulta recomendable analizar el comportamiento del sistema en estado estacionario, ya que la solución a la distribución en equilibrio de estado estacionario de la cadena de Markov permitirá definir el número promedio de paquetes en el sistema. Para esto se ha obtenido el comportamiento de las probabilidades en estado estacionario. Con lo cual, además se ha podido determinar el comportamiento de dos parámetros que juegan un papel importante en las prestaciones de S-ALOHA como son: la probabilidad de generación y de retransmisión en relación al número de estaciones bloqueadas, mismos que en las secciones siguiente serán ampliamente empleados. En la figura 2.2 muestra como a medida que aumenta la probabilidad de retransmisión, se tiene una alta probabilidad de tener todas los TMs en estado de bloqueo, lo que sugiere diseñar un algoritmo que maneje adaptativa y dinámicamente las probabilidades de retransmisión. Cuando inicialmente la probabilidad de generación y de retransmisión es alta, todas los TMs están en estado de bloqueo por lo cual es necesario aplicar un esquema DFT (*Deferred First Transmission* – Diferir la primera transmisión), con la idea de tratar igual a todos los paquetes (nuevos y bloqueados), facilitando así el cálculo de la probabilidad de retransmisión. Recordar que dentro de las prestaciones de S-ALOHA al tener un número elevado de TMs bloqueados, el retardo promedio aumenta también.

2.2.2 Análisis de caudal eficaz (*throughput*)

Para evaluar el caudal eficaz del sistema considere el instante en el inicio de cada ranura de tiempo. Debido a la actividad dentro de una ranura de tiempo dada es independiente de la actividad en cualquier ranura de tiempo previa, estos instantes son puntos de renovación. Por esto, la fracción de tiempo que transporta información útil -el *throughput*- es igual a la fracción promedio de ranuras de tiempo en una transmisión con éxito. Si denotamos por P_{succ} como la probabilidad de una ranura de tiempo con éxito entonces $S=P_{succ}$.



(a)

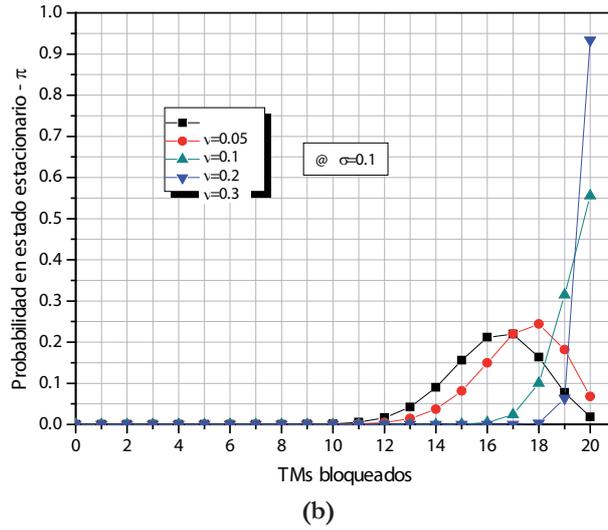


Figura 2.2. Probabilidad en estado estacionario de S-Aloha:
 (a) Representación en la distribución límite. (b) Perfil de la distribución límite.

Para que una ranura de tiempo llegue a tener éxito solamente una transmisión puede tomar lugar dentro de sí mismo. Esto indica que todos los TMs en estado de bloqueo quedan en silencio y solo un nuevo TM transmite, o un solo TM en estado de bloqueo transmite mientras ningún nuevo paquete es generado. Dado que hay i TMs en estado de bloqueo, esto puede ser expresado como:

$$\begin{aligned}
 P_{succ}(i) &= \Pr ob[slot \text{ con éxito} | i \text{ usuarios en backlog}] \\
 &= (1-\nu)^i (M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1} + i\nu(1-\nu)^{i-1}(1-\sigma)^{M-i}
 \end{aligned} \tag{2.7}$$

El caudal eficaz total es denotado como:

$$S = P_{succ} = E[P_{succ}(i)] = \sum_{i=0}^M P_{succ}(i)\pi_i \tag{2.8}$$

Note que todos los TMs son estadísticamente idénticos, el caudal eficaz individual es dado por el valor de S de la ecuación (2.8) dividida entre M .

Como un caso especial, consideramos una situación en el cual no necesitamos distinguir entre paquetes en estado de bloqueo y nuevos paquetes, es decir, $\nu = \sigma$. Sustituyendo esto dentro de la ecuación (2.7) resulta

$$P_{succ}(i) = M\sigma(1-\sigma)^{M-1} \tag{2.9}$$

indicando que $P_{succ}(i)$ es independiente de i . Este resultado, por supuesto, no sorprende debido a que si suspendemos la distinción entre TMs en estado de bloqueo y vacíos no podemos esperar la probabilidad de éxito que dependa del número de TMs en estado de bloqueo. Además, porque $P_{succ}(i)$ es independiente de i obtenemos de la ecuación (2.8) una expresión cerrada para el throughput:

$$S = E[P_{succ}(i)] = M\sigma(1-\sigma)^{M-1} \tag{2.10}$$

Continuando con la consideración de no distinguir entre TMs en estado de bloqueo y de vacíos, denotamos por G el tráfico ofrecido, que es el número de intentos de transmisión por ranura de tiempo; en nuestro caso es igual a $M\sigma$. Sustituyendo este valor dentro de la ecuación del caudal eficaz dado en ecuación 2.10, obtenemos:

$$S = G \left[1 - \frac{G}{M} \right]^{M-1} \quad (2.11)$$

Bajo estas circunstancias y considerando que M incrementa a infinito se encuentra que en límite $S = Ge^G$, un resultado idéntico como para el esquema de S-ALOHA con población infinita. Se puede concluir que el modelo de población infinita es el límite del modelo de población finita; esto se presenta cuando no hay distinción entre TMs en estado de bloqueo y TMs vacíos, además si el número de usuarios se incrementa forzando a que la razón de arribo promedio sea finita.

2.2.3 Retardo Promedio

En la sección anterior se mencionó que el caudal eficaz es la razón relación media de salida de paquetes del sistema. Si el sistema es estable entonces esta razón puede ser igual a la razón media de generación de nuevos paquetes. Ahora, cuando el sistema está en estado i hay $M-i$ TMs vacíos cada uno generando paquetes en cada ranura de tiempo con probabilidad σ . Así, la razón media de generación de nuevos paquetes en el estado i es $(M-i)\sigma$. Tomando el promedio se obtiene,

$$S = E[(M-i)\sigma] = \sum (M-i)\sigma\pi_i = (M - \tilde{N})\sigma \quad (2.12)$$

donde \tilde{N} es el número promedio de TMs en estado de bloqueo.

Denotamos por b la razón media en el cual los paquetes (TMs con paquetes) pasan a estado de bloqueo; entonces de acuerdo al teorema de Little, la cantidad media de tiempos perdidos en estado de bloqueo, es el número medio de TMs bloqueados respecto a los que pasan al estado de bloqueo, o sea \tilde{N}/b . Definiendo también $(S - b)/S$ como una fracción de los paquetes que no están más en estado de bloqueo. Se puede definir el retardo medio como:

$$\hat{D} = \frac{S-b}{S} \bullet 1 + \frac{b}{S} \left(\frac{\tilde{N}}{b} + 1 \right) = 1 + \frac{\tilde{N}}{S} \quad (2.13)$$

Usando el valor de \tilde{N} de la ecuación (2.13) y el valor de S tomado de la ecuación (2.8), se obtiene el retardo expresado como:

$$\hat{D} = 1 - \frac{1}{\sigma} + \frac{M}{S} \quad (2.14)$$

Esta última ecuación expresa la relación caudal eficaz-retardo. Se debe hacer notar que esta representación es paramétrica debido a que σ influye en el valor de S . Así, el caudal eficaz primero incrementa con σ hasta conseguir la máxima capacidad; después de esto el caudal eficaz decrece con el aumento de la carga. El retardo incrementa monótonamente con σ .

Considerando otra el caso especial en el que $\sigma = v$, además el caudal eficaz dado en la ecuación (2.10), entonces se obtiene

$$\hat{D} = 1 + \frac{1 - (1-\sigma)^{M-1}}{\sigma(1-\sigma)^{M-1}} \quad (2.15)$$

Dos interesantes observaciones pueden hacerse con respecto al último resultado. Primero, manteniendo constante el producto $M\sigma$ e incrementando M muestra cada vez un incremento en el retardo. La segunda observación interesante relaciona al retardo esperado cuando σ tiende a cero. Tomando el límite se encuentra que $\hat{D}(\sigma \rightarrow 0) \rightarrow M$, un resultado que parecería sorprendente al inicio. Cuando σ es muy pequeña, difícilmente tendrá lugar una colisión, y en la mayoría de los casos el retardo será de una sola ranura de tiempo. Sin embargo, en el raro caso de una colisión los TMs que colisionaron pasarán al estado de bloqueo, y se mantendrá en este estado por un largo tiempo debido a que el tiempo de espera para un paquete en estado de bloqueo es inversamente proporcional a σ . Juntando todo lo mencionado se encuentra que más paquetes teniendo un re-

traso de una unidad, pero pocos paquetes tienen retardos extremadamente largos, produciendo un retardo medio combinado de M ranuras de tiempo.

2.3 Desempeño del sistema

Para obtener el desempeño de S-ALOHA se ha tomado en cuenta el modelado presentado en este capítulo y los parámetros siguientes:

- Número de TMs es 80.
- La medida fundamental de análisis está basada en ranuras de tiempo.
- Se asume que cada paquete puede estar contenido en la ranura de tiempo.
- Un TM no puede generar un nuevo paquete hasta que el actual paquete ha sido transmitido.
- La probabilidad de transmitir un paquete nuevo generado es 1, independientemente del valor actual de la probabilidad de retransmisión.

Las respuestas que se presentan en las figuras siguientes consideran el comportamiento de S-ALOHA en cuanto al caudal eficaz, retardo promedio y número de TMs en estado de bloqueo. La figura 2.3 muestra el comportamiento del caudal eficaz en función de la carga ofrecida al canal.

De la figura 2.3 se puede visualizar que el valor del caudal eficaz máximo es obtenido cuando el tráfico ofrecido normalizado es 1 y cuyo valor del caudal eficaz es 0.368. Además, se observa que existen tres regiones: lineal, saturación y congestión. En la región lineal ($0 \leq G < 0.8$), la relación de paquetes que entran y los paquetes que salen es 1. La región de saturación ($0.8 \leq G < 1.2$) es cuando algunos paquetes que se generan llegan a salir. La región de congestión ($G \geq 1.2$) se presenta cuando al aumentar el tráfico ofrecido al sistema se vuelve inestable debido a que se presentan demasiadas colisiones.

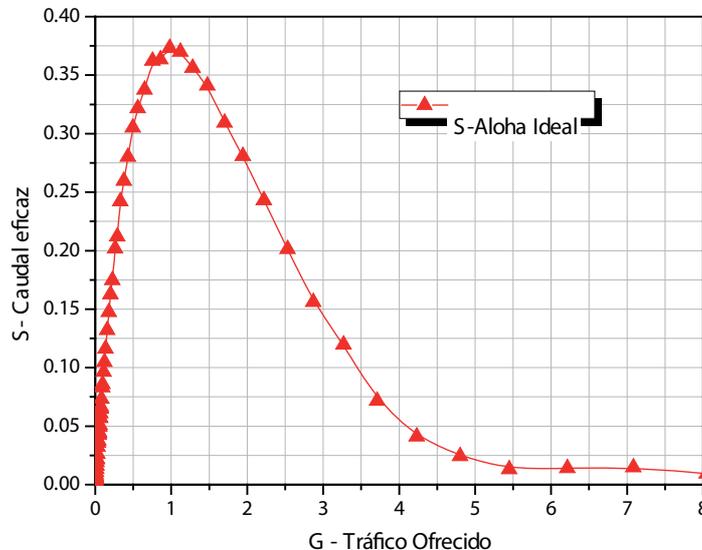


Figura 2.3. Comportamiento del caudal eficaz en S-ALOHA.

Otro parámetro importante a considerar es el retardo promedio, que es el tiempo que se tarda en generar un paquete y lo transmite. El comportamiento de éste se observa en la figura 2.4.

De la figura 2.4 se observa que el retardo promedio es elevado en la región de bajo tráfico y alcanza un caudal eficaz máximo en un valor de 27. Esto es debido a que cuando se presentan colisiones, el TM retransmite hasta que tenga éxito su transmisión, provocando un retardo desde el momento que genera la información hasta que la transmite con éxito. Además, cuando se llega a un valor máximo de caudal eficaz y sigue aumentando el tráfico al canal el retardo también aumenta.

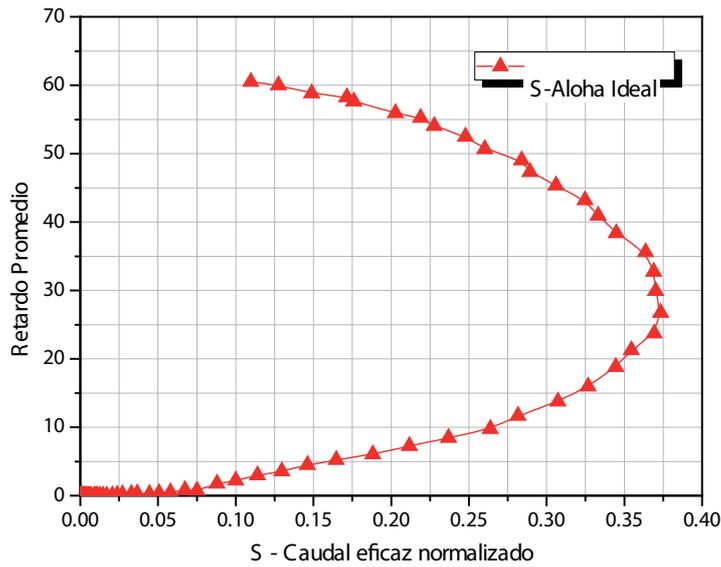


Figura 2.4. Comportamiento del retardo promedio en S-ALOHA.

Hasta este momento se han presentado resultados con respecto al caudal eficaz y retardo, en el cual se presenta inestabilidad y valores elevados de retardo. En la figura 2.5 se muestra el comportamiento de un tercer parámetro que es TMs en estado de bloqueo.

De la figura 2.5 se observa que en la región de bajo tráfico el número TMs en estado de bloqueo es elevado, en el cual a un caudal eficaz máximo el número de TMs en estado de bloqueo es 33. Pero conforme aumenta el tráfico, después de alcanzar el caudal eficaz máximo, el número de TMs en estado de bloqueo incrementa también. Esto es debido porque al presentarse colisiones los TMs quedan bloqueados, por lo que es necesario un algoritmo que sea capaz de resolver de una manera óptima y rápida las colisiones y así disminuir el número de estaciones en estado de bloqueo.

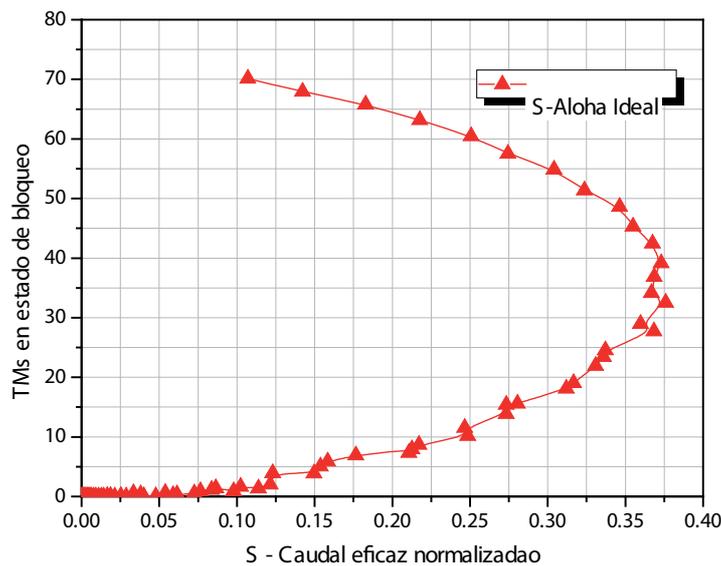


Figura 2.5. Comportamiento del número de TMs en estado de bloqueo para S-ALOHA

2.4 Mejoras de S-ALOHA

Hasta ahora el modelado realizado de S-ALOHA en un entorno de comunicaciones móviles celulares se ha efectuado considerando un canal sin ruido, en el que todos los paquetes llegan al receptor con el mismo nivel de potencia. Bajo esta condición, cuando dos o más paquetes llegan al receptor simultáneamente, colisionarán y todos los paquetes involucrados en la colisión serán destruidos. Por otro lado, en un canal radio real los paquetes transmitidos experimentan no solo la presencia de ruido sino también de desvanecimiento, con lo cual el receptor puede fallar al detectar el paquete con desvanecimiento aún cuando no exista colisión. El hecho de que los paquetes lleguen al receptor con distintos niveles de potencia hace posible el efecto captura; es decir, la señal con mayor intensidad puede ser capturada por el receptor. De tal manera que la probabilidad de destrucción mutua de los paquetes que colisionan se reduce, por lo que resulta un incremento en la eficiencia del sistema.

Por lo tanto, S-ALOHA se puede mejorar su respuesta considerando el efecto captura, que a su vez depende de la distribución de los móviles. Por lo que en esta sección se estudia las probabilidades de captura en un escenario bajo la presencia de desvanecimientos, sombras y distribución espacial de los móviles. Además, se emplea un algoritmo de retransmisión para estabilizar el sistema y de esta manera obtener una fase de petición de acceso eficiente.

2.4.1 Efecto captura

Un paquete deseado puede ser recibido con éxito, esto es, captura al receptor en la presencia de otros paquetes traslapados o interferentes, si su potencia es mayor que la potencia del interferente por un cierto margen conocido como relación de captura del receptor (R).

