



UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO

**POSGRADO EN INGENIERÍA
FACULTAD DE INGENIERÍA**

***“ANÁLISIS DE ALGORITMOS DE RESOLUCIÓN DE
COLISIONES EN REDES INALÁMBRICAS DE BANDA
ANCHA”***

T E S I S

QUE PARA OBTENER EL GRADO DE:

**MAESTRÍA EN INGENIERÍA ELÉCTRICA
(OPCIÓN: TELECOMUNICACIONES)**

P R E S E N T A:

ING. MERCEDES LÓPEZ BEJARANO

**DIRECTOR DE TESIS:
DR. VÍCTOR RANGEL LICEA**

CIUDAD UNIVERSITARIA, MÉXICO D.F.

Junio, 2006.

JURADO ASIGNADO

Presidente: Dr. Miguel Moctezuma Flores

Secretario: Dr. Javier Gómez Castellanos

Vocal: Dr. Víctor Rancel Licea

1er. Suplente: Dr. Carlos Rivera Rivera

2do. Suplente: Dr. Ramón Gutiérrez Castrejón

Ciudad Universitaria, México D.F.

TUTOR DE TESIS:

DR. VÍCTOR RANGEL LICEA

FIRMA

Agradecimientos

A la Universidad Nacional Autónoma de México, por permitirme cursar mis estudios de Maestría y formar parte de la comunidad Universitaria, misma que fortaleció mis deseos de superación y amplió mi visión como ser humano.

A PAPIIT por el apoyo otorgado a este proyecto de investigación.

Al Consejo Nacional de Ciencia y Tecnología por el apoyo económico en mis estudios de posgrado.

Al Dr. Víctor Rancel Licea por su apoyo constante durante el trabajo realizado bajo su asesoría. Su correcta guía permitió la culminación exitosa de este trabajo, por lo que le reitero mi admiración y gratitud por sus enseñanzas.

Al Dr. Javier Gómez Castellanos que junto con el Dr. Víctor Rancel Licea, iniciaron un gran grupo de trabajo de investigación de redes de datos inalámbricas, marcando el inicio de investigación de gran nivel en este ramo de las telecomunicaciones en México. Mi admiración y agradecimiento por todas sus enseñanzas.

A los sinodales Dr. Miguel Moctezuma, Dr. Carlos Rivera y Dr. Ramón Castrejón por el tiempo dedicado para la revisión de este trabajo, cuyas valiosas recomendaciones contribuyeron al mejoramiento de mi tesis. Mi agradecimiento y admiración.

Dedicatorias

A Dios por permitirme vivir y por brindarme el amor de todas las personas que amo y darme la fortaleza para superar todos los momentos difíciles.

A mi mami por todo su amor y comprensión en cada momento de mi vida. Te amo.

A mis hermanos que tanto quiero y que siempre me han apoyado. Los quiero.

A mi amiga Maribel Miranda Garcés, por todo su amor y apoyo. Doy gracias a Dios porque fue un angelito que apareció en mi camino. Se que algún día estemos juntas nuevamente. Te adoro linda hermosa. Descanse en paz.

A todos mis amigos a quienes quiero mucho y de quienes he aprendido muchas cosas, la más importante, el disfrutar con ellos de la vida. Gracias por su amor.

Tabla de Contenido

Resumen	iii
Índice de Figuras	vii
Índice de Tablas	ix
<i>Capítulo 1</i>	1
<i>Introducción</i>	1
1.1 Antecedentes	2
1.2 Definición del problema	3
1.3 Modelado de redes de comunicaciones e investigaciones relevantes en la evaluación de desempeño para Algoritmos de Resolución de Colisiones	4
1.3.1. Consideraciones de eficiencia en una red de computadoras	4
1.3.2 Técnicas de Modelado	5
1.3.3 Trabajos relativos a la evaluación de desempeño	5
1.3.3.1 Modelos Analíticos	5
1.3.3.2 Análisis en la estabilidad de los algoritmos de resolución de colisiones	6
1.4 Objetivos y metas	7
1.5 Contribuciones	7
1.6 Justificación	8
1.7 Estructura de la tesis	8
<i>Capítulo 2</i>	9
<i>Sistemas Inalámbricos de Banda Ancha</i>	9
2 Introducción	10
2.1 Evolución de los Sistemas Móviles de Banda Ancha	10
2.1.1 La Primera Generación 1G	10
2.1.2 La Segunda Generación 2G	11
2.1.2.2 GSM	11
2.1.3 La Generación 2.5G	12
2.1.3.1 GPRS (General Packet Radio Service)	12
2.1.3.2 Breve descripción de GPRS	12
2.4 Redes de Tercera Generación 3G	13
2.4.1 EDGE	14
2.4.2 CDMA2000	15
2.4.2.1 CDMA2000 1X	15
2.4.2.2 CDMA2000 1Xev	16
2.4.2.3 WCDMA16	
2.4.3 UMTS HSPDA	16
2.5 Antecedentes Sistemas de Banda Ancha	17
2.5.1 Panorama de las Redes de banda ancha	18
2.5.2 Arquitectura de las Redes de Banda Ancha (BWA)	18
2.5.3 Estándar IEEE 802.11	20
2.5.3.1 Breve historia 802.11	20
2.5.3.2 Infraestructura IEEE 802.11	21
2.5.3.3 Nuevos retos para 802.11	21

2.5.3.4 Futuras generaciones 802.11	21
2.5.3.5 Habilitando la siguiente generación en forma digital a través de 802.11e	22
2.5.4 Estandarizaciones Actuales	22
2.5.4.1 ETSI-BRAN	23
2.5.4.2 Puntos comunes IEEE 802.16 Y ETSI BRAN	24
2.5.5 Redes IEEE 802.16	25
2.5.6 IEEE 802.16	26
2.6 IEEE 802.20	27
2.6.1 Misiones y proyectos por alcanzar IEEE 802.20	27
2.6.1.1 Misión	27
2.6.1.2 Alcances MBWA	27
2.6.1.3 802.20 Principal objetivo de las redes móviles inalámbricas	27
2.7 Conclusiones	28

Capítulo 3	30
Descripción del Estándar IEEE 802.16	30
3.1 Introducción	31
3.2 Antecedentes	32
3.3 Grupo de trabajo 802.16	32
3.3.1 Evolución Estándar 802.16	32
3.4 Operación del Protocolo IEEE 802.16	33
3.4.1 El Control de Acceso al Medio IEEE 802.16	33
3.4.2 Direccionamiento y tipo de conexiones	33
3.4.3 Unidad Básica de Comunicación	34
3.4.3.1 Formatos de los paquetes de transmisión MAC	34
3.4.3.2 Fragmentación, Concatenación y Empaquetamiento	36
3.4.4 Paquetes de Control MAC	36
3.4.4.1 Mensaje Descriptor del Canal Descendente (DCD)	38
3.4.4.2 Mensaje de Mapa del Canal Descendente (DL-MAP)	38
3.4.4.3 Mensaje Descriptor del Canal Ascendente (UCD)	39
3.4.4.4 Mensaje Mapa del Canal Ascendente (UL-MAP)	41
3.4.4.5 Mensaje de Solicitud de Ranging (RNG-REQ) y Respuesta de Ranging (RNG-RSP)	42
3.4.4.6 Mensaje de Solicitud de Registro (REG-REQ) y Respuesta de Registro (REQ-RSP)	42
3.4.5 Servicio de Calidad en la Transmisión Ascendente	42
3.4.6 Mecanismos de Solicitud y Asignación de Ancho de Banda	44
3.4.6.1 Solicitudes	45
3.4.6.2 Modo de Asignación por Conexión (GPC)	45
3.4.6.3 Modo de Asignación por Estación Subscriptora (GPSS)	45
3.4.6.4 Consultas	46
3.4.7 Características de la Capa Física	46
3.4.7.1 FDD (Frequency Division Duplex)	46
3.4.7.2 TDD (Time Division Duplex)	47
3.4.7.3 UL sub-frame	47
3.4.7.4 DL sub-frame	48
3.4.8 Resolución de Colisiones	49

3.4.9 Ingreso a la red e inicialización	50
3.5 Conclusiones	52

Capítulo 4	53
<i>Modelo de Simulación y Análisis de Redes de Banda Ancha</i>	53
4.1 Introducción	54
4.2 Modelos de Herramientas de Simulación	54
4.2.1 Modelado de OPNET	55
4.3 Escenario	57
4.4. Diseño de la Estación Base (Base Station)	57
4.4.1 Rx_point	58
4.4.2 From_network_cloud_rx	58
4.4.3 To_network_cloud_tx	58
4.4.4 To_stats_collection_tx	59
4.4.5 From_link_rx	59
4.4.6 Ant_rx	59
4.4.7 To_link_tx	59
4.4.8 Ant_tx	59
4.4.9 HE_MAC	59
4.4.9.1 Proceso Bwa_bs_mgr	60
4.5 Estación Suscriptora (Subscriber Station SS)	63
4.5.1 Módulo src_type_1	64
4.5.1.1 Modelado del tráfico	64
4.5.2 Downstream_sink	65
4.5.3 Ant_rx y ant_tx	66
4.5.4 From_link_rx y from_link_tx	66
4.5.5 MAC	67
4.5.5.1 Proceso Bwa_wm_mgr	67
4.5.5.2 Proceso Bwa_wm_child	69
4.6 Conclusiones	73

Capítulo 5	74
<i>Evaluación de las Técnicas de Resolución de Colisiones</i>	74
5.1 Introducción	75
5.2 Contention Slot Allocator	75
5.3 ¿Cuántas Ranuras de Contención por señalización de Frame?	75
5.4 Modelo de simulación	76
5.5 Diseño de las Red	78
5.6 Algoritmos de Resolución de Colisiones (CRA)	80
5.6.1 Simple CSA Desempeño y optimización para el uso de slots de contención	80
5.6.2 Forced CSA Optimización	80
5.6.3 Multicast Algorithm	80
5.7 Eficiencia del Exponential backoff algorithm Simple CSA	80
5.8 CSA Optimizados	84
5.8.1 Forced CSA utilizado en el algoritmo exponential backoff	85

5.8.2 Comparación en el desempeño de Simple CSA y Forced CSA.	92
5.9 Multicast Algorithm	93
5.9.1 Antecedentes	93
5.9.2 Comparación en el desempeño de Simple-CSA y Multicast-CSA.	100
5.11 Comparación de desempeño entre el algoritmo Simple-CSA y los algoritmos Forced-CSA y Multicast-CSA.	101
5.12 Conclusiones	102
Capítulo 6	104
Conclusiones Finales	104
6.1 Introducción	105
6.2 Conclusiones Generales	105
6.3 Trabajo Futuro	107
Referencias	108
Websites	111
APENDICE A: Acrónimos	112
APENDICE B: Contention-Resolution-Grant Cycle (CRGC)	116
APENDICE C: Gráficas y Tablas del CRGC para los Algoritmos Simple-CSA, Forced-CSA y Multicast-CSA.	117
APENDICE D: Gráficas de parámetros simulados para los Algoritmos Simple-CSA, Forced-CSA y Multicast-CSA.	123
APENDICE E: Código para la implementación de los CRA.	129

