

INSTITUTO TECNOLÓGICO Y DE ESTUDIOS
SUPERIORES DE MONTERREY
CAMPUS MONTERREY

PROGRAMA DE GRADUADOS DE LA DIVISION DE
ELECTRONICA, COMPUTACION, INFORMACION
Y COMUNICACIONES



Scheduling in Ad-Hoc Networks

TESIS

PRESENTADA COMO REQUISITO PARCIAL
PARA OBTENER EL GRADO ACADÉMICO DE:

Maestro en Ciencias En Ingeniería Electrónica
Especialidad en Telecomunicaciones

Ing. Tathiana Cabrera Rodríguez

MONTERREY, N. L.

AGOSTO 2004

Instituto Tecnológico y de Estudios Superiores de Monterrey

Campus Monterrey

PROGRAMA DE GRADUADOS DE LA
DIVISION DE ELECTRONICA, COMPUTACION,
INFORMACION Y COMUNICACIONES



Scheduling in Ad-Hoc Networks

TESIS

Presentada como requisito parcial para obtener
el grado de

Maestro en Ciencias en Ingeniería Electrónica
Especialidad en Telecomunicaciones

Ing. Tathiana Cabrera Rodríguez

Monterrey, N.L. Agosto 2004

Instituto Tecnológico y de Estudios Superiores de Monterrey

Campus Monterrey

**División de Electrónica, Computación, Información, y
Comunicaciones**

**Programa de Graduados en Electrónica, Computación, Información y
Comunicaciones**



Scheduling in Ad-Hoc Networks

TESIS

Presentada como requisito parcial para obtener el grado de

Maestro en Ciencias en Ingeniería Electrónica

Especialidad en Telecomunicaciones

Ing. Tathiana Cabrera Rodríguez

Monterrey, N.L. Agosto 2004

© Tathiana Cabrera Rodríguez, 2004

A MI MADRE

Por ser la mujer que me ha dado todo en ésta vida.

A MI PADRE

Por darme su apoyo cuando lo he necesitado.

AL AMOR DE MI VIDA

Por compartir conmigo gran parte de su vida.

Agradecimientos

A Dios por estar siempre a mi lado.

A mis padres María del Carmen y Carlos por todo el apoyo, cariño y comprensión que me han dado a lo largo de mi vida, sin ustedes jamás lo hubiera logrado. A mis queridos hermanos: Maricarmen, Carlos y Pablo por estar siempre al pendiente de mí y por la enorme unión que existe entre nosotros. A mis sobrinos: Karla, Maricarmen, Tathiana, Alejandro y Melissa por que cada una de sus sonrisas son un impulso para mí.

A Joaquín por darme todo su amor y apoyo en ésta etapa de mi vida, por estar conmigo en buenos y malos momentos.

A todos y cada uno de los miembros de mi familia, especialmente a mi tía Lupita, por brindarme su ayuda siempre que se la he pedido. A una persona que a pesar de que ya no está conmigo me dió y me seguirá dando sus bendiciones desde donde este, gracias abue.

Quiero agradecer de una manera especial a mi asesor de tesis, el Dr. César Vargas Rosales, por su tiempo y dedicación para la realización de ésta tesis. A mis sinodales, el Dr. José Ramón Rodríguez Cruz y el Dr. José Carlos Mex Perera, porque con sus comentarios y aportaciones hicieron posible ésta investigación.

A todos mis amigos, porque cuando tenía algún problema ellos me daban sus palabras de ánimo para continuar, y gracias también por darme su amistad.

TATHIANA CABRERA RODRÍGUEZ

*Instituto Tecnológico y de Estudios Superiores de Monterrey
Agosto 2004*

Resumen

La calendarización (*Scheduling*) de los recursos en las redes inalámbricas es muy importante en estos días. Muchos autores han desarrollado múltiples algoritmos para una mejor administración de dichos recursos. Los algoritmos que se han propuesto hasta ahora han abordado diferentes recursos y/o parámetros de desempeño, tales como: retardo, throughput, potencia, acceso al canal, etc.

En éste trabajo abordaremos el control de potencia. Su propósito primario en las redes celulares es atenuar el efecto *near-far*, y por lo tanto reducir la degradación del desempeño causada por interferencia múltiple de acceso. Mientras que para las redes Ad hoc ayuda a lograr un objetivo similar, asume importancia adicional, ya que la vida finita de la batería es un asunto clave para los nodos móviles de dichas redes.

Esta investigación estudia a un algoritmo conjunto de scheduling y control de potencia, que ayuda a eliminar las posibles interferencias que los nodos vecinos pueden ocasionar en una transmisión principal, así como la manera de minimizar el consumo de potencia de transmisión, todo esto con el propósito de alargar la vida de la batería.

Índice General

| | |
|--|------------|
| Dedicatoria | v |
| Agradecimientos | vi |
| Resumen | vii |
| Índice de Figuras | x |
| Índice de Tablas | xii |
| Capítulo 1 Introducción | 1 |
| 1.1 Justificación | 2 |
| 1.2 Objetivos | 3 |
| 1.3 Metodología | 3 |
| 1.4 Aportación | 4 |
| Capítulo 2 Antecedentes | 5 |
| 2.1 Redes Reconfigurables | 5 |
| 2.2 Redes Móviles (Celulares) | 7 |
| 2.3 Redes Ad Hoc | 8 |
| 2.4 Redes Multihop | 9 |
| 2.5 Scheduling | 10 |
| 2.5.1 Parámetros de Desempeño | 13 |
| 2.5.2 Objetivos de un Scheduling | 13 |
| 2.5.3 Tipos de Schedulers | 14 |
| 2.5.4 Tipos de Algoritmos | 14 |
| Capítulo 3 Scheduling para el Control de Potencia | 18 |
| 3.1 Descripción del Algoritmo | 19 |
| 3.2 Implementación | 22 |
| 3.3 Cambios Sugeridos | 27 |

| | |
|--------------------------------|-----------|
| <i>ÍNDICE GENERAL</i> | ix |
| Capítulo 4 Resultados | 29 |
| Capítulo 5 Conclusiones | 47 |
| 5.1 Trabajos Futuros | 48 |
| Bibliografía | 49 |
| Vita | 50 |

Índice de Figuras

| | | |
|-----|---|----|
| 2.1 | Topología Física | 6 |
| 2.2 | Configuración Lógica | 7 |
| 2.3 | Red Celular Móvil | 8 |
| 2.4 | Red Multihop | 10 |
| 2.5 | Scheduler | 11 |
| 2.6 | Dynamic Resource Scheduler | 16 |
| 2.7 | Scheduled CDMA Scheduler | 17 |
| 3.1 | Diagrama de flujo del algoritmo conjunto de scheduling y control de potencia | 22 |
| 3.2 | Diagrama de flujo del para la Construcción del árbol | 24 |
| 3.3 | Selección de la fuente y su vecino más cercano | 25 |
| 3.4 | Selección del siguiente nodo a insertar, dependiendo del costo mínimo | 26 |
| 3.5 | Árbol Multicast | 27 |
| 4.1 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1 | 33 |
| 4.2 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y 50 nodos, escenario 2 | 33 |
| 4.3 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3 | 34 |
| 4.4 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4 | 34 |
| 4.5 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5 | 35 |
| 4.6 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6 | 35 |
| 4.7 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7 | 36 |
| 4.8 | Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1 | 36 |

| | | |
|------|---|----|
| 4.9 | Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y 50 nodos, escenario 2 | 37 |
| 4.10 | Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3 | 37 |
| 4.11 | Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4 | 38 |
| 4.12 | Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5 | 38 |
| 4.13 | Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6 | 39 |
| 4.14 | Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7 | 39 |
| 4.15 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1 | 40 |
| 4.16 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y 50 nodos, escenario 2 | 40 |
| 4.17 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3 | 41 |
| 4.18 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4 | 41 |
| 4.19 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5 | 42 |
| 4.20 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6 | 42 |
| 4.21 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7 | 43 |
| 4.22 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 44 |
| 4.23 | Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 44 |
| 4.24 | Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 45 |
| 4.25 | Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 45 |
| 4.26 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 46 |
| 4.27 | Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y con 10 nodos, escenario 8 | 46 |

Índice de Tablas

| | | |
|-----|--|----|
| 4.1 | Parámetros para los escenarios 1 y 2 | 31 |
| 4.2 | Parámetros para los escenarios 3 y 4 | 31 |
| 4.3 | Parámetros para el escenario 5 | 32 |
| 4.4 | Parámetros para los escenarios 6 y 7 | 32 |
| 4.5 | Parámetros para el escenario 8 | 32 |

Capítulo 1

Introducción

En los últimos años se ha dado un enorme crecimiento en la industria de las redes inalámbricas. La diversidad de muchas aplicaciones inalámbricas nuevas, tales como video y el internet, requieren cambios importantes en la infraestructura actual de la red. Específicamente, el surgimiento de aplicaciones con parámetros muy diferentes de QoS como throughput, tasa de pérdida, retardo ó variación del retardo, justifican la necesidad de una red capaz de soportar diferentes niveles de servicios, en comparación con un solo nivel de mejor esfuerzo de servicio.

De acuerdo a [8] las redes inalámbricas de primera generación fueron enfocadas a voz y comunicación de datos a bajas tasas. Recientemente hemos visto la evolución de los sistemas inalámbricos de segunda y tercera generación, que incorporan las características proporcionadas por la banda ancha. Además de soportar movilidad, la banda ancha se propone soportar el tráfico multimedia, con certeza de QoS (Quality of Service).

Una arquitectura de QoS introduce las herramientas para tratar los paquetes de manera diferente, así, un flujo de paquetes recibe mejor desempeño a expensa de otros. Debido a que las garantías de QoS en las redes inalámbricas se basan principalmente en el ancho de banda, interferencia y elevadas tasas de error, movilidad, etc. es posible obtener una mejora en el desempeño de éste tipo de redes a través de los algoritmos de Scheduling. Con el paso del tiempo éstos algoritmos se han ido introduciendo para proporcionar una mejor compartición de recursos.

Las ventajas de tener una red sin infraestructura se conocieron en 1970. En ese tiempo, las computadoras eran voluminosas y transceptores de radio. DARPA (Defense Advanced Research Projects Agency) tuvo un proyecto conocido como radio paquete, donde varias terminales inalámbricas podían comunicarse con otras en el área. Los radio paquetes tenían una tecnología que extendía el concepto de packet switching al dominio de *broadcast radio networks*. Durante 1970, el proyecto ALOHA en la universi-

dad de Hawaii demostro lo viable de usar la propiedad de broadcasting de los radios para transmitir ó enviar paquetes de datos en un sistema de radio de un solo salto. Posteriormente el proyecto ALOHA se dirigió al desarrollo de la red de radio paquete de acceso múltiple de multiples saltos (multi hop multiple-access packet radio network), PRNET, bajo el patrocinio de la ARPA (Advanced Research Project Agency).

Con el paso del tiempo, hemos entrado a una nueva era de tecnología microelectrónica avanzada, donde los dispositivos pueden ser hechos con un factor muy pequeño de forma. Esto significa que la terminal del usuario, la terminal de control de la red y el mismo radio, pueden ser integrados en un mismo componente. El repetidor puede ser también una terminal de usuario. Esto cambiará enormemente el aspecto tradicional de un radio paquete en uno donde cada nodo es altamente movable, y puede actuar como repetidor y terminal de usuario. Llamamos a la interconexión inalámbrica de estos dispositivos como una red ad-hoc inalámbrica.

Este tipo de redes será la base para nuestro trabajo, ya que las características de éste tipo de redes: movibles, propensas a mayor interferencia, tamaños variables de los dispositivos, etc. son factores importantes cuyo desempeño puede ser mejorado con el empleo de las disciplinas de Scheduling.

1.1 Justificación

Como se menciona en [8], el término Ad-Hoc tiende a implicar que "puede tomar diferentes formas" y que puede ser "móvil, autónomo ó interconectado", los nodos Ad-Hoc ó dispositivos deben ser capaces de detectar la presencia de otros dispositivos y realizar el *handshaking* necesario para permitir la comunicación y la compartición de la información y servicios.

Debido a que los dispositivos inalámbricos de las redes Ad Hoc pueden tomar diferentes formas (palms, laptops, teléfonos celulares, etc.) el cómputo, almacenamiento y capacidades de comunicación de tales dispositivos varían tremendamente. Los dispositivos Ad Hoc no solo deben detectar la presencia de conectividad con dispositivos ó nodos vecinos, sino que también deben identificar que tipo de dispositivo es y sus correspondientes atributos. La diversidad de los dispositivos Ad Hoc móviles también implican que la capacidad de la batería de tales dispositivos varía. Para todo lo anterior, una buena disciplina de Scheduling podría ser de mucha ayuda.

Es bien sabido que la potencia es un recurso valioso en las redes inalámbricas, de-

bido al tiempo de vida limitado de la batería. Este problema se agrava más en el caso de las redes ad hoc, ya que todos los nodos son terminales móviles de peso y tamaño limitado. Además, el control de potencia es de suprema importancia para limitar la interferencia multiusuario. Es por esto que en ésta investigación se ha decidido abordar el tema de control de potencia en redes ad hoc en un ambiente multicast.