Si un paquete deseado se traslapa en tiempo con otro paquete, la probabilidad de captura $P_{capt}(1)$ es dada por:

$$P_{capt}(1) = \Pr\left(\frac{w_c}{w_{n1}} > R\right) \quad (2.16)$$

donde w_c es la potencia del paquete útil, w_{n1} es la potencia del paquete interferente, y R es la relación de captura. Un receptor con $R=1$ se dice que tiene una captura perfecta, ya que puede recuperar el paquete deseado aún si su potencia es igual a la potencia del paquete interferente. Un receptor con $R=\infty$ no puede capturar el paquete deseado aún si la potencia de interferencia se aproxima a cero.

En la presencia de I ($I \geq 1$) paquetes interferentes (cada uno con potencia w_{ni} , $i=1, 2, 3, \dots, I$), la probabilidad de captura es obtenida comparando w_c con la potencia total de interferentes cuya expresión está dada como:

$$P_{capt}(I) = \Pr\left(\frac{w_c}{\sum_{i=1}^I w_{ni}} > R\right) \quad (2.17)$$

Además, se presenta el caso cuando el paquete con la más alta potencia se va comparando uno a uno con los paquetes interferentes, entonces la probabilidad de captura está dada como:

$$P_{capt}(I) = \Pr\left(\frac{w_c}{w_{ni}} > R, \quad \text{para toda } i, 0 \leq i \leq I\right) \quad (2.18)$$

Cuando todos los paquetes interferentes son independientes y si las distribuciones de estos son también idénticas, la ecuación (2.18) puede ser escrita como:

$$P_{capt}(I) = \left[\Pr\left(\frac{w_c}{w_{n1}} > R\right) \right]^I \quad (2.19)$$

2.4.1.1 Modelado del efecto captura

Considerando el modelado presentado del caudal eficaz en la sección 2.1, se añade ahora a este modelado el efecto captura. Por lo que se define la probabilidad de captura $P_{cap}(i)$, como la probabilidad que uno de i paquetes que colisionaron sea recibido con éxito. Esto indica que i TMs estando en el estado vacío o bloqueo transmiten en el mismo slot y la EB recibe un paquete con éxito.

Bajo este nuevo esquema, las probabilidades de transición del estado i al estado j pueden ser determinadas por los siguientes cuatro casos:

Caso 1:

$j < i - 1$: Esto es imposible. El número de TMs bloqueados no puede ser disminuido por más de uno porque el receptor puede solamente decodificar un paquete por ranura de tiempo.

Caso 2:

$j = i - 1$: El estado disminuye en uno. Esto sucederá cuando $i > 0$ y ningún TM en estado vacío transmita y solamente un TM en estado de bloqueo es capturado con éxito.

Caso 3:

$j \geq i$: Esto ocurrirá ya sea cuando $j - i + 1$ TMs en estado vacío transmiten y exactamente un TM es capturado con éxito; o $j - i$ TMs en estado vacío transmiten y ningún paquete es capturado con éxito.

Caso 4:

$j = M$: Donde el número final de TMs en estado de bloqueo es igual a M . Esto ocurrirá cuando $M - i$ TMs en estado vacío transmiten y ningún paquete es capturado con éxito.

Las expresiones obtenidas para formar la matriz de probabilidad de transición de estados de acuerdo a los casos anteriores son las siguientes:

$$p_{ij} = \begin{cases} 0, & j < i - 1, \\ (1 - \sigma)^{M-i} \sum_{c=1}^i \binom{i}{c} v^c (1-v)^{i-c} P_{cap}(c), & j = i - 1, \\ \mathbf{1}_{\{M, j\}} \binom{M-i}{j-i+1} \sigma^{j-i+1} (1-\sigma)^{M-j-1} \sum_{k=0}^j \binom{i}{k} v^k (1-v)^{i-k} P_{cap}(k+j-i+1) + \\ \binom{M-i}{j-i} \sigma^{j-i} (1-\sigma)^{M-j} \cdot \sum_{k=0}^i \binom{i}{k} v^k (1-v)^{i-k} [1 - P_{cap}(k+j-i)], & M \geq j \geq i. \end{cases} \quad (2.20)$$

Para el caso del efecto captura se seguirá el mismo planteamiento de la sección 2.1, en el cuál el vector de probabilidad de distribución estacionaria puede ser calculado resolviendo un conjunto de ecuaciones no lineales, las cuáles al considerar el efecto captura hacen que la probabilidad de éxito en el estado i se represente ahora como:

$$P_{suc}(i) = \sum_{r=0}^{M-i} \binom{M-i}{M-i-r} \sigma^r (1-\sigma)^{M-i-r} \sum_{c=0}^i \binom{i}{c} v^c (1-v)^{i-c} P_{cap}(c+r) \quad (2.21)$$

donde r y k son variables utilizadas para inicializar la sumatoria en el estado de generación y de retransmisión respectivamente.

El caudal eficaz, S , considerando el efecto captura vendrá dado por:

$$S = E[P_{suc}(i)] = \sum_{i=0}^M P_{suc}(i) \cdot \pi_i \quad (2.22)$$

De acuerdo a las ecuaciones (2.20)-(2.22), se requiere determinar las probabilidades de captura (P_{cap}). Estas probabilidades son obtenidas considerando un escenario definido por una distribución espacial de los TMs dentro de la célula, además de la presencia del canal radio caracterizado por desvanecimientos tipo Rayleigh y sombreado.

2.4.2 Probabilidad de captura considerando distribución espacial y efecto del canal radio

En un canal de radio los paquetes transmitidos experimentan no solo la presencia de ruido sino también, debido a las múltiples reflexiones, desvanecimientos y sombras, con lo cual el receptor puede fallar al detectar el paquete aún cuando no exista colisión. Resulta por lo tanto, necesario caracterizar dichos efectos debido a la presencia del canal radio.

La propagación en el canal radio se describe mediante tres efectos:

- La atenuación respecto a la distancia para calcular el nivel medio de potencia recibida.
- Sombreo, para calcular las variaciones sobre la señal transmitida.
- Desvanecimiento Rayleigh para obtener las posibles variaciones instantáneas de la señal.

La señal de radio que se transmite sufre desvanecimientos debido a obstáculos, en cuyo caso la potencia de la señal se puede caracterizar mediante una función de densidad de probabilidad (pdf) del tipo log-normal. Además, debido a la propagación por trayectorias múltiples la señal se ve afectada por desvanecimientos que siguen una pdf de tipo Rayleigh. Esto supone que la envolvente instantánea de la señal recibida tenga una distribución tipo Rayleigh.

Cuando se transmite una señal de radio ésta sufre desvanecimientos debido a obstáculos, tal que la potencia de la señal w_c es una distribución log-normal con una función de densidad de probabilidad (pdf) dada por

$$p_{w_c}(w_c) = \frac{B}{w_c} \exp\left(-\frac{(\log w_c + A)^2}{2\sigma^2}\right), \quad w_c > 0, \quad (2.23)$$

donde $B = \frac{\log e}{\sqrt{2\pi}\sigma}$, $A = \log W_c + \frac{\sigma^2}{2\log e}$ y w_0 es el valor medio de w_c , σ es la desviación estándar en dB, y log es en base 10.

Debido a la propagación por trayectorias múltiples la señal se ve afectada por fluctuaciones de tipo Rayleigh. Esto supone que la envolvente instantánea de la señal recibida tenga una distribución tipo Rayleigh, donde la potencia de la señal w_c es exponencialmente distribuida mientras su valor medio W_c es una distribución log-normal. La densidad de probabilidad condicional es

$$p(w_c | W_c) = \frac{1}{W_c} \exp\left(-\frac{w_c}{W_c}\right), \quad w_c > 0, \quad (2.24)$$

y la pdf de W_c es dada como

$$p(W_c) = \frac{B}{W_c} \exp\left(-\frac{(\log W_c + A)^2}{2\sigma^2}\right), \quad W_c > 0. \quad (2.25)$$

Por lo tanto, usando las ecuaciones (2.24)-(2.25) se obtiene

$$p_{w_c}(w_c) = \int_0^{\infty} p(w_c | W_c) p(W_c) dW_c \quad (2.26)$$

$$p_{w_c}(w_c) = \int_0^{\infty} \frac{1}{W_c} \exp\left(-\frac{w_c}{W_c}\right) \cdot \frac{B}{W_c} \exp\left(-\frac{(\log W_c + A)^2}{2\sigma^2}\right) dW_c \quad (2.27)$$

Haciendo un cambio de variable en ecuación (2.27), se obtiene

$$p_{w_c}(w_c) = \int_0^{\infty} B \cdot \exp(-uw_c) \cdot \exp\left(-\frac{(A - \log u)^2}{2\sigma^2}\right) du \quad (2.28)$$

Otro punto de consideración es encontrar el modelo de distribución espacial que mejor se ajusta a la movilidad de los TMs. Dependiendo de la diferente distribución de los TMs alrededor de la EB, el comportamiento del sistema será diferente.

La distribución espacial influye en el análisis del sistema, ya que la potencia de cada paquete que llega a la estación base es proporcional a la distancia a la cual se encuentra de la misma.

La diferencia en el desempeño de S-ALOHA al considerar distribuciones espaciales del tipo uniforme y no uniforme (particularmente del tipo Bell-Shaped) son mínimas (del orden del 6%), por lo que dada la facilidad de tratamiento matemático se emplea en este modelado una distribución del tipo uniforme.

En una distribución uniforme la densidad de tráfico espacial es uniformemente distribuida alrededor de la EB y entonces el número TMs por unidad de área es constante (no depende de la distancia a la estación base).

La correspondiente función de densidad de probabilidad de la distribución de la distancia r entre un TM y la EB es

$$p_y(y) = 2y, \quad 0 \leq y \leq 1. \quad (2.29)$$

Con objeto de obtener la probabilidad de captura considerando una distribución espacial uniforme y los efectos del canal (desvanecimiento Rayleigh y sombreado), se considera $\Pr\left(\frac{w_c}{w_{u1}}\left(\frac{r_{u1}}{rc}\right)^\alpha > R\right)$ porque la potencia de la señal recibida en la EB de cada TM es afectada por las pérdidas por propagación, donde el parámetro α es el factor de pérdidas cuyo puede ser tomado 2 ó 4. Considere que el paquete deseado y el paquete interferente son transmitidos por los TMs con distancias desde la EB igual a r_c y r_{u1} , respectivamente, donde $r = \frac{r_c}{r_{u1}}$. El paquete interferente llega al receptor con una potencia w_{u1} , media local w_{u1} y siendo w_0 como el valor medio de w_c . La probabilidad que el receptor capture el paquete considerado sobre los paquetes interferentes considerándolos independientes e idénticos es

$$\begin{aligned} P_{\text{capt}}(I) &= \left[\Pr\left(\frac{w_c}{w_{u1}}\left(\frac{r_{u1}}{rc}\right)^\alpha > R\right) \right]^I = \left[\Pr(w_c > R w_{u1} r^\alpha) \right]^I, \\ P_{\text{capt}}(I) &= \left[\int_0^\infty \left\{ B \int_0^\infty \exp(-xu) \exp\left(-\frac{(A - \log u)^2}{2\sigma^2}\right) du \right\} dx \cdot \int_0^1 2y dy \cdot \right. \\ &\quad \left. \int_{Rxy^4}^\infty \left\{ B \int_0^\infty \exp(-wz) \exp\left(-\frac{(A - \log z)^2}{2\sigma^2}\right) dz \right\} dw \right]^I, \\ P_{\text{capt}}(I) &= \left[\int_0^\infty \left\{ B \int_0^\infty \exp(-xu) \exp\left(-\frac{(A - \log u)^2}{2\sigma^2}\right) du \right\} dx \cdot \int_0^1 2y dy \cdot \right. \\ &\quad \left. B \int_{Rxy^4}^\infty \frac{1}{z} \exp(-Rxy^4 z) \exp\left(-\frac{(A - \log z)^2}{2\sigma^2}\right) dz \right]^I, \\ P_{\text{capt}}(I) &= \left[\int_0^\infty B \frac{1}{u + Rxy^4} \exp\left(-\frac{(A - \log u)^2}{2\sigma^2}\right) du \cdot \int_0^1 2y dy \cdot B \int_{Rxy^4}^\infty \frac{1}{z} \exp\left(-\frac{(A - \log z)^2}{2\sigma^2}\right) dz \right]^I, \\ P_{\text{capt}}(I) &= \left[B^2 \int_0^\infty \int_0^1 \int_0^1 2y \cdot \frac{1}{(Rxy^4 + u)z} \exp\left(-\frac{(A - \log u)^2}{2\sigma^2}\right) \exp\left(-\frac{(A - \log z)^2}{2\sigma^2}\right) dy du dz \right]^I. \end{aligned} \quad (2.30)$$

La ecuación (2.30) es la probabilidad de captura considerando una distribución espacial uniforme y los efectos del canal (desvanecimiento Rayleigh y sombreado).

Hasta este momento, se ha presentado el análisis del efecto captura para aumentar la eficiencia del sistema, por lo tanto a continuación se lleva a cabo la estabilización del sistema para que de esta manera se obtenga una fase petición eficiente.

2.4.3 Análisis de estabilidad

Otro parámetro de vital importancia en el desempeño de S-ALOHA dentro de un escenario de comunicaciones móviles, es la estabilidad (respuesta de la técnica MAC a cambios en el tráfico de entrada). Considerando la respuesta típica de S-ALOHA mostrada en la Figura 2.3, se puede observar que la respuesta al emplear un algoritmo con una probabilidad de retransmisión constante, es fuertemente inestable a medida que el tráfico aumenta. Dada la relación directa entre estabilidad y algoritmo de retransmisión del protocolo MAC, lo que se busca es definir un algoritmo que emplee un control dinámico de las probabilidades de retransmisión; es decir un algoritmo que se adapte a las condiciones cambiantes de tráfico en el canal de acceso aleatorio y por lo tanto mejore la capacidad del sistema en el manejo de tráfico.

Existen diversas técnicas que estabilizan dicha respuesta, ya sea por métodos puramente analíticos o bien empleando técnicas que modelan el canal de acuerdo al resultado de ciertos eventos, controlando dinámicamente dicha probabilidad de retransmisión. Dentro de esta última opción, las técnicas que presentan mejor respuesta, son aquellas que consideran un canal de retorno en el cual, se informa en la siguiente ranura de tiempo el resultado de la transmisión en curso. Tales técnicas, con canal de retorno, fundamentan la adaptabilidad de dicha probabilidad, considerando el número de TMs en estado de bloqueo o TMs con paquetes que retransmitir. En dichas técnicas se considera un estado ternario de respuesta del canal RACH, tal y como se muestra en la Figura 2.6.

Cuando el TM no ha generado algún paquete éste permanece en el estado vacío (IDLE) y por lo tanto la información de retorno indicará que hubo un vacío. En el momento que es generado un paquete, el TM entra a un estado activo (ACTIVE), donde pueden ocurrir dos eventos, el primer evento es que se presente un éxito en la transmisión, por lo cual tiene una transición al estado IDLE, en caso de que no tenga más paquetes que transmitir. El segundo evento es cuando ocurre una colisión y la transmisión no tiene éxito, entonces el TM hará una transición al estado de bloqueo (BCKL) donde éste permanecerá hasta que ocurra una retransmisión con éxito.

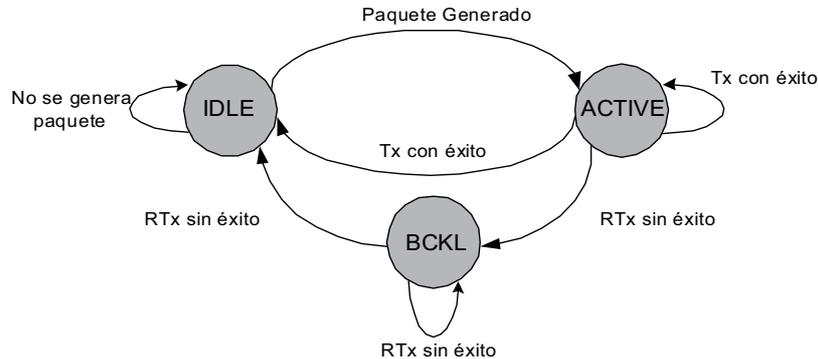


Figura 2.6. Estados de transición para una información ternaria.

De acuerdo a la información ternaria (vacío, éxito y colisión) que proporciona dicho canal de retorno, se modela el algoritmo de retransmisión. Con dicha información el algoritmo de retransmisión tiene la capacidad de ejercer un cierto control de carga ofrecido al canal, realizando en el inicio de cada ranura de tiempo una estimación de carga denotada como \hat{n} . Bajo estas circunstancias, cada paquete bloqueado es entonces retransmitido con una probabilidad $v(\hat{n}) = \min\left(1, \frac{1}{\hat{n}}\right)$. A manera de ejemplo, si el canal de retorno informara la existencia de una colisión, y si inicialmente el estimador \hat{n} tuviese asignado un valor pequeño, dicho estimador tendría que incrementar su valor en la siguiente ranura de tiempo, caso contrario sucedería en el caso de la condición de canal vacío.

Dado que todos los TMs están atentos en la información que proporciona el canal de retorno, en la ranura de tiempo $k+1$ cada TM independientemente ejecuta una actualización de su estimador \hat{n} de acuerdo a:

$$\hat{n}_{k+1} = \hat{n}_k + \begin{cases} est_i, & \text{si en el slot } k \text{ hubo un estado vacío,} \\ est_s, & \text{si en el slot } k \text{ hubo un éxito (estado activo),} \\ est_c, & \text{si en el slot } k \text{ hubo una colisión (estado bloqueado),} \end{cases} \quad (2.31)$$

donde est_i , est_s , est_c son definidos como

$$est_i = 2 - e, \quad est_s = 2 - \frac{e}{1 - p_e}, \quad est_c = 2. \quad (2.32)$$

siendo P_e la probabilidad que el paquete no sea aceptado por el receptor.