Índice de Figuras

Figura 2.1. Visión de la evolución de los distintos protocolos disponibles, con sus velocidades máximas teóricas.	14
Figura 2.2. CDMA2000 1X puede ser implementado en un espectro existente o en un nuevo espectro designado.	16
Figura 2.2. Arquitectura BWA.	19
Figura 2.3 Configuración de una red LAN.	21
Figura 2.4 Estándares BRAN.	23
Figura 2.5 Acceso Inalámbrica de Banda Ancha.	24
Figura. 3.2 Formato de un Encabezado Genérico.	35
Fig. 3.3 Formato de un Encabezado de Solicitud de Ancho de Banda.	35
Figura 3.4 Formato Del MAC Management Message.	36
Figura. 3.5 Estructura del Frame para TDD.	47
Figura. 3.6 Estructura del frame para enlace de subida TDD.	48
Figura. 3.7 Estructura del frame para enlace de bajada TDD.	49
Figura 3.8 Ingreso a la red e inicialización.	52
Figura 4.1 Diagrama de Estado de OPNET para los modelos de simulación.	55
Figura4.2 Escenario de simulación.	57
Figura 4.3 Configuración interna de la estación base (Base Station).	58
Figura 4.4 Proceso Bwa_bs_mgr.	60
Figura 4.5 Estación suscriptora (Subscriber Station).	64
Figura 4.6 Distribución de paquetes de Internet.	64
Figura 4.7. Cálculo del número de slots a solicitar (Grant Size) cuando se utilizan palabras de código largas, en la transmisión de un Ethernet MAC frame de 1518 bytes.	65
Figura 4.8 Atributos del canal de bajada.	66
Figura 4.9 Proceso Bwa_wm_mgr.	68
Figura 4.10 Proceso Bwa_wm_child.	71
Figura 5.2 Escenario de simulación.	78
Figura 5.3 Parámetros de simulación de la estación suscriptora SS.	79
Figura 5.4 Retardo de acceso promedio para Simple-CSA.	82
Figura 5.5 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Simple-CSA.	82
Figura 5.6 Promedio de CS por petición para el algoritmo Simple-CSA.	83
Figura 5.7 Retardo de acceso promedio para el algoritmo Forced CSA (Fcs3).	86
Figura 5.8 Retardo de acceso promedio para el algoritmo Forced CSA (Fcs4).	86
Figura 5.9 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Forced CSA (Fcs3).	86
Figura 5.10 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Forced CSA (Fcs4).	86
Figura 5.11 Promedio de CS por petición para el algoritmo Forced CSA (Fcs3).	87
Figura 5.12 Promedio de CS por petición para el algoritmo Forced CSA (Fcs4).	87
Figura 5.13 Retardo de acceso promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).	94
Figura 5.14 Retardo de acceso promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).	94
Figura 5.15 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Multicast-CSA.	95
Figura 5.16 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Multicast-CSA.	95
Figura 5.17 Promedio de CS por petición para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).	96
Figura 5.18 Promedio de CS por petición para el algoritmo Multicast-CSA(Fcs4).	96

Figura B.1 Contention-Resolution-Grant Cycle.	116
Figura C.1 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Simple-CSA.	117
Figura C.2 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Simple-CSA.	117
Figura C.3 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Simple-CSA.	117
Figura C.4 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).	118
Figura C.5 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).	118
Figura C.6 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).	119
Figura C.7 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).	119
Figura C.8 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).	119
Figura C.9 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).	119
Figura C.10 Retardo promedio en la cola para el algoritmo Multicast- CSA (Fcs3).	120
Figura C.11 Retardo promedio en la cola para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).	120
Figura C.13 Retardo de contención promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).	121
Figura C.14 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).	121
Figura C.15 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).	121
Figura D.1 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Simple-CSA.	123
Figura D.2 Utilización para Simple-CSA.	123
Figura D.3 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Simple-CSA.	123
Figura D.4 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Forced-CSA (Fcs2).	124
Figura D.5 Utilización para Forced-CSA (Fcs2).	124
Figura D.6 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs2).	124
Figura D.7 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Forced-CSA (Fcs3).	125
Figura D.8 Utilización para Forced-CSA (Fcs3).	125
Figura D.9 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs3).	125
FiguraD.10 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Forced-CSA (Fcs4).	126
Figura D.11 Utilización para Forced-CSA (Fcs4).	126
Figura D.12 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs4).	126
Figura D.13 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Multicast-CSA (Fcs3).	127
Figura D.14 Utilización para Multicast-CSA (Fcs3).	127
Figura D.15 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs4).	127
Figura D.16 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) para Multicast-CSA (Fcs4).	128
Figura D.17 Utilización para Multicast-CSA (Fcs4).	128
Figura D.18 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Multicast-CSA (Fcs4).	128

Índice de Tablas

Tabla 2.1 Tecnologías de Radio-transmisión.	14
Tabla 2.2. Comparación entre las versiones del estándar IEEE 802.11.	20
Tabla 2.3. Comparación técnica entre el estándar IEEE 802.11 y el IEEE 802.16.	26
Tabla 3.1 Mensaje de Control MAC.	38
Tabla 3.2 Codificaciones TLV Parámetros descriptores para el canal Descendente.	40
Tabla 3.3 Codificaciones TLV Parámetros descriptores para el canal Descendente (Banda 10-66 GHz).	40
Tabla 3.4 Elementos de Información (Information Elements, IE) de los mensajes de control Mapa.	42
Tabla 3.5 Tipos de Servicio para transmisiones en el UL.	43
Tabla 5.1 Slots requeridos para cada paquete.	76
Tabla 5.2 Parámetros de Simulación.	80
Tabla 5.3 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo exponential backoff con Simple-CSA (Estado Recomendado).	83
Tabla 5.4 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo exponential backoff con Simple-CSA (Estado Óptimo).	83
Tabla 5.5 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo exponential backoff con Simple-CSA (Estado Saturado).	84
Tabla 5.6 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Forced CSA (Estado recomendado)	88
Tabla 5.7 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Forced CSA (Estado Óptimo).	90
Tabla 5.8 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Forced CSA (Estado Saturado).	91
Tabla 5.9 Casos óptimos utilizando el algoritmo Forced CSA.	91
Tabla 5.10 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Multicast Algorithm Estado Recomendado (230 Subscriber Station).	97
Tabla 5.11 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Multicast Algorithm Estado Óptimo (240 Subscriber Station).	99
Tabla 5.12 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Multicast Algorithm Estado Saturado (260 Subscriber Station).	100
Tabla 6.1 Máximo desempeño del sistema utilizando diferentes algoritmos de Contención CRA	106
Tabla C.1 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Simple CSA.	118
Tabla C.2 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Forced CSA.	120
Tabla 5.14 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Multicast-CRA	122

Resumen

Debido a la gran demanda de las necesidades actuales en el ámbito de las telecomunicaciones, ha traído consigo el desarrollo de las siguientes generaciones de servicios de comunicaciones que proporcionen altas velocidades de acceso a Internet, voz, video sobre *IP* y en general servicios multimedia que requieren grandes anchos de banda y además que sean capaces de soportar *QoS*. Tal es el caso del estándar *IEEE 802.16*.

Este trabajo se enfoca en optimizar el canal de subida. El canal de subida es un medio compartido, en donde se utiliza contención aleatoria, reservación y técnicas establecidas de reservación de acceso. El intervalo de distribución respecto al tiempo inicial de estos modos de acceso es dinámico y controlado por la estación base (*Base Station*). Los límites de acceso de contención y reservación son enviados periódicamente en forma de *broadcast* en el inicio de cada conexión. Cuando ocurre una colisión, un algoritmo de resolución de colisiones es utilizado para resolverla. Los sistemas de banda ancha basados el estándar *IEEE 802.16* utiliza como *CRA* el algoritmo *Exponential Backoff*. En esta tesis, se introdujeron dos nuevos algoritmos de contención (*CSA*) llamados *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*, que logran la optimización de la resolución de colisiones que son la clave para servicios en donde el tiempo es un parámetro crítico. Generalmente para servicios interactivos en tiempo real, tales como *VoIP*, video, *Streaming* etc.

A lo largo de este trabajo se presenta un panorama de los servicios de banda ancha pasando por las diferentes generaciones de servicios de comunicaciones. Por otro lado, se muestra una descripción del estándar *IEEE 802.16* haciendo énfasis en el control del acceso al medio (*MAC*).

Es importante mencionar que se presenta el modelo de simulación que se utilizó para simular, analizar y evaluar el sistema de banda ancha, basado en *OPNET MODELER Ver 11.0*.

Se presenta el análisis detallado de los dos algoritmos optimizados de contención en relación al algoritmo actual (*Simple-CSA*), donde se redujó el retardo promedio de acceso hasta en un 67%, lo que confirma que la implementación de dichos algoritmos mejoran considerablemente la operación del sistema para el soporte de aplicaciones en tiempo real.

Capítulo 1

Introducción

1.1 Antecedentes

La tendencia predominante en telecomunicaciones en los últimos años se dirige hacia las comunicaciones móviles. El tremendo éxito comercial de la telefonía móvil ha estimulado esfuerzos para la investigación en el área de acceso de la banda ancha móvil. Las próximas generaciones de redes móviles evolucionarán de redes de sólo voz a las redes de multi-servicios, capaces de llevar datos y servicios de video junto al servicio de voz tradicional.

Aún cuando las redes de comunicaciones inalámbricas de 2da generación *GSM* (*Global System for Mobile communication* Europa, *IS-136* e *IS-95* en USA) no han terminado de desplazar por completo a las de 1ra generación, en los últimos años ha habido una actividad muy fuerte de investigación y desarrollo a nivel internacional para finalizar los estándares de 3ra generación que, eventualmente y de manera gradual, sustituirán a las redes de 2da generación. Mientras esto sucede, ya se está trabajando en algunos centros de investigación en las tecnologías que constituirán las redes inalámbricas de 4ta generación. El cambio de 1ra a 2da generación se produjo como una respuesta a la saturación del espectro reservado para comunicaciones celulares (banda de 800 MHz). La tecnología *TDMA* (*Time Division Multiple Access IS-136*) logró multiplicar por tres el número de usuarios que *FDMA* (*Frequency Division Multiple Access*) podía atender en un canal, y *CDMA* (*Code-Division Multiple Access*) (en promedio) incrementó este número a 5. La introducción de tecnología inalámbrica de 3ra generación no se dará como respuesta a la saturación del espectro radioeléctrico, sino con la finalidad de ofrecer nuevos servicios de telecomunicaciones a los usuarios. Estos servicios no solamente serán para transferencia de información entre usuarios sino también entre dispositivos portátiles que funcionarán a nombre de los usuarios (aplicaciones bursátiles, transferencia de imágenes, correo electrónico, etc.). Las redes de 3ra generación estarán enfocadas hacia la transferencia de voz y datos con una velocidad máxima de 2 Mbps, velocidad que no es suficiente para proporcionar servicios verdaderamente multimedia (tales como transferencia de archivos de imágenes, video en tiempo real, etc.), los cuales requieren de velocidades que van hasta los 10 Mbps (equivalentes a las de las redes *LAN's* típicas).

Estos servicios multimedia de alta velocidad son el nicho que pretende atacar la tecnología de 4ta generación.

El éxito de las redes celulares en las últimas décadas y la integración de las soluciones del estrecho ancho de banda en redes de datos hacia este tipo de redes son la primera indicación de que las soluciones inalámbricas pueden ser capaces de resolver la última milla, mejor conocida como los problemas de ancho de banda del usuario. El surgimiento de las redes *Wi-Fi* (*Wireless Fidelity*) han demostrado que el uso de redes inalámbricas de banda ancha es mayor y más accesible para usuarios fijos y móviles.

Finalmente, los recientes avances en tecnología de Radio Frecuencia *RF* (*Radio Frequency*), algoritmos de código, protocolos de Control de Acceso al Medio *MAC* (*Medium Access Control*), así como la capacidad de procesamiento de paquetes ha hecho posible alcanzar un alto ancho de banda en redes *Wi-Fi* sobre áreas de cobertura extensa de redes celulares. Esta fusión, la cual es realizada en la arquitectura *IEEE 802.16*, no solo soluciona el problema tradicional de la última milla, sino que también soporta a usuarios fijos y a móviles.

Esta arquitectura permite un modelo de alto desempeño, donde el acceso a alta velocidad en Internet es provisto sobre largas porciones de áreas urbanas con grandes tasas de velocidad en la transmisión de datos. En este modelo, *laptops* y *PDA's* (*Personal Digital Assistant*) operan

como estaciones suscriptoras (*Subscriber Stations SS's*) permitiendo a usuarios conectarse a la red en parques, edificios o donde se encuentren.

Las arquitecturas de ancho de banda inalámbrico están siendo estandarizados por el grupo de trabajo *IEEE 802.16* <http://grouper.ieee.org/groups/802/16/index.html> (*IEEE 802.16 Working Group WG*) y el foro *Worldwide Interoperability for Microwave Access (WiMAX)* <http://www.wimaxforum.org/home>. El grupo de trabajo *WB 802.16* está desarrollando el estándar para la capa física y *MAC*, así como para la seguridad y capas superiores del modelo de red.