1.2 Objetivos

- Realizar el algoritmo de scheduling de control de potencia para tener el mayor número de transmisiones exitosas, es decir, que se cumpla la ecuación (3.1).
- Minimizar la potencia total de transmisión.
- Analizar el desempeño de las transmisiones con fading.

1.3 Metodología

El algoritmo conjunto de Scheduling y control de potencia sobre el cuál nos basaremos comienza con la recopilación de la información local para cada transmisor, de ésta manera cada transmisor podrá saber cuáles son las transmisiones aledañas que pueden causar interferencia a su propia transmisión, en ésta parte es donde se incluirá el fading correspondiente para cada nodo. Posteriormente se realiza el cálculo del MIMSR con la ayuda de la matriz de atenuación que se irá construyendo para cada transmisor, el cálculo del MIMSR, que se define como la razón de la mayor interferencia contra la menor transmisión sin interferencia, servirá para comparar con ciertos valores de umbral, todo esto con el propósito de eliminar las transmisiones de aquellos nodos que afecten a la transmisión de un determinado nodo. Es posible que el mismo nodo a transmitir sea eliminado y dejar dicha transmisión para la siguiente ronda.

La organización para este documento es la siguiente: primero se establecen los antecedentes, que permiten ver el panorama de las diversas redes sobre las cuáles es posible aplicar los algoritmos de scheduling. Al mismo tiempo se da una introducción del marco teórico que conforma la base de los conceptos de dichos algoritmos, sus principales parámetros, características, etc. Posteriormente se realizará la descripción e implementación del algoritmo de scheduling, en el capítulo 4 se observarán los resultados obtenidos y la comparación de los escenarios con y sin fading. Por último, en el capítulo 5 se observarán las conclusiones y el trabajo futuro de ésta investigación.

1.4 Aportación

La aportación de ésta investigación consiste en la inclusión del fading para cada transmisión, ya que el algoritmo presentado en [9] está para un ambiente sin fading, es decir, sin contemplar aquellos obstáculos que en ocasiones se presentan en la ruta de transmisión tales como: edificios, montañas, árboles, etc., lo que ocasiona una inexactitud al momento de determinar que transmisión es la que causa mayor interferencia. El fading en esta investigación es considerado en el momento de la construcción del árbol, es decir, puede ser que un nodo esté a una menor distancia que otro, pero con mayor fading, es decir, en un ambiente con más obstáculos. También se considerará al momento de construir la matriz de atenuación, que es la que se encarga de almacenar la información local de cada transmisión cercana a cada nodo en particular. Cabe mencionar que la inclusión del fading ayudará a obtener una SINR más real, debido a los factores que intervienen para el cálculo de la misma, tales como: la ganancia de procesamiento del sistema, la potencia de transmisión, la atenuación de propagación del canal, que es donde se introducirá el fading, etc.

Capítulo 2

Antecedentes

Las redes inalámbricas se han convertido en una tecnología importante para las computadoras de hoy en día y la industria de las comunicaciones. El canal inalámbrico es típicamente usado como un medio compartido, debido al ancho de banda limitado. El canal puede ser compartido entre los nodos usando un método aleatorio al medio ó calendarizando el canal a los usuarios, basandose en peticiones con ó sin prioridades. Se han utilizado varios algoritmos de scheduling para organizar el tráfico de los nodos móviles a la estación base y viceversa.

De acuerdo a [4], los algoritmos de calendarización son componentes importantes para garantizar QoS (Quality of Service), entre los principales parámetros podemos mencionar: retardo, retardo del jitter, tasa de pérdida de paquetes, o throughput. El diseño de estos algoritmos para las redes de comunicación móviles es un reto, debido a las sumamente variables tasas de error de enlace y capacidades, y a la conectividad cambiante de las estaciones móviles. A continuación se mencionan diferentes tipos de redes y sus problemáticas para la implementación de dichos algoritmos.

2.1 Redes Reconfigurables

Comenzaremos con las redes reconfigurables, como se aprecia en [6] una red reconfigurable es una red de circuitos conmutados (circuit switched network), donde la topología y las capacidades pueden variar dinámicamente para modificaciones en los requerimientos de tráfico ó en la estructura de la red debido a fallas. Básicamente las redes reconfigurables son aquellas en donde los nodos pueden cambiar de posición dependiendo del patrón de comunicación, todo esto para disminuir la congestión de tráfico y aumentar el throughput. En la Figura 2.1 se observa la topología física de una red de este tipo, cada nodo tiene un peso asociado a cada enlace físico, el cual representa el número de los

canales, donde cada canal tiene la misma capacidad. En los nodos hay dispositivos llamados DCS *Digital Cross-connect Systems* que tienen la capacidad de concatenar canales.

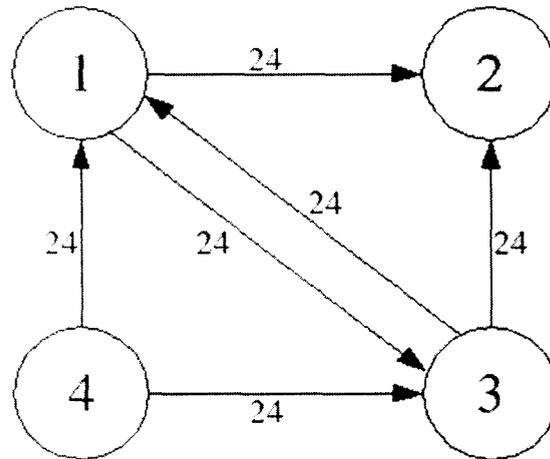


Figura 2.1: Topología Física

Un DCS en el nodo 1, permite la concatenación de un canal en cada uno de sus *enlaces físicos* (4, 1) y (1, 2) para formar un *enlace lógico* entre los nodos 4 y 2.

Es posible instalar circuitos sobre un camino específico, (4, 1), (1, 2), por ejemplo. De esta manera los paquetes pueden ser transmitidos del nodo 4 al nodo 2 sin ser retrasados en el nodo 1. Como otros circuitos son colocados y liberados posteriormente en el otro par de origen-destino, la topología efectiva de la red puede ser adaptada a cambios en los requerimientos de tráfico. Además, para cada par origen-destino, se pueden colocar múltiples circuitos. La capacidad de un enlace lógico puede ser variada con condiciones de tráfico. La naturaleza dinámica de la topología y las capacidades lógicas de las redes reconfigurables son una ventaja sobre las redes tradicionales, en donde la topología y las capacidades son fijas. En la figura 2.2 se observa la configuración lógica de esta red.

Entre las problemáticas más comunes con las que podemos toparnos al momento de elaborar un algoritmo de scheduling para este tipo de redes son:

- Que la topología es variante
- Las asignaciones de capacidad a cada canal
- Asignaciones de ruteo para minimizar el retardo

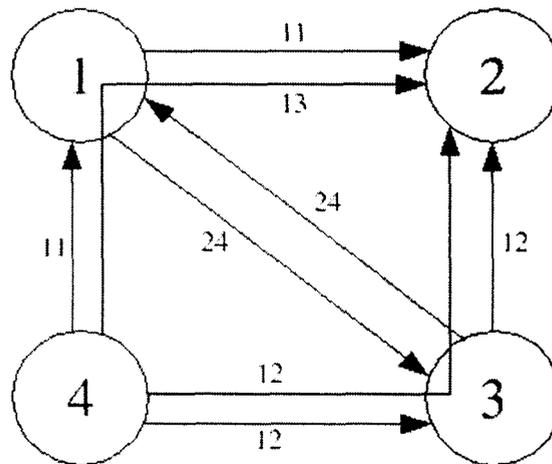


Figura 2.2: Configuración Lógica

2.2 Redes Móviles (Celulares)

Básicamente, una red móvil es un conjunto de nodos que se comunican entre sí por medio de uno o más ruteadores móviles. Internamente una red móvil puede consistir en uno o más enlaces. En este tipo de redes los nodos pueden moverse libremente sin soltar su conexión a las instalaciones de la red.

La comunicación en las redes móviles consiste en una estación terrestre que se encarga de: monitorear la posición de cada nodo activo, pasar el control de una llamada en curso a otra estación, enviar una llamada a un nodo suyo, etc. Cada estación tiene un área de cobertura, que es la zona donde la comunicación entre la estación y sus nodos se hará en buenas condiciones. Las zonas de cobertura teóricamente son hexágonos regulares, o celdas, pero también pueden tener forma triangular o cuadrados, todo dependerá a la presencia de obstáculos y a la orografía cambiante de la celda.

Las celdas se traslapan unas con otras, es por esto que cuando un nodo, o móvil, se encuentra cerca del límite entre dos celdas, puede pasar de una a otra en función de cuál de las dos le ofrezca una mejor señal.

Cada estación trabaja en un rango de frecuencias, que delimita el número máximo de llamadas simultáneas que puede soportar, puesto que a cada llamada se le asigna un par de frecuencias diferente: una para cada sentido de la comunicación. Las celdas colindantes no pueden usar las mismas frecuencias, para que no produzcan interferencia, pero las celdas que se encuentran a una mayor distancia podrían reutilizar estas

frecuencias.

Las redes celulares son también redes móviles, en donde el área geográfica de cobertura se obtiene con una división del territorio en áreas adyacentes llamadas celdas. En la 2.3 podemos observar una topología tradicional de una red celular móvil, en donde la forma de las celdas es hexagonal.

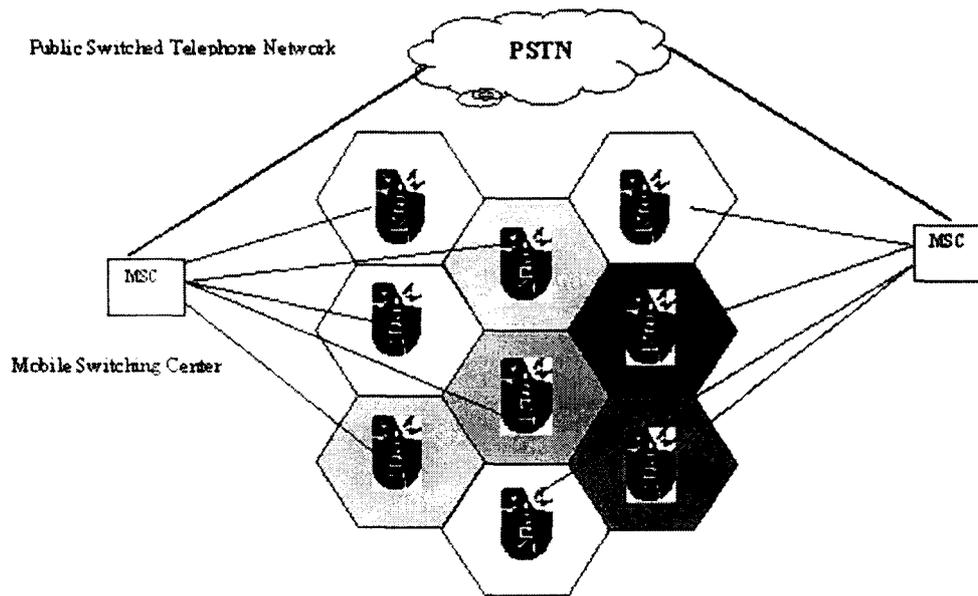


Figura 2.3: Red Celular Móvil

2.3 Redes Ad Hoc

De acuerdo a [8], una red ad hoc es una colección de dos o más dispositivos (nodos) equipados con comunicación inalámbrica y capacidad de establecimiento de la red. Estos dispositivos pueden comunicarse con otro nodo que está dentro de su radio o con otro que este fuera. En ocasiones se emplean nodos intermediarios para retransmitir los paquetes de la fuente hacia el destino. Una red ad hoc se reorganiza así misma y es adaptativa, esto significa que una red formada se puede deformar sobre la marcha, sin la necesidad de cualquier administración del sistema. Como se menciono con anterioridad, el término ad hoc tiende a implicar "que puede tomar diferentes formas" y puede ser "móvil, independiente ó red convencional".

Los nodos de este tipo de redes deben ser capaces de detectar la presencia de otros nodos y de realizar el handshaking necesario para permitir la comunicación y la compartición de información y servicios.

En una red ad hoc no existe infraestructura de red fija, y la administración de la red es de manera descentralizada. En este entorno, los nodos participan en la toma de decisiones, realizando las funciones propias del mantenimiento de la red y tomando parte en los algoritmos de encaminamiento.

Entre sus características podemos mencionar: topología dinámica, enlaces de ancho de banda limitados y capacidad variable, limitaciones de energía y capacidad de procesamiento en los nodos y seguridad física limitada.