Con estos valores es posible calcular en forma dinámica el valor del estimador y así tener un control de la carga del sistema, pero sobre todo es posible definir una probabilidad de retransmisión variable y/o adaptable de manera dinámica a las condiciones imperantes en el canal de acceso aleatorio. El resultado de todo ello es operar con un algoritmo de retransmisión del tipo binario exponencial que nos permite estabilizar la respuesta de S-ALOHA, tal y como se verá en la siguiente sección.

Hasta aquí se ha podido analizar S-ALOHA como canal de acceso aleatorio (RACH), modelando a través de Cadenas de Markov las prestaciones del sistema para un canal libre de errores, adicionalmente utilizando el mismo procedimiento se consideró el efecto captura para una distribución de tipo uniforme y tomando en cuenta los efectos del canal. Posteriormente se llevó a cabo el análisis para estabilizar el sistema, utilizando para esto un algoritmo capaz de manejar dinámicamente las probabilidades de retransmisión a través del uso de la información ternaria de retorno. Los resultados de son presentados a continuación. Además se presentan aquellos aspectos que degradan en mayor medida la respuesta del sistema.

2.4.4 Desempeño del sistema

Para la respuesta del sistema se considera que un proceso discreto de generación de paquetes (proceso de Bernoulli) con probabilidades de generación de 10^{-3} a 1. Un total de 10,000 paquetes transmitidos para cada probabilidad de generación, donde cada paquete está contenido en una ranura de tiempo y un nuevo paquete es transmitido con una probabilidad de 1, independientemente del valor actual de la probabilidad de retransmisión. También se asume que un TM no puede generar un nuevo paquete hasta que el actual paquete ha sido transmitido. Adicionalmente, la Tabla 2.1 muestra los parámetros considerados para la obtención del desempeño.

Tabla 2.1. Parámetros considerados para S-ALOHA.

| Parámetro | Valor |
|--|--------|
| Número de TMs - M | 80 |
| Desviación estándar para exteriores - σ | 5 dB |
| Factor de pérdidas por propagación - α | 4 |
| Potencia de transmisión de cada TM | 125 mW |

De acuerdo al análisis presentado para el canal S-ALOHA en la sección 2.1, el comportamiento del caudal eficaz con respecto a la carga ofrecida se muestra en la Figura 2.3, en el cual se presenta una baja eficiencia y problemas estabilidad en la región de alto tráfico. Por consiguiente un retardo alto y un número de TMs en modo de bloqueo elevado en la región de bajo tráfico.

Por lo tanto, el primer resultado a presentar es el caudal eficaz. En la Figura 2.7, R es la relación de captura que será discutida más adelante. Además, los parámetros descritos en este capítulo se irán incluyendo de manera gradual.

En la Figura 2.7 es mostrada la respuesta del canal de acceso aleatorio tomando en cuenta una distribución espacial uniforme de los TMs y el efecto captura, sin tomar en cuenta el efecto del canal radio. El parámetro R indica la relación de captura la cual es variada de una relación de captura casi perfecta ($R=2$) hasta captura imperfecta ($R=10$).

En la Figura 2.7 se observa la influencia de la relación de captura R en el comportamiento del caudal eficaz. Para el caso de una captura casi perfecta⁴, $R=2$, el caudal eficaz presenta la mejor respuesta, alcanzando un valor de 0.50; es decir, un incremento del 38% con respecto a la respuesta típica de S-ALOHA. Al incrementar la relación de captura, provoca que la señal deseada requiera más potencia que la interferencia total para que de esta manera el paquete pueda ser capturado por la EB. Esto da como resultado un decremento en el caudal eficaz. Cuando $R=10$ su respuesta tiende al valor de S-ALOHA con canal ideal (canal libre de errores), por lo que a valores de relación de captura mayores a 10 el comportamiento del caudal

⁴ No se considera $R=1$ (captura perfecta) porque es un caso improbable.

eficaz tiende a alcanzar el valor de S-ALOHA con canal ideal. Para los siguientes resultados solo consideramos una relación de captura de 2 ($R=2$), debido a que ésta presenta mejores resultados. Además, la respuesta típica de S-ALOHA con canal ideal será usada como una referencia.

Hasta este momento solo se ha contemplado una distribución uniforme, en el caso de desvanecimiento debido a trayectorias múltiples de la señal (Rayleigh) y a las variaciones sobre la señal transmitida provocada por obstáculos (sombreo). El comportamiento de éstas se muestra en la Figura 2.8, donde se nota que la adición del canal radio (Rayleigh y sombreado) incrementa la probabilidad de captura comparado al caso donde no es considerado el canal radio (ver Figura 2.7), esto es porque con el efecto del canal radio la probabilidad que un TM sobreviva a un colisión otros TMs conteniendo es alta.

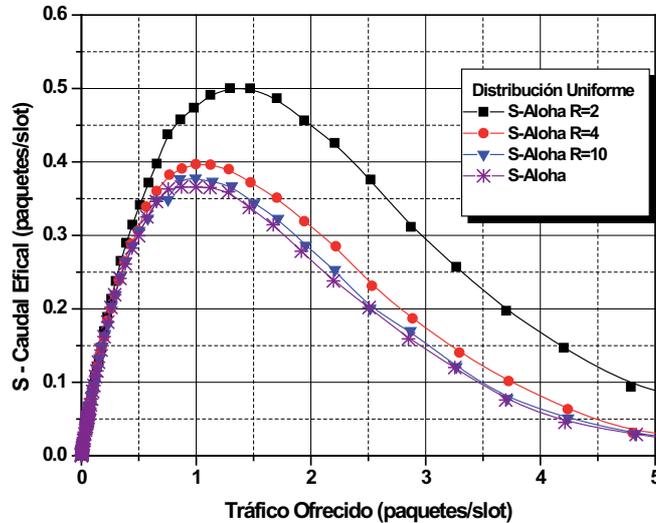


Figura 2.7. Comprtamiento del caudal eficaz con una distribución uniforme.

En la Figura 2.8 se observa que, en cualquier caso, la respuesta del caudal eficaz mejora substancialmente cuando se considera los efectos del canal radio. En el caso del desvanecimiento Rayleigh se tiene un caudal eficaz máximo de 0.55, es decir un aumento en el valor del 50% comparado con el caso de S-ALOHA teórico. Además, el valor máximo (0.55) es mayor con respecto al resultado obtenido si solo se considera una distribución uniforme (0.5). Para el caso de sombreado, el caudal eficaz alcanzado es 0.63 que representa un 70% de aumento con respecto al valor de S-ALOHA teórico. Este incremento en el caudal eficaz es como consecuencia del aumento en el valor de las probabilidades de captura, debido a que son considerados los efectos del canal y la distribución espacial de los TMs, y esto da como resultado un incremento en la probabilidad de éxito. Además, los resultados indican que para una relación de captura dada el canal de acceso aleatorio es altamente sensitivo al efecto por sombreado. Por lo que todo lo anterior, determinamos que al utilizar el efecto captura la eficiencia del sistema aumenta, restando por presentar ahora el algoritmo dinámico de estabilización.

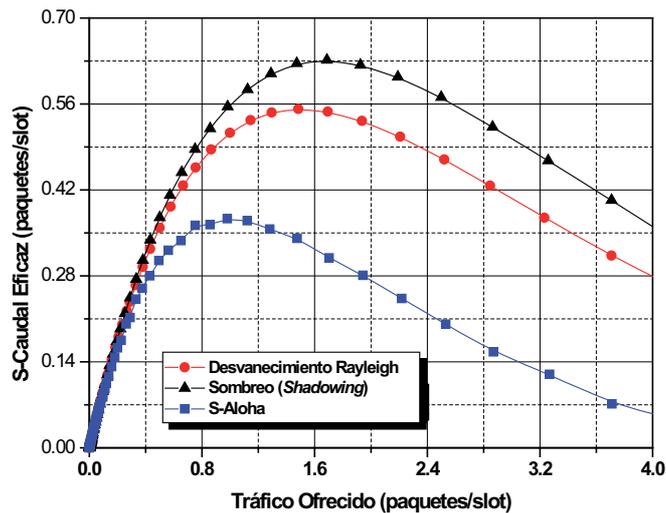


Figura 2.8. Comportamiento del caudal eficaz considerando los efectos de canal (Rayleigh y sombreado) .

El otro parámetro de interés es la estabilidad de S-ALOHA; es decir, incrementar la capacidad del sistema en el manejo del tráfico. Porque de esto es necesario un algoritmo de retransmisión. Este algoritmo es adaptable a las condiciones de tráfico en el canal. La Figura 2.9 muestra la respuesta del caudal eficaz de S-ALOHA, usando un algoritmo dinámico de estabilización (es decir, modificar la probabilidad de retransmisión de aquellos TMs bloqueados), considerando también el efecto captura para una distribución uniforme de los TMs, una relación de captura $R=2$ y los efectos combinados del canal (Rayleigh y sombreado).

En la Figura 2.9 se observa que el caudal eficaz se mejora cuando son usados el efecto captura (EC), los efectos del canal radio (ECR), la distribución espacial de los TMs (DEU) y la estabilización a través de las probabilidades de retransmisión. Estos efectos ayudan al sistema en obtener una alta eficiencia (arriba del 70%) y estabilidad cuando se maneja un alto tráfico. También, hay un mejor comportamiento en el manejo del tráfico ofrecido, ya que cuando el tráfico del sistema aumenta el valor del caudal eficaz permanece constante (aproximadamente 0.65), esto es debido a que presenta un efecto de control de carga. Se puede decir que este comportamiento es porque se usa un canal de retorno el cual es útil para indicar el estado del canal, y así controlar dinámicamente las probabilidades de retransmisión. El algoritmo de retransmisión es del tipo exponencial, el cual indica que si la información de retorno es un estado vacío, el TM se dará cuenta que la probabilidad de retransmisión tiene un valor bajo, y con dicha información modificará el valor de la probabilidad de retransmisión aumentándola. En otras palabras, si hubo una colisión, el valor de la probabilidad de retransmisión debe ser disminuida. Con esto las mejores prestaciones de S-ALOHA en un sistema de comunicaciones móviles celulares pueden ser aseguradas.

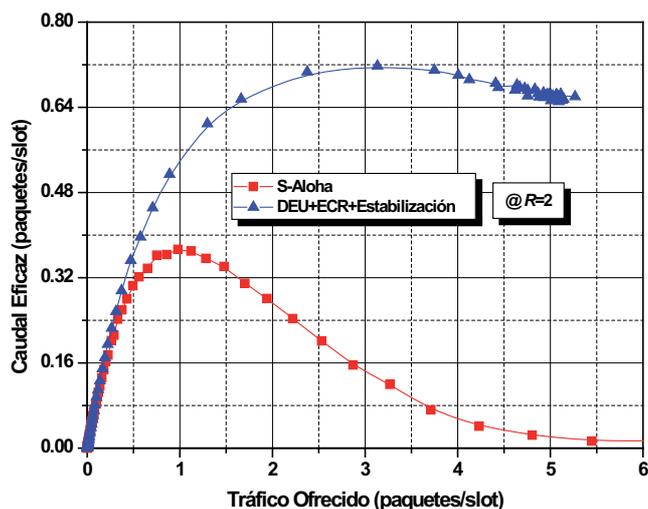


Figura 2.9. Comportamiento del caudal eficaz mejorando la respuesta de estabilidad y eficiencia.

De acuerdo al modelo presentado, como una consecuencia del algoritmo de retransmisión (dinámico y adaptable a las condiciones del tráfico), se pudo determinar otro parámetro importante tal como: el número de TMs bloqueados (TMs que colisionaron antes y que tienen paquetes para transmitir). El comportamiento de este parámetro es mostrado en la Figura 2.10.

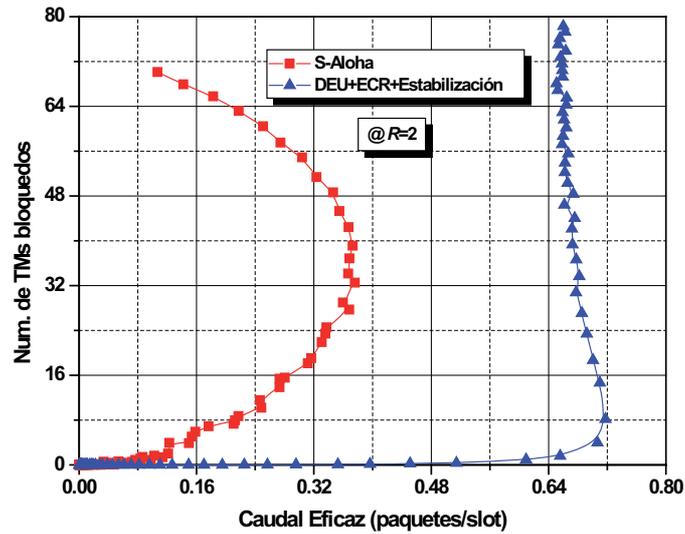


Figura 2.10. Comportamiento de TMs bloqueados estabilizado y alta eficiencia.

La Figura 2.10 muestra que en el máximo caudal eficaz para S-ALOHA con canal ideal, el número de TMs bloqueados es alto, es decir, cercano al 50% del total de TMs. En nuestro caso, aplicando el algoritmo dinámico de retransmisión provoca que el número de TMs bloqueados se mantenga en un valor bajo, menos del 7% del total de los TMs. Se puede decir que aplicando un control dinámico en las probabilidades de retransmisión a través del uso del canal de retorno, esto hace más eficiente el uso del canal de información, resolviendo más rápidamente las colisiones, dando como resultado un decremento en el número de TMs bloqueados en la región de bajo tráfico.

Hasta este punto se ha mencionado el caudal eficaz y el número de TMs bloqueados, otro parámetro importante de S-ALOHA es el retardo promedio, el cual se discute a continuación.

De acuerdo a las estadísticas obtenidas anteriormente, con respecto al número de TMs bloqueados y aplicando el teorema de Little se puede obtener la respuesta del retardo promedio de S-ALOHA (Figura 2.11), usado como canal de acceso aleatorio, donde el retardo promedio es definido como el número de promedio de ranuras de tiempo desde que fue generado el paquete hasta que se transmitió con éxito.

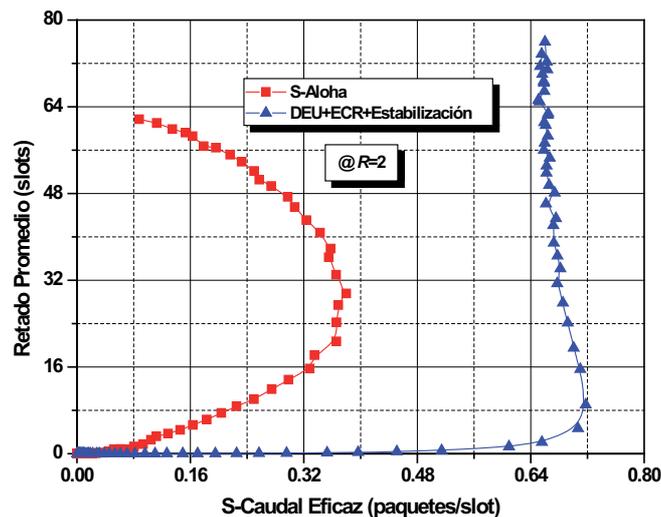


Figura 2.11. Comportamiento del retardo promedio estabilizado y alta eficiencia.

De acuerdo a la Figura 2.11, se observa que cuando se usa el algoritmo dinámico de retransmisión, se presenta un mínimo retardo (casi cero) y con una mínima variación hasta alcanzar casi los 5 ranuras de tiempo en la región de máximo caudal eficaz. Sin embargo, cuando se usa un algoritmo de retransmisión constante, el retardo es alto, cercano a los 30 ranuras de tiempo, en la región de máximo caudal eficaz. Por lo tanto, este comportamiento es porque el algoritmo de retransmisión optimiza el manejo del canal, ya que usa un control dinámico en las probabilidades de retransmisión, resolviendo más rápidamente las colisiones, provocando con esto un decremento en el retardo en la región de bajo tráfico.

Por lo que podemos concluir que de la presencia del canal el sombreado es el elemento más sensible e influye más para incrementar la probabilidad de éxito, y el desvanecimiento Rayleigh es el menos sensible. Con respecto a la estabilidad del sistema diremos que al utilizar el canal de retorno se mejoran las prestaciones del sistema obteniéndose la estabilidad del sistema. De todos los elementos tratados la estabilización es el elemento más sensible porque se puede tener un sistema con una muy alta eficiencia pero si es inestable el sistema estamos sujetos a trabajar en una zona de bajo tráfico.

2.5 Conclusiones

En este capítulo se ha analizado los efectos de captura y estabilización en S-ALOHA, usado como canal de acceso aleatorio (RACH), y se ha identificado aquellos aspectos que degradan la respuesta del sistema. Se ha demostrado que considerando el desvanecimiento Rayleigh, el sombreado y la distribución espacial mejora el efecto captura, resultando un aumento considerable del caudal eficaz (sobre el 70%). Los resultados de simulación han indicado que las prestaciones del sistema del canal RACH no son sensibles al desvanecimiento Rayleigh para una sensibilidad dada en el receptor. También indican que usando un algoritmo dinámico de retransmisión con información ternaria de retorno, el caudal eficaz del sistema no decrece cuando el tráfico aumenta, el retardo es reducido y el número de TMs bloqueados disminuye. Esto ocurre porque el algoritmo de retransmisión optimiza el manejo del canal y habilita el sistema para resolver más rápidamente las colisiones.

3. ACCESO MÚLTIPLE POR SENSADO DE PORTADORA (CSMA)

El protocolo CSMA es una evolución del protocolo de acceso al medio ALOHA; fue creado con el fin de incrementar la utilización de los canales de comunicación. Las siglas CSMA significan *Carrier Sense Multiple Access*. El nombre *carrier* proviene del hecho que existe una onda portadora sobre el canal de comunicación que es sensada por terminales de acceso.