1.2 Definición del problema

La demanda de usuarios que navegan por Internet ha estado creciendo en forma exponencial desde su consolidación a mediados de la década de los 80. Esta gran demanda ha motivado a centros de investigación así como a la industria a buscar nuevas tecnologías de comunicación de datos en tiempo real que proporcionen acceso desde cualquier lugar, hora y sobre todo que esta tecnología sea capaz de soportar servicios y aplicaciones como voz, video y multimedia.

Esta investigación está basada en una de las tecnologías que ha empezado a tomar fuerza en estos últimos años y que pretende satisfacer las necesidades que los usuarios finales requieren, es decir una gran cobertura y alta capacidad de transmisión y recepción. Dicha tecnología se le conoce con el nombre de "*Broadband Wireless Access (BWA)*"¹.

En la actualidad existen dos estándares diferentes para redes *BWA*. Estos estándares son: *ETSI BRAN*² y *IEEE 802.16*.

Se investigará el protocolo americano por las siguientes razones descritas a continuación:

El estándar *IEEE 802.16*, es mucho más robusto que el protocolo *ETSI BRAN*, al ser un estándar que se deriva del protocolo americano de televisión por cable para la transmisión de datos (*DOCSIS*)³. Este estándar cuenta con seis tipos diferentes de reservación (calidad de servicio *QoS*) y con los siguientes tipos de modulación (*QPSK*, *16-QA* y *64-QAM*), para la transmisión de servicios en tiempo real como son video, telefonía, voz sobre *IP* así como la transmisión de ráfagas ejemplos video conferencias y tráfico *web*. Las velocidades de transmisión de este protocolo oscilan entre 32 Mbps y 134 Mbps aproximadamente, y se espera que lleguen al menos a los 310 Mbps en los próximos años, cuando se disponga de sistemas radioeléctricos que utilicen esquemas de modulación de orden superior.

1 Redes *BWA* tienen un ancho de banda muy superior a las redes celulares (en la banda de los 2.5-66 GHz), y además cuenta con una cobertura mucho mayor a (3-30 Km de radio) del que se puede alcanzara con una red celular (≈ 3.5 Km de radio).

2 *ETSI BRAN* protocolo europeo, el cual opera en la banda de los 5GHz y 17 GHz, puede lograr velocidades de transmisión de datos de 25-54 Mbps para la banda de 5GHz y 155 Mbps la la banda de 17 MHz.

3 Data Over Cable Service Interface Specification (*DOCSIS*)

Muchas de las investigaciones encontradas se enfocan en la evaluación del desempeño, mejoras y optimización del estándar 802.16.

La investigación presentada se enfoca en el protocolo *MAC* y el canal de subida, el cual combina elementos de acceso aleatorio, detección de colisiones por medio del canal de bajada, alojamiento de ancho de banda por contención de acceso y métodos de acceso que no representan problema en la dirección de bajada.

Esta tesis trata y provee algunas mejoras a la capa *MAC* en donde se optimiza la eficiencia de este protocolo para el soporte de servicios interactivos en tiempo crítico y para la transmisión de datos de alta velocidad.

1.3 Modelado de redes de comunicaciones e investigaciones relevantes en la evaluación de desempeño para Algoritmos de Resolución de Colisiones

No fue hasta la evolución de las Redes de Área Local (con el desarrollo de las redes *Ethernet* y *Token Ring*) que el rendimiento de las redes de comunicaciones se convirtió en un tema de interés e importancia [27]. El cuestionamiento respecto a la eficiencia sucedió debido a la necesidad de soportar aplicaciones multimedia en redes de computadoras.

Esta demanda ha permitido la introducción de nuevas técnicas y protocolos que han sido diseñados para manejar tasas de datos variable y constante simultáneamente y una alta calidad [27].

1.3.1. Consideraciones de eficiencia en una red de computadoras

Los requerimientos para medir el análisis de eficiencia de las redes de comunicaciones incluye: *Mean Acces Delay* (Retardo promedio de acceso); el retardo promedio que entre el paquete que está listo para ser transmitido hacia un nodo, hasta que el paquete es transmitido y recibido hacia su destino final (en este caso la estación base). *Throughput* (Máxima capacidad de transmisión); la tasa de datos que son transmitidos entre los nodos. El análisis es comúnmente hecho en términos del número total de *bits* transferidos (kbps, Mbps o como el porcentaje de la capacidad del canal). *Utilisation of the network medium* (Utilización de la red); la fracción de la capacidad total del canal que está siendo usado, (incluyendo datos, protocolos de encabezado, peticiones de reservación, retransmisión y colisiones).

Estas son las más importantes consideraciones en la ejecución de acuerdo a [38]. Los resultados para este tipo de parámetros son generalmente mostrados como una función de la carga ofrecida, la cual es la carga actual o el tráfico demandado en la red o como una función del número de estaciones (activas) transmitiendo tráfico en la red. Adicionalmente, hay algunas otras propiedades que afectan el desempeño: Siendo las siguientes:

- *Capacidad de Canal.*
- *Retardo de propagación.*
- *Número de bits por frame.*
- *Protocolo Local de la Red.*
- *Carga Ofrecida.*
- *Número de estaciones.*

Los primeros tres factores listados arriba, pueden ser vistos como parámetros que caracterizan la red y son generalmente tratados como constantes. Los *protocolos de la red local* es el punto focal en el diseño de de esfuerzo y principalmente consiste en el *acceso al medio* y la capa física. La capa física no parece ser un factor relevante. Generalmente, en esta capa la información de datos es transmitida con un pequeño retardo. La capa de acceso al medio tiene un efecto significativo en el desempeño de la red y es discutido extensamente en esta tesis. Los

dos últimos factores tienen que ver el desempeño determinado como una función de la *carga ofrecida* y el *número de estaciones activas*.

Un factor que no fue listado arriba es la tasa de error del canal. Con técnicas de corrección de errores usadas por los protocolos de comunicación. Pero en una segunda etapa se enfocará exclusivamente a analizar los problemas de las tasas de error en los canales inalámbricos.

1.3.2 Técnicas de Modelado

Las técnicas iniciales utilizadas para estimar el análisis de desempeño de los protocolos de comunicaciones eran soportadas en modelos matemáticos utilizando procesos estocásticos basados en probabilidad y teoría de colas [41]. La alta complejidad envuelta en la solución para redes de colas permitió la formalización de métodos de aproximación tales como *MVA (Mean Value Analysis)* [30] [31], convolución [32] y programación lineal [22] y [23]. Dichos modelos tienen varias consideraciones, ejemplos de los cuales son tasas aleatorias de arribo de paquetes y un número definido de estaciones. De acuerdo con [25], la consideración del arribo aleatorio es incorrecta y el tráfico en redes de computadoras es congestionado con patrones que se distinguen porque se repiten en intervalos de tiempo específico. Por lo tanto puede ser útil, las consideraciones de arribos aleatorios puede no ser totalmente acertado para el análisis de redes de computadoras [39].

Sin embargo, aún cuando el tiempo de arribo de los paquetes puede ser estimado con una precisión adecuada, la evaluación del desempeño de las redes está lejos de ser solucionado debido a los accesos híbridos de los protocolos de accesos aleatorios.

Por otro lado la simulación es otra técnica utilizada para el análisis de desempeño, el cual ha sido utilizado para el análisis de protocolos de comunicación con gran éxito durante las últimas décadas [24]. El uso de simulaciones se debe en gran parte a el gran número de redes en existencia. El diseño de simulación de paquetes se basó especialmente para los sistemas de comunicaciones, los cuales reducen el desarrollo de modelos y considerablemente el tiempo de análisis, teniendo una mejor precisión así como beneficios en incrementos continuos de procesos de poder disponibles. En general, los modelos de simulación son diseñados para estudiar escenarios complejos en lugar de técnicas analíticas [3], es por ello que esta tesis se enfoca principalmente en modelos de simulación.

Los errores pueden ser introducidos durante las etapas de diseño y como una medida para minorizar éstos, los resultados de simulación se comparan contra los resultados obtenidos por otros métodos de evaluación de desempeño. Los métodos pueden incluir análisis matemáticos o prácticos.

Una desventaja de los casos prácticos es la validación, ya que ésta requiere un sistema existente que pueda ser medido. Arquitecturas complejas son difíciles de llevar a la práctica (ejemplo cuando se trata de predecir el desempeño de redes remotas geográficamente).

1.3.3 Trabajos relativos a la evaluación de desempeño

1.3.3.1 Modelos Analíticos

En el área de esta disertación pocos trabajos con un acercamiento analítico han sido alcanzados. Una excepción fue el trabajo llevado a cabo por Sriram⁴ [37]. El propuso un modelo

analítico simplificado para estimar el retardo promedio de acceso para el estándar *802.14* y los protocolos *DOCSIS MAC*.

Para hacer una estimación confiable del retardo de acceso promedio, problemas tales como retardo promedio de contención (*contention access delay* D_c), el tiempo en que toma la estación para transmitir una petición exitosa de reservación) y los retardos de la cola (*queuing access delays* W_c) que deberán ser analizados.

Para la aproximación de los retardos en las colas, de acuerdo a Gross y Harris [12], el resultado confiable esta dado por el método de *PK* (Pollaczek-Khintchine). El autor de [37] utiliza la formula *PK* para los retardos en las colas y para los retardos en el acceso de los *slots* de contención (D_c)⁵, en su trabajo el utiliza una estimación simplificada dada por un alto valor de porcentaje promedio más cinco veces la desviación estándar. El mismo método, presentado también por Sriram [36], fue utilizado para calcular el (*end-to-end packet delay* (D_{ete})⁶ como el retardo promedio de acceso más cinco veces la desviación estándar.

Se utilizó un acercamiento aproximado para estimar D_{ete} para el estándar *802.16* y se encontró que el máximo número de usuarios soportados es considerablemente sobreestimado debido a los altos valores de porcentaje utilizados. Por esta razón, es incierto si el método [37] puede producir resultados confiables.

1.3.3.2 Análisis en la estabilidad de los algoritmos de resolución de colisiones

En la literatura, se han encontrado estudios que se enfocan principalmente en la estabilidad de los algoritmos de contención (incluyendo los algoritmos *exponential backoff*, *polynomial backoff* y el *splitting tree*) más que en las características de su eficiencia (ejemplos retardo promedio, eficiencia y utilización).

El algoritmo *exponential backoff*. Los siguientes estudios son relativos el algoritmo *exponential backoff*. Aldous [2] demostró que dicho algoritmo es siempre inestable en los modelos infinitos para tasas de arribo positivo (λ)⁷. Los estudios llevados a cabo por Håstad [13] también demostraron que el algoritmo *binary exponential backoff* es inestable para cualquier λ por arriba de 0.568 aún cuando el sistema posee un número finito de estaciones.

Sin embargo, en estudios recientes llevados a cabo por Goldberg [10] sugiere que la *estabilidad del algoritmo exponential backoff* puede ser posible si se cumple $\lambda < 1/e$ en un modelo infinito y con un retardo finito esperado (el tiempo de espera promedio de un mensaje en el sistema).

Algoritmos *polynomial backoff*. Raghavan y Upfal [28] y el autor [13] probaron que este algoritmo es siempre estable para cualquier $\lambda < 1$ y aún para un número finito de estaciones. Sin embargo, para un modelo finito de estaciones, Nelly y MacPhee [21] demostraron el algoritmo *polynomial backoff* es siempre inestable.

4 Los trabajos relativos presentados en esta sección serán citados por primera vez a través del apellido de los autores.

5 $D_c = F \cdot (2 + 3 \cdot p)$ donde F y p son los *frames* de duración del canal de subida y la utilización del canal.

6 $D_{ete} = D_c + W_q + T_x + 5 \cdot \sigma_D$, donde T_x es el retardo de transmisión del paquete y σ_D es la desviación estándar del retardo de acceso.

λ está definido como la tasa promedio de arribo por unidad de tiempo. En esta sección la unidad de tiempo será un *slot*.

El algoritmo *splitting tree*: Mucho del trabajo relativo al algoritmo *splitting tree* se enfoca en la estabilidad y el tiempo requerido para resolver las colisiones más que en la estimación total del retardo promedio de acceso. Como ejemplo, se tiene que Greenberg [11] utilizó un algoritmo híbrido en base a 2 estimaciones de algoritmo (probabilidad de acceso = 2^{-1}) y el algoritmo *splitting tree* de Capetanakis [5] y Tsybakov [40] para encontrar una estimación

1.4 Objetivos y metas

Uno de los objetivos principales y primordiales de esta investigación es realizar investigación de punta a nivel mundial, la cual nos permita extender nuestro conocimiento actual respecto a las redes *BWA*. Aportando nuevas formas de control de acceso al medio y que con los resultados obtenidos se refleje calidad en el servicio.