Entre los principales retos que podrían presentarse podemos mencionar:

- La relación señal a ruido (S/N) varía impredeciblemente
- No hay garantía de detección de colisiones
- No hay garantía de QoS
- Encaminamiento complejo

2.4 Redes Multihop

Como se menciona en [4] las redes multihop son redes ad hoc. En las redes multihop no existen estaciones base. Puede haber redes de un solo salto, single-hop, en donde cada estación base puede tener comunicación con todas las demás estaciones base, a medida que el número de estaciones base se incrementa, el ambiente single-hop se tiene que cambiar a multihop, el problema de esto es que no todas las estaciones base pueden comunicarse de manera directa. En las redes multihop cada M_s tiene un cierto número de M_s vecinas, se llaman vecinas porque pueden comunicarse de manera directa a un nodo en particular. Existen nodos que funcionan como intermediarios, entre un nodo que transmite hacia un nodo que es el destino final. En la figura 2.4 se puede observar una red multihop.

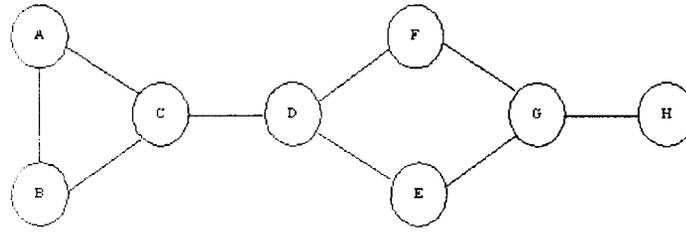


Figura 2.4: Red Multihop

Entre las problemáticas que se presentan en este tipo de redes podemos mencionar:

- Un conflicto primario ocurre cuando dos nodos están tratando de transmitir simultáneamente a un tercer nodo. Por ejemplo, si los nodos G y D están tratando de transmitir a E.
- Un conflicto secundario se presenta cuando la transmisión que esta destinada para un nodo determinado, es interferida por la transmisión destinada a otro nodo. Por ejemplo, el nodo D debe recibir una transmisión del nodo C, pero D también recibe la transmisión del nodo F que el nodo G le esta mandando.

2.5 Scheduling

Como se menciona en [5] las redes permiten a los usuarios compartir (ó multiplexar) recursos tales como: impresoras, sistemas de archivos, sitios de la red (World Wide Web), etc. Compartir, sin embargo, automáticamente introduce el problema de la *contienda* de los recursos compartidos.

Aunque una red debe calendarizar el acceso a cada recurso multiplexado, es posible que ciertos recursos se calendarizen por medio de las disciplinas de Scheduling, estas disciplinas pueden aplicarse en: el ancho de banda en un enlace, control de errores, control de flujo, acceso al canal, etc. Las disciplinas de Scheduling son estudiadas generalmente para la salida de la cola de un switch y son colocadas en la capa de red. Sin embargo, también se pueden aplicar en la capa de aplicación ó en general en cualquier capa que tenga que lidiar con un recurso multiplexado ó compartido.

Dado un conjunto de peticiones de recursos en la cola de servicio, un servidor utiliza una *disciplina de scheduling* para decidir que petición es la siguiente a servir. Las

disciplinas de scheduling son importantes porque son la llave para la compartición justa de los recursos.

De acuerdo a [4] la calendarización (Scheduling) esta basada en algoritmos, los schedulers operan a través de diferentes sesiones (conexiones o flujos), para asegurar que los requerimientos de QoS (Quality of Service) de las diferentes aplicaciones sean alcanzados. La función de un algoritmo de scheduling, como se observa en la figura 2.5, es seleccionar la sesión cuya HOL (Head of Line) de paquete será la próxima en transmitirse. Este proceso de selección está basado en los requerimientos de QoS de cada sesión.

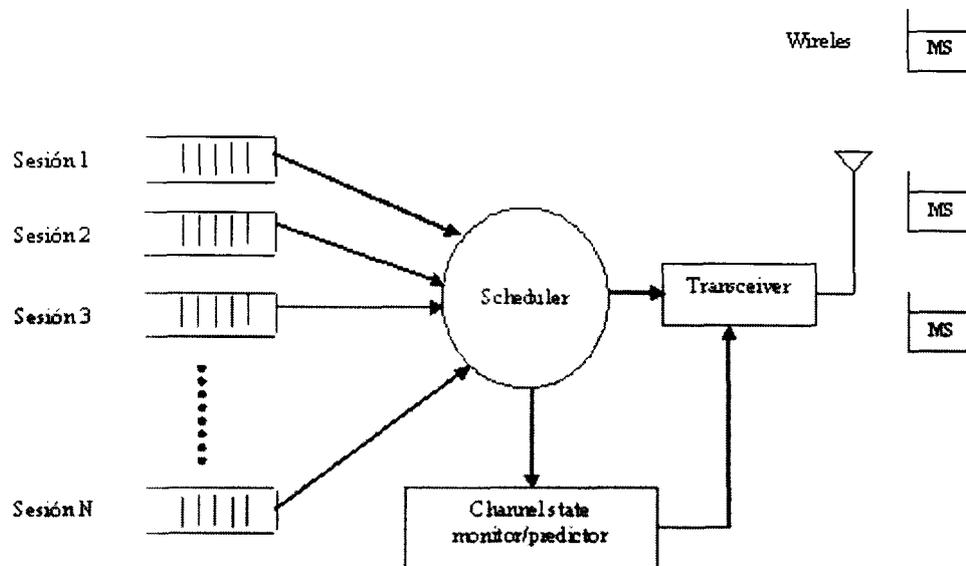


Figura 2.5: Scheduler

Los enlaces inalámbricos están sujetos a tiempo y atenuación de la señal dependiente de la ubicación, fading, interferencia y ruido, que resulta en errores ráfaga y capacidad de canal variante en el tiempo.

Un modelo de canal inalámbrico, comúnmente utilizado en el estudio de los algoritmos de scheduling, es una cadena discreta de Markov con 2 estados:

- Error-free (good)
- Error-prone (bad)

El canal se mueve entre los dos estados de acuerdo a una matriz de probabilidad de transición. Un paquete es recibido con éxito si y solo si el enlace se mantiene en el estado bueno (error-free) a través del tiempo de transmisión de paquete.

Existe cierta información que el scheduler debe considerar para tomar una decisión, tal como el número de sesiones, sus tasas reservadas y estados del enlace, así como las posiciones de las colas (queues) de la sesión.

Un reto para los algoritmos de scheduling es maximizar la vida de la batería de las MS, para esto es preferible que una MS transmita ó reciba en slots de tiempo contiguos y después ir a sleep mode por un período largo, antes de cambiar rápidamente entre los modos de transmisión, recepción ó sleep.

Existen varios algoritmos de Scheduling que se han propuesto para el marco de las redes Ad hoc, tal es el caso de [7], en donde se emplea un algoritmo llamado CATS (collision-avoidance transmission scheduling), el cuál permite a los nodos pelear por, y reservar canales de datos en slots de tiempo específicos, por medio de la reservación distribuida y handshakes para evitar colisiones. La contienda se limita entre nodos dentro de dos saltos del uno al otro, lo cuál proporciona un eficiente reúso del ancho de banda disponible. CATS asegura que ninguna colisión ocurrirá en enlaces de datos reservados exitosamente, aún cuándo existan terminales escondidas. Otro algoritmo que contempla Scheduling en las redes Ad hoc es [2], en donde se desarrolla un algoritmo de Scheduling para tratar los errores del canal. El throughput de la red se mejorará y se mantendrá el *fairness* a largo plazo.

En [3] se presenta un trabajo previo al trabajo sobre el cuál se basa nuestra investigación [9], este trabajo es propuesto en el contexto de transmisiones unicast en las redes Ad hoc. El esquema propuesto aquí asume la existencia de un Scheduler central. Se introduce un marco de trabajo de *cross-layer design* para el problema de acceso múltiple en redes de contienda como las redes inalámbricas Ad hoc. En este estudio se tratará de limitar la interferencia multiusuario para incrementar el throughput de un solo salto y reducir el consumo de potencia para prolongar la vida de la batería. Se centra en las transmisiones del siguiente vecino, donde los nodos son requeridos para mandar paquetes de información a sus respectivos receptores, sujetas a limitaciones de SINR. El problema de acceso múltiple se resuelve Scheduling y control de potencia, el algoritmo de Scheduling es esencial para coordinar las transmisiones de usuarios independientes en orden a eliminar niveles fuertes de interferencia que no pueden ser eliminados por el control de potencia. Por otro lado, el control de potencia se ejecuta de manera distribuida para determinar el vector de potencia admisible, si uno existe, esto puede ser usado

por los usuarios que han sido calendarizados para satisfacer los requerimientos de sus transmisiones de un solo salto.

2.5.1 Parámetros de Desempeño

De acuerdo a [5], existen cuatro parámetros comunes de desempeño: *bandwidth*, *delay*, *delay-jitter and loss*.

Un ancho de banda limitado requiere que una conexión reciba al menos un ancho de banda mínimo de la red. Los servicios garantizados de conexión usualmente requieren al menos un límite de ancho de banda.

Un límite de retardo es un límite determinístico o estadístico en algún parámetro de la distribución del retardo, tal como el *worst-case delay*, *the mean delay* ó el *99-percentile delay*. *worst-case delay*.

Un límite de *delay-jitter* requiere que la red limite la diferencia entre el retraso mayor y menor recibidos por los paquetes en esa conexión. Éste límite es trivialmente tan grande como el límite de retardo menos el retardo de propagación, debido a que un retardo de paquetes en cola puede ser tan pequeño como cero y tan grande como el límite de retardo menos el retardo de propagación.

Finalmente, un límite de pérdida requiere que la fracción de paquetes perdidos en una conexión sea más pequeño que un cierto límite. Como en el retardo promedio, la tasa verdadera de pérdida es imposible de medir, usualmente nos guiamos por la tasa de pérdida medida sobre un cierto número de paquetes, sobre un cierto intervalo de tiempo, ó sobre el tiempo de vida de la conexión.

2.5.2 Objetivos de un Scheduling

Supongamos un conjunto de peticiones de recursos en la cola de servicio, un servidor utiliza una disciplina de scheduling para decidir cual petición servirá enseguida. Las disciplinas de scheduling son importantes, ya que tienen como objetivo la compartición justa de los recursos de la red y proporcionar a las aplicaciones críticas de desempeño, tales como telefonía, y juegos interactivos, garantías de desempeño. Una disciplina de scheduling tiene dos componentes. Primero, decide el orden en que las peticiones son servidas. Segundo, administra la cola de servicio de las peticiones que están esperando

el servicio.

2.5.3 Tipos de Schedulers

Los schedulers pueden ser clasificados como:

- 1) Work-Conserving
- 2) Non-Work-Conserving

Los schedulers del tipo 1, son schedulers que nunca están libres si hay algún paquete esperando a ser transmitido, ejemplos de éste tipo de schedulers son: Generalized Processor Sharing (GPS), packet by packet GPS que también es conocido como Weighted Fair Queuing (WFQ), Virtual Clock (VC), Weighted Round-Robin (WRR), Self-Clocked Fair Queuing (SCFQ) y Deficit Round-Robin (DRR).

Los schedulers del tipo 2, en contraste, pueden estar libres aún si hay algún paquete backlogged en el sistema, porque puede estar esperando el arribo de otro paquete de una mayor prioridad. Ejemplos de este tipo de schedulers son: Hierarchical Round-Robin (HRR), Stop-and-Go Queuing (SGQ), and Jitter-Earliest-Due-Date (Jitter-EDD).

2.5.4 Tipos de Algoritmos

En esta sección, mencionaremos algunos algoritmos de scheduling que se han propuesto para los diferentes tipos de redes, en el caso de las redes TDMA inalámbricas podemos mencionar el *Channel State Dependent Packet Scheduling* (CSDPD) el cuál tiene como idea principal evitar errores ráfaga en la capa de enlace, en lugar de confiar en la capa de transporte o aplicación para la recuperación de errores. El estado del canal para cada sesión es monitoreado, si el canal para una sesión que debe transmitir está en mal estado, se pospone la transmisión de su paquete.

En el *Idealized Wireless Fair Queuing* (IWFQ) cada sesión tiene una etiqueta de servicio que se pone igual al tiempo virtual de término de su HOL packet. Si la sesión no está en backlogged, la etiqueta de servicio se pondrá igual a ∞ . Cada paquete entrante es puesto en cola y etiquetado de acuerdo a (2.1).

$$S_i^k = \max(\nu(d_i^k), F_i^{k-1})$$

$$F_i^k = S_i^k + \frac{L_i^k}{R_i}. \quad (2.1)$$

El algoritmo atiende a las sesiones con canales en buen estado, en orden creciente de sus etiquetas de servicio.