Existen variaciones del CSMA básico y éstas son:

- a) CSMA 1-persistente: Si el canal está libre, transmite. Si el canal está ocupado, espera hasta que esté libre y luego transmite.
- b) CSMA no persistente (np-CSMA): Si el canal está libre, transmite. Si el canal está ocupado, espera un tiempo aleatorio e intenta transmitir de nuevo.
- c) CSMA p-persistente.- Este es usado en canales sincronizados. Si el canal está libre, transmite con una probabilidad $1-p$. Esto se repite hasta que el paquete es enviado exitosamente o hasta que se haya sensado que otro terminal móvil (TM) empezó a transmitir, en este caso se espera un tiempo aleatorio y se intenta transmitir de nuevo.

En este capítulo se presentará específicamente el protocolo CSMA no persistente (np-CSMA); ya que el proceso aleatorio empleado por este protocolo hace sencilla la obtención de su modelo matemático, y con esto, la relativa simplicidad de obtener el desempeño del mismo. Además, ya que por su similitud con el protocolo ALOHA, los demás protocolos utilizan su principio de funcionamiento, lo cual nos permitirá aplicar los resultados obtenidos en otros protocolos MAC.

3.1 Funcionamiento

Usando el sensado de portadora, es posible determinar si otros terminales móviles (TMs) de acceso están transmitiendo. En la Figura 3.1 se muestra el proceso de transmisión y colisión entre los TMs.

De la Figura 3.1 podemos observar que el usuario del TM 1 realiza el sensado de portadora en el canal de comunicación, al detectar el canal libre transmite su paquete. Por otra parte, el TM 2 realiza el sensado de portadora, al detectar que el TM 1 se encuentra transmitiendo detiene el proceso de transmisión y espera un tiempo aleatorio. Cuando el usuario del TM n intenta transmitir y realiza el sensado de portadora, al detectar que el TM 1 aún se encuentra transmitiendo interrumpe el proceso de transmisión y espera un tiempo aleatorio.

Es importante mencionar tanto el TM 2 como el TM n se encuentran realizando su periodo de espera aleatorio. Al terminar el periodo de espera, el TM 2 realiza el sensado de portadora detectando el canal libre; simultáneamente el TM n finaliza su periodo de espera y realiza el sensado de portadora detectando el canal libre también. Debido a que ambos TMs realizaron el sensado de portadora casi simultáneamente, los dos TMs detectaron el canal libre. Por este motivo el TM 2 y el TM n retransmiten, y es aquí donde ocurre la colisión.

De manera general el funcionamiento del protocolo CSMA es el siguiente:

Si se detecta que la onda portadora se encuentra sobre el canal de comunicación, se le llama “ocupado”; de lo contrario, este es llamado “libre”. El protocolo CSMA decide si la transmisión de un paquete se realiza tomando en cuenta el sensado de portadora. Cuando el resultado es “ocupado”, lo que sigue a esto es evitar la colisión. Si el paquete llega sin problema al punto de acceso, se dice que la transmisión fue un “éxito”.

Una vez que entendemos el funcionamiento del protocolo CSMA, se presenta el modelo matemático para representar su funcionamiento.

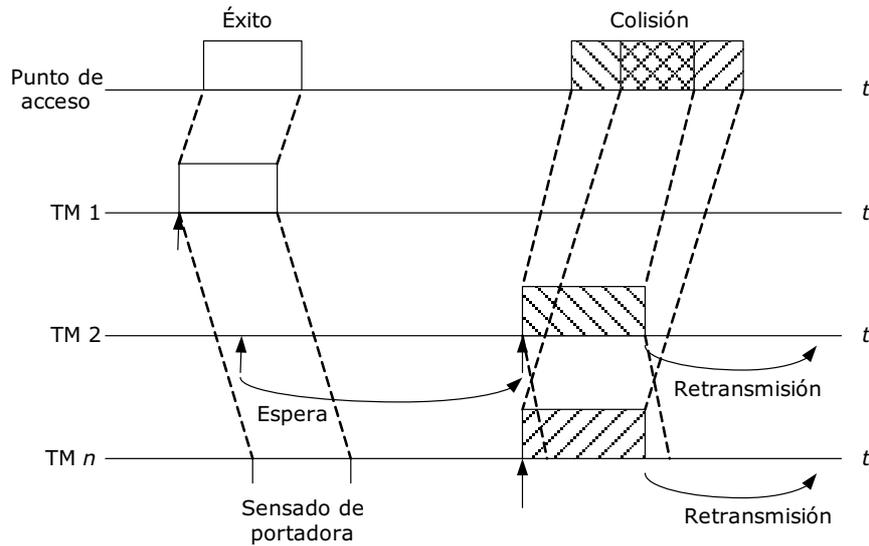


Figura 3.1. Proceso de transmisión y retransmisión np-CSMA.

3.2 Modelado de CSMA

En el protocolo CSMA no persistente cuando los paquetes son generados en un TM de acceso, dicho TM inicia el sensado de portadora. Si el resultado del sensado es “libre”, el paquete es transmitido inmediatamente al punto de acceso. Sin embargo, si el resultado del sensado es “ocupado”, el TM de acceso detiene el sensado de portadora, espera un tiempo aleatorio, y entonces inicia el sensado de portadora de nuevo. El tiempo de espera es un punto clave para realizar sistemas con una salida alta.

El caudal eficaz (*throughput*) o salida del sistema es expresado de acuerdo a la ecuación (3.1),

$$S = \frac{U}{B+I}, \tag{3.1}$$

donde:

B es el tiempo de espera en un periodo “ocupado”,

I es el tiempo en un periodo “libre”,

U es el tiempo en el que no ocurren colisiones y la transmisión de paquetes se realiza exitosamente, y

S es el caudal eficaz

Éste lo podemos observar en la Figura 3.2, donde el tiempo en el que cada paquete es normalizado y los retardos de transmisión se definen como 1 y a , respectivamente. De tal manera que, transmitir exitosamente un paquete generado en un TM en un tiempo t_1 al punto de acceso es igual a la probabilidad de no generar paquetes en el periodo de t_1 a $t_1 + a$.

Así, el tiempo esperado en el cual no ocurren colisiones está dado por:

$$U = Ge^{-aG}. \tag{3.2}$$

El tiempo esperado de un periodo libre obedece a la siguiente distribución exponencial

$$I = \frac{1}{G}. \tag{3.3}$$

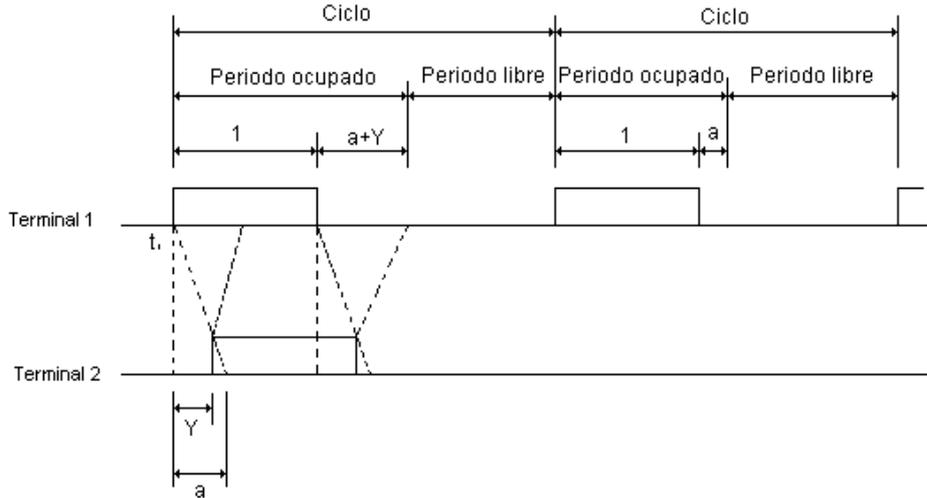


Figura 3.2. Periodicidad de paquetes del protocolo np-CSMA.

El último paquete transmitido en el periodo de t_i a t_i+a está definido como t_i+Y , y el valor esperado de Y está definido como \bar{Y} , de tal manera que, el tiempo de un periodo ocupado está definido por:

$$B = 1 + a + \bar{Y}. \quad (3.4)$$

Realizando la función de distribución para Y , se obtiene la ecuación (3.5) que representa la salida del sistema,

$$S = \frac{G e^{-aG}}{G(1+2a) + e^{-aG}} \quad (3.5)$$

donde a representa retardo de propagación, y G representa el tráfico de la red.

3.3 Desempeño del sistema

Al igual como en el proceso llevado a cabo en S-ALOHA, ahora también se obtiene como primer resultado el caudal eficaz, S , que representa el porcentaje de paquetes transmitidos con éxito a través del canal.

Los parámetros considerados para obtener el desempeño del sistema son:

- Un radio de servicio medido de 100 metros,
- 100 TMs de acceso,
- 10,000 ranuras de tiempo,
- Un *buffer* unitario. Además, no se puede generar otro paquete hasta que se transmita el que se encuentra en su *buffer*.

Es importante mencionar que cada TM de acceso genera paquetes aleatoria e independientemente. Tal generación de paquetes está dada por una distribución de Poisson.

3.3.1 Caudal Eficaz

Como se mencionó en secciones anteriores, cuando dos o más TMs intentan transmitir información utilizando un canal común se presentan las colisiones. Esto se debe a que en un canal solo puede transmitir un TM a la vez, por lo cual se hace uso de una técnica de control de acceso al medio, que en éste será np-CSMA. Este protocolo al detectar que dos o más TMs intentan acceder el canal al mismo tiempo, cancela todas las transmisiones y espera un tiempo aleatorio para intentar transmitir

de nuevo. Las probabilidades de que ocurran colisiones aumentan a medida de que aumenta el tráfico en el sistema. Este proceso de retardo de propagación, así como, el aumento del tráfico repercute en el sistema con el considerable decremento de su caudal eficaz, sabiendo que se le llama caudal eficaz a la cantidad de paquetes que son transmitidos exitosamente al punto de acceso en un intervalo de tiempo, tal como se muestra en la Figura 3.3. En un sistema ideal si no son generados paquetes de transmisión y todos los paquetes transmitidos son destruidos por colisiones, la salida S alcanza un valor mínimo de 0. De otra manera si todos los paquetes son transmitidos exitosamente, la salida alcanza un valor máximo de 1.

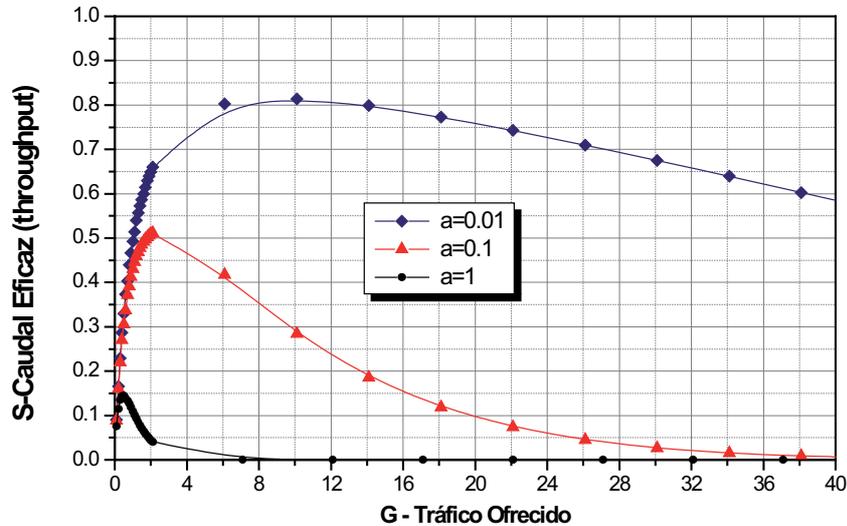


Figura 3.3. Caudal eficaz para CSMA.

En la Figura 3.3 se muestra tres resultados diferentes entre sí; en las cuales podemos observar dos puntos importantes:

a) Retardo de propagación:

Cuando se utiliza un retardo de propagación igual a 1, el caudal eficaz máximo es de 0.15. Con $a=0.1$ es de 0.52, mientras que con $a = 0.01$ se alcanza un valor de 0.81. La razón por la cual se presenta esta situación es porque a un mayor retardo de propagación, el sensado de portadora toma un periodo mayor de tiempo, lapso por el cual otro TM que intenta transmitir puede interpretar como libre el canal de comunicación. Al suceder esto aunado al tráfico de la red se generan las colisiones, disminuyendo considerablemente la eficiencia del sistema.

b) Zona de inestabilidad:

Los resultados con $a = 1$, $a = 0.1$ y $a = 0.01$, presentan una notable zona de inestabilidad. Esta zona es causada por el incremento de tráfico en la red. Al aumentar el tráfico a través del canal de comunicación aumenta también la probabilidad de colisiones en el mismo; esto debido a que una mayor cantidad de usuarios intenta acceder al canal al mismo tiempo, provocando una disminución en la eficiencia del sistema.

De estos dos puntos podemos deducir que al aumentar el retardo de propagación y el tráfico en la red, la eficiencia del sistema se observa considerablemente disminuida.

3.3.2 Retardo Promedio de Transmisión

El retardo de transmisión promedio es el periodo desde que el paquete es generado en un TM de acceso, transmitido hacia el punto de acceso y recibido en el punto de acceso destino. El retardo de transmisión promedio depende de la longitud del paquete. Originalmente, el retardo de transmisión promedio es dependiente del periodo cuando un paquete se genera y transmite de un TM de acceso, la distancia entre el punto de acceso y el TM de acceso, y el tiempo de procesamiento de señal al punto de acceso.

En la Figura 3.4 se muestran dos resultados. Cuando $a = 0.1$ el retardo promedio de transmisión se incrementa considerablemente en forma exponencial, mientras que cuando $a = 0.01$ el incremento del retardo promedio de transmisión es casi

despreciable. Esto se debe a que al incrementar el valor de a el periodo que le toma a un paquete desde que es generado en un TM, pasar por un punto de acceso y ser recibido en un TM destino es mucho mayor; por lo cual se reduce considerablemente cuando aplicamos valores pequeños de a .

Como se observa en los resultados anteriores, para valores pequeños de a la salida es alta. Esto significa que mantener el retardo de propagación a en un valor mínimo es un factor crucial para obtener un sistema con salida alta.

Otro aspecto importante que se observa es que el caudal eficaz se va incrementando hasta alcanzar un punto máximo, después del cual comienza a decrecer, es decir, tiene una eficiencia baja. Aún utilizando un valor pequeño de a la eficiencia del sistema es solo del 65%.

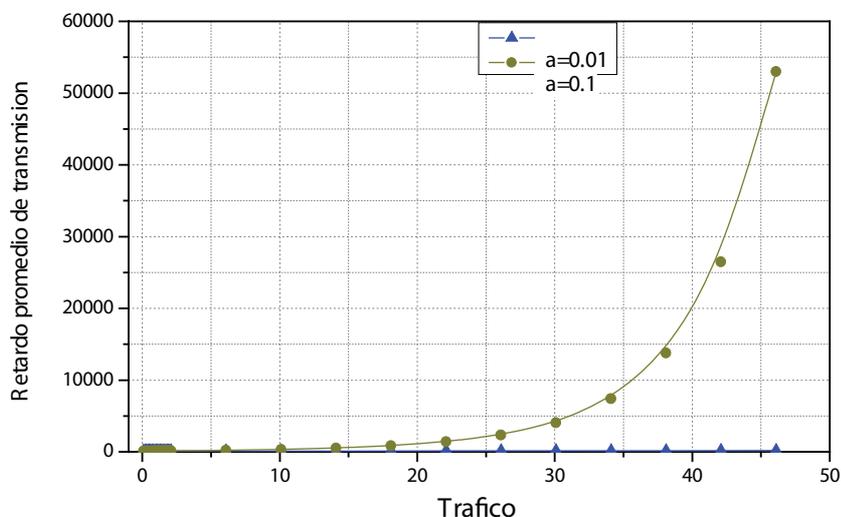


Figura 3.4. Tráfico y retardo promedio de transmisión de np-CSMA.

Podemos establecer como deficiencias de esta técnica de control de acceso al medio a:

- Zona de inestabilidad.
- Un Caudal Eficaz bajo en condiciones de tráfico alto.
- Un Caudal Eficaz bajo con valores de a mayores a 0.01.

Es posible aumentar la eficiencia del sistema haciendo uso de una técnica llamada efecto captura, la cual tiene la característica de que no destruye los paquetes al ocurrir una colisión, sino que permite el paso del paquete con mayor potencia, siempre y cuando sobrepase el valor umbral de captura. Esto será explicado con en la siguiente sección.

3.4 Mejora de las prestaciones utilizando Efecto Captura

Como se había mencionado en el capítulo 2, el efecto captura funciona de la siguiente manera: cuando dos o más TMs intentan transmitir al mismo tiempo por el mismo canal, el efecto captura no destruye los paquetes al realizarse la colisión, sino que permite el paso de aquel paquete con mayor potencia que sobrepase el umbral de captura. Esto por consiguiente, nos lleva a una disminución en el tiempo de espera retransmisión, aumentando así la eficiencia del sistema.

Por consiguiente, el efecto captura se define como la capacidad de un receptor de recibir un paquete total o parcialmente empalmado con otro paquete. En esta técnica la diferencia de potencia de las señales entrantes habilita al receptor a recibir correctamente la señal más fuerte. En sistemas inalámbricos el factor que más contribuye a este fenómeno es las variaciones del nivel de potencia de la señal, debido a la distribución de los TMs.

En protocolos de redes cableadas, como Ethernet, solo un terminal puede usar el canal en un periodo sin colisiones; sin embargo, en redes inalámbricas, el efecto captura permite a más de un TM usar el canal en un periodo, lo cual incrementa considerablemente la capacidad del sistema. Seleccionar un umbral apropiado de captura en diferentes condiciones de tráfico es clave en el diseño de sistemas con el máximo beneficio del efecto captura.