Una de las ventajas del estándar *IEEE 802.16* es el soporte por parte de operadores de servicios de televisión por cable y fabricantes de equipo de redes de telecomunicaciones. Como sabemos este estándar está basado en la capa *MAC (Media Access Control)* del protocolo de televisión por cable *DOCSIS*, pero es necesario realizar ciertas modificaciones para que opere en forma eficiente, en periodos largos de congestión.

Por tal motivo nuestra investigación está basada en la evaluación de nuevas técnicas de control de acceso al medio (*MAC*), utilizando algoritmos de resolución de contenciones (*CRA*). Cuando dos o más estaciones transmiten sus mensajes de reservación al mismo tiempo se genera una colisión y el algoritmo adoptado en el estándar *IEEE 802.16* para la resolución de colisiones es el (*Exponential Backoff*), el cual presenta una muy baja eficiencia en condiciones de congestión. En esta investigación demostraremos que hay otros algoritmos, tales como los algoritmos de árbol (*Splitting Tree Algorithms*) que son mucho más eficientes que el algoritmo *Exponential Backoff*.

Es importante que se genere investigación para el mejoramiento de técnicas de resolución de colisiones que se ajusten al modo de operación del protocolo *IEEE 802.16* en un ambiente inalámbrico.

Otro objetivo es generar investigación en este ámbito de las telecomunicaciones en nuestro país, no sólo que el conocimiento generado se quede en recintos de estudio, lo que se pretende es la publicación de los resultados obtenidos en organismos reconocidos nacional e internacional.

1.5 Contribuciones

Como se mencionó anteriormente el protocolo *IEEE 802.16* es muy robusto pero que posee una gran cantidad de retos y problemas que será necesario resolver.

Con esta investigación se contribuirá en la evaluación y optimización en las técnicas de control de acceso al medio empleando algoritmos de resolución de contención (*CRA*) logrando mejorar el desempeño y calidad de servicio en un ambiente inalámbrico. Por otro lado, el modelo de simulación elaborado se publicará en la página de modelos de contribución de *OPNET Technologies*, para que se pueda tomar como referencia, y otros investigadores puedan presentar otras mejoras.

1.6 Justificación

El estudio de este estándar generará recursos humanos en el ámbito de la redes *BWA* en México contribuyendo con esto a satisfacer las necesidades de comunicación que hoy en día se requiere y que son ya necesarias.

Finalmente y lo más importante es presentar resultados y contribuir al mejoramiento de dicho estándar.

1.7 Estructura de la tesis

Capítulo 2: Presenta información relevante en la evolución y descripción de los sistemas de comunicaciones de banda ancha (*BWA*). Este capítulo hace énfasis en las principales características de los protocolos propuestos por las entidades de estandarización como lo es *IEEE 802.16* y se concluye con una revisión de tecnologías alternativas para accesos digitales de alta velocidad.

Capítulo 3: Describe las principales características así como la arquitectura de los sistemas de comunicaciones de banda ancha (*BWA*) basado en el estándar *IEEE 802.16*. Principalmente esta enfocado en las capas física y *MAC*, así como la descripción de los algoritmos de resolución de colisiones (*CRA*), como es *exponential backoff* y los algoritmos mejorados (*Forced-CSA*, *Multicast-CSA*, elaborados en nuestro laboratorio de redes inalámbricas.

Capítulo 4: Presenta la estructura de los modelos de simulación desarrollados en *OPNET*. Una descripción del modelo de simulación para el protocolo *MAC* en un sistema de comunicación de banda ancha (*BWA*). Se presenta un modelo teórico para ser utilizado en el análisis del desempeño y validación de los resultados en los modelos de simulación.

Capítulo 5: Cubre detalladamente el análisis de los *CRA* adoptados por los sistemas de banda ancha (*BWA*) utilizando el estándar *IEEE 802.16*. El análisis esta principalmente enfocado a la optimización cuando se utilizan diferentes limites de *backoff* para el algoritmo *exponential backoff*. En este capítulo se evaluararon las técnicas de resolución de colisiones como son (*Simple-CSA*, *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*) que permiten observar la optimización del desempeño para sistemas de banda ancha (*BWA*) utilizando tráfico de Internet.

Capítulo 6: Presenta los resultados obtenidos respecto a la optimización de los sistemas de banda ancha (*BWA*) utilizando los algoritmos mejorados de resolución de colisiones (*CRA*). Los resultados obtenidos podrán ser utilizados por proveedores de servicios y con ellos mejorar la eficiencia de las redes (*BWA*). Finalmente se presenta una serie de problemáticas que serán temas de futuras investigaciones.

Capítulo 2

Sistemas Inalámbricos de Banda Ancha

2 Introducción

El innovador mundo de las telecomunicaciones se encuentra en uno de sus procesos más importantes de su historia, donde la tecnología más dinámica, se encuentra en el campo de las comunicaciones móviles que ha tenido grandes avances desde su introducción a inicios de los años 80s. Dentro de este campo la telefonía celular es una de las que ha tenido mayor desarrollo.

A pesar que la telefonía celular fue concebida para la voz únicamente, debido a las limitaciones tecnológicas de esa época, la tecnología celular de hoy en día es capaz de brindar otro tipo de servicios tales como datos, audio y video con algunas limitaciones, pero la telefonía inalámbrica del mañana hará posible aplicaciones que requieran un mayor consumo de ancho banda.

Es por ello que los sistemas de telefonía móvil actualmente, ofrecen perspectivas de ampliación, actualización y nuevos servicios. Por otro lado el crecimiento y la demanda de acceso a altas velocidades a servicios de Internet hacen inminente el desarrollo para el acceso a servicios de banda ancha en la última milla.

En este capítulo se presentan una clasificación de los sistemas móviles en distintas generaciones dependiendo del grado de evolución técnica de los mismos para posteriormente dar paso a las redes inalámbricas de banda ancha.

2.1 Evolución de los Sistemas Móviles de Banda Ancha

Los sistemas móviles de comunicaciones han sido testigos de un crecimiento exponencial en demanda durante las últimas décadas. Esta aceptación no había sucedido en los servicios móviles de telefonía. Las aplicaciones de datos móviles fueron iniciadas principalmente para transportar servicios financieros y de telemática (*telematics*). Actualmente, sin embargo, las aplicaciones en Internet son los principales movilizadores. Este paradigma incrementa la realización de más reglas, que hagan más accesible a las computadoras o aún más rentables para un gran número de gente.

Debido al paradigma antes mencionado, algunos centros de voz, redes de comunicación de baja tasa y sistemas han sido mejorados para proveer servicios de altas tasas de datos para servicios móviles de comunicación multimedia en este tercer milenio. *ETSI's GSM* no han sido la excepción y han experimentado un continuo mejoramiento en tasas bajas de circuitos de datos conmutados *CSD (Circuit-Switched Data)* a través de alta velocidad de circuitos conmutados *HSCSD (High-speed Circuit-Switched Data)* y de paquetes generales de servicio de radio *GPRS (General Packet Radio Service)* y posteriormente por el mejoramiento de tasa de datos de la evolución de *GSM EDGE (Enhanced Data rate for GSM Evolution)*.

Las características fundamentales de cada una de estas generaciones, se resumen a continuación.

2.1.1 La Primera Generación 1G

Es la más antigua de todas, haciendo su aparición en 1979, engloba a todas aquellas tecnologías de comunicaciones móviles analógicas con capacidad para transmitir únicamente. La calidad de los enlaces de voz era muy baja (2400 *bauds*), la transferencia entre celdas era muy imprecisa, tenían baja capacidad (basadas en *FDMA*) y no existía seguridad.

El primer sistema desarrollado y puesto en servicio, fue basado en la normativa *NMT-450 (Nordic Mobile Telephone)* desarrollado en los países nórdicos de Europa. Posteriormente se especificó el *AMPS (Advanced Mobile Phone System)* en los Estados Unidos de América en la banda de los 800 MHz. Más tarde surgieron toda una serie de estándares diferentes en diversos países:

NTT (Nippon Telegraph and Telephone) en Japón, y posteriormente dos más, uno como versión del *AMPS* conocido como *TACS (Total Access Communications System)* desarrollado para Europa en la banda de los 900 MHz y otro *NMT-900* basado en su predecesor *NMT-450*.

En las redes *1G* cada estación trabaja con 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 diferentes: una para cada sentido de la comunicación. Las celdas colindantes no pueden utilizar las mismas frecuencias, para que no se produzcan interferencias. Pero las celdas que están algo más alejadas, si que podrían reutilizar estas frecuencias. Y esto, es lo que se hace. Se parte de una determinada cantidad de frecuencias disponibles. Luego, teniendo en cuenta la densidad estimada de llamadas por área, tanto el tamaño de la celda, como las frecuencias por celda y la reutilización de frecuencias son determinadas.

2.1.2 La Segunda Generación 2G

La segunda generación se caracterizó por ser digital, haciendo su arribo en la década de los 90s. Las limitaciones de la primera generación de telefonía móvil condujeron al desarrollo de sistemas como *GSM (Global System for Mobile Communications)*, *IS-136 TDMA* (conocido también como *TIA/EIA-136* o *ANSI-136*), *CDMA (Code Division Multiple Access)* y *PDC (Personal Digital Communications)*.

Los protocolos empleados en los sistemas de *2G* soportan velocidades de información más altas para voz pero limitados en comunicaciones de datos. Se pueden ofrecer servicios auxiliares tales como datos, fax y *SMS (Short Message Service)*.

El sistema *2G*, utiliza protocolos de codificación más sofisticados y son los sistemas de telefonía celular usados en la actualidad. La mayoría de los protocolos de *2G* ofrecen diferentes niveles de encriptación. En los Estados Unidos y otros países se les conoce como *PCS (Personal Communications Services)*.

2.1.2.2 GSM

GSM es una tecnología móvil de radio que ofrece una solución total de red inalámbrica. A pesar de que fue iniciada por *ETSI* ha tenido una penetración global y es ampliamente *PLMN* adoptada. El canal de radio *GSM* esta especificado para velocidad máxima en la terminal de 250-300 km/h, justificando con esto un alto escalafón en la tecnología. *GSM* divide su espectro de frecuencia en portadoras de radio frecuencia (*RF*) de 200-kHz, y cada portadora es dividida en ocho *slots* de tiempo *TDMA* (en el canal de físico) de 577- μ s de duración. Cada transmisión de *slot* tiempo de 'normal' es de ráfagas 156.25 *bits* (comprimiendo 3 *bits* en la cola, 57 *bits* de payload, 26 de secuencia de entrenamiento de *bits* alojados en un pequeño espacio (comprimido) de un *bit* de *toggle*, 57 *bits* de *payload*, 3 *bits* de cola seguidos por 8.25 *bits* de guarda en ese orden). Esto da como resultado un promedio de datos de 270.9 kbps por frame. *GSM* tiene tres interfaces estándar-la *Um*, de 16-kbps, *Abis* (cuello de botella en *GPRS*) y la ,64-kbps una interfase *A* (no considerada por *GPRS*).

Funcionalmente una red *GSM* esta dividida en estación móvil *MS (Mobile Station)*, subsistema de estación base *BSS (Base Station Subsystem)* que consiste en una base de radio transmisora y receptora *BTS (Base Transceiver Station)*, la estación base controladora *BSC (Base Station Controller)*, y el centro de servicio conmutado *MSC (Mobile Services Switching Center)*. *GSM* emplea cuatro bases de datos llamadas *HLR (Home Location Register)*, *VLR (Visitor Location Register)*, *AUC (Authentication Center)* y *EIR (Equipment Identity Register)*. Las dos categorías de canal lógico definidas en *GSM* son los canales de tráfico son *TCH (Traffic Channels)* y la señalización de canales. Esta ultima esta dividida en tres subgrupos de canales de *broadcast BCH (Broadcast Channel)*, control común de canal *CCCH (Common Control Channel)* y control

dedicado de canal *DCCH (Dedicated Control Channel)*. Cada uno de estos tres grupos posteriormente esta subdividido en tres tipos de canales. En el lenguaje de *GPRS* estos canales están precedidos con la palabra paquete 'packet'. Ejemplo *RACH (PRACH)*.