Channel Condition Independent Fair Queuing (CIF-Q) es muy similar a IWFQ en el sentido de que también utiliza un sistema de referencia error-free fair queuing y trata de aproximar el servicio real al sistema ideal error-free. Un flujo se dice que está *leading*, *lagging*, ó *éxito* en cualquier instante de tiempo si recibe (el flujo) menos, más ó la misma cantidad de servicio de la que recibiría en el correspondiente sistema erro-free. El objetivo principal de éste algoritmo es considerar el caso de fairness, por lo tanto detección de error de enlace, estimación e implementación no son discutidas, [1]. Entre las principales ventajas de este algoritmo podemos mencionar:

- Garantía de retardo y throughput, los límites de retardo y throughput para flujos error-free están garantizados y no son afectados por otros flujos en estado de error.
- justicia a largo plazo (long-term fairness)
- justicia a corto plazo
- Graceful Degradation for leading flows

Para el caso de redes CDMA podemos mencionar el (DRS) *Dynamic Resource Scheduling*, el cual es un marco de trabajo centralizado y adaptativo para proporcionar recursos de scheduling a través de asignación de potencia óptima y código cambiante en Wide-band CDMA. En DRS las estaciones móviles mandan su petición a las estaciones base. La estación base las clasifica de acuerdo a las características de tráfico del servicio requerido, y las coloca en dos colas separadas: *guaranteed* y *best effort*, como se observa en la Figura 2.6. La cola de *guaranteed* contiene peticiones de fuentes que necesitan ser atendidas a una tasa predefinida tal como VBR, CBR y tasa mínima ABR (Available Bit Rate). La cola del mejor esfuerzo (*best effort*) contiene UBR (Unspecified Bit Rate) y exceso de peticiones ABR. DRS garantiza la tasa predefinida de cada sesión.

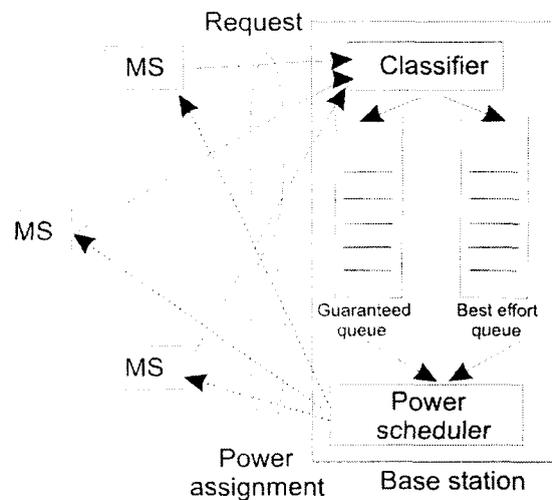


Figura 2.6: Dynamic Resource Scheduler

También podemos mencionar al *Scheduled CDMA* (SCDMA), el cuál es un scheduler CDMA/TDMA híbrido en el cuál las estaciones base calendarizan las transmisiones de las estaciones móviles, tal como se observa en la Figura 2.7. Los datos son intercambiados entre la estación base y la estación móvil en una unidad de tamaño fija llamada *capsula* la cuál puede acomodar uno ó más paquetes. Todas las estaciones móviles en una celda tienen el mismo tamaño de capsula.

Para la calendarización en el uplink, una petición de transmisión de la capsula (CTR) es enviada a la estación base por una estación móvil cuando la estación móvil tiene nuevos paquetes para transmitir. La BS ordena las peticiones de acuerdo a su nivel de prioridad ó tolerancia al retardo y las coloca en una cola global. Para cada slot de tiempo, el scheduler selecciona la CTRs cuya capsula puede ser transmitida en ese slot de tiempo. Entonces la BS envia capsulas de permisos de transmisión a las estaciones móviles seleccionadas para informarles de sus tiempos de capsulas de transmisión y niveles de potencia.

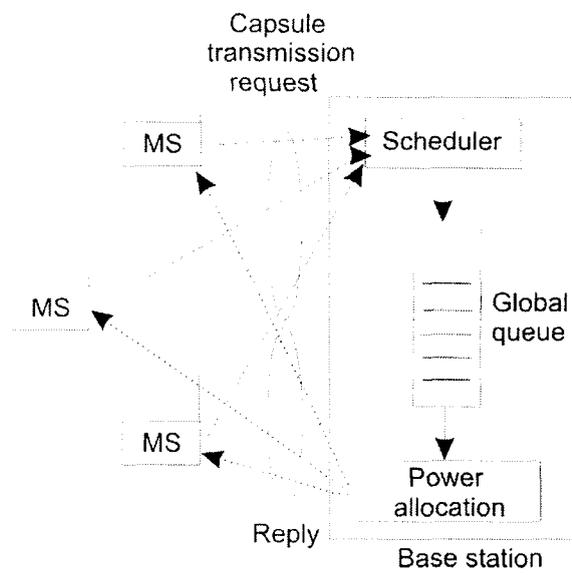


Figura 2.7: Scheduled CDMA Scheduler

Capítulo 3

Scheduling para el Control de Potencia

De acuerdo a [1], las características de las comunicaciones inalámbricas presentan problemas especiales que no existen en las redes alámbricas. Estos incluyen: 1) Tasas de error elevadas errores ráfaga, 2) capacidad de enlace inalámbrico dependiente de la posición y variable en el tiempo, 3) Ancho de banda escaso, 4) movilidad de usuario y 5) limitación de potencia del host móvil. Todas las características anteriores hacen el desarrollo eficiente y efectivo de los algoritmos de Scheduling para las redes inalámbricas una tarea desafiante.

Existen algoritmos de Scheduling que abordan las características arriba mencionadas, el CSDPS (Channel State Dependent Packet Scheduling) aborda el tema los errores ráfaga y la dependencia de la posición, el CSDPS + CBQ (Class-based Queueing) es un algoritmo que soluciona el problema de la injusta compartición de los recursos, en éste algoritmo, los usuarios ó el flujo de tráfico son agrupados en clases, y a cada clase se le asigna cierta cantidad de ancho de banda. Como se puede observar, cada algoritmo aborda diferentes parámetros.

El algoritmo sobre el cuál se trabajará en esta investigación es un algoritmo de Scheduling que trata el problema de control de potencia en las redes Ad Hoc que soportan tráfico multicast [9]. La elección de este algoritmo de debe principalmente a la problemática que se presenta en el tiempo de vida de las baterías de los dispositivos de éste tipo de redes.

El multicasting hace posible la entrega de datos a múltiples receptores, en una manera más eficiente que la tradicional unicasting ó broadcasting. Un paquete es duplicado solamente cuando la ruta de entrega hacia los destinos se separa en un nodo ayudando así a reducir transmisiones innecesarias. Es por esto que en las redes ad hoc, donde los recursos son escasos y la mayoría de los dispositivos tienen un suministro de energía limitado, el multicasting es una buena opción [9].

3.1 Descripción del Algoritmo

El algoritmo se centra en el control de potencia. Se trabaja sobre un conjunto de transmisores multicast y sus correspondientes receptores. Se quiere determinar los valores óptimos de potencia de transmisión para que los requerimientos de SINR en los receptores se cumpla, mientras el gasto total de potencia es minimizado.

Se considerará una red Ad Hoc compuesta por nodos estacionarios, cada uno de ellos equipado con una antena omnidireccional. Los nodos tienen acceso al canal usando el esquema TDMA/CDMA con slots de tiempo de duración fija. Los enlaces entre cualquier par de nodos se asumen bidireccionales.

Se tendrá un conjunto de transmisores, S , y un conjunto de receptores, R . S y R indican el número de transmisores y receptores, respectivamente. Para el caso del multicasting tenemos que $S \leq R$, cada transmisor envía paquetes de datos a al menos un receptor. Definimos P_k^t como la potencia de transmisión del nodo k , y asumimos que un nodo no puede transmitir a un nivel de potencia mayor que P_{max} , $0 \leq P_k^t \leq P_{max}$. Cada transmisor causa interferencia a cualquier receptor, la cantidad de esta interferencia depende en la atenuación de propagación de la señal transmitida.

Se asume que la interferencia causada por transmisiones simultaneas es tratada como ruido. $S(i)$ representa un nodo mandando un paquete al nodo receptor i . El nodo i recibe la transmisión exitosamente si la correspondiente SINR en el nodo i es igual o mayor que un umbral dado γ_i .

$$\frac{a_{s(i)i} P_{s(i)}^t}{N_0 + \frac{1}{L} \sum_{k \neq s(i)} a_{ki} P_k^t} \geq \gamma_i \quad (3.1)$$

donde a_{ki} es la atenuación de propagación de la señal del transmisor k al receptor i , N_0 es la densidad del espectro de potencia del ruido y L es la ganancia de procesamiento del sistema. Lo primero que se tiene que lograr es que la Ecuación (3.1) se satisfaga para todos los nodos en R . En segunda instancia es necesario minimizar la potencia total de transmisión. Esto es

$$P : \text{minimize} \sum_{k=1}^S P_k^t, \quad (3.2)$$

sujeto a

$$A\vec{P}^t \geq \vec{b}, \quad (3.3)$$

$$0 \leq P_k^t \leq P_{max}, \quad \text{para } 1 \leq k \leq S, \quad (3.4)$$

donde $\vec{b} = N_0[\gamma_1, \dots, \gamma_R]^T$, $\vec{P}^t = [P_1^t, \dots, P_S^t]^T$ y A es una matriz $R \times S$ definida como

$$A = \begin{bmatrix} -\frac{\gamma}{L}a_{11} & \dots & \dots & a_{s(1)1} & \dots & -\frac{\gamma}{L}a_{S1} \\ -\frac{\gamma}{L}a_{12} & a_{s(2)2} & \dots & \dots & \dots & -\frac{\gamma}{L}a_{S2} \\ \vdots & \vdots & & & & \vdots \\ -\frac{\gamma}{L}a_{1R} & \dots & a_{s(R)R} & \dots & \dots & -\frac{\gamma}{L}a_{SR} \end{bmatrix}$$

Si existe una solución para el problema de minimizar la potencia total de transmisión, es decir, solucionar el problema P, entonces se tendrá un vector de potencia de transmisión óptima, con el cuál el gasto total de potencia del sistema se minimiza.

Por otra parte, este problema puede no tener una solución, en estos casos, no todos los nodos en S deben tener permitido transmitir. Es aquí donde se utiliza el algoritmo de scheduling, el cuál elimina las interferencias multicast más fuertes y permite que los nodos que tienen permiso de transmitir, resuelvan el problema de control de potencia por sí mismos.

Cabe mencionar que el algoritmo de scheduling empleado proporciona una solución sub-óptima. El algoritmo conjunto de scheduling y control de potencia se describirá a continuación, así como el diagrama de flujo del mismo, de acuerdo a [9].

1. Cada nodo en S manda un paquete de prueba con potencia igual a P_{max}
2. Cada receptor detecta los paquetes de prueba de todos los transmisores cercanos, y calcula la atenuación de canal correspondiente.
3. A diferencia del trabajo presentado en [9], se genera fading para cada receptor. Entonces el receptor envía un paquete de prueba que incluye todos los factores de atenuación estimados ya incluyendo el fading.

4. El nodo k , $k \in S$, detecta los paquetes de los receptores dentro de su rango de transmisión. Para cada uno de estos receptores, k obtiene la lista de todos los posibles transmisores que podrían interferir y sus respectivos factores de atenuación con fading hacia el receptor.
5. El nodo k , $k \in S$, transmite un paquete con potencia igual a P_{max} , incluyendo los factores de atenuación con fading correspondientes a todos los receptores dentro de su rango de transmisión.
6. Cada receptor retransmite éste paquete. Así, cada nodo k , $k \in S$, puede tener la información relacionada a todas las transmisiones que alcanzan los receptores que están dentro de su rango de transmisión.
7. El nodo k , $k \in S$, puede entonces construir su propia matriz de atenuación de canal, A_k . Ésta matriz está basada en *información local* e incluye la atenuación de canal relacionada solamente a transmisiones hacia receptores cercanos y, a diferencia de [9], su fading correspondiente.
8. El nodo k , $k \in S$, trata de encontrar el vector de transmisiones de potencia óptimo, sustituyendo A_k en 3.2-3.4 y resolver el problema de control de potencia.
 - (a) Si existe una solución al problema de control de potencia, el nodo k tiene permitido transmitir, y su potencia de transmisión es puesta a P_k^t .
 - (b) Por el contrario, para cada transmisor j para el cuál exista una fila en la matriz A_k , el nodo k calcula the *Maximum Interference to Minimum Signal Ratio* (MIMSR), la cuál se define como la razón del máximo valor absoluto de las entradas negativas en la fila j a la mínima entrada positiva en la fila j . Éste valor es comparado a un umbral fijo β . Si $MIMSR_j > \beta$ entonces la j -ésima fila es eliminada de A_k y se obtiene una nueva A'_k .
 - (c) Si haciendo esto se eliminará la fila correspondiente al nodo k , k no participaría en la ronda actual de transmisiones calendarizadas y deja su transmisión para la ronda siguiente.
 - (d) De otra manera, el nodo k trata de resolver otra vez el problema de control de potencia usando A'_k .
 - (e) Si existe una solución, el nodo k transmite a una potencia P_k^t .
 - (f) Sino deja su transmisión pendiente para la siguiente ronda.

En la figura 3.1 se observa el diagrama de flujo del algoritmo anterior.