3.4.1 Modelo Matemático

Asumiendo que cada TM generó paquetes con una variación x y el número de TMs de la red es una cantidad finita, esto nos aproxima a la condición en la cual cada TM genera paquetes de una manera no frecuente e independiente de otros TMs. En este caso se considera la longitud del paquete con un valor T . El TM que haya colisionado su paquete éste programa su retransmisión en un tiempo aleatorio D , el cual se asume que es mayor que T .

Tomando en cuenta que el primer paquete llega en un tiempo t , y a es el retardo de propagación, el intervalo vulnerable es $[t, t+a]$. Cada paquete que llega en ese periodo formará parte de una de los n TMs que provocan la colisión con el primer paquete. Como se mencionó anteriormente B representa el tiempo de espera en un periodo ocupado, I representa el tiempo en un periodo libre, y U representa el tiempo en el que no ocurren colisiones y la transmisión de paquetes se realiza exitosamente. De acuerdo a la ecuación (3.1), el caudal eficaz está dado como:

$$S = \frac{U}{B+I} \quad (3.6)$$

Se simplifica como $\frac{1}{G}$ porque se asume el tráfico de entrada como una distribución de Poisson. U representa el periodo promedio útil y es la probabilidad de que un paquete sea transmitido satisfactoriamente. La transmisión exitosa se lleva a cabo cuando se cumplen los siguientes puntos:

- Cuando no haya paquetes llegando en un periodo vulnerable.
- Cuando colisiones algunos paquetes entrantes pero el paquete original sea capturado.

El primer evento tiene la probabilidad de cero llegada en un intervalo de tiempo $[t, t+a]$,

$$e^{-aG} \quad (3.7)$$

El segundo evento es como sigue: n llegadas ocurren en un intervalo de tiempo $[t, t+a]$ pero el paquete original es capturado, el cual tiene la siguiente probabilidad:

$$P_n = \sum_{n=1}^{\infty} (aG)^n \frac{e^{-aG}}{n!} \frac{P_{cap}}{n+1} \quad (3.8)$$

El primer término de la sumatoria es la probabilidad de n llegadas de un proceso de Poisson y el segundo término es la probabilidad con la que el paquete se captura.

El cálculo del periodo promedio ocupado es similar al CSMA no persistente ordinario, porque la captura solo cambia la porción con éxito y no interfiere con la operación normal del protocolo. Si consideramos que Y sea el tiempo en el cual el último paquete que colisionó llega, entonces el periodo de transmisión se convierte en: $[t, t+1+a+Y]$. Por lo que el periodo promedio es:

$$B = 1 + a + Y = 1 + 2a - \frac{1}{G} (1 - e^{-aG}) \quad (3.9)$$

por lo tanto, la salida aplicando el efecto captura es:

$$S = \frac{U}{1+B} = \frac{e^{-aG} + \frac{P_{app}}{aG} (1 - e^{-aG} - aG e^{-aG})}{1 + 2a + \frac{e^{-aG}}{G}};$$

$$\therefore$$

$$S = \frac{e^{-aG} + \frac{P_{app}}{aG} (1 - e^{-aG} - aG e^{-aG})}{1 + 2a + \frac{e^{-aG}}{G}}. \quad (3.10)$$

3.4.2 Desempeño del sistema usando efecto captura

Para obtener el desempeño de np-CSMA con efecto captura son tomados en cuenta los valores de los parámetros mencionados en la sección 3.3. Además, se toma en cuenta un umbral de captura de 10.

3.4.2.1 Caudal eficaz

En la Figura 3.5 se muestra el caudal eficaz. Se observa que al aplicar el efecto captura el caudal eficaz aumenta y la disminución de la eficiencia del sistema se retarda; esto se debe a que al aplicar el efecto captura el paquete transmitido sobrevive algunas veces debido a la diferencia de potencia con la que se reciben los paquetes enviados por cada TM.

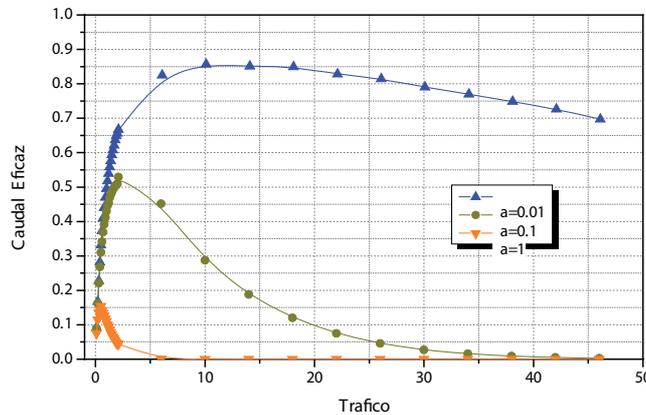


Figura 3.5. Caudal Eficaz de np-CSMA

3.4.2.2 Retardo Promedio de Transmisión

En la Figura 3.6 se muestra el retardo promedio de transmisión. Cuando $a = 0.1$ el retardo promedio de transmisión se incrementa en forma exponencial, mientras que cuando $a = 0.01$ el incremento del retardo promedio de transmisión es mínimo. Esto se debe a que al incrementar el valor de a el periodo que le toma a un paquete desde que es generado en un terminal móvil (TM), pasar por un punto de acceso y ser recibido en un TM destino es mucho mayor; por lo cual se reduce considerablemente cuando aplicamos valores pequeños de a . Además podemos observar que al aplicar efecto captura, el incremento no es tan grande como el obtenido cuando éste no es aplicado. Esto se debe a que el efecto captura solo permite el acceso a paquetes que sobrepasan un valor máximo de potencia (umbral), reduciendo así, el numero de colisiones y por lo tanto disminuyendo el incremento de la exponencial.

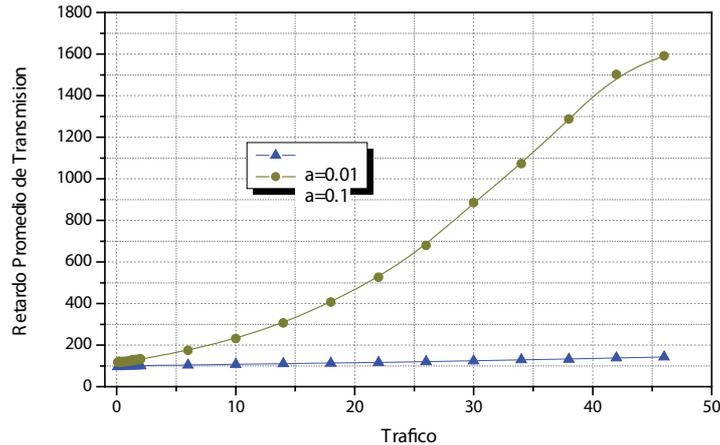


Figura 3.6. Retardo Promedio de Transmisión

3.5 Comparación de Resultados

En la Figura 3.7 se muestra la comparación del desempeño del sistema con y sin efecto captura. Se observa que en todos los casos se presenta una zona de inestabilidad. Esta varía dependiendo del retardo de propagación y al tráfico ofrecido en la red. Como se puede observar en la figura, el caudal eficaz es inversamente proporcional al tráfico y al retardo de propagación; es decir, si el tráfico y/o el retardo de propagación aumentan, el caudal eficaz decrece. Esto se debe a las numerosas colisiones que ocurren en una red con alto tráfico.

En la Figura 3.8 se muestra la comparación del retardo promedio de transmisión con y sin efecto captura. Se observa que el incremento del retardo de propagación es directamente proporcional al incremento del retardo promedio de transmisión; es decir, al aumentar el valor de a el incremento exponencial del retardo promedio de transmisión se hace muy notable. También podemos notar, que al aplicar el efecto captura este incremento exponencial disminuye, sin embargo, sigue siendo muy considerable.

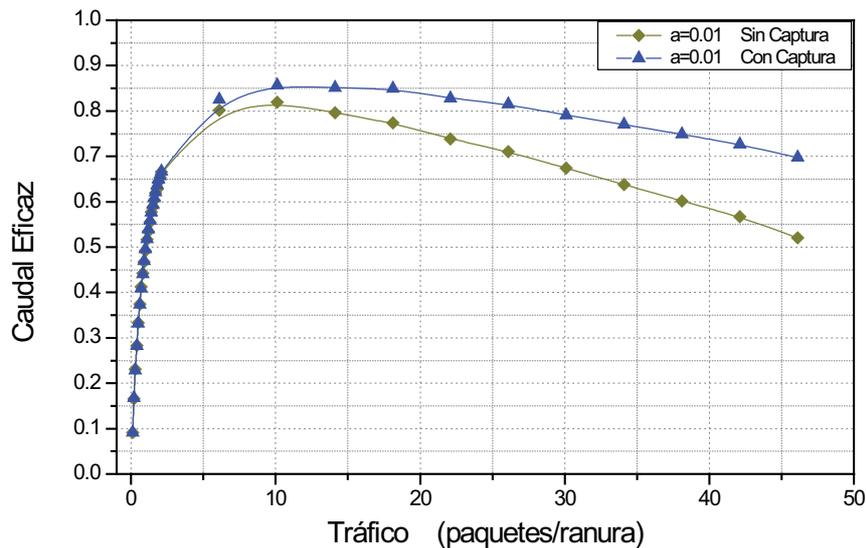


Figura 3.7. Comparación del caudal eficaz del sistema

3.6 Conclusiones

En este capítulo se ha presentado un análisis de prestaciones del protocolo de acceso al medio np-CSMA. Dichas actividades nos llevan a deducir los siguientes puntos importantes acerca del protocolo:

- El retardo de propagación es un factor clave para lograr una eficiencia alta en el sistema. Mantener pequeño el valor de " a " nos permite obtener una salida mayor en el sistema.
- El tráfico alto en la red afecta considerablemente la eficiencia del protocolo de control de acceso al medio.
- El aplicar la técnica de efecto captura aumenta el caudal eficaz de nuestro sistema comunicaciones.
- El efecto captura disminuye el incremento exponencial del retardo de transmisión promedio, sin embargo, este sigue siendo muy considerable.
- El retardo de transmisión promedio es directamente proporcional al incremento del retardo de propagación a .

4. ACCESO MÚLTIPLE POR SEÑAL DE INHIBICIÓN (ISMA)

Uno de los mejores protocolos de comunicación para un paquete de acceso aleatorio es S-ALOHA, pero tiene una deficiencia este sufre de manera brusca las colisiones entre los paquetes. La segunda categoría es el protocolo CSMA, el cual ofrece una alta capacidad, pero su rendimiento es afectado por el TM oculto. El protocolo ISMA es el tercer tipo de protocolo de acceso aleatorio en donde cada estación base (EB) controla el flujo de paquetes en los terminales móviles (TMs). Este protocolo también reduce los dos problemas que presentan los protocolos de acceso múltiple, que son las colisiones de transmisión de paquetes, y el problema del TM oculto, este protocolo también es definido como la emisión de un canal de comunicación de salida (EB-TM), y este evento el canal de acceso múltiple de entrada (TM-EB) está ocupado. En la Figura 4.1 se puede mostrar el funcionamiento del protocolo ISMA.

Otro de los aspectos de ISMA es que éste es una porción del retardo de inhibición, el cual es un parámetro decisivo en la designación de paquetes de un sistema de comunicación.

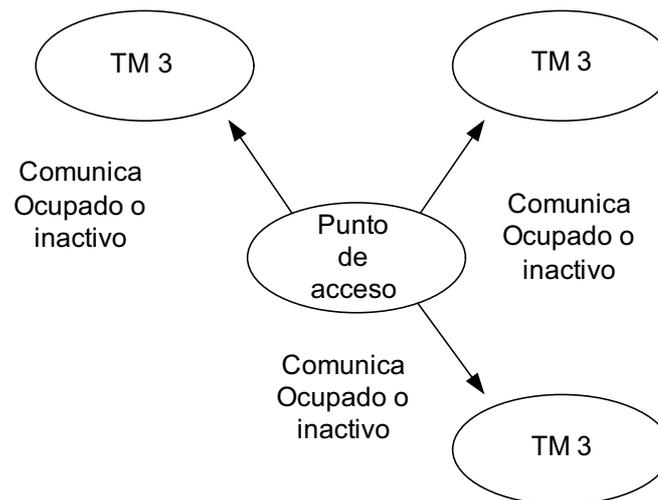


Figura 4.1. Protocolo ISMA.

En la misma Figura 4.1 el punto de acceso manda una señal ocupada a todos los TMs de acceso, cuando está recibiendo paquetes de los TMs, y el punto de acceso manda una señal inactiva esto es debido a que los TMs no están enviando paquetes al punto de acceso. Por otra parte cuando los TMs reciben una señal inactiva, éstos deben decidir si van o no transmitir paquetes al punto de acceso, y cuando los TMs están recibiendo una señal ocupada la transmisión de paquetes para cada TM es inhabilitado, por eso es que al protocolo se le llama ISMA.

En esta sección se hizo una descripción del protocolo ISMA. Uno de los puntos importantes de este protocolo es que éste se puede dividir en dos subclases, los cuales se van a tratar en el siguiente apartado.

4.1 Clasificación del protocolo ISMA.

Existen dos subclases en las que se pueden dividir el protocolo ISMA: ISMA no ranurado y ranurado.

4.1.1 Protocolo ISMA no ranurado.

La Figura 4.2 muestra el esquema del protocolo ISMA no ranurado. En el cual solamente se puede permitir una transmisión, sin que más de un TM intente transmitir a la vez. Debido al tiempo de propagación y tiempo de proceso en la EB existe un tiempo de incertidumbre d , desde que inicia la transmisión, hasta que la EB marca el canal como ocupado, y debido a este tiempo es posible que surjan las colisiones entre los TMs que quieren transmitir.

Con el objetivo de evaluar este protocolo por medio del caudal eficaz considere los siguientes tiempos:

T_p es la duración temporal de un paquete transmitido, d es el intervalo de incertidumbre desde que llega el paquete a la EB, hasta que los TMs perciben el canal como ocupado. Este tiempo no depende solo de los tiempos de propagación si no también del tiempo de proceso que efectúa la EB, T_1 es el tiempo entre los inicios de la primera y última transmisión que ha colisionado, y T_{idle} es el tiempo en que deja de estar activa la señal de ocupación del canal ascendente (BUSY) hasta que otro TM envía otro paquete.

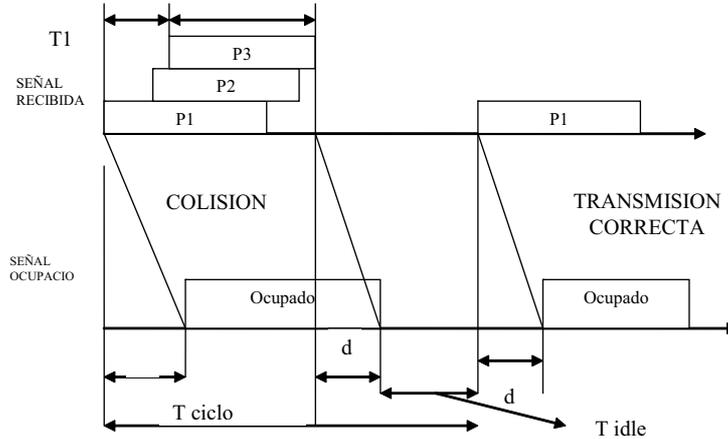


Figura 4.2. Esquema del protocolo ISMA no ranurado.

4.1.1.1 Modelo matemático para ISMA no ranurado.

Bajo las siguientes consideraciones de tiempo se tiene que el tiempo de ciclo del sistema es,

$$T_c = T_1 + T_p + d + T_{idle} . \quad (4.1)$$

Si se considera que el tráfico de llegadas al sistema sigue una estadística de Poisson con una cierta tasa de G paquetes por unidad de tiempo la probabilidad de tener K llegadas en un intervalo de duración t viene dada por la expresión:

$$P_a(k, t) = \frac{(Gt)^k}{k!} e^{-Gt} \quad (4.2)$$

De esta manera se puede determinar la función de distribución de probabilidad acumulada del tiempo T_1 considerando que este tiempo será inferior a t_1 siempre que no exista ninguna nueva llegada entre los instantes t_1 y d , con el origen de tiempos situados en la llegada del primer paquete. Por lo tanto,

$$F_r(t_1) = P(T_1 < t_1) = p_a(0, d - t_1) = e^{-Gd} e^{Gt_1}, \quad 0 \leq t_1 \leq d . \quad (4.3)$$

La función de densidad de probabilidad vendrá dada por

$$f_{T_1}(t_1) = \frac{\partial F_r(t_1)}{\partial t_1} = e^{-Gd} G e^{Gt_1} + e^{-Gd} \delta(t_1), \quad 0 \leq t_1 \leq d . \quad (4.4)$$

De donde el valor medio de T_1 es puede calcular como

$$E[T_1] = \int_0^d t_1 e^{-Gd} G e^{Gt_1} dt_1 = d - \frac{1}{G} + \frac{1}{G} e^{-Gd} \quad (4.5)$$

Teniendo en cuenta que el tiempo entre llegadas es exponencial a la media $1/G$ y en consecuencia es un proceso sin memoria, esto se debe a que la salida no depende de la entrada, el tiempo T_{idle} desde la señal de ocupación (BUSY) deja de estar activa hasta que un TM transmite un nuevo paquete seguirá la misma estadística exponencial que el tiempo entre llegadas.