2.1.3 La Generación 2.5G

Aquí se incluyen todas aquellas tecnologías de comunicaciones móviles digitales que permiten una mayor capacidad de transmisión de datos y que surgieron como paso previo a las tecnologías *3G*. Muchos de los proveedores de servicios de telecomunicaciones (*carriers*) se moverán a las redes *2.5G* antes de entrar masivamente a *3G* debido a que la tecnología *2.5G* es más rápida y más económica para actualizar a *3G*.

Una de estas tecnologías *2.5G* es *GPRS (General Packet Radio System)*, basada en la transmisión de paquetes y donde los canales de comunicación se comparten entre los distintos usuarios de forma dinámica. *GPRS* coexiste con *GSM*, compartiendo gran parte de la infraestructura desplegada en el mismo, pero ofreciendo al usuario un servicio portador más eficiente para las comunicaciones de datos, especialmente en el caso de los servicios de acceso a redes *IP* como Internet. La velocidad teórica máxima que puede alcanzar *GPRS* es de 171.2 kbps.

2.1.3.1 GPRS (General Packet Radio Service)

GPRS (General Packet Radio Service) es una mejora del sistema *GSM (Global System Mobile Communication)* con la introducción de servicios basados en la técnica de conmutación de paquetes. Este servicio provee eficientemente un mejor uso de los recursos de radio, por medio del acomodo de recursos de datos que son impredecibles por naturaleza, tal como aplicaciones de Internet. La estandarización de las especificaciones *GPRS* han sido ejecutado por el *ETSI (European Telecommunications Standards Institute)*, al igual que se han realizado estudios específicos para analizar el comportamiento de *GPRS* y con ello decidir la calidad del servicio (*QoS*) o medidas relativas.

Las redes inalámbricas de paquete de datos, como *GPRS*, son planeadas para soportar una variedad de aplicaciones particulares por diferentes características, tales como navegación (*web browsing*), transferencia de archivos, servicios de correo electrónico, etc. Diferentes aplicaciones tienen diferentes requerimientos, los cuales permiten que los usuarios que tengan diferentes percepciones de la calidad del servicio (*QoS*) que se ofrece por la red. Por un lado soporta dichas aplicaciones que requiere la red para satisfacer a un número de diferentes requerimientos que cumpla con las expectativas del usuario. Por otro lado, lograr un mejoramiento en la evaluación correcta de la *QoS*, el análisis del comportamiento de los sistemas tiene que ser diseñado con las especificaciones de cada tipo de aplicación.

2.1.3.2 Breve descripción de GPRS

GPRS introduce un servicio de datos orientado por paquete para *GSM*. Un punto importante para la tecnología *GPRS* es hacer posible que los tomadores de las licencias *GSM* compartan los recursos físicos de la estación base del subsistema *BSS (Base Station Subsystem)* de manera dinámica, base flexible entre paquetes de servicios de datos y otros servicios *GSM*.

Los protocolos de nivel bajo están organizados de la siguiente manera.

La capa de control de enlace lógico *LLC (Logical Link Control)* es responsable de mover los datos del usuario entre las estaciones móviles *MS (Mobile Stations)* y la red. La capa de control de enlace de radio *RLC (Radio Link Control)* permite transmitir datos sobre la interfase aérea. La

capa de control de acceso al medio *MAC (Medium Access Control)* controla la transmisión de datos en paquetes de forma orientada. La capa *RLC/MAC* asegura el acceso existente hacia los recursos del radio entre varias de las *MS*. Cada bloque de *RLC* es dividido en cuatro ráfagas (*bursts*) normales que tiene la misma estructura que una ráfaga de radio *GSM*. *GPRS* permite varios canales lógicos "*Logical channels*" para compartir el canal físico llamado *PDCH (Packet Data CHannel)* a través del multiplexaje por división de tiempo. *PDCHs* esta asociado con un único *slot* de tiempo de un *frame TDMA* (compuesto por 8 *slots* de tiempo).

En una célula que directamente soporta *GPRS*, un Maestro (*Master PDCH*) es alojado, para proveer el control y la señalización de información para comenzar la transferencia de datos tanto en el canal de subida y bajada y manejar la movilidad del usuario. Un *MPDCH* acomoda un canal lógico para la transmisión del canal de subida de las solicitudes del canal: los paquetes aleatorios del canal de acceso *PRACH (Packet Random Access Channel)*. Cuando una estación móvil necesita transmitir, esta tiene que enviar una solicitud al canal hacia la red. El método de acceso, basado en el procedimiento de acceso aleatorio (*Random Access Procedure*), pueden causar colisiones entre las solicitudes por las diferentes *MSs*, por lo tanto esto puede convertirse en un cuello de botella para el sistema. Las *MSs* toman los parámetros de control de acceso (incluyendo el número de máximas retransmisiones *M* y el nivel de persistencia *P*) por medio de escuchar los paquetes de control de *broadcast PBCCH (Packet Broadcast Control CHannel)*. Después de que una solicitud es conocida, la *MS* espera por algún tiempo aleatorio. Si no se recibe la asignación del paquete en el canal de bajada (*Packet Down-link Assignment*) o en la cola de paquetes (*Packet Queuing*) en ese tiempo, se intentará de nuevo, si es que la *MS* tiene permitido realizar nuevos intentos, de otra manera una falla es notificada hacia la capa superior. Tráfico en los canales de paquetes de datos, llamados esclavos *PDCH*, son necesarios en una célula para transportar los datos de los usuarios y las señales de transmisión como una aceptación o no del mensaje. En lo concerniente a la transferencia de datos, los canales de subida y bajada su alojamiento es completamente independiente y una *MS* puede operar la transferencia de datos en el canal de subida o bajada simultáneamente.

2.4 Redes de Tercera Generación 3G

Las tecnologías denominadas de tercera generación (comúnmente llamadas *3G*) son un conjunto de nuevos procedimientos de comunicación, estándares y dispositivos que mejorarán la calidad y velocidad de los servicios actualmente disponibles en teléfonos móviles.

Las terminales *3G* combinarán la funcionalidad de un teléfono móvil con la de un *PDA* y una *PC* con conexión de banda ancha a Internet. Mientras que las redes de comunicación, según la *ITU (International Telecommunications Union)*, permitirán a los dispositivos preparados para ello transmitir y recibir datos a una velocidad superior a los 144 kbps (en la práctica la tecnología está permitiendo velocidades cercanas a los 384 kbps, muy por encima de los 14.4 kbps de *GSM* o 53.6 kbps de *GPRS*). En la Figura 2.1 se observa las velocidades teóricas de diversos protocolos disponibles así como la evolución de estos.

Algunas de las funcionalidades más interesantes de la tecnología *3G*, a parte de mejorar la calidad de las transmisiones de voz, están las capacidades de comunicación instantánea (fax, *e-mail*, transmisión de grandes archivos, de imágenes, etc.), conexión a Internet con banda ancha (*BWA*), videoconferencia, multimodalidad, capacidades de procesamiento que permitan ejecutar complejas aplicaciones en el teléfono como si fuera un *PDA*, funcionalidades de *GPS*, sistemas de pago, sistemas de identificación, comunicación con radiofrecuencia, infrarrojos, transmisión por conmutación de paquetes mejor que punto a punto (siempre *online*), *roaming* global, etc.

Hay que tener en cuenta que, aunque *3G* hace referencia principalmente a la disposición de más ancho de banda para transmitir datos y voz a través de dispositivos móviles, el desarrollo de

estas redes coincidirá con el aumento de las capacidades de procesamiento, memoria y contenidos multimedia de los terminales, lo que conllevará la aparición de paquetes más atractivos a la hora de diseñar nuevos usos en el mundo de la movilidad.

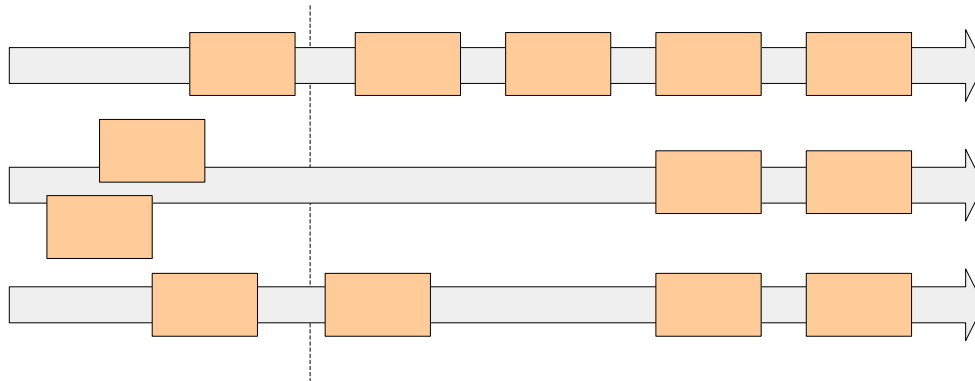


Figura 2.1. Visión de la evolución de los distintos protocolos disponibles, con sus velocidades máximas teóricas.

La ITU ha aprobado como estándares oficiales de 3G una serie de sistemas, surgidos de la colaboración entre distintas compañías, agrupados bajo el nombre genérico *IMT2000* (*International Mobile Telecommunication 2000*), incluyendo cinco tecnologías de radio-transmisión las cuales se muestran en la Tabla 2.1.

Tecnologías de radio-transmisión de IMT200
IMT-DS (Direct Spread) referido a ULTRA-FDD, W-CDMA, UMTS-FDD
IMT-MC (multi-Carrier) referido a CDMA2000
IMT-TC (Time Code) referido a ULTRA-TDD Y TD-SCDMA
IMT-SC (Single Carrier) referido a UWC-136 EDGE
IMT-FT (Frecuency Time) referido a DECT

Tabla 2.1 Tecnologías de Radio-transmisión.

De estos cinco estándares se han popularizado básicamente tres tecnologías: *EDGE*, *CDMA2000* (*Code Division Multiple Access*) y *WCDMA* (*Wideband Code Division Multiple Access*).

2.4.1 EDGE

EDGE (*Enhanced Data Rates for Global Evolution*) es una tecnología de radio con red móvil que permite que las redes actuales de *GSM* ofrezcan servicios de 3G dentro de las frecuencias existentes. Como resultado evolutivo de *GSM/GPRS*, *EDGE* es una mejora a las redes *GPRS* y *GSM*. *GPRS* es una tecnología portadora de datos que *EDGE* refuerza con una mejora de la interfaz de radio, y proporciona velocidades de datos tres veces mayores que las de *GPRS*. Añadir *EDGE* a la red de *GPRS* significa aprovechar en toda su extensión las redes de *GSM*.

EDGE puede aumentar el rendimiento de la capacidad y producción de datos típicamente al triple o cuádruplo de *GPRS*, proporcionando así un servicio de 3G espectralmente eficiente. En particular, *EDGE* permitirá que se exploren todas las ventajas de *GSM/GPRS*, con el establecimiento de una rápida conexión, mayor amplitud de banda y velocidades en la transmisión de datos medios de 80-130 kbps y tan rápidas como 473 kbps.

TDMA
CDPD
43.2 Kbps

GPRS
14.4 Kbps

cdmaOne
78.8 Kbps

Al ser una tecnología de radio de banda angosta (canales de 200 kHz), *EDGE* permite que los operadores de telecomunicaciones, ofrezcan servicios de *3G* sin la necesidad de comprar una licencia *3G*. Al desarrollar la infraestructura inalámbrica ya existente, *EDGE* permite que los proveedores de servicios (*carriers*) brinden al mercado servicios de *3G* en un lanzamiento rápido. En la mayoría de los casos sólo se necesitan cambios secundarios para pasar de *GPRS* a *EDGE*. Además, *EDGE* reduce el costo al implementar sistemas de *3G* a nivel nacional porque está diseñada para integrarse a una red de *GSM* ya existente. Así, *EDGE* representa una solución fácil, incremental del coste que sea una de las rutas más rápidas a desplegar los servicios de *3G*.