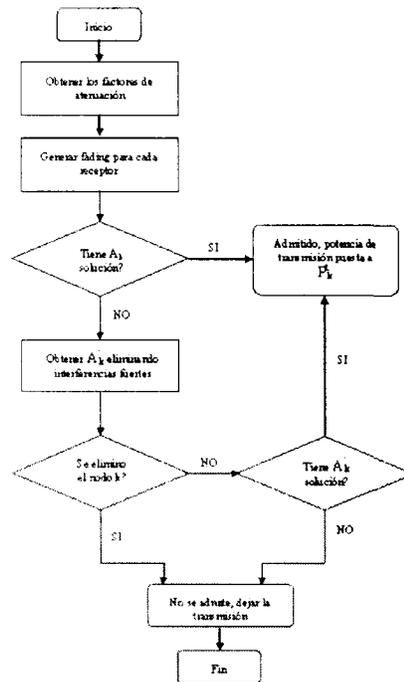


Figura 3.1: Diagrama de flujo del algoritmo conjunto de scheduling y control de potencia

Es importante mencionar que en el trabajo propuesto en [9] gráficas valores para $\beta = 0$, en este caso la matriz A_k no existe, ya que para ese valor de β el MIMSR de cada transmisor es mayor, y por lo tanto no se puede tener un valor para la SINR. Es por esto que en las gráficas de resultados se presenta un salto para éste valor.

Como se menciona en el algoritmo, el MIMSR (Maximum Interference to Minimum Signal Ratio) se calcula tomando el máximo valor absoluto de las entradas negativas de cada transmisor (filas en la matriz) y dividiéndolo por la mínima entrada positiva de esa fila.

3.2 Implementación

En esta sección describiremos la manera en la que se implementará el algoritmo de scheduling. En primera instancia se distribuirán sobre una región cuadrada de 10×10 un grupo de nodos aleatoriamente, uno de dichos nodos será escogido, también de manera aleatoria, como la fuente. Posteriormente se construirá el árbol multicast utilizando el esquema MIP (Multicasting Incremental Power)[10].

Como se menciono antes, la red consistirá de N nodos escogidos aleatoriamente, Cada nodo tiene varios transceivers, y puede soportar así varias sesiones multicast simultáneamente. Cualquier nodo tiene permitido iniciar sesiones multicast. Cada grupo multicast consiste en el nodo fuente más al menos un nodo destino. Se pueden necesitar nodos adicionales como relevos, ya sea para proporcionar conectividad a todos los miembros del grupo multicast ó para reducir el consumo de energía ó ambos. El conjunto de nodos que soportan una sesión multicast (el nodo fuente, todos los nodos destino, y todos los nodos relevos) es referido como el árbol multicast.

Los nodos en cualquier árbol multicast no necesariamente tienen que usar los mismos niveles de potencia, además un nodo puede usar diferentes niveles de potencia para los diversos árboles multicast en los que participe. Se asume que la potencia de la señal recibida varía como $r^{-\alpha}$, donde r es el rango y α es un parámetro que típicamente toma valores entre 2 y 4, dependiendo de las características del medio de comunicación. Basandonos en este modelo, la potencia requerida para establecer un enlace entre dos nodos separados por un rango r es proporcional a r^α . Pondremos la constante normalizada igual a 1, resultando en

$$P_{i,j} = \text{potencia que se necesita para el enlace entre el nodo } i \text{ y el nodo } j \quad (3.5)$$

$$= r^\alpha$$

donde r es la distancia entre el nodo i y el nodo j .

Para la descripción del esquema MIP (Multicast Incremental Power) nos basaremos primero en el esquema BIP (Broadcast Incremental Power) y posteriormente explicaremos como adecuar a MIP.

El objetivo es determinar el árbol de mínima potencia, es decir, construir un árbol de costo mínimo, en nuestro caso mínima potencia, ruteado a la fuente. La potencia total asociada al árbol es simplemente la suma de las potencias en todos los nodos que transmiten. A continuación se presentará la metodología para la construcción del árbol.

1. Seleccionar un nodo fuente.
2. Escoger el vecino más cercano a la fuente y agregarlo al árbol.
3. Por cada nodo en el árbol determinar su vecino más cercano y para efectos de la comparación, se generará el fading.
4. Determinar los costos de transmisión para cada nodo y su vecino más cercano

5. Agregar al árbol el nodo cuyo costo de transmisión sea mínimo.

En la Figura 3.2 se observa un diagrama de flujo para el algoritmo anterior.

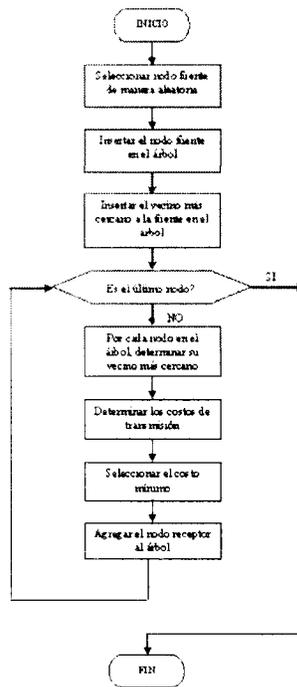


Figura 3.2: Diagrama de flujo del para la Construcción del árbol

El concepto de costo mínimo se maneja de la siguiente manera: Supongamos que tenemos diez nodos en una región de 10×10 y que al seleccionar un nodo como fuente se obtuvo el 9, posteriormente se determinará el vecino más cercano (como se observa en el paso 2), en este momento el nodo 2 está transmitiendo al nodo 6 a un costo de $r_{9,6}^\alpha$ donde α será de 4. En la Figura 3.3 se puede observar que hasta este momento solamente hay dos nodos en el árbol.

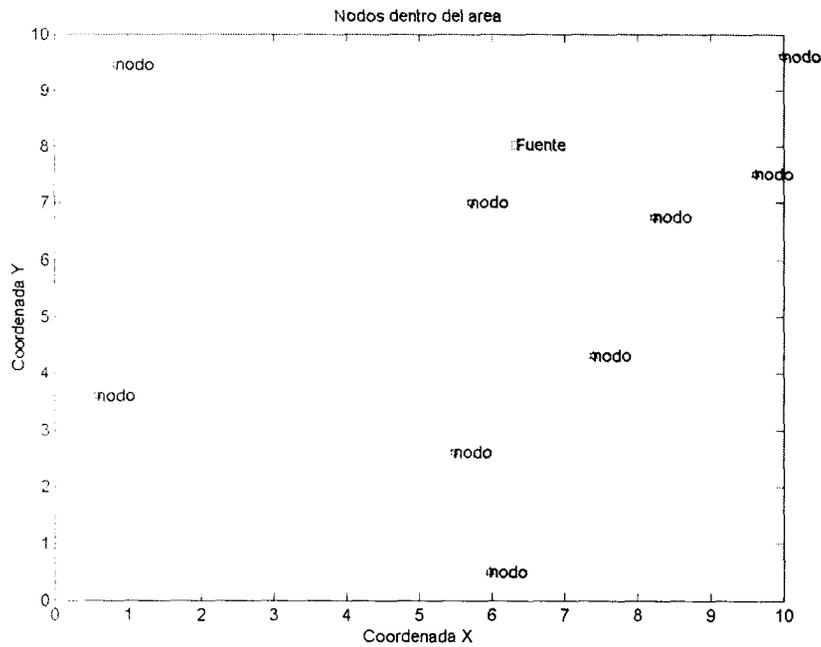


Figura 3.3: Selección de la fuente y su vecino más cercano

Posteriormente se toma la decisión de seleccionar el siguiente nodo a insertar en el árbol, al menor costo, esto es: el vecino más cercano, en este caso, al nodo 9 tanto como al nodo 6 es el nodo 1, en este momento se tiene que determinar que es menor, que el nodo 9 incremente su potencia de transmisión para alcanzar al nodo 1, ó que sea el nodo 6 el que transmita, para este caso se tiene que el costo de incrementar la potencia del nodo 9 es: $r_{9,6}^{\alpha} - r_{9,1}^{\alpha}$ y el costo de que sea el nodo 6 el que transmita es: $r_{6,1}^{\alpha}$ para este ejemplo en particular se tiene que 9 será el transmisor de 1, tal como se observa en la Figura 3.4.

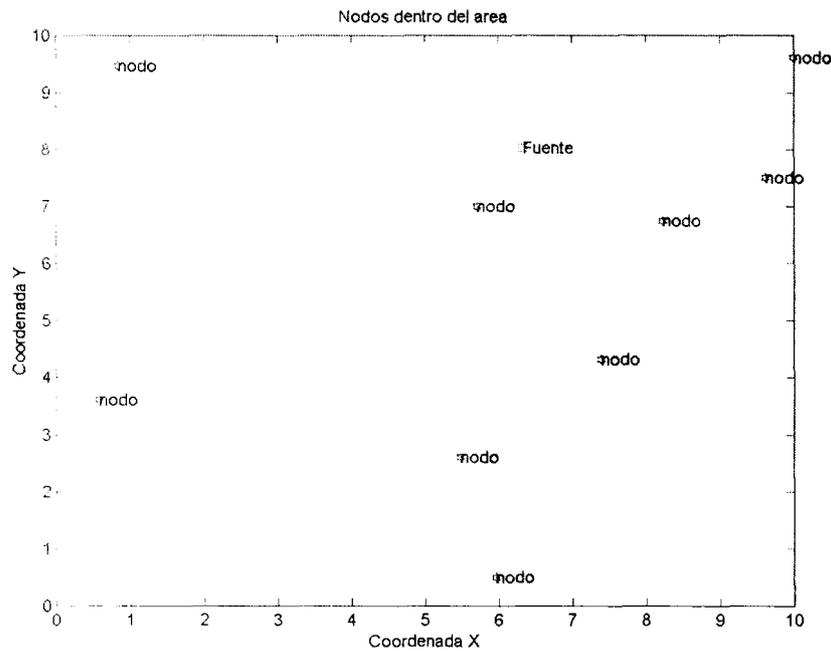


Figura 3.4: Selección del siguiente nodo a insertar, dependiendo del costo mínimo

Por último se observa en la Figura 3.5 el árbol multicast ya terminado. Es importante mencionar que este esquema es BIP, para el caso de MIP solamente se necesita "podar" el árbol construido bajo BIP, eliminando todas las transmisiones que no necesitan alcanzar los miembros del grupo multicast.

Una vez construido el árbol se realizará la simulación del algoritmo y se analizarán los resultados, mismos que se presentaran en el siguiente capítulo, junto con los resultados de los cambios sugeridos para el algoritmo.

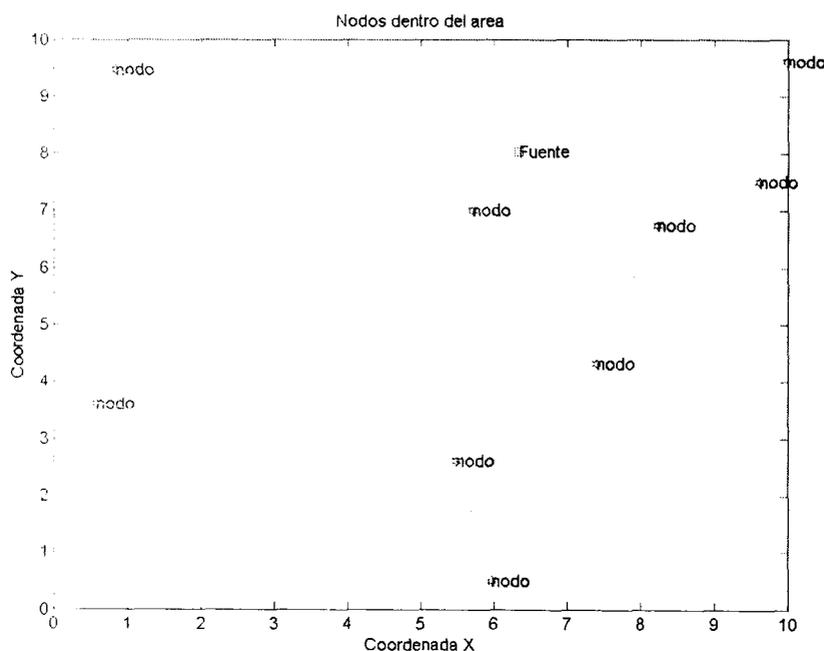


Figura 3.5: Árbol Multicast

3.3 Cambios Sugeridos

Como se ha explicado con anterioridad, el esquema de trabajo sobre el cuál se basa esta investigación [9] es un esquema en el que se asume que el medio de comunicación es uniforme, no hay obstáculos (edificios, árboles, montañas, etc.) y la región es totalmente plana. Es por eso que la contribución de ésta investigación sera contemplar los resultados del scheduling considerando el fading, al momento de la construcción del árbol multicast, y en el momento de la recopilación de los factores de atenuación para cada transmisión.

Si una estación móvil no recibe una señal fuerte de una estación base debido a montañas, edificios u otros obstáculos, entonces la señal es recibida con error hasta que la unidad móvil se mueva lejos de los obstáculos. Llamamos a ésta pérdida de fuerza de la señal *fading* y causa errores ráfafa largos. Existen dos tipos de fading: *shadow fading*, la cuál es debida a condiciones ambientales macroscópicas y *short-term Rayleigh fading*, que se debe principalmente al movimiento de los vehículos [5].