Por consiguiente, el valor promedio de T_{idle} será

$$E[T_{IDLE}] = \frac{1}{G} \quad (4.6)$$

y el tiempo medio de ciclo será

$$E[T_c] = E[T_1] + d + T_p + E[T_{IDLE}] = T_p + 2d + \frac{1}{G}e^{-Gd} \quad (4.7)$$

Habitualmente se suele tomar como unidad de tiempo del sistema la duración de un paquete, con lo que y el tiempo de ciclo es dado como $T_p = 1$

$$E[T_c] = 1 + 2d + \frac{1}{G}e^{-Gd} \quad (4.8)$$

Prescindiendo que una colisión llegara a discriminar a uno de los paquetes transmitidos, si es que se llega con una potencia muy superior a la de los demás, éste podría llegar a discriminar uno de los paquetes transmitidos. Un paquete será transmitido siempre y cuando no se exista una llegada en el tiempo de incertidumbre d , con lo que la probabilidad de transmisión correcta P_s vendrá dada por

$$P_s = P_a(0, d) = e^{-Gd} \quad (4.9)$$

Los paquetes transmitidos correctamente por unidad de tiempo en el protocolo ISMA (caudal eficaz), en el caso de que no existan ranuras temporales, éste se representará por

$$S_{NO_SLOTTED} = \frac{T_p}{E[T_c]} = \frac{Ge^{-Gd}}{G(1 + 2d) + e^{-Gd}} \quad (4.10)$$

4.1.2 Protocolo ISMA ranurado.

El protocolo ISMA se beneficia de contar con un canal que está dividido en ranuras. Ya que en éste existe una fuerza que obliga a los paquetes a ser transmitidos y recibidos por la EB en unos instantes de tiempo, al inicio de cada ranura por lo que únicamente podrá producirse una colisión en dichos instantes. Si suponemos que el canal de enlace descendente está ranurado, por lo que la señal del enlace ascendente solo será efectiva a partir de la primera ranura posterior de la transmisión, por lo que existe un retardo de una ranura para esta señal con respecto del inicio de la transmisión del paquete, ya que éste sería igual al valor d del sistema no ranurado. En la figura 4.3 se muestra el funcionamiento de ISMA ranurado.

4.1.2.1 Modelo matemático para ISMA ranurado.

A continuación se lleva a cabo la representación matemática del protocolo ISMA ranurado, en el cual se va a obtener la ecuación que va a representar al sistema.

Entrando al análisis matemático, es preciso definir el tiempo de ciclo, en la cual contribuirán los siguientes factores

$$T_c = d + T_p + T_{idle} = d + 1 + T_{idle} \quad (4.11)$$

Donde nuevamente se ha considerado la duración de un paquete, $T_p = 1$, y d es la duración de tiempo temporal de una ranura de tiempo.

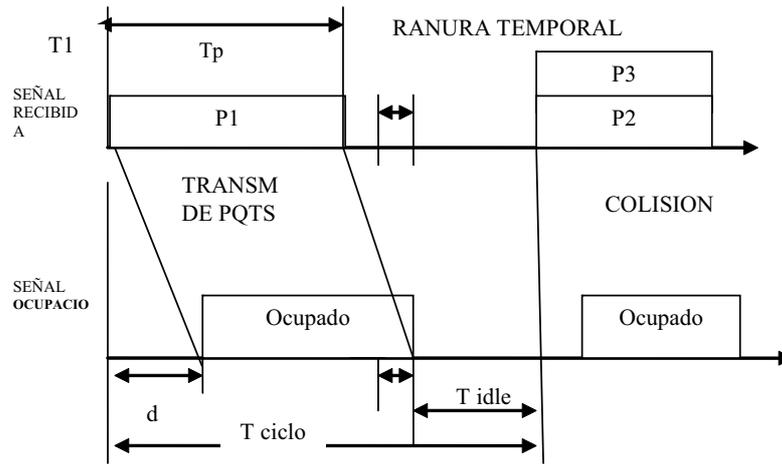


Figura 4.3. Esquema del protocolo ISMA ranurado.

Para el cálculo del tiempo promedio basta con recurrir a una estadística de llegadas, considerando que todos los paquetes lleguen dentro de una ranura, cuando el canal no esté ocupado, ya que éste supondrá que habrá transmisiones de paquetes al inicio de cada ranura. Por lo que cuando el canal se encuentre ocupado, el tiempo T_{idle} tomará un valor mínimo d , esto es una ranura si no se produce ninguna llegada en la primera ranura, y al final del periodo BUSY, una o más si no se producen llegadas en la segunda ranura, lo cual tomará el valor de $2d$, y así sucesivamente, llegando a la expresión siguiente

$$E[T_{IDLE}] = d * P_a(0, d)(1 - P_a(0, d)) + 2d * P_a(0, 2d)(1 - P_a(0, d)) + \dots$$

$$= \sum_{k=0}^{\infty} k d e^{-Gkd} (1 - e^{-Gd}) = \frac{d e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}} \quad (4.12)$$

Consecuentemente sustituyendo en ecuación (4.11), el tiempo medio ciclo vendrá dado por

$$E[T_c] = \frac{1 + d - e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}} \quad (4.13)$$

Para el obtener el caudal eficaz en el caso ranurado, bastará con considerar el número medio de paquetes transmitidos correctamente en un tiempo de ciclo N_p , que será de 1 siempre que se produzca alguna llegada y ésta sea única en una ranura temporal.

Para el cálculo de N_p bastará solo con aplicar la probabilidad de que exista una única llegada condicionada en el momento que se haya producido una llegada, por lo que el tiempo medio de ciclo queda definido como

$$N_p = 1 * P[1_llegada / hay_llegadas] = \frac{P[1_llegada]}{P[hay_llegadas]}$$

$$= \frac{P_s(1, d)}{1 - P_s(0, d)} = \frac{G d e^{-Gd}}{1 - e^{-Gd}} \quad (4.14)$$

De esta manera se obtiene el caudal eficaz como el cociente entre N_p y $E[T_c]$, esto es

$$S_{SLOTTED} = \frac{G e^{-Gd}}{1 + d - e^{-Gd}} \quad (4.15)$$

4.1.3 Desempeño del sistema

Para el desempeño del sistema solo se presentan los resultados de ISMA ranurado. Los parámetros considerados son los siguientes:

- Número de TMs: 20.
- Número de paquetes: 10000
- Generan paquetes tomando en cuenta un proceso de Poisson en la cual la probabilidad de transmisión será de 0.01 a 1, para cada probabilidad de 10000 ranuras.
- Buffer unitario.
- Cuando un usuario genera un paquete éste no puede generar otro hasta que lo transmita.

El resultado obtenido del caudal eficaz en función de tráfico ofrecido es mostrado en la Figura 4.4.

En la Figura 4.4 se observa el caudal eficaz contra el tráfico en donde se hace una comparación con dos diferentes valores que toma el retardo de propagación normalizado, en el cual se refleja claramente que la eficiencia del sistema es muy bajo, cuando toma valores mayores a 0.01, esto es debido a que el caudal eficaz empeora al incrementar el retardo de propagación d , pues para valores más elevados suponen una mayor probabilidad de colisiones, por lo que la eficiencia del sistema es bajo cuando toma el valor de 0.1. Comparando con el retardo de 0.1, se ve claramente, que al aumentar el retardo de transmisión a 1 el caudal eficaz decrece, por lo que ISMA ofrecería un mal comportamiento, no solo se pueden producir colisiones a lo largo de toda la transmisión sino que se estará desaprovechando el canal, ya que la información indicada por la EB no correspondería al estado real del sistema, ya que ésta estaría ocupando la región de incertidumbre de todo el paquete.

Otro parámetro importante es el retardo y éste es el tiempo de transmisión de un paquete que le toma en ir y venir desde la EB hasta el TM de acceso, las unidades del retardo son (ms). En la Figura 4.5 se observa el retardo contra el caudal eficaz, podemos observar que cuando se tiene que $a = 0.01$, podemos ver que el caudal alcanza una eficiencia de 0.89, cuándo alcanza este valor el retardo de promedio de tiempo se puede ver que va ser de 25.38 milisegundos, se podría decir la transmisión del paquete al TM de acceso es más rápido, cuando $a = 1$ se puede ver que el sistema tiene una eficiencia de 0.38, con un retardo de 11.2 milisegundos, por lo que la transmisión del paquete será lenta.

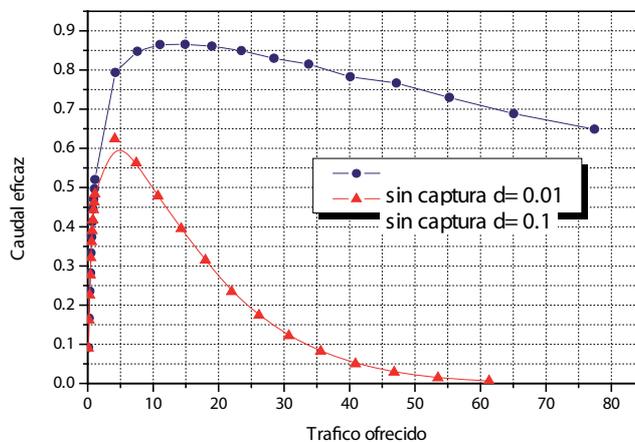


Figura 4.4. Comportamiento del caudal eficaz en ISMA ranurado.

En la siguiente sección se explicará las deficiencias del protocolo de acuerdo al desempeño del sistema mostrado anteriormente.

4.1.4 Deficiencias del protocolo ISMA ranurado

De acuerdo al desempeño de ISMA ranurado presentado en la sección 4.1.3 se observa que hay un bajo caudal eficaz del sistema; esto es debido a que cuando la salida es mayor a 0.01, el caudal comienza a disminuir, pues valores más elevados suponen una mayor probabilidad de colisión.

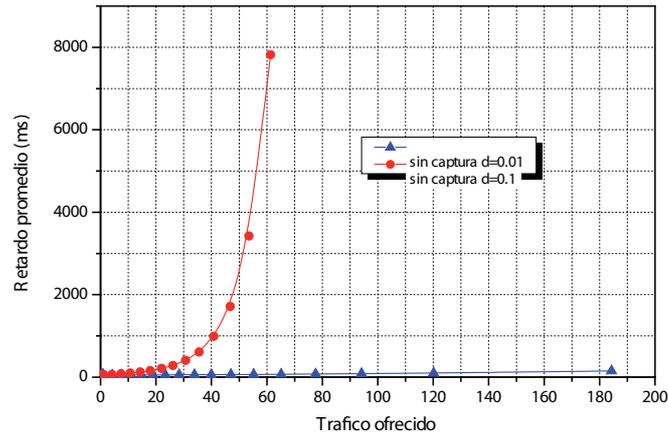


Figura 4.5. Comportamiento del retardo en ISMA ranurado.

En esta investigación se hace uso de la técnica efecto captura para aumentar la salida de nuestro sistema. El efecto captura funciona de la siguiente manera: cuando dos o más usuarios intentan transmitir al mismo tiempo por el mismo canal, el efecto captura no destruye los paquetes al realizarse la colisión, sino que permite el acceso del paquete que contenga la mayor potencia que sobrepase el umbral de captura. Esto por consiguiente, nos lleva a una disminución en el tiempo de espera retransmisión, aumentando así la eficiencia de nuestro sistema y esto es analizado en la sección 4.2.

4.2 Protocolo ISMA con captura

El efecto captura se define como la capacidad de un receptor de recibir un paquete total o parcialmente empalmado con otro paquete. En esta técnica la diferencia de potencia de las señales entrantes habilita al receptor a recibir correctamente la señal más fuerte. En sistemas inalámbricos el factor que más contribuye a este fenómeno es la variación del nivel de potencia de la señal debido a la distribución de los TMs.

4.2.1 Modelado

En este protocolo la EB detecta un paquete de datos y los bits de inhibición del sistema marcan el canal ocupado (BUSY) en el canal de ascendente. La señal de inhibición resulta del monitoreo de los bits de inhibición. El TM transmite un paquete cuando está listo y la señal de inhibición es baja en el tiempo t_0 , por lo que el retardo se presenta cuando la señal es alta.

El tiempo promedio entre el comienzo de la transmisión y la detección del canal ocupado por el TM es el tiempo de inhibición α , dentro de cualquier colisión de paquetes que puedan originarse. Por simplicidad, se asume que el tiempo promedio del estado de inhibición puede ser apartado, normalizado a un paquete unitario.

En este sentido ISMA es una extensión de BTMA (acceso múltiple de tono ocupado) ya que esta extensión realiza por medio de los bits de inhibición la función del tono ocupado. De cualquier modo ISMA utiliza dos canales de comunicación, y en cambio BTMA solo utiliza un solo canal y transmite en el estado inactivo/ocupado en partes separadas de ancho de banda. Además, tanto el tiempo y el protocolo, así como el desempeño son diferentes entre ISMA y BTMA.

Por otra parte, un ciclo de transmisión en el canal ascendente alterna entre estados ocupado y vacío con duración promedio de \bar{B} e \bar{I} respectivamente. El canal ascendente está ocupado cuando uno o más paquetes están presentes. Si \bar{U} es el tiempo promedio de transmisión con éxito en un ciclo, entonces el caudal eficaz promedio está dado por

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}} \quad (4.16)$$

El tráfico virtual ofrecido en el canal ascendente con valor promedio G , consiste tanto de llegada de paquetes nuevos como aquellos paquetes que son reprogramados para retransmitir y ambos son producto de colisiones y de transmisiones inhi-

bidas. Con ISMA ranurado no-persistente, la longitud de la ranura normalizada en el sistema es fijada con un valor ligeramente mayor al de α . Esto permite que los TMs comiencen a transmitir paquetes solamente en los límites de la ranura y de este modo se reducen las colisiones dando como resultado un aumento en el caudal eficaz. Para ISMA con captura

$$\bar{B} = 1 + \alpha \quad (4.17)$$

y el promedio del periodo vacío (inactivo) es

$$\bar{I} = \frac{\alpha e^{-\alpha G}}{1 - e^{-\alpha G}} \quad (4.18)$$

Con captura no hay ninguna probabilidad de que el paquete sea recibido satisfactoriamente con la presencia de paquetes que interfieren. Sea $Q(k) = pr(\text{success} / k)$ la probabilidad de que cualquier paquete sea recibido satisfactoriamente, dado que hay k paquetes que colisionaron. Entonces \bar{U} es la suma de todos los posibles números de paquetes colisionados durante un periodo ocupado, esto es

$$\bar{U} = \frac{\sum_{k=0}^{\infty} \frac{(\alpha G)^{k+1}}{(K+1)!}}{1 - e^{-\alpha G}} e^{-\alpha G} Q(k) \quad (4.19)$$

Usando la definición de caudal eficaz (ecuación (4.16)), para ISMA ranurado no-persistente con captura, obtenemos

$$S_s(\alpha, G) = \frac{\sum_{k=0}^{\infty} \frac{(\alpha G)^{k+1}}{(K+1)!}}{1 + \alpha - e^{-\alpha G}} e^{-\alpha G} Q(k) \quad (4.20)$$

Para evaluar la ecuación (4.20), $Q(k)$ con captura criterio debe ser determinada considerando $(k+1)$ paquetes simultáneos en el canal ascendente. Un criterio razonable para sistemas modulados en frecuencia (FM) es que la recepción con éxito de un paquete se produce si existe un paquete recibido con P_j tal que

$$P_j > \gamma \sum_{i=1, i \neq j}^{k+1} P_i \quad (4.21)$$

donde el parámetro es llamado relación de captura.

En las siguientes secciones se hará una explicación detallada del caudal eficaz, y la propagación del medio en el sistema.

4.2.2 Desempeño del sistema

Después de conocer el desempeño de ISMA ranurado en el cual se observó que al aumentar el tráfico el comportamiento del sistema era bajo, por lo que también se tenía una baja eficiencia del sistema. Por tal motivo, para resolver esta problemática se emplea el efecto captura que nos ayudará a resolver el problema de baja eficiencia. Por otra parte, para obtener el desempeño del sistema se emplean los mismos parámetros que se usaron en ISMA sin captura.

El primer resultado que se presenta es el caudal eficaz y éste es mostrado en la Figura 4.6.

En la Figura 4.6 se puede observar que la eficiencia aumenta ligeramente, en comparación con los resultados de la Figura 4.4. Además, se ilustra que la eficiencia del sistema es baja cuando aumenta el retardo. Por otra parte, se puede apreciar que el caudal eficaz del sistema aumentó aplicando el efecto captura, ya con captura no se destruyeron los paquetes que colisionaron sino que permitió transmitir aquel paquete que tuviera la mayor potencia.

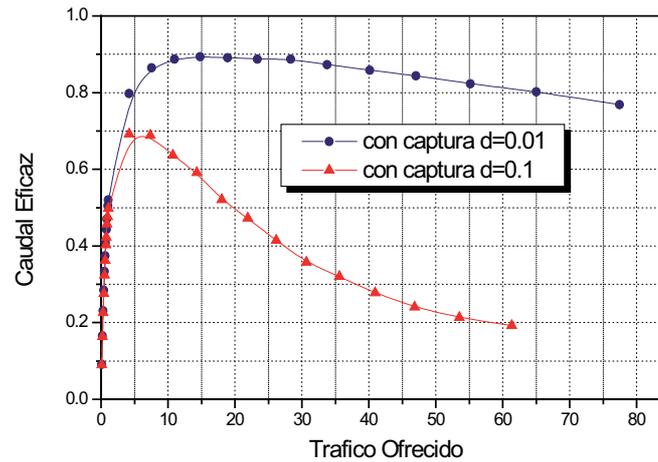


Figura 4.6. Comportamiento del caudal eficaz de ISMA con captura.

En la Figura 4.7 se presenta el retardo de ISMA con captura. En la misma Figura 4.7 se considera la técnica del efecto captura, por lo tanto al tomar $a = 0.01$ podemos ver que el caudal alcanza una eficiencia de 0.94 con un retardo de 26.23 mseg. Al tomar $a = 1$, el sistema tiene un caudal eficaz de 0.29 con un retardo de 11.4 mseg. Por lo que podemos ver que a mayor caudal eficaz la transmisión de paquetes es más rápida debido a que la transmisión de la EB al TM de acceso es más breve.