La tecnología *EDGE* tiene grandes ventajas entre las que destacan:

- Ofrece a los *carriers* un servicio de *3G* económico y espectralmente eficiente.
- Es una solución *3G* diseñada específicamente para integrarse al espectro existente, permitiendo así a que los *carriers* ofrezcan nuevos servicios de *3G* con licencias de frecuencia existente al desarrollar la infraestructura inalámbrica actual.
- Ofrece servicios de Internet Móvil con una velocidad en la transmisión de datos a tres veces superior a la de *GPRS*.
- Esta diseñada para integrarse a la red de *GSM* ya existente, lo que reducirá el costo cuando se implementen sistemas de *3G* a nivel nacional; al desarrollar la infraestructura existente, se acorta el tiempo de comercialización con un lanzamiento rápido y fácil.
- *EDGE* será importante para los operarios con redes de *GSM* o *GPRS* que se desarrollarán en *WCDMA*; mejorar la infraestructura de *GSM* con *EDGE* es una manera eficiente de lograr una cobertura de *3G* complementaria en la red consistente al volver a emplear lo invertido en la tecnología de *2G*.

2.4.2 CDMA2000

CDMA2000 parte del legado de la tecnología *CDMAONE* para ofrecer servicios de datos eficientes y de gran capacidad de voz en una cantidad mínima de espectro. Permite mayores velocidades de datos de usuario y un uso más eficiente del espectro de radio que las técnicas de radio actuales.

CDMA 2000 es una tecnología de interfaz de radio compatible con el estándar *IMT-2000* y ofrece una evolución simple y eficaz en función de costos hacia *3G* para operadores internacionales que operan actualmente redes *cdmaOne*, *CDMA2000* ofrece mejoras en la calidad y capacidad de voz respecto a *cdmaOne*, junto con servicios de datos multimedia de alta velocidad.

La norma *CDMA 2000* está dividida en fases para permitir la pronta instalación de la nueva tecnología. Este enfoque permite a los operadores introducir más capacidad para servicios de voz junto con incrementos en la velocidad de los datos en intervalos que coinciden con la demanda emergente del mercado.

La primera fase de *CDMA2000* o *CDMA2000 1X* entregará transmisión de datos a 144 kbps. La fase dos, llamada *CDMA2000 1xEV* proveerá transmisiones mayores a los 2 Mbps.

2.4.2.1 CDMA2000 1X

El estándar *IS-2000 (CDMA2000 1X)* fue publicado por la *TIA (Telecommunications Industry Association)*. *1X* ofrece aproximadamente el doble de capacidad para voz que *cdmaOne*. Las

transmisiones de datos promedio son de 144 kbps. *CDMA2000 1X* se refiere a la implementación de *CDMA2000* dentro del espectro existente para las portadoras de 1.25MHz de *cdmaOne*. Esto se muestra en la Figura 2.2. El término técnico se deriva de $N = 1$ (es decir, el uso de la misma portadora de 1.25MHz de *cdmaOne*) y el *1X* significa una vez 1.25MHz.

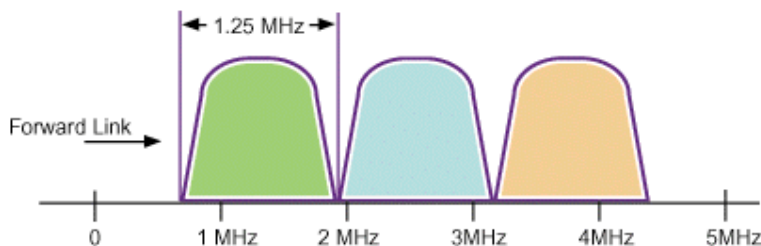


Figura 2.2. *CDMA2000 1X* puede ser implementado en un espectro existente o en un nuevo espectro designado.

2.4.2.2 *CDMA2000 1Xev*

La evolución de *CDMA2000* después de *1X* es llamado *CDMA2000 1xEV*. Esta versión está dividida en dos categorías: *1xEV-DO (1X Evolution Data Only)* y *1xEV-DV (1X Evolution Data and Voice)*. La primera mejora el volumen de transmisión de datos y alcanza velocidades pico de 2.4 Mbps sin requerir más de 1.5 MHz de ancho de banda. Esta fase está optimizada para lograr un enfoque eficiente que reúne los mejores esfuerzos para la entrega de datos. Mientras tanto, *1xEV-DV*, se centra en las capacidades de voz y datos en tiempo real y en los aumentos de rendimiento para lograr eficiencia tanto de voz como de datos.

2.4.2.3 *WCDMA*

WCDMA es la tecnología de interfaz de aire en la que se basa la *UMTS (Universal Mobile Telecommunications Service)*, el cual es un estándar europeo 3G para los sistemas inalámbricos.

Se trata de una tecnología pensada para ofrecer elevados anchos de banda de voz y datos, alcanzando velocidades de hasta 2 Mbps, adecuados para aplicaciones tales como videoconferencia. Esta tecnología, constituye una buena elección cuando se piensa a medio-largo plazo, ya que ofrece mayores posibilidades aunque también es más compleja. La razón de que la especificación *WCDMA* sea algo más compleja y menos eficiente de lo que debería puede estar en la participación de multitud de agentes tecnológicos diferentes en su desarrollo, principalmente fabricantes de equipos, lo que obliga a adoptar numerosas soluciones de compromiso en su implementación.

La tecnología *WCDMA* está altamente optimizada para comunicaciones de alta calidad de voz y comunicaciones multimedia, como pueden ser las videoconferencias.

También es posible acceder a diferentes servicios en una sola terminal, por ejemplo, podemos estar realizando una videoconferencia y al mismo tiempo estar haciendo una descarga de archivos muy grande, etc.

2.4.3 *UMTS HSPDA*

UMTS (Universal Mobile Telecommunications Service) es una tecnología de voz y datos a alta velocidad que integra la familia de normas inalámbricas de tercera generación. La tecnología radial utilizada en *UMTS* es la *WCDMA (Wideband Code Division Multiple Access)*, que entrega

velocidades de datos pico de hasta 2 Mbps. *UMTS* utiliza una combinación de las tecnologías Acceso Múltiple por División de Código y Acceso Múltiple por División de Tiempo para hacer un uso altamente eficiente del espectro.

El *HSDPA* (*High Speed Downlink Packet Access*) es la primera evolución 3G, del *UMTS/WCDMA*. Una tecnología de transmisión, que puede dar una velocidad pico teórica de hasta 14 Mbps y soportar tasas de *throughput* promedio cercanas a 1 Mbps.

HSDPA lleva a *WCDMA* a su máximo potencial en la prestación de servicios de banda ancha, y la capacidad de datos celulares definida con *throughput* más elevado. De la misma manera en que *EDGE* incrementa la eficiencia espectral en comparación con *GPRS*, *HSDPA* incrementa la eficiencia espectral en un factor de hasta 3.5 veces en comparación con *WCDMA*. La eficiencia espectral y las velocidades aumentadas no sólo habilitan nuevas clases de aplicaciones, sino que además dan soporte para que la red sea accedida por un mayor número de usuarios. *HSDPA* alcanza sus elevadas velocidades mediante las mismas técnicas que amplifican el rendimiento de *EDGE* superando a *GPRS*. Estas incluyen el agregado de modulación de mayor orden (Modulación de Amplitud en Cuadratura 16-16 *QAM*), codificación variable de errores, y redundancia incremental, así como el agregado de nuevas y potentes técnicas tales como programación rápida. Además, *HSDPA* emplea un eficiente mecanismo de programación para determinar qué usuario obtendrá recursos. Finalmente, *HSDPA* comparte sus canales de alta velocidad entre los usuarios del mismo dominio de tiempo, lo que representa el enfoque más eficiente.

2.5 Antecedentes Sistemas de Banda Ancha

El rápido crecimiento y la demanda para el acceso a altas velocidades a los servicios *web*, Internet y voz multilínea para usuarios residenciales así como para pequeños negocios han creado una demanda para acceso de banda ancha en la última milla. Típicamente la tasa máxima de datos de un acceso de banda ancha compartido para usuarios residenciales y *SOHO* (*small office/home office*) son alrededor de 5-10 Mbps en el canal de bajada y 0.5-2 Mbps en el canal de subida. Esta asimetría ocurre por la naturaleza del tráfico *web* y su dominio. Voz y videoconferencias presenta un tráfico simétrico. Mientras la evolución de los servicios de Internet y el tráfico resultante es difícil de predecir, la demanda de las tasas de datos y la calidad de los servicios en la última milla se incrementarán dramáticamente en un futuro cercano.

Actualmente el acceso de banda ancha es ofrecido a través de líneas digitales suscriptoras *xDSL* (*Digital Subscriber Line*), por cable y acceso inalámbrico de banda ancha *BWA* (*Broadband Wireless Access*). Cada una de estas técnicas tiene diferentes costos, desempeño y balance efectivo. Mientras que el servicio de cable y *DSL* están siendo efectivas en gran escala, *BWA* está emergiendo como una tecnología con varias ventajas. Estas incluyen la evasión de los límites de distancias de *DSL* y altos costos de cableado, rápida ejecución, alta escalabilidad, bajo mantenimiento y costos de actualizaciones e inversiones granulares para ser compatibles con el crecimiento del mercado. Pero por otro lado, se tiene un número de problemas importantes que incluye la eficiencia del espectro, escalabilidad de la red, instalación propia de la antena del usuario *CPE* (*Customer Premises Equipment*), y operación confiable sin la línea de vista *NLOS* (*non-line-of-sight*) debe ser resuelta antes de que *BWA* pueda penetrar en el mercado exitosamente. Servicios inalámbricos en la banda de 24-48 GHz tal como los servicios locales de distribución multipunto *LMDS* (*Local Multipoint Distribution Services*) son apropiados solo para grandes oficinas corporativas donde enlaces directos y líneas de vista *LOS* (*Line-of-Sight*) por arriba del follaje pueden ser establecidos. Por otro lado los servicios sub-3 GHz como son *MDS* (*Multipoint Distribution Services*), *MMDS* (*Multichannel Multipoint Distribution Services*) y *WCS* (*Wireless Communications Services*) y bandas sin licencia donde la penetración del follaje y la operación *NLOS* son necesarios para alcanzar a los usuarios caseros siendo una posibilidad.

2.5.1 Panorama de las Redes de banda ancha

Con la introducción de los routers *multi-gigabit* y líneas de transmisión óptica, esencialmente las redes se han convertido en redes de alta velocidad que pueden ofrecer una gran variedad de servicios a los usuarios. El cuello de botella que se presenta en la velocidad es en el ingreso a red que conecta al usuario final con el extremo hacia la red central, típicamente con la oficina central más cercana ó el multiplexor. El más conocido medio físico de ingreso a red es el cobre de par cruzado, el cual es utilizado virtualmente para todas las casas y negocios. Estos cables tradicionalmente son utilizados para la transmitir servicios de voz y comunicación de datos a baja velocidad utilizando *modems*. Actualmente, estos cables son utilizados para servicios de abonado de líneas digitales *DSL (Digital Subscriber Line)* el cual cuenta con dos modalidades. *HDSL (High-speed DSL)* este utiliza dos o tres pares de cables cruzados ofreciendo simetría a 2 Mbps en servicios de datos, mientras que para el servicio más reciente llamado *ADSL (Asymmetric DSL)* esta tecnología ofrece de 6-8 Mbps en promedio en el canal de bajada y varios cientos de kbps para el canal de subida. Similarmente, el cable coaxial para las redes de cable fueron tradicionalmente usadas para servicios de televisión *broadcas.*, y que han recientemente evolucionado para redes bidireccionales que ofrecen altas velocidades en datos y telefonía hacia los abonados [35]

El surgimiento de accesos inalámbricos de banda ancha esta muy reciente debido a las recientes desregulaciones y a las exigencias del mercado mundial de las telecomunicaciones. Las redes de acceso inalámbrico son muy atractivas para los nuevos operadores debido a la no existencia de una infraestructura de una red cableada, una gran ventaja es la rápida implementación y la baja inversión inicial. Esta es una característica muy atractiva con respecto a las redes cableadas en donde la mayor inversión necesita ser realizada durante la fase de implementación.