Esta variación al algoritmo se ha sugerido debido a la importancia que tiene el con-

templar este fenómeno, ya que es uno de los más comunes en la propagación de la señal en un canal inalámbrico. El fading es generado, como se ha mencionado anteriormente, en la construcción del árbol. Una vez que se han generado las posiciones de los móviles de manera aleatoria se procederá a generar, para cada nodo, un fading que influirá en la decisión de cuál es la menor distancia a determinado nodo, ya que puede que cierto nodo esté a menor distancia de la fuente, ó a cualquier otro nodo, pero al contemplar el fading la transmisión podría tener más errores. También se contemplará en la recopilación de la información local para la construcción de la matriz de atenuación, es decir, la matriz incluirá los factores de atenuación de propagación y el fading. En el algoritmo presentado en la Figura (3.1) , estos cambios se pueden observar después de la obtención de los factores de atenuación.

En el capítulo siguiente se podrán observar los resultados del algoritmo propuesto en [9] en comparación con el resultado obtenido incluyendo el fading. Es importante mencionar que se presentarán varios escenarios de trabajo, mismos que nos ayudarán a determinar en que situaciones el desempeño del algoritmo fue el más adecuado.

Capítulo 4

Resultados

El presente capítulo muestra los resultados obtenidos de ésta investigación. Observaremos resultados bajo diferentes escenarios, mismos que se mencionarán más adelante.

En algunos escenarios se contemplará el fading, que se generará en el momento de la construcción del árbol y al momento de la construcción de la matriz de atenuación. En la simulación lograremos este efecto generando una variable aleatoria lognormal. Básicamente la potencia con la que se recibe la señal transmitida se puede modelar, de una manera general, por medio de

$$P_r(dB) = \overline{P_r(d)} + X + Y(t) \quad (4.1)$$

donde

$\overline{P_r(d)}$ = (*Large scale path loss*) promedio a largo plazo del nivel de potencia recibida, como una función de la distancia, promediado sobre muchas ubicaciones de transmisor y receptor.

X = (*Shadowing*) variable aleatoria para representar las variaciones del promedio a largo plazo del nivel de potencia recibida debido a diferentes geometrías (formas) del transmisor/receptor.

$Y(t)$ = (*Fading*) proceso aleatorio usado para representar las variaciones a corto plazo en la potencia de la señal recibida, debido al movimiento relativo entre transmisor/receptor ó movimiento en el medio mismo.

Para efectos de nuestra investigación la potencia con la que se recibe la señal transmitida se define como

$$P_R(dB) = P_T d^{-\alpha} 10^{-\frac{X}{10}} \quad (4.2)$$

donde

$d^{-\alpha}$ es la distancia entre los nodos involucrados en la transmisión y α es un parámetro que típicamente toma valores entre 2 y 4, dependiendo de las características del medio de comunicación.

$X = X \sim N(0, \sigma)$ variable aleatoria normal con media = 0 y $\sigma = 8$ ésta variable aleatoria es la que representa el fading.

El desempeño del algoritmo de scheduling de control de potencia se hará sobre una red estacionaria cuyos nodos están situados en una región cuadrada de 10×10 . Se escogerá un nodo, aleatoriamente, como la fuente. Una vez construido el árbol multicast utilizando la técnica MIP, descrita en el capítulo anterior, procederemos a simular los efectos de control de potencia para el árbol.

Es importante mencionar que los resultados de las gráficas presentan el desempeño de un promedio de 25 corridas. En primera instancia se compararon los valores de solamente dos corridas, se pudo observar que las variaciones de estos valores eran considerables, es por esto que se consideró el número de 25, ya que con éste valor dichas variaciones ya eran mínimas, todo esto con el propósito de tener una mejor confiabilidad de los datos obtenidos.

Por cada corrida se elaborará un árbol multicast, de tal manera que se tendrá un conjunto de receptores y transmisores diferentes para cada árbol.

Por cada nodo transmisor, en el árbol determinado, se obtendrá la matriz de atenuación, A_k , y se realizarán los pasos del algoritmo de scheduling también descrito en el capítulo anterior.

Se asume que la atenuación de propagación entre el transmisor k y el receptor j es $a_{kj} = \frac{1}{d_{kj}^\alpha}$, donde d_{kj} es la distancia entre los dos nodos, y α es el factor de decaimiento de potencia que se considerará igual a 4. La SINR a comparar es 6 dB para cada receptor, L es igual a 8 y P_{max} es igual 5×10^7 .

En cada análisis se presentarán los diferentes escenarios bajo los cuáles se desempeñó el algoritmo, a continuación mencionaremos estos escenarios:

- 1) Escenario sin fading y con 50 nodos.

- 2) Escenario con fading y 50 nodos.
- 3) Escenario sin fading y con diferentes número de nodos.
- 4) Escenario con fading y con diferentes número de nodos.
- 5) Escenario con fading, con 50 nodos y diferentes sigmas.
- 6) Escenario sin fading, con 50 nodos y diferentes alfas.
- 7) Escenario con fading, con 50 nodos y diferentes alfas.
- 8) Escenario con y sin fading, con 10 nodos y con el mismo árbol.

En la Tabla 4.1 se pueden observar los parámetros con los que trabajará el escenario 1 y 2.

| | α | Número de nodos | σ |
|------------|----------|-----------------|----------|
| Sin Fading | 4 | 50 | |
| Con Fading | 4 | 50 | 8 |

Tabla 4.1: Parámetros para los escenarios 1 y 2

En la Tabla 4.2 se observan los parámetros con los que trabajará el escenario 3 y 4.

| | α | Número de nodos | σ |
|------------|----------|-----------------|----------|
| Sin Fading | 4 | 50 | |
| Sin Fading | 4 | 75 | |
| Sin Fading | 4 | 100 | |
| Con Fading | 4 | 50 | 8 |
| Con Fading | 4 | 75 | 8 |
| Con Fading | 4 | 100 | 8 |

Tabla 4.2: Parámetros para los escenarios 3 y 4

En la Tabla 4.3 se observan los parámetros con los que trabajará el escenario 5.

| | α | Número de nodos | σ |
|------------|----------|-----------------|----------|
| Con Fading | 4 | 50 | 5 |
| Con Fading | 4 | 50 | 6 |
| Con Fading | 4 | 50 | 7 |
| Con Fading | 4 | 50 | 8 |
| Con Fading | 4 | 50 | 9 |
| Con Fading | 4 | 50 | 10 |

Tabla 4.3: Parámetros para el escenario 5

Por último, en la Tabla 4.4 se observan los parámetros con los que trabajarán los escenarios 6 y 7.

| | α | Número de nodos | σ |
|------------|----------|-----------------|----------|
| Sin Fading | 3 | 50 | |
| Sin Fading | 3.2 | 50 | |
| Sin Fading | 3.5 | 50 | |
| Sin Fading | 4 | 50 | |
| Con Fading | 3 | 50 | 8 |
| Con Fading | 3.2 | 50 | 8 |
| Con Fading | 3.5 | 50 | 8 |
| Con Fading | 4 | 50 | 8 |

Tabla 4.4: Parámetros para los escenarios 6 y 7

En la Tabla 4.5 se pueden observar los parámetros con los que trabajará el escenario 8.

| | α | Número de nodos | σ |
|------------|----------|-----------------|----------|
| Sin Fading | 4 | 10 | |
| Con Fading | 4 | 10 | 8 |

Tabla 4.5: Parámetros para el escenario 8

En la gráfica 4.1 observaremos el porcentaje promedio de receptores cuya SINR es menor al umbral. Nos referimos a estas transmisiones como transmisiones falladas, y graficamos sus porcentajes contra el umbral β , utilizado para la comparación del MIM-SR. En la primera gráfica, correspondiente al primer escenario, se observa que el porcentaje se incrementa, y posteriormente se va decrementando como β va aumentando.

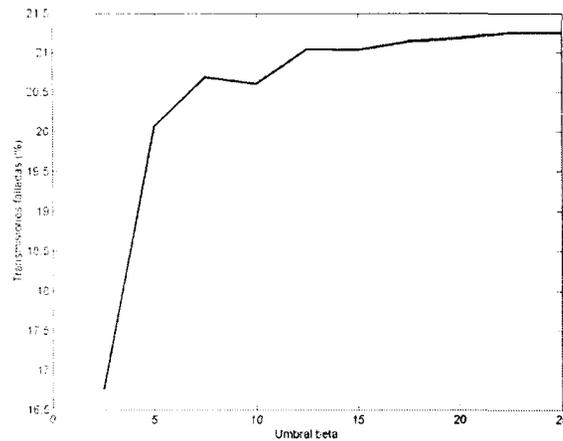


Figura 4.1: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1

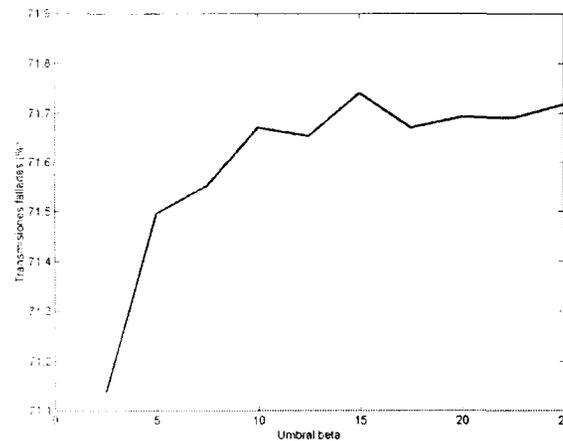


Figura 4.2: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y 50 nodos, escenario 2

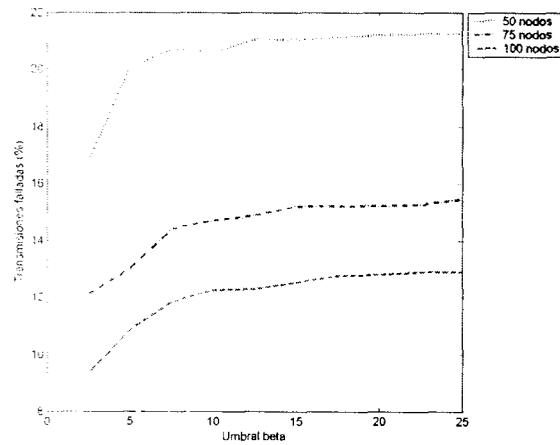


Figura 4.3: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3

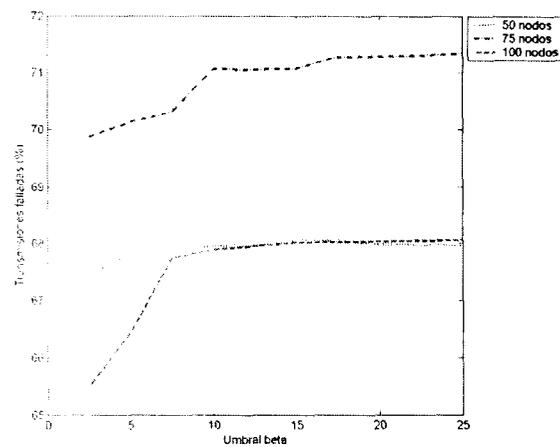


Figura 4.4: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4

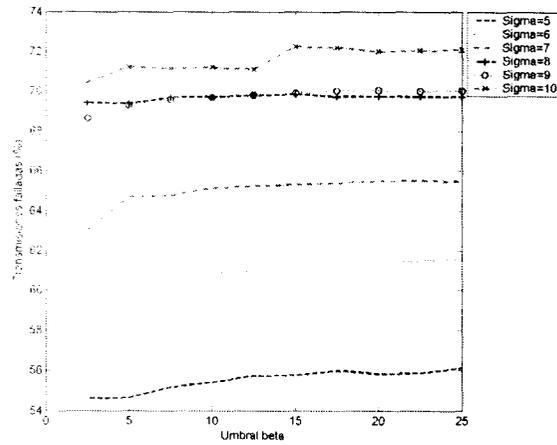


Figura 4.5: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5

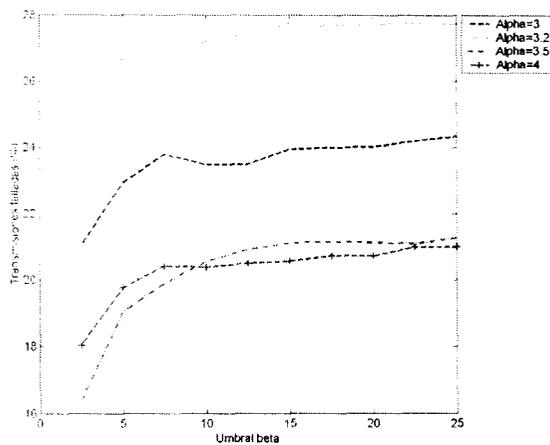


Figura 4.6: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6

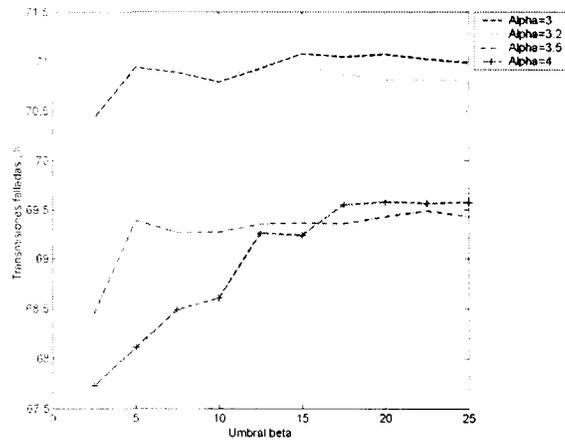


Figura 4.7: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7

En la gráfica 4.8 se observa la potencia promedio de transmisión de los nodos que tienen permitido transmitir para cada valor de β .