La Figura 4.8 muestra la comparación del caudal eficaz con y sin efecto captura. En esta misma figura se puede ver claramente que sin captura la eficiencia es baja, y que con captura el caudal aumenta. Esto es debido a la longitud de la ranura, ya que estas transmisiones al momento de transmitir al límite de la ranura reducen las colisiones, y de esto resulta un alto caudal eficaz.

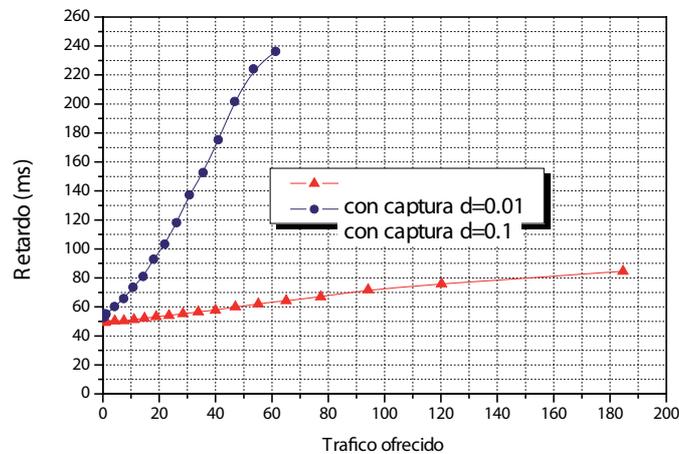


Figura 4.7. Comportamiento del retardo para ISMA con captura.

En la figura 4.9 se puede ver cuando el retardo de propagación es mayor a 0.01 el tráfico es mayor. Entonces el tiempo que tardaría en llegar un paquete de la EB al punto de acceso será mayor. Además, observamos que cuando se considera el efecto captura el caudal eficaz aumenta y por lo tanto el retardo de transmisión es mayor.

5. ACCESO MÚLTIPLE POR RESERVACIÓN DE PAQUETE (PRMA)

5.1 Introducción

En la actualidad se ha extendido el interés en redes inalámbricas y móviles para comunicaciones en voz y datos principalmente, por lo que es necesario desarrollar protocolos que controlen el acceso de terminales móviles (TMs) al canal radio común. Estos protocolos pueden ser diseñados, así que el espectro de frecuencia asignado para las comunicaciones, es usado de la manera más eficiente posible con objeto de maximizar la capacidad y eficiencia de los sistemas.

Se ha considerado un protocolo de transferencia de información paquetizada que es PRMA (Acceso Múltiple por Reservación de Paquete) - que fue propuesto por D. J. Goodman⁵. En la figura 5.1 se ilustra la relación entre PRMA y las otras técnicas de acceso.

5.2 Funcionamiento

5.2.1 Un protocolo para paquete de voz

Con el protocolo diseñado para acceso múltiple en una sola celda, la red tiene una topología de estrella con la estación base (EB) como el TM central. PRMA fue propuesto como un multiplexor para paquetes terminales de voz y datos aleatorios. Los TMs de voz dispersos en el espacio transmiten paquetes de longitud fija en ranuras de tiempo, hacia la EB. La distribución del tiempo de la ranura se obtiene de la distribución del tiempo que retroalimentó la EB.

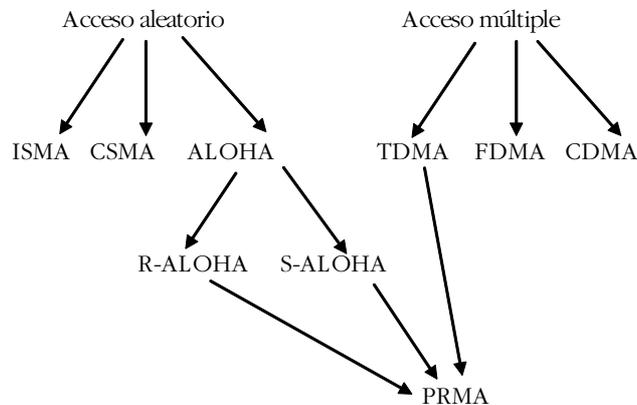


Figura 5.1. Relación entre PRMA y otras técnicas de acceso.

Después de cada ranura de tiempo, la EB difunde a todos los TMs un paquete de retroalimentación basado en la información que recibió en esa ranura. Si la EB es capaz de decodificar el encabezado de un paquete que llegó, el paquete de retroalimentación identifica el TM que envió el paquete a la EB.

Si la EB no es capaz de decodificar el encabezado de un paquete que llega, la EB difunde un paquete de retroalimentación “nulo” para indicar este resultado. La EB no necesita indicar por qué no es posible decodificar un encabezado que llega. Las razones posibles son: no se transmitió el paquete (estado vacío *-idle*), se transmitió más de un paquete (colisión); se transmitió un paquete pero fue perjudicado por condiciones del canal adversas (errores del paquete). Para simplificar el problema se considerarán canales libres de errores.

5 D.J. Goodman, R.A. Valenzuela, K.T. Gayliard, and B. Ramamurthi, “Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications”, *IEEE Transactions on Communications*, Vol. COM-37, No. 8, pp 885-890 (August 1989)

5.2.2 Acceso al Canal y Permiso

El canal PRMA es ranurado, y las ranuras son agrupadas en tramas. La tasa de la trama es idéntica a la tasa que llega de los paquetes de voz. El periodo de la ranura es el tiempo de transmisión de un paquete de voz. Los TMs clasifican a cada ranura como “reservado” o “disponible” de acuerdo al mensaje de retroalimentación que recibió de la EB al final de la ranura. En la siguiente trama, una ranura reservada puede ser usada solamente por el TM que lo reservó. Una ranura disponible puede ser usada por cualquier TM, que tiene información para transmitir a la EB. Cuando inicia una descarga de voz de multipaquete, los TMs contenden por la siguiente ranura de tiempo disponible. Sobre la recepción satisfactoria del primer paquete de la descarga, la EB concede al TM una reservación para uso exclusivo de la misma ranura de tiempo en las tramas subsecuentes. Al final de la descarga, el TM detiene la transmisión. Su ranura de tiempo reservado vacío causa que la EB difunda un mensaje de retroalimentación nulo para indicar a todos los TMs que la ranura está otra vez disponible.

Si dos TMs simultáneamente transmiten un paquete en una ranura disponible, ocurre una colisión. La EB falla en detectar uno u otro paquete y ambos TMs tienen que retransmitir los paquetes. En la práctica, cuando llegan paquetes que colisionan a la EB con niveles de señal diferentes substancialmente, la EB puede ser capaz de detectar al paquete con la señal más fuerte. Esto se menciona como la captura de paquete. Aunque la captura mejorará el funcionamiento de PRMA, ignoramos sus efectos en el análisis y asumimos que todos los paquetes que colisionan requieren ser retransmitidos.

Como en R-ALOHA (ALOHA con reservación), un TM que contiene, transmite un paquete en una ranura disponible si tiene permiso para transmitir. El permiso ocurre en cada una de los TMs con una probabilidad fija, como se determinó por un generador de números pseudo-aleatorios. El TM intenta transmitir el paquete inicial de una descarga hasta que la EB reconoce la recepción satisfactoria del paquete, o hasta que el TM descarta al paquete porque ha sido retrasado demasiado tiempo. El tiempo máximo de espera del paquete, D_{max} s, es determinado por el límite de retardo que soporta la transmisión de voz. D_{max} es un parámetro de diseño del sistema de PRMA. Si un TM pierde el primer paquete de una descarga, continúa conteniendo por una reservación para enviar los paquetes subsecuentes. Ésta pierde paquetes adicionales cuando sus tiempos de espera exceden el límite del retardo.

Puesto que PRMA es un multiplexor estadístico, cuando el tráfico se acumula, las colisiones de paquetes se incrementan y los TMs encuentran retardos en el acceso al canal. Las fuentes de datos absorben estos retrasos como penalidades del funcionamiento. Las conversaciones requieren liberar pronto la información y los TMs de voz descartan los paquetes retrasados. Este paquete perdido perjudica la calidad de la voz. Una medida clave del funcionamiento de PRMA es el número de TMs de voz que pueden compartir un canal con un nivel de tolerancia dada de la probabilidad de descarte de paquete. Este proceso de acceso al canal y probabilidad de descarte de paquete se muestra en la Figura 5.2.

5.2.3 Ejemplo de operación de PRMA

En la Figura 5.3 existen 8 ranura por trama y la EB estableció en la trama $k-1$, que en la trama k , 6 ranuras están reservadas por los TMs 11, 5, 3, 1, 8 y 2, dos ranuras están disponibles, la 3 y 7. Al inicio de la trama los TMs 6 y 4 están conteniendo para acceder al canal, los dos obtienen permiso de transmitir en la ranura 3 y como colisionan nunca obtienen la reservación. En la ranura 7 ambos TMs fallan en obtener permiso para transmitir y permanecen en estado de contención al inicio de la trama $k+1$, mientras tanto, en la trama $k-1$, el TM 3 transmitió su paquete final, por lo tanto en la trama k (ranura 4) no usa esa reservación. La EB transmite un mensaje de retroalimentación para la ranura 4 en trama k que indica que estará disponible en la trama $k+1$.

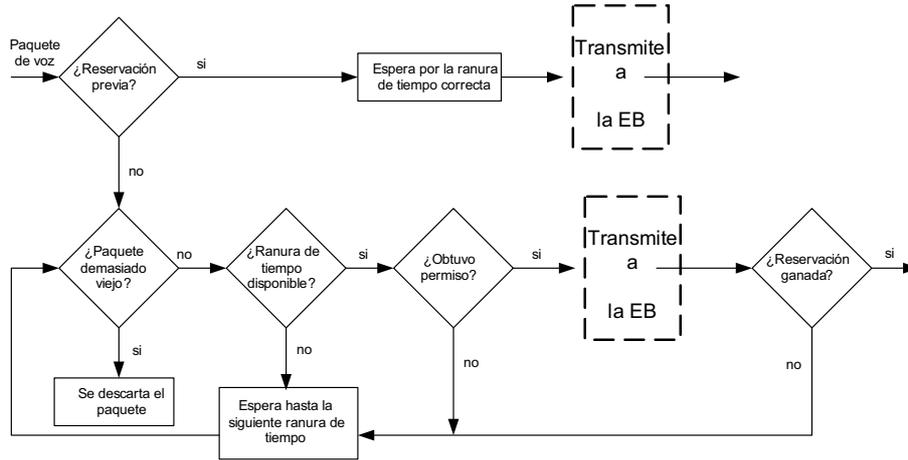


Figura 5.2. Proceso de transmisión de PRMA.

En la trama $k+1$ ni el TM 6 ni el 4 tienen permiso de transmitir en la ranura 3, en ranura 4, el TM tiene permiso pero el TM 6 no, el TM 4 gana acceso para la ranura 4, TM 6 obtiene permiso para transmitir la ranura 7 y reserva esa ranura en la trama $k+2$. En $k+1$ el TM 8 deja la ranura 6, una ráfaga empieza en TM 12 el cual entra en estado de contención. En la trama $k+2$, el TM 12 gana una reservación (ranura 3) y el TM 1 libera su reservación (ranura 5).

5.3 Variables del sistema

5.3.1 Detector de voz

Una fuente de voz crea un patrón de ráfagas y silencios, y esto puede ser descubierto por un detector de actividad de voz. Para el análisis presentado se presenta solamente el detector de actividad de voz lento.

El detector de voz lento es modelado como un proceso de Markov de dos estados (ver Figura 5.4). Donde la probabilidad que una ráfaga con duración media de t_1 finalice en una ranura de tiempo de duración τ segundos es

$$\gamma = 1 - \exp\left(-\tau/t_1\right) \quad (5.1)$$

Ésta es la probabilidad de pasar de una transición de un estado activo (hablando), TLK, a un estado de silencio, SIL. De la misma manera, la probabilidad de que un silencio, de duración media t_2 segundos, finalice durante una ranura de tiempo de duración τ segundos es dada por

$$\sigma = 1 - \exp\left(-\tau/t_2\right) \quad (5.2)$$



Figura 5.3. Ejemplo de operación de PRMA.

5.3.2 Organización de tramas y ranuras.

El canal del enlace ascendente es primero organizado en ranuras (slots), de tal manera que cada ranura puede llevar un paquete de un TM a la EB, los tiempos de la ranura, son agrupados en tramas, dentro de una trama, los TMs reconocen cada ranura como reservada o disponible con base a la información de retroalimentación de tipo difusión en la trama anterior, como parte del tráfico de enlace descendente (ver Figura 5.5).

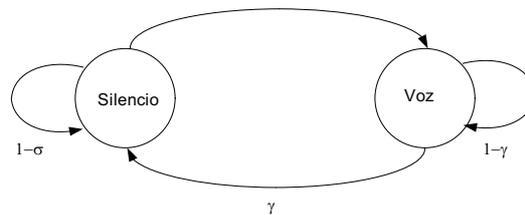


Figura 5.4. Detector de actividad de voz lento.

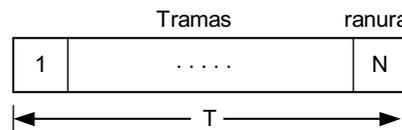


Figura 5.5. Trama para PRMA

El número de ranuras en cada trama esta dado por

$$N = \text{int} \left[\frac{R_c T}{R_s T + H} \right] \tag{5.3}$$

donde N es el número de ranuras por trama para todos los TMs, R_c es la tasa del canal, R_s es la tasa de la fuente, T es el tiempo de duración de trama y H es el número de bits del encabezado.

5.3.3 Límite del retardo y tamaño del Buffer

Un TM de voz contiene un buffer del tipo FIFO para almacenar los paquetes que están en espera de transmitir. Si el buffer está lleno cuando arriba un nuevo paquete, el TM desecha el paquete que más tiempo ha estado almacenado y almacena el nuevo paquete.

Con este mecanismo de desechar paquetes, el tamaño del buffer requerido es

$$B = \left\lceil \frac{D_{\max}}{T} \right\rceil \quad (5.4)$$

donde D_{\max} es el máximo retardo de transmisión para la voz y T es la duración de la trama.

En el análisis de PRMA, la variable D es definida como el máximo tiempo de espera medido en ranuras de tiempo,

$$B = \left\lceil \frac{D_{\max}}{\tau} \right\rceil, \text{ ranuras} \quad (5.5)$$

donde τ es la duración de la ranura de tiempo. Note que $T = \tau N$ no implica automáticamente $BN = D$. En general $BN \geq D$, con igualdad solamente si D es un número entero múltiplo de N .

5.4 Modelo del sistema PRMA

Usamos el detector lento para el modelado de la voz. Según este modelo, una fuente de voz que crea unas series de ráfagas y vacíos es clasificado por el detector de actividad de voz a estar en el modo de ráfaga y modo de silencio respectivamente. Los paquetes de voz son generados por el TM cuando la fuente de voz está en modo de ráfaga.

5.4.1 Modelo del terminal

Una ranura de tiempo es la unidad de tiempo en un sistema PRMA. Las transiciones en un modo terminal ocurren al final de cada ranura de tiempo. El modelo de Markov para un TM es mostrado en la Figura 5.6. Las etiquetas en las ramas de cadena son las probabilidades de transición. Consideramos primero el caso donde un TM permanece en la misma célula durante una ráfaga. Cuando un TM está inactivo, está en modo silencio (S). En el inicio de una ráfaga, éste entra en el modo contención (C), este evento ocurre con una probabilidad σ , en cada ranura de tiempo. La ranura en la que el TM maneja con éxito su primer paquete es reservado por la EB en tramas subsecuentes. El TM que ha obtenido una reservación entra al modo reservación (R_{n-1}), donde $n-1$ es el número de ranuras que permanecen antes de que el TM empiece otra vez a transmitir al final de una ranura de tiempo, el TM en modo R_{n-1} , con probabilidad 1, irá al modo R_{n-2} y así sucesivamente. De R_0 , el TM retorna a R_{n-1} si tiene más paquetes para transmitir. De otra manera, retorna al modo silencio. La probabilidad de una transición del estado R_0 al modo silencio es la probabilidad que la ráfaga en la más reciente trama. Esta probabilidad de transición es dada como

$$\gamma_f = 1 - (1 - \gamma)^N \approx N\gamma \quad (5.6)$$

donde γ es la probabilidad que la ráfaga finalice en uno de las N ranuras de la trama.

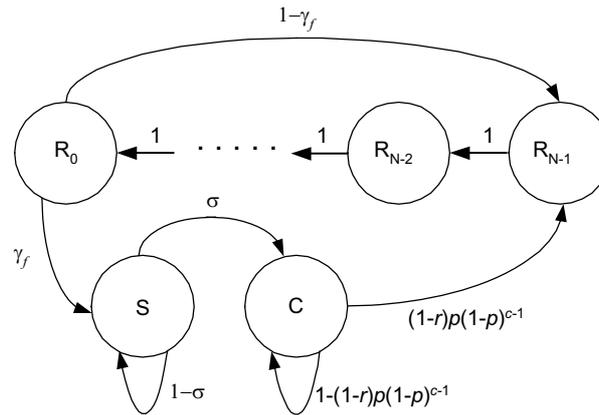


Figura 5.6. Modelo de Markov para PRMA.

Para el análisis de prestaciones del sistema PRMA se utiliza la técnica EPA (*Equilibrium Point Analysis*), que es una técnica analítica de aproximación en que se asume que el sistema está en un estado de equilibrio. El número de ecuaciones a resolver en un proceso de Markov incrementa tanto como el número de TMs incrementa. Sin embargo, utilizando EPA el número de ecuaciones a resolver crece linealmente con el número de ranuras en una trama. Un estado de equilibrio es definido como el estado en que el incremento esperado en el número de TMs en cada modo es cero.