Más frecuencias para acceso inalámbrico de banda ancha están disponibles y son ondas milimétricas de frecuencias de entre 20 y 45 GHz. Bandas dedicadas de frecuencia para este tipo de aplicaciones están siendo recientemente disponibles en Europa, Norte América, Asia y otras regiones. Después de un extenso período de intentos, el acceso a sistemas inalámbricos opera en frecuencias de ondas milimétricas que están actualmente en fase inicial de introducción por debajo del desarrollo masivo comercial.

Estas redes de radio celular las cuales son comúnmente referidas como redes *LMDS (Local Multipoint Distribution Service)*, estas redes son implementadas para ofrecer servicios integrados de banda ancha para usuarios residenciales de negocios. Las redes *LMDS* son particularmente para satisfacer las necesidades de áreas urbanas y suburbanas con una alta densidad de usuarios, esto es debido a la capacidad de la célula que típicamente de un promedio de datos *STM-1* de (155 Mbps) y la célula cubre un radio de sólo 2 a 5 Km.

Aun cuando los rangos de frecuencias de ondas milimétricas son menores, hay algunas bandas de frecuencias disponibles debajo de los 11 GHz. Estas incluyen los servicios de banda *MMDS (Multichannel Multipoint Distribution Services)* en los Estados Unidos, los 3.5 GHz en banda en Europa, y los 10 GHz en banda en un número de países. Por debajo de los 11 GHz, hay algunas bandas de frecuencia que no tienen licencia.

2.5.2 Arquitectura de las Redes de Banda Ancha (BWA)

Un sistema *BWA* está compuesto por al menos una estación base *BS (Base Station)* y una o más estaciones suscriptoras *SS's (Subscriber Stations)*. La *BS* y las *SS's* conforman la interfaz aérea del sistema *ODU (Outdoor Unit)*, en donde se incluye los transmisores, receptores y antenas. Por otro lado, se encuentra la interfaz alámbrica *IDU (Indoor Unit)* que es la interfaz que

permite el acceso hacia y desde las redes *backbone* de datos y *PSTN*. Las dos interfaces se interconectan a una frecuencia intermedia. Esto se puede ver en la Figura 2.2.

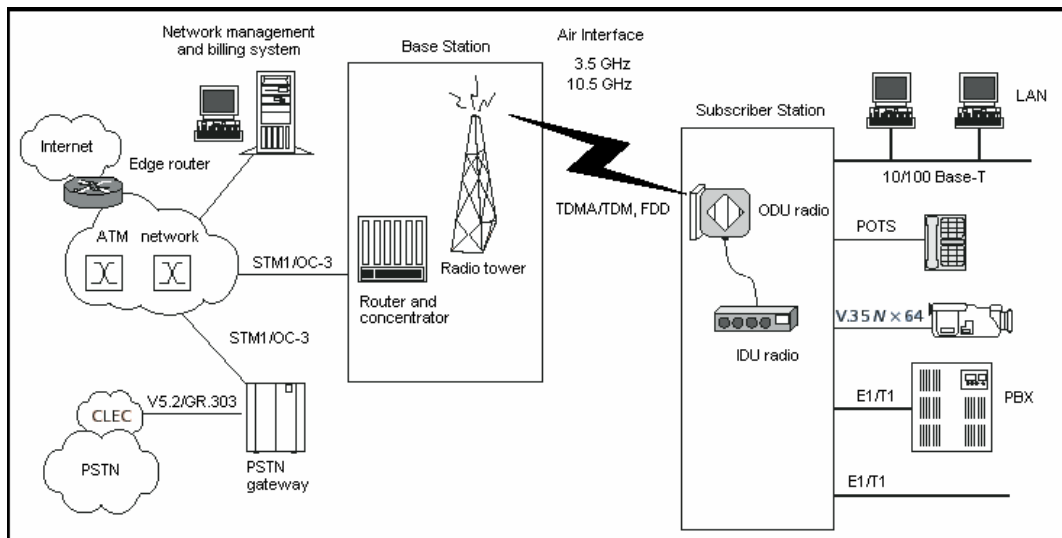


Figura 2.2. Arquitectura BWA.

La *BS* le asigna un canal de radio a cada una de las *SS*'s de acuerdo a las políticas de control de acceso al medio (*MAC*). Todos los sistemas *BWA* constan de tres subsistemas, los cuales se citan a continuación:

- *Sistema de Radiofrecuencia*: Es la parte inalámbrica de alta capacidad que permite la transmisión y recepción de las señales con cada *SS*. En la estación base, los módulos de transmisión y recepción están conectados en un lado con el equipo de acceso de datos de la *BS* y por otro lado con una antena cuyas características dependen de los requisitos del sistema. Por otro lado, las estaciones remotas un módulo transmisor-receptor recibe la señal de bajada de la *BS* y la pasa al módem de cada *SS*. Asimismo, recibe el tráfico de la *SS* y lo transmite hacia la *BS*.
- *Sistema de Acceso*: Representa la interfaz de comunicación entre la *SS* y la *BS*, es el responsable de la estructuración y manejo del tráfico de señal de bajada o de subida con dirección al sistema de radiofrecuencia. En una red *BWA*, las *SS*'s comparten en el tiempo los canales de subida *UL* (*Up Link*) y de bajada *DL* (*Down Link*). En el enlace de subida, el canal es usualmente ranurado permitiendo así el acceso al canal mediante la técnica *TDMA*, mientras que en el canal de bajada se emplea el esquema *TDM*. Cada *SS* puede entregar voz y datos utilizando interfaces comunes, por ejemplo, *Ethernet*, *E1/T1*, etc.
- *Interfaz de red en la BS*: Representa la conexión entre el proveedor de servicios y la red *IP*, las principales aplicaciones que se usan con el sistema de acceso a Internet, acceso a alta velocidad a servicios multimedia, además del acceso a la *PSTN* para aplicaciones *VoIP*. En el lado de la *SS*, es la red de conexión con el sistema inalámbrico.

A continuación se presenta los estándares más utilizados para las redes de banda ancha (*BWA*).

2.5.3 Estándar IEEE 802.11

WiFi (Wireless Fidelity) es el nombre popular del estándar *IEEE 802.11* para redes inalámbricas de área local (*WLAN*) que operan utilizando espectro sin licencia en la banda de 2.4 GHz. La generación actual de *WLAN* soporta velocidades para datos de hasta 11 Mbps dentro de los 90 metros a partir de la estación base en donde se transmite la señal.

Este protocolo no sólo se queda en el terreno de la transmisión de datos, sino que ha abierto la posibilidad de ofrecer servicios de voz gracias al protocolo Internet o voz sobre *IP*. Sin embargo, su principal reto es la penetración en las ciudades o en cualquier lugar en donde una persona realice una llamada mediante una red inalámbrica y que no esté condicionada a permanecer en un campus universitario, en un aeropuerto, en una oficina, etc.

2.5.3.1 Breve historia 802.11

La aparición repentina de *802.11* se llevo a cabo como resultado como de una decisión tomada en 1985 por la comisión federal de comunicaciones *FCC (Federal Communications Commission)* de liberar varias bandas del espectro inalámbrico para la utilización sin licencia del gobierno. También llamadas bandas basura (*garbage bands*) donde actualmente se encuentran alojados los equipos tales como hornos de microondas. Para operar en estas bandas, los dispositivos requieren el uso de la tecnología *spread spectrum*. Esta tecnología esparce una señal de radio hacia un rango amplio de frecuencias, haciendo que la señal sea menos susceptible a la interferencia y difícil de interceptar.

En 1990, un nuevo comité *IEEE* llamado *802.11* fue establecido para buscar el comienzo de un estándar. Sin embargo, no fue hasta 1997, ocho o nueve años después, que este nuevo estándar fue publicado (aunque dispositivos con pre-estándar se encontraban ya en el mercado).

Dos variantes fueron ratificadas en los dos siguientes años *802.11b* el cual opera en la banda de la industria médica y científica *ISM (Industry Medical and Scientific)* de 2.4 GHz y *802.11a* el cual opera las bandas de 5.3 GHz y 5.8 GHz de la infraestructura de información nacional sin licencia (*the Unlicensed National Information Infrastructure*).

La popularidad de *802.11* despegó con el crecimiento con el acceso a Internet de banda ancha a alta velocidad en la casa. Fue de esta manera y permanece la forma fácil de compartir un enlace de banda ancha entre varios equipos esparcidos en una casa. El crecimiento de *hotspots*, y puntos de acceso *access points* han agregado popularidad a *802.11*. La última variante fue *802.11g*. Esta tecnología *802.11*, como *802.11a*, utiliza una forma más avanzada de modulación llamada *OFDM (Orthogonal Frequency-Division Multiplexing)*, esta habilitada para ser utilizada en la banda de 2.4 GHz. *802.11* puede alcanzar una velocidad de hasta 54 Mbps.

Actualmente existen tres versiones del estándar *IEEE 802.11*. Las principales diferencias entre ellos se muestran en la Tabla 2.2.

	802.11b	802.11a	802.11g
<i>Velocidad</i>	11 Mbps/5.5 Mbps	54 Mbps/30 Mbps	54 Mbps/30Mbps
<i>Frecuencia</i>	2.4 GHz	5.8 GHz	2.4 GHz
<i>Precio</i>	Económico	Alto	Ascendente
<i>Distancia Máxima</i>	50 a 100 m	50 a 100 m	50 a 125 m
<i>Popularidad</i>	Amplia	Nuevo	Nuevo
<i>Compatibilidad</i>	Comúnmente usado	No compatible	802.11b

Tabla 2.2. Comparación entre las versiones del estándar IEEE 802.11.

2.5.3.2 Infraestructura IEEE 802.11

En una red *WiFi*, cada componente, ya sean estaciones o puntos de acceso *AP* (*Access Point*), requieren un radio transmisor y una antena. Las estaciones pueden ser incorporadas a una tarjeta *LAN* instalada en una *PC* de escritorio, un adaptador *USB*, una *PCMCIA* o puede ser integrada a un dispositivo *PDA*. Los *AP*'s forman un puente entre redes alámbricas e inalámbricas. La red puede ser configurada en dos formas básicas, como se muestra en la Figura 2.3.

- *Modo ad hoc (peer-to-peer)*: Esta configuración es idéntica a su contraparte alámbrica, solo que sin cables. Dos o más estaciones pueden comunicarse entre sí sin un *AP*.
- *Modo infrastructure networking (Client/Server)*: Esta configuración consiste de múltiples estaciones conectadas a un *AP* que actúa como puente a una red alámbrica.

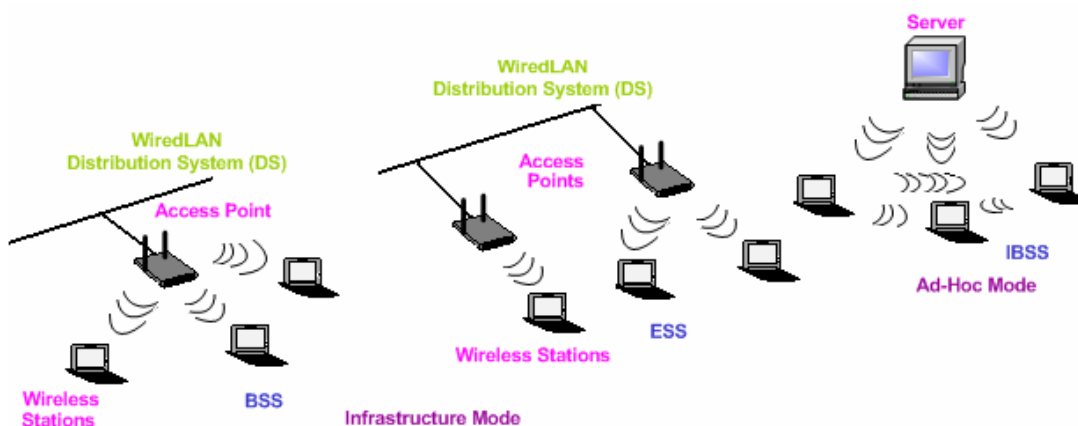


Figura 2.3 Configuración de una red LAN.

2.5.3.3 Nuevos retos para 802.11

Actualmente *802.11* se encuentra rápidamente proliferando en todo el planeta. Sin embargo, aún se enfrenta aún número de retos tecnológicos. El mayor reto es el rango de alcance. El dispositivo más alejado actualmente puede moverse en un área estipulada y aún así recibir una señal adecuada de un punto de acceso *AP* (*Access Point*) *802.11*, alrededor de 300 pies-siempre y cuando no exista un gran muro o una obstrucción física sustancial. Más aún, cualquier usuario sabe, que el desempeño decae rápidamente si se mueve muy alejadamente del punto de acceso.