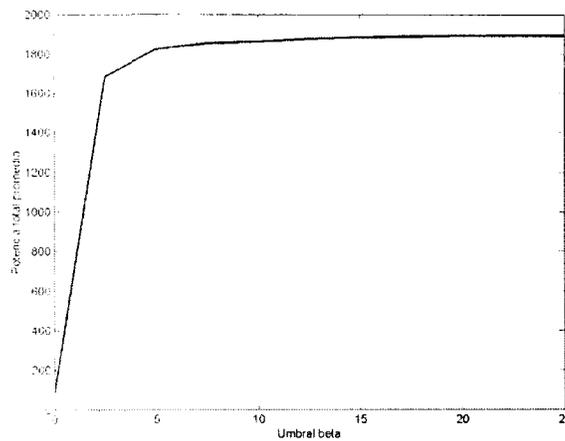


Figura 4.8: Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1

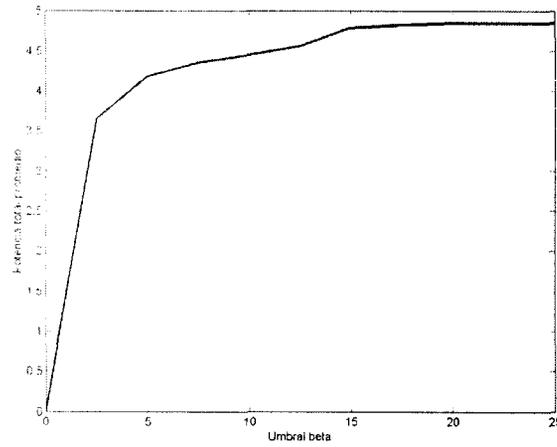


Figura 4.9: Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y 50 nodos, escenario 2

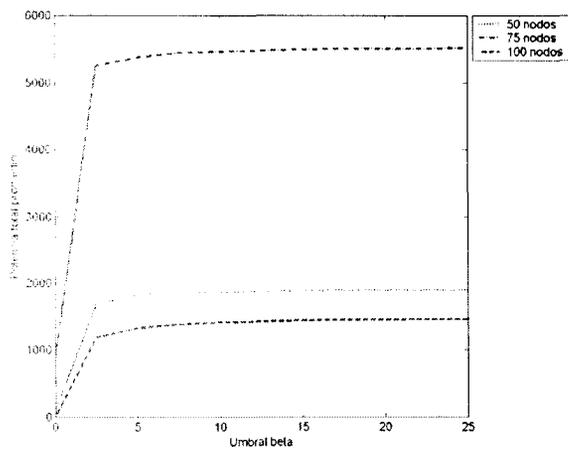


Figura 4.10: Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3

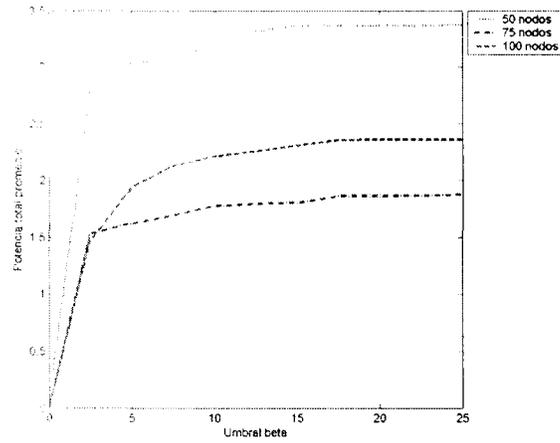


Figura 4.11: Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4

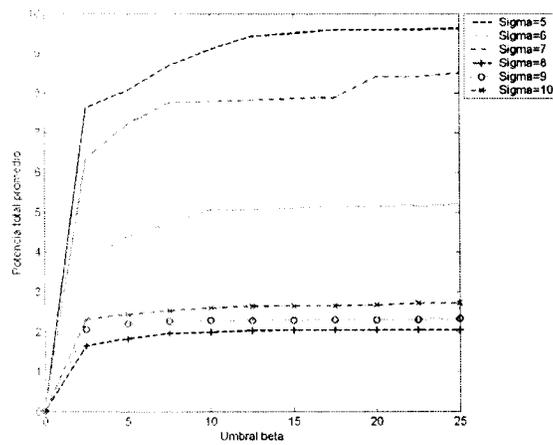


Figura 4.12: Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5

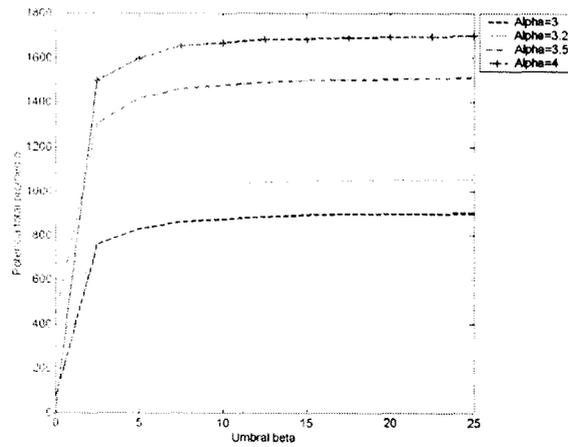


Figura 4.13: Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6

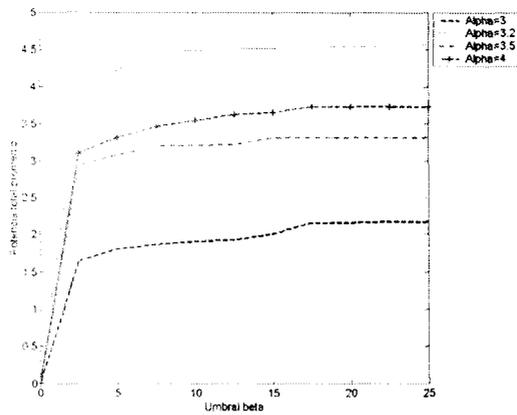


Figura 4.14: Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7

Por último, en la gráfica 4.15 se observa el porcentaje promedio de aquellos transmisores que no tuvieron permiso de transmitir por nuestro algoritmo de scheduling de control de potencia. En el primer escenario, para valores pequeños de β , el número de transmisores que no se admiten decrece como β se incrementa.

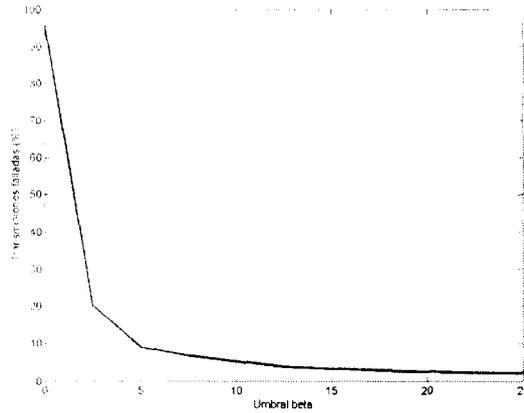


Figura 4.15: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y con 50 nodos, escenario 1

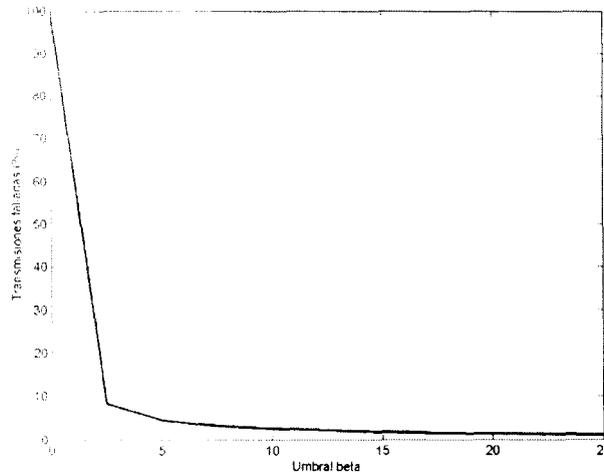


Figura 4.16: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y 50 nodos, escenario 2

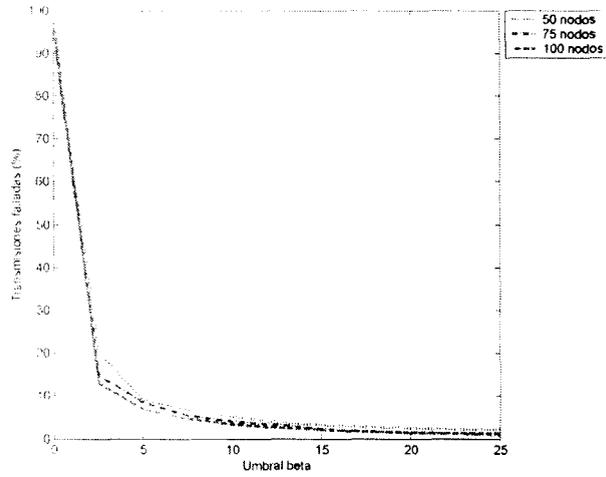


Figura 4.17: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y diferente numero de nodos, escenario 3

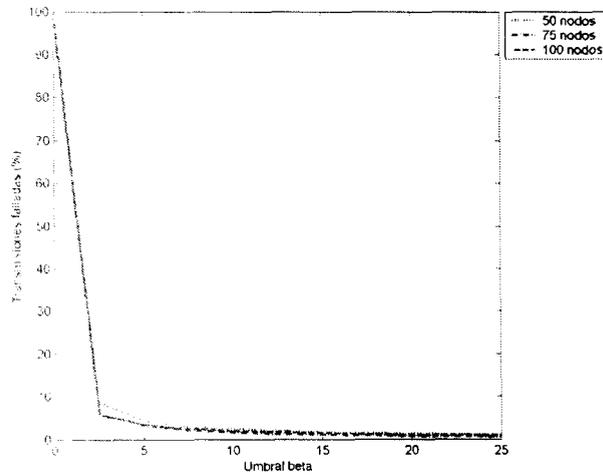


Figura 4.18: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y diferente numero de nodos, escenario 4

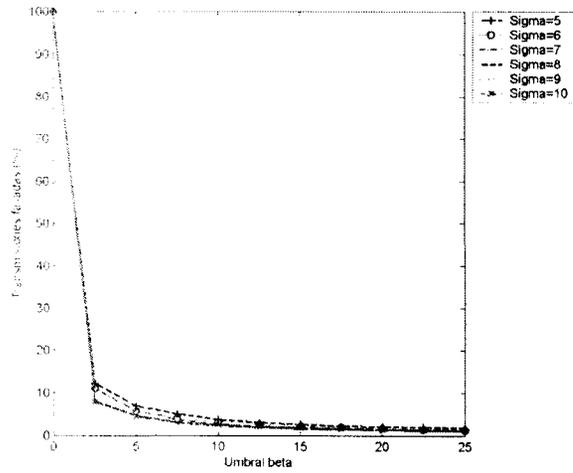


Figura 4.19: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading, 50 nodos y diferente sigma, escenario 5

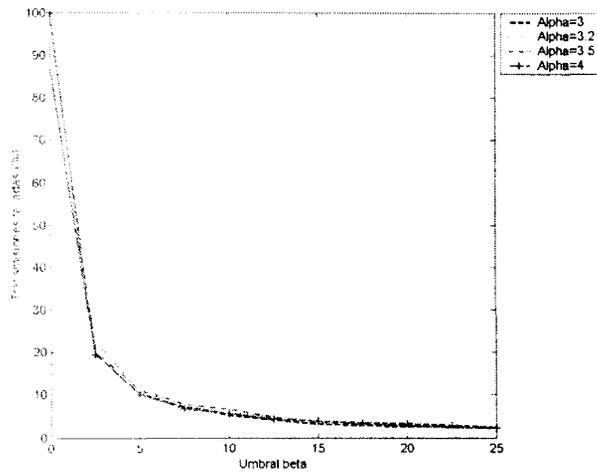


Figura 4.20: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 6

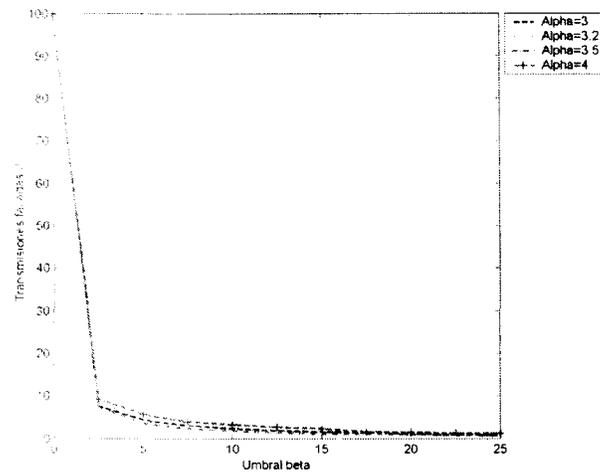


Figura 4.21: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading, 50 nodos y diferente alfa, escenario 7

Ya para terminar con este capítulo se presentarán las gráficas comparativas del escenario 8, en éstas tablas podremos observar y comparar los porcentajes de los receptores cuya SINR es menor al umbral, la potencia promedio total de transmisión, así como el porcentaje promedio de los transmisores que no tienen permitido transmitir, con y sin Fading pero con una misma red de nodos.