Definimos ahora Ω como el conjunto de modos en el cual el TM puede estar. Los modos son: $\Omega = \{S, C, R_0, \dots, R_{n-1}\}$. Entonces para una célula dada el estado del sistema es dado por el vector $(S, C, R_0, \dots, R_{n-1})$ donde S es el número de TMs en una célula en modo S , C es el número de TMs en modo C y así sucesivamente. Además, $s, c, r_i (0 \leq i \leq n-1)$ denotan los valores de equilibrio de las variables de estado mencionadas anteriormente. Para que un TM en estado de contención transmita un paquete con éxito, debe cumplirse las condiciones siguientes: el TM puede transmitir solamente en una ranura de tiempo que no esté reservada, éste puede tener permiso para transmitir, y no retornar al modo de silencio. También, ninguno de los otros TMs los cuales están conteniendo por una ranura puede tener permiso para transmitir en esa ranura.

Para este análisis, se observa que en equilibrio todas las ranuras tienen una misma probabilidad, r , de reservación:

$$r_0 = r_1 = r_2 = \dots = r_{n-1} = r \tag{5.7}$$

- En equilibrio, las probabilidades de transición del estado de contención (C) al estado,
- R_{N-1} es el producto de las probabilidades,
- $1-r$ probabilidad que haya un spot disponible,
- p probabilidad de permiso, es un parámetro del sistema; y
- $u(c)$ es la probabilidad que ningún otro TM conteniendo tiene permiso para transmitir en la ranura actual.

El valor de $u(c)$ es dado por,

$$u(c) = \begin{cases} (1-p)^{c-1}, & \dots, c \geq 1 \\ 1, & \dots, c < 1. \end{cases} \tag{5.8}$$

La ecuación de equilibrio en R_{N-1} puede ser escrita de acuerdo a los flujos de salida y entrada,

$$r(1-\gamma_f) + pu(1-r) = r, \tag{5.9}$$

con $u = u(\hat{c})$ dada en la ecuación (5.9). Similarmente en modo silencio (S) se obtiene,

$$r\gamma_f = s\sigma \tag{5.10}$$

Por otra parte, siendo M el número total de TMs en todos los estados $N+2$, tenemos

$$s + c + Nr = M \tag{5.11}$$

Sustituyendo los valores de ecuaciones (5.9) y (5.10) en ecuación (5.11) se consigue

$$c + \left(N + \frac{\gamma_f}{\sigma} \right) \frac{c\phi u}{c\phi u + \gamma_f} = M \tag{5.12}$$

Para obtener el desempeño de PRMA se calcula el caudal eficaz que es definido como la fracción promedio de ranuras de tiempo que con éxito transportan paquetes de los TMs a la EB y es dado por

$$\eta = r(1 - \gamma_f) + c\phi u(1 - r) \tag{5.13}$$

5.5 Desempeño del sistema

Para obtener el desempeño de PRMA se consideran los parámetros que se muestran en la Tabla 5.1.

Tabla 5.1. Parámetros del sistema

| Parámetro | Valor |
|--|--------------|
| Tasa del canal, R_c | 720 kbps |
| Duración de la trama, T | 16 ms |
| Duración de la ranura, τ | 0.8 ms |
| Ranuras por trama, N | 20 ranuras |
| Duración promedio del periodo de voz, t_1 | 1.00 s |
| Duración promedio del periodo de silencio, t_2 | 1.35 s |
| Tasa de voz, R_v | 32000 bps |
| Tamaño del paquete de voz | 576 bits |
| Encabezado por paquete | 64 bits |
| Número máximo de paquetes en el buffer | 2 paquetes |
| Retardo máximo de voz | 32 ms |
| Probabilidad de permiso para voz | Variable |
| TMs de voz | Variable |

Los resultados obtenidos se muestran en la Tabla 5.2 y 5.3. Podemos decir, que de acuerdo a la Tabla 5.2, se obtiene un máximo de 36 conversaciones simultáneas con las probabilidades de permiso de 0.3 y 0.3. Se pensaría que al aumenta la probabilidad de permiso aumentaría el número de conversaciones, pero no sucede eso debido a que al aumentar la probabilidad de permiso produce mayor número de TMs que contiene y eso deriva en un aumento de colisiones y por consiguiente la ranura de tiempo queda disponible.

Se analizó el número máximo de conversaciones, ahora toca determinar cuál es el caudal máximo para PRMA. El resultado se presenta en la Tabla 5.3.

Tabla 5.2. Número máximo de conversaciones simultáneas.

| Probabilidad de permiso | Número máximo de conversaciones simultáneas |
|--------------------------------|--|
| $p=0.1$ | 26 |
| $p=0.2$ | 33 |
| $p=0.3$ | 36 |
| $p=0.4$ | 36 |
| $p=0.5$ | 34 |
| $p=0.6$ | 34 |

Tabla 5.3. Caudal eficaz para PRMA.

| Probabilidad de permiso | Número máximo de conversaciones simultáneas |
|--------------------------------|--|
| $p=0.1$ | 26 |
| $p=0.2$ | 33 |
| $p=0.3$ | 36 |
| $p=0.4$ | 36 |
| $p=0.5$ | 34 |
| $p=0.6$ | 34 |

De la Tabla 5.3 se concluye que al igual que en el resultado anterior el máximo caudal se obtiene con una probabilidad de permiso de 0.3 y 0.4. Además al aumentar la probabilidad de permiso da como resultado que los TMs colisionan y la ranura quede disponible, eso hace que la eficiencia del sistema disminuya.

5.6 Conclusiones

El protocolo PRMA es orientado a voz. Al aumentar la probabilidad de permiso de transmisión se creería que aumentaría el desempeño del sistema pero no es así, porque sucede que habrá más usuarios intentando transmitir y da como resultado un aumento de colisiones. Por otra parte, el incluir tráfico de datos el comportamiento sería como el obtenido en S-ALOHA.

REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- Ashraf, M; Jayasuriya, A; Perreau, S; "Load-regulated CSMA," *International Journal of Communication Systems*, Vol. 22, No.1, pp. 101-117, 2009.
- Atkinson, RC; Dunlop, J; "Comparison of ISMA and DECT-DCS channel access policies for indoor wireless communications systems," *Electronics Letters*, Vol. 36, No. 15, pp. 1307-1309, 2000.
- Benelli, G; Fantacci, R; Giambene, G, et al.; "Voice and data transmissions with a PRMA-like protocol in high propagation delay cellular systems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 49, No.6, pp. 2126-2147, 2000.
- Bertsekas, D; Gallager, R; "Data Networks", Prentice-Hall, Segunda Edición, New Jersey. 556 pp, 1992.
- Bing, B; "Stabilization of the randomized slotted ALOHA protocol without the use of channel feedback information," *IEEE Communications Letters*, Vol. 4, No. 8, pp. 249-251, 2000.
- Briseño, I; Análisis de Prestaciones del Protocolo CSMA Aplicado a Comunicaciones Móviles, *Tesis de Licenciatura*, Universidad Autónoma de Tamaulipas, 2006.
- Capella, R; Del Re, E; Fantacci, R; "A modified PRMA protocol for joint voice data packet wireless networks," *European Transactions on Telecommunications*, Vol. 10, No.1, pp. 23-31, 1999.
- Carleial, A; Hellman, M; "Bistable behavior of ALOHA-type systems," *IEEE Transactions on Communications*, Vol.23, No.4, pp. 401-410, 1975.
- Chandra A; Gummalla, V; Limb, JO; "Wireless Medium Access Control Protocols," *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, Vol. 3, No. 2, pp. 2-15, 2000.
- Chua, KC; Tan, WM; Lye, KM; "Performance of PRMA in a mobile radio channel," *Computer Communications*, Vol. 18, No. 12, pp. 982-987, 1995.
- Covarrubias, D; Mendez, A; Vargas, C; "Performance Analysis of S-Aloha as a Random Access Channel on Mobile Communications," *Journal of Applied Research and Technology*, Vol. 3, No. 1, pp. 3-12, 2005
- Covarrubias, D; Ruiz, S; Gómez, P; Olmos, J; "An efficient adaptive coding scheme for data transmission over a fading and nonstationary mobile radio channel," in Proc. *IEEE 3rd MDMC'98*, pp. 168-173, 1998.
- Covarrubias, D; Ruiz, S; Huguet, J; Olmos, J; "Spatial distribution analysis with capture effect of a mobile s-aloha network," in Proc. *IEEE PIMRC'98*, pp. 1116-1120, 1998.
- Covarrubias, D; Ruiz, S; Huguet, J; Olmos, J; "Performance analysis of slotted-aloha considering different retransmission algorithms for wireless networks under real channel models," in Proc. *IEEE ICT'98*, pp. 285-289, 1998.
- Dai, HW; "The system performance of wireless CSMA/CA protocol with capture effect," *Journal of Communications and Networks*, Vol. 6, No. 3, pp. 226-234, 2004.
- Durvy, M.; Dousse, O.; Thiran, P.; "Self-Organization Properties of CSMA/CA Systems and Their Consequences on Fairness," *IEEE Transactions on Information Theory*, Vol. 55, No. 3, pp. 931-943, 2009.

- Fantacci, R; Innocenti, F; "Performance evaluation of a modified PRMA protocol for joint voice and data packet wireless networks," *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 47, No. 12, pp. 1837-1848, 1999.
- Gau, RH; "Performance analysis of finite-user slotted aloha in wireless networks with multiple packet reception and random traffic," *IEEE Communications Letters*, Vol.12, No.2, pp. 140-142, 2008.
- Gkelias, A; Dohler, M; Friderikos, V, et al.; "Average packet delay of CSMA/CA with finite user population," *IEEE Communications Letters*, Vol. 9, No. 3, pp. 273-275, 2005.
- Goodman, DJ; Saleh, AAM; "The near/far effect in local aloha radio communications," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 36, No. 1, pp. 19-27, 1987.
- Gurcan, MK; Al-Amir, A; Cao, Q; "Stabilised optimal operation for controlled slotted ALOHA," *Electronics Letters*, Vol. 34, No. 25, pp. 2384-2385, 1998.
- Jang, JS; Shin, BC; "Performance evaluation of a voice/data integrated fast PRMA protocol," *IEICE Transactions on Communications*, Vol.E80B, No. 7, pp. 1074-1089, 1997.
- Jeong, DG, Jeon, WS; "Performance of an exponential backoff scheme for slotted-aloha protocol in local wireless environment," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 44, No. 3, pp. 470-479, 1995.
- Jereb, L; Marsan, MA; "On transient behaviors of slotted csma protocols," *International Journal of Communication Systems*, Vol. 7, No. 1, pp. 7-27, 1994.
- Kim, JH; Lee, JK; "Capture effects of wireless CSMA/CA protocols in Rayleigh and shadow fading channels," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 48, No. 4, pp. 1277-1286, 1999.
- Kubota, S; Mutsuura, K; Akizuki, O, et al.; "A random access micro-cellular system based on CSMA and power control," *IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics Communications and Computers Sciences*, Vol. E81A, No. 7, pp. 1349-1357, 1998.
- Li, XJ; Chong, PHJ; "Simulation study of some PRMA-based protocols with channel reservation for data traffic," *International Journal of Ad-Hoc Ubiquitous Computing*, Vol.2, No.3, pp. 167-174, 2007.
- Li, Z; Zhao, CM; You, XH; "Protocol for integration of voice and data over frame-based PRMA," *Electronics Letters*, Vol.34, No.10, pp. 959-960, 1998.
- Liang, Z.; "Advances in ALOHA random multiple access techniques," *International Journal of Communication Systems*, Vol. 13, No. 4, pp. 353-364, 2000.
- Linnartz, JP; "Narrowband Land-Mobile Radio Networks," Artech House, Primera Edición, Boston, pp. 345, 1993.
- Linnartz, JP; Prasad, R; "Near-Effect on Slotted Aloha Channel with Shadowing and Capture," in *Proc. IEEE VTC'89*, pp. 809-813, 1989.
- Lo Presti, F; Grassi, V; "Markov analysis of the PRMA protocol for local wireless networks," *Wireless Networks*, Vol. 4, No.4, pp. 297-306, 1998.
- Mahfuz, MM; Hossain, F; Bhuiyan, RH, et al.; "Optimization of total traffic in a slotted ALOHA based access network considering the capture and retransmission effects," *Wireless Communications & Mobile Computing*, Vol. 5, No. 3, pp. 355-363, 2005.
- Mendez, A; Covarrubias, D; "Stability and Optimal Retransmission Control of S-Aloha as a RACH Channel on Wireless Networks," in *Proc. 54th IEEE VTC'01*, pp. 1368-1372, 2001.

- Mendez, A; Covarrubias, D; Vargas, C; "Modelling of the RACH Channel in a Real Environment for a High Efficiency and Stability on Wireless Communications," in *Proc. 13th IEEE PIMRC'02*, pp. 1171-1175, 2002.
- Nanda, S; "Stability evaluation and design of the PRMA joint voice data system," *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 42, No. 5, pp.2092-2104, 1994.
- Nanda, S; Goodman, DJ; Timor, U; "Performance of PRMA - a packet voice protocol for cellular-systems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol.40, No.3, pp.584-598, 1991.
- Narasimhan, P; Yates, RD; "A new protocol for the integration of voice and data over PRMA," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.14, No.4, pp.623-631, 1996.
- Onozato, Y; Liu, J; Noguchi, S; "Stability of a slotted aloha system with capture effect," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 38, No. 1, pp. 31-36, 1989.
- Park, D; Bang, JH; Tekinay, S; "Handoff effect on packet reservation multiple access (PRMA) in microcellular system," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 52, No. 5, pp. 1232-1241, 2003.
- Perez-Romero, J; Agusti, R; Sallent, O; "An adaptive ISMA-DS/CDMA MAC protocol for third-generation mobile communications systems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 50, No. 6, pp. 1354-1365, 2001.
- Pountourakis, IE; Sykas, ED; "Stability and throughput optimization of multichannel slotted nonpersistent csma random choice protocol," *Electronics Letters*, Vol. 30, No. 17, pp. 1387-1388, 1994.
- Pountourakis, IE; Sykas, ED; Protonotarios, EN; "Stability and throughput optimization of multichannel slotted non-persistent CSMA protocol," *Computer Communications*, Vol. 18, No.12, pp. 949-958, 1995.
- Rivera, O; Evaluación de las Prestaciones del Protocolo ISMA para Sistemas de Comunicaciones Móviles, *Tesis de Licenciatura*, Universidad Autónoma de Tamaulipas, 2006.
- Rom, R; Sodi, M; "Multiple Access Protocol: Performance and Analysis," Springer-Verlag, Primera Edición, New York, pp. 177, 1990.
- Sakakibara, K; Hanaoka, M; Yuba, Y; "On the stability of five types of slotted ALOHA systems with capture and multiple packet reception," *IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics Communications and Computer Sciences*, Vol. E81A, No.10, pp. 2092-2100, 1998.
- Sant, J; Sharma, V; "Performance analysis of a slotted-ALOHA protocol on a capture channel with fading," *Queueing Systems*, Vol. 34, No.1-4, pp.1-35, 2000.
- Sevillano, JL; Jimenez, G; CivitBalcells, A; "Performance analysis of CSMA networks with deterministic collision resolution," *Telecommunications Systems*, Vol. 6, No. 1, pp. 67-76, 1996.
- Sugihara, A; Enomoto, K; Sasase, I; "Throughput performance of slotted nonpersistent CSMA with an adaptive array," *Electronics and Communications in Japan Part I-Communications*, Vol. 80, No. 9, pp. 34-43, 1997.
- Tadenuma, M; Arakawa, O; Sasase, I; "Performance analysis of noncollision PRMA for data and voice traffic," *Electronics and Communications in Japan Part I-Communications*, Vol. 84, No.12, pp.13-21, 2001.
- Tasaka, S; "Performance Analysis of Multiple Access Protocols", MIT Press, Primera Edición, Cambridge, pp. 263, 1986.
- Tsertou, A; Laurenson, DI; "Revisiting the hidden terminal problem in a CSMA/CA wireless network," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, Vol. 7, No. 7, pp. 817-831, 2008.

- Vanderplas, C.; Linnartz, JPMG; “Stability of mobile slotted aloha network with rayleigh fading, shadowing, and near far effect,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 39, No. 4, pp. 359-366, 1990.
- Vanroosmalen, H; Nijhof, J; Prasad, R; “Performance analysis of a hybrid CDMA ISMA protocol for indoor wireless computer communications,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol. 12, No.5, pp. 909-916, 1994.
- Wang, H; Li, T; “Hybrid ALOHA: A Novel MAC protocol,” *IEEE Transactions on Signal Processing*, Vol. 55, No. 12, pp. 5821-5832, 2007.
- Widipangestu, I; Tjong, AJ; Prasad, R; “Capture probability and throughput analysis of slotted aloha and unslotted np-isma in a rician-rayleigh environment,” *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. 43, No.3, pp. 457-465, 1994.
- Yang, Y; Yum, TSP; “Delay distributions of slotted ALOHA and CSMA,” *IEEE Transactions on Communications*, Vol. 51, No. 11, pp. 1846-1857, 2003.
- Yu, YQ; Cai, XD; Giannakis, GB; “On the instability of slotted Aloha with capture,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, Vol.5, No. 2, pp. 257-261, 2006.
- Zhou, H; Deng, RH; “Capture model for mobile radio slotted ALOHA systems,” *IEE Proceedings-Communications*, Vol. 145, No. 2, pp. 91-97, 1998.
- Ziouva, E; Antonakopoulos, T; “CSMA/CA performance under high traffic conditions: throughput and delay analysis,” *Computer Communications*, Vol. 25, No. 3, pp. 313-321, 2002.
- Zorzi, M; “Mobile radio slotted ALOHA with capture, diversity and retransmission control in the presence of shadowing,” *Wireless Networks*, Vol. 4, No. 5, pp. 379-388, 1998.

Esta obra se terminó de imprimir en julio del 2009
en los talleres de Ultradigital Press, S.A. de C.V.
Centeno 162 - 3, Col. Granjas Esmeralda
CP 09810, México, D.F.