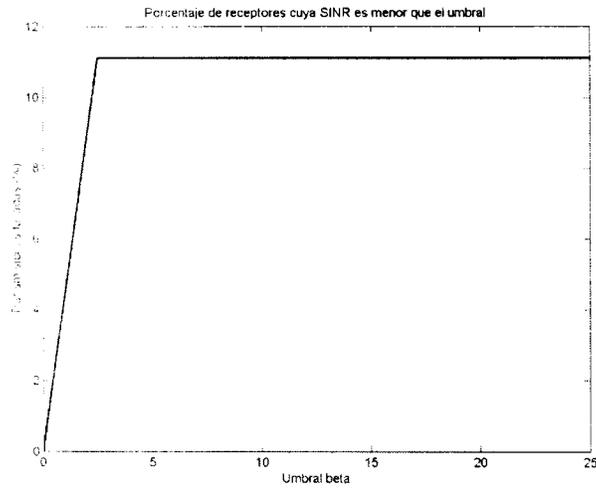


Figura 4.22: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8

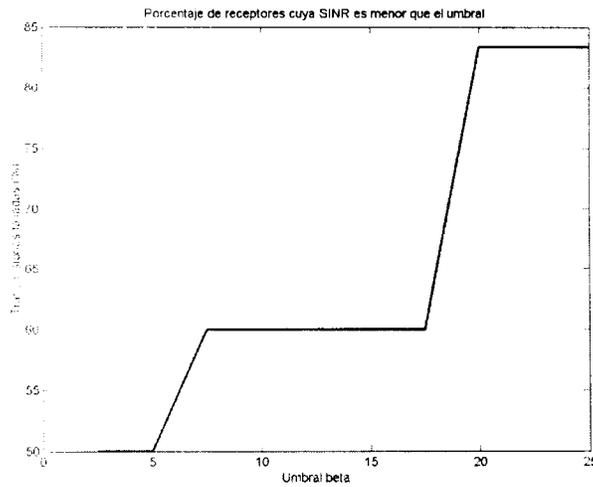


Figura 4.23: Porcentaje Promedio de Receptores cuya SINR es menor al umbral, con Fading y con 10 nodos, escenario 8

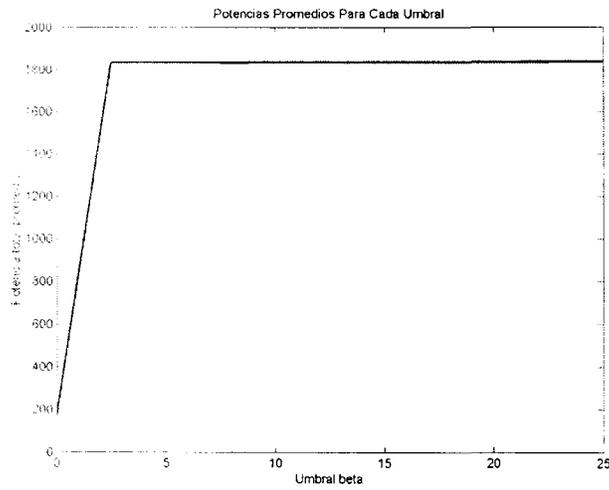


Figura 4.24: Potencia Promedio Total de Transmisión, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8

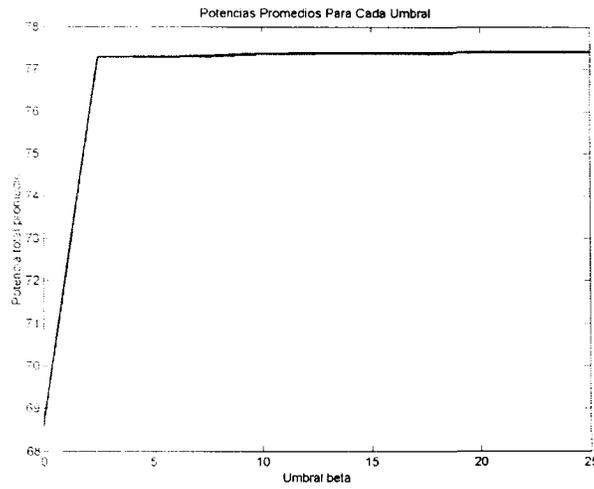


Figura 4.25: Potencia Promedio Total de Transmisión, con Fading y con 10 nodos, escenario 8

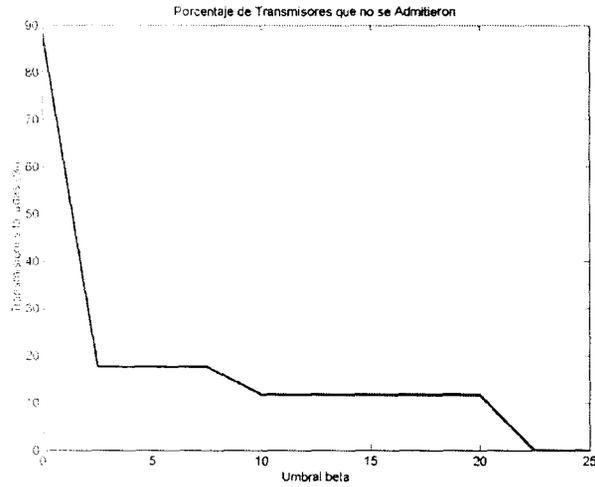


Figura 4.26: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, sin Fading y con 10 nodos, escenario 8

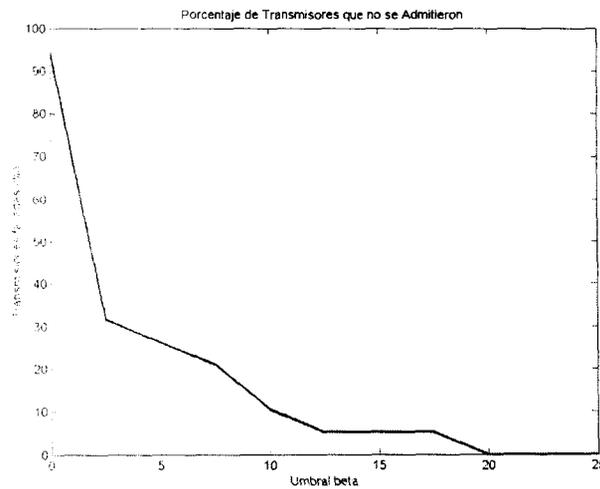


Figura 4.27: Porcentaje Promedio de Transmisores que no Tienen Permitido Transmitir, con Fading y con 10 nodos, escenario 8

Capítulo 5

Conclusiones

Después de la reconstrucción del algoritmo propuesto en [9] observamos que se llegó a los mismos resultados y podemos concluir que: para el caso de las transmisiones exitosas bajo un escenario sin "Fading", que es el escenario bajo el cuál se trabaja, el porcentaje de transmisiones que fallaron es menor en comparación con aquellas transmisiones en las que se contemplo el "Fading", dejandonos ver que cuando se presentan obstáculos a lo largo de la transmisión es más probable que dicha transmisión falle. Esto nos deja ver que en el algoritmo con fading existen más transmisiones que se rechazan, debido a una mayor interferencia. Es importante mencionar que en nuestro trabajo las comparaciones para un valor de $\beta = 0$ no presentan ningún valor en las gráficas, debido a que, al momento de comparar el MIMSR con dicho valor de β se rechazan todas las transmisiones y no llega a existir una matriz de atenuación, a diferencia del trabajo en [9], en donde sí se observan valores para dichas gráficas. El desempeño del algoritmo de "scheduling" redujo en ambos casos las interferencias de los nodos vecinos, lo cuál es uno de los objetivos de ésta investigación. Por otra parte, al realizar el algoritmo con diferentes número de nodos se pudo observar que a mayor número de nodos en la red menor será el porcentaje de fallas, ya que podrá existir un nodo que esté lo suficientemente cerca del nodo receptor sin que exista mucha interferencia para la transmisión, lo cuál nos llevará a la eliminación de esa interferencia por medio del algoritmo de "Scheduling"propuesto. Esto se hace en ambos escenarios ya sea con ó sin "Fading". En las simulaciones se realizaron variaciones a la desviación estándar de la variable lognormal empleada para generar el "Fading"y variaciones en los valores de alfa. Para el primer caso se puede concluir que conforme se aumente la desviación estándar, el porcentaje de fallas también aumentará, por el contrario, para el caso de alfa, si se aumenta éste valor, el porcentaje de las transmisiones que fallan será menor.

Para el caso en el que se intenta minimizar la potencia, sin contemplar el "Fading", se puede concluir que conforme el valor de β va aumentando, la potencia de transmisión se va estabilizando, es decir, se cumple el objetivo de minimizar la potencia promedio de

transmisión ya que los porcentajes de transmisiones son menores y la mayoría de éstas transmisiones se han aceptado, pero con potencias de transmisión no variables.

Cuando se contempla el "Fading" el algoritmo intenta tener el mayor número de transmisiones exitosas, por lo que el porcentaje de transmisiones rechazadas es mayor y la potencia promedio de transmisión será menor, pero también con una utilización mínima.

Cuando se varía el número de nodos (figuras 4.10, 4.11), sin "Fading" y con "Fading" respectivamente, podemos observar que la potencia promedio de transmisión se comporta estable para los diferentes valores de N , donde N es el número de nodos.

Para las variaciones de los valores de la desviación estándar y alfa, los resultados observados concluyen: que sin importar éstas variaciones, la potencia promedio de transmisión se mantiene estable, es decir, se cumple con el objetivo de tener la menor potencia de transmisión posible.

Del último escenario que se presentó en el capítulo anterior podemos concluir que: los porcentajes de receptores cuya SINR es menor al umbral dado, bajo un ambiente sin Fading, logran mantenerse, es decir, se logran eliminar las transmisiones que hacen interferencia propiciando el mínimo consumo de energía. Por otra parte, bajo el ambiente con Fading, los porcentajes varían, lo que nos lleva a determinar que el consumo de energía no se estabiliza y presenta variaciones.

5.1 Trabajos Futuros

A continuación se presentan algunos puntos que podemos considerar para trabajos futuros.

- Análisis Estocástico.
- Incluir la energía de la batería como medida de desempeño.
- Algoritmos de actualización de árbol cuando se considera la movilidad de los nodos.

Bibliografía

- [1] Yaxin Cao and Victor O. K. Li. Scheduling algorithms in broad-band wireless networks. *Proceedings of the IEE*, 2001.
- [2] Jinran Chen and Arun IS. Somani. Fair scheduling in wireless ad-hoc networks of location dependent channel errors.
- [3] Tamer ElBatt and Anthony Ephremides. Joint scheduling and power control for wireless ad hoc networks. *IEEE Transactions On Wireless Communications*, 3:74–85, 2004.
- [4] Hossam Fattah and Cyril Leung. An overview of scheduling algorithms in wireless multimedia networks. *IEEE Wireless Communications*, 2002.
- [5] S. Keshav. *An Engineering Approach to Computer Networking: ATM Networks, the Internet, and the Telephone Network*. Addison-Wesley, 1997.
- [6] Ming-Jeng Lee and James R. Yee. A partial branch and bound design algorithm for reconfigurable networks. *IEEE International Conference on Communications*, 2:682–686, 1991.
- [7] Zhenyu Tang and J. J. Garcia-Luna-Aceves. Collision-avoidance transmission scheduling for ad-hoc networks.
- [8] C K Toh. *Ad Hoc Mobile Wireless Networks, Protocols and Systems*. Prentice Hall, 2002.
- [9] Kang Wang, Carla F. Chiasserini, Ramesh R. Rao, and John G. Proakis. A distributed joint scheduling and power control algorithm for multicasting in wireless ad hoc networks. *IEEE International Conference on Communications*, 2003.
- [10] Jeffrey E. Wieselthier, Gam D. Nguyen, and Anthony Ephremides. On the construction of energy-efficient broadcast and multicast trees in wireless networks. *Checar en Internet*, 2000.