Otro reto mayor que se enfrenta *802.11*, incluye el como mejorar la velocidad máxima de tasa de transmisión, la seguridad y la calidad de servicio.

2.5.3.4 Futuras generaciones 802.11

Actualmente, *802.11a/b/g* para redes inalámbricas de área local (*WLAN*) proveen un desempeño adecuado para las aplicaciones que hoy en día se utilizan, por lo tanto la conveniencia de las conexiones inalámbricas poseen un gran valor. Las siguientes generaciones

de aplicaciones inalámbricas requerirán altas tasas de transmisión de datos (*higher WLAN data throughput*) y por lo tanto la gente demandará mayor rango. En respuesta a estas necesidades el grupo de trabajo *IEEE 802.11n Task Group* al igual que las alianzas *Wi-Fi* se encuentran trabajando en ello.

El objetivo del grupo de trabajo *802.11n* es definir las modificaciones a la capa física y a la capa de control de acceso al medio *PHY/MAC (Physical Layer and Media Access Control Layer)* que proporciona un mínimo de la máxima capacidad de transmisión a 100 Mbps en el punto de acceso al servicio de la *MAC MAC SAP (Service Access Point)*.

El requerimiento mínimo de la máxima capacidad de transmisión aproximadamente cuadruplica el desempeño de la máxima capacidad de transmisión *WLAN* comparada con las redes de hoy en día *802.11a/g*. El objetivo principal sobre de la máxima capacidad de transmisión aérea es exceder 200 Mbps para alcanzar los requerimientos de máxima capacidad de transmisión de 100 Mbps *MAC SAP*. Otras mejoras necesarias incluyen un rango de acuerdo a la máxima capacidad de transmisión dada, que sea robusto respecto a la interferencia y una mejora y más servicios uniformes dentro del área de cobertura de un punto de acceso *AP (Access Point) BSS (Basis Service Set)*. Canales amplios de ancho de banda y múltiples configuraciones de antenas que puedan permitir tasas de datos de 500 Mbps.

El grupo de trabajo también se está asegurando de la transiciones suaves con los requerimientos pasados de compatibilidad con el legado de las soluciones existentes *IEEE WLAN (802.11a/b/g)*.

2.5.3.5 Habilitando la siguiente generación en forma digital a través de 802.11e

Mientras la transferencia de datos y audio han tenido una atracción primaria para la mayoría de los usuarios *802.11*, la siguiente generación de aplicaciones será el video. En el futuro es Internet una herramienta para bajar películas. Poder ver *streaming* video en una computadora portátil o un *PDA* sobre una conexión inalámbrica. Actualmente, *802.11g* es capaz de soportar *streaming* para video, pero los problemas respecto a la calidad de servicio aún dañan el desempeño. La imagen de video puede ser (*jittery and halts*) cuando la red se encuentra saturada.

El grupo de trabajo de las especificaciones de los servicios multimedia *802.11e* ha desarrollado uno fijo. Una velocidad mejorada llamada tecnología de ráfagas de paquetes que incrementa la máxima capacidad de transmisión del canal permitiendo que múltiples paquetes viajen a través de las ondas aéreas sin el encabezado extra de espacio entre los paquetes, esto incrementa la velocidad de la red. Las especificaciones *802.11e* toma lugar la capa *MAC* y por ende será común la capa física (*PHY*) para todas las tecnologías *WLAN 802.11*. Consecuentemente, *802.11e* las ráfagas de paquetes (*packet-bursting*) estarán disponibles en *802.11g*, y *a*.

2.5.4 Estandarizaciones Actuales

Los estándares y las arquitecturas de acceso de radio de banda ancha son temas de interés para Europa, Japón y los Estados Unidos. Dependiendo de la región y país se usan diferentes términos cuando se refieren a estos estándares. En Europa, éstos son referidos como *BRAN (Broadband Radio Access Networks)*, en los Estados Unidos, como *LMDS (Local Multipoint Distribution Service)* [35], *IEEE 802.16* y *BWA*, además de otros términos. En Canadá y otros países, son referidos como Sistemas de Comunicación Multipunto Locales *LMCS (Local Multipoint Communication Systems)* [14]. Sus aplicaciones, sin embargo, son variadas: fijas y móviles, locales y de área ancha, e incluyen aplicaciones prometedoras como:

- Acceso a Internet de alta velocidad.
- Dos maneras de comunicación de datos (*peer-peer* o *cliente/servidor*).
- Telefonía pública o privada.
- Dos tipos de servicio multimedia tales como videoconferencias y video comercio.
- Video *broadcast*.

Mientras la primera generación de sistemas *LMDS* se encontraban en el campo de despunte, las actividades de estandarización se encontraban ya en camino para el caso de *IEEE* y *ETSI* definiendo las especificaciones técnicas de los próximos sistemas futuros. Los grupos que están llevando a cabo este trabajo son *IEEE 802.16* y el *ETSI BRAN*. Las especificaciones para ambos grupos cubren la capa física y las funciones de la capa *MAC*.

2.5.4.1 ETSI-BRAN

La familia de estándares *BRAN* incluyen: *HIPERLAN* (*High Performance Radio Local Area Networks*) Tipo 1 (*LANs* inalámbricas de alta velocidad), *HIPERLAN* Tipo 2 (Acceso inalámbrico de rango corto a redes *IP* (*Internet Protocol*), *ATM* (*Asynchronous Transfer Mode*) y *UMTS* (*Universal Mobile Telecommunications System*)) ambos operando en la banda de 5 GHz, Acceso inalámbrico fijo de banda ancha punto a multipunto (*HIPERACCESS*) e Interconexión de banda ancha inalámbrica (*HIPERLINK*) operando en la banda de 17 GHz. Esto se describe en la Figura 2.4 en donde se indican las bandas de frecuencia en la que operan y la velocidad de transmisión en la interfase de aire.

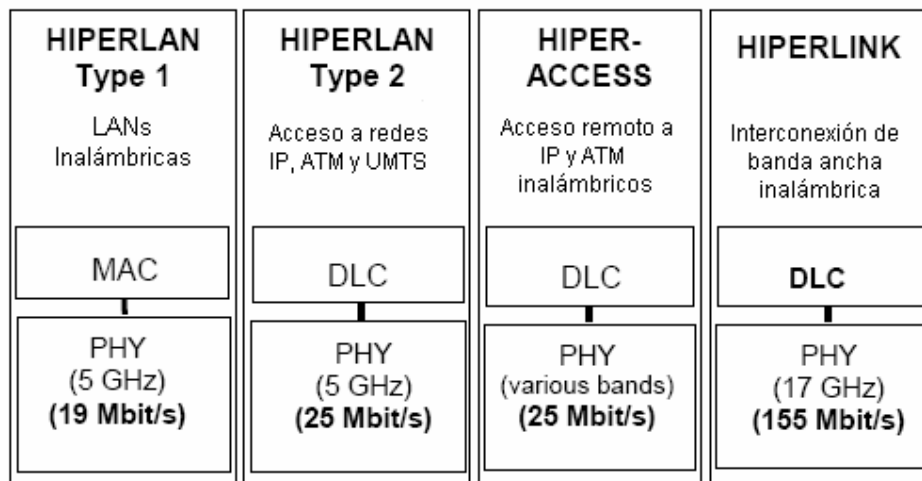


Figura 2.4 Estándares BRAN.

El acceso de banda ancha consiste en *HIPERACCESS*, *HIPERLAN* e *HIPERLINK* (*High Performance Radio Link*), como se muestra en la Figura 2.5. En las definiciones de la *ETSI*, se indica una topología jerárquica distinta, en ellas es posible que las *LANs* inalámbricas se conecten directamente con cualquier parte de la red central o de las terminales *HIPERACCESS*.

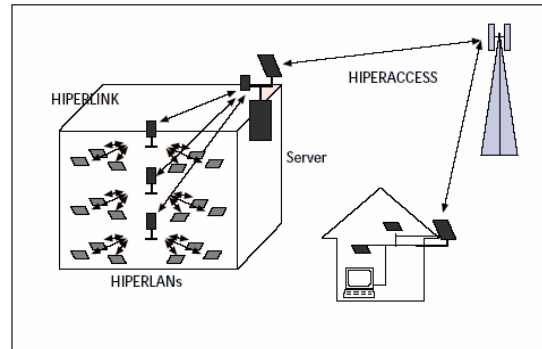


Figura 2.5 Acceso Inalámbrica de Banda Ancha.

Los sistemas *HIPERACCESS* conectados principalmente a residencias, oficinas, y pequeñas y medianas empresas, tienen como premisa el tener acceso a una gran variedad de servicios de telecomunicaciones tales como voz, datos, y servicios multimedia con velocidades de transmisión de los 2 Mbps a los 25 Mbps. Los sistemas *HIPERACCESS* serán principalmente usados como redes de acceso remoto de banda ancha. El espectro puede ser en el rango de 2-40 GHz.

La segunda aplicación a la cual se hace referencia, *HIPERLAN*, provee acceso local con una calidad de servicio controlada para aplicaciones de banda ancha a computadoras portátiles, usando principalmente la banda de 5 GHz.

La tercera aplicación de *BRAN* es llamada *HIPERLINK*, y es principalmente una interconexión red a red que podrán soportar una variedad de protocolos y todos los escenarios posibles de tráfico. Esta aplicación podrá ser usada con velocidades de transmisión arriba de 155 Mbps en partes del espectro de 17 GHz.

2.5.4.2 Puntos comunes IEEE 802.16 Y ETSI BRAN

Las técnicas de transmisión están basadas en un solo proveedor de transmisión. La razón de esto es debido a que los sistemas *LMDS* sufren una pequeña interferencia intersímbolo *ISI* (*Intersymbol Interference*), y esto no sugirió mucha motivación para utilizar *OFDM* (*Orthogonal Frequency-División Multiplexing*) el cual es bastante atractivo para canales *ISI*. Adicionalmente, la gran sensibilidad de en el oscilador en la fase de ruido y la no linealidad del amplificador de potencia hace que esta técnica escasamente deseable para sistemas que operan en ondas milimétricas de frecuencia donde la alta potencia de transmisión y baja fase en ruido hace que se incurra en un alto costo.

Así como en las primeras especificaciones *DVB/DAVIC*, *TDM* y *TDMA* han sido adoptadas para el canal de bajada y canal de subida respectivamente. Esta opción puede ser justificada por la relativa madurez de *TDMA* con respecto a *CDMA* (*Code-Division Multiple Access*) que ha sido adoptado en la tercera generación de los estándares digitales para radio móviles.

El incremento de la capacidad de las células con respecto a *QPSK* puro y la modulación adaptativa y la codificación serán utilizadas. El propósito de la eficiencia de la modulación de ancho de banda, así como los esquemas de codificación que son compatibles con la señal a ruido *SNR* (*Signal-to-noise-ratio*) y el nivel de interferencia que afecta los intereses del usuario. Esto está en función de la posición del usuario por un lado (en el canal de bajada) y el nivel de

desvanecimiento por otro lado. Los esquemas de modulación candidatos son: *4-QAM (QPSK)*, *16-QAM*, y *64-QAM* para el canal de bajada y *4-QAM* y *16-QAM* para el canal de subida.

Ambos grupos *IEEE 802.16* y *ETSI BRAN* su primera prioridad es la definición de las especificaciones del sistema para redes de acceso inalámbrico de banda ancha operando en frecuencias por arriba de los 11 GHz, pero ahora fijan su atención hacia las bandas de frecuencia con licencia por debajo de los 11 GHz.

En muchos aspectos los accesos inalámbricos de banda ancha a bajas frecuencias es muy similar a los sistemas *LMDS* que esencialmente implementados para aplicaciones de pequeños negocios, frecuencias por debajo de los 11 GHz son por lo general usadas para abonados residenciales donde la aplicación de mayor velocidad requerida es el acceso a Internet. La implicación en este tipo de tráfico será altamente en forma asimétrica, y mucho de este tráfico es de la estación base *BS (Base Station)* hacia los abonados. Esta característica será de gran impacto en la capa física y *DLC (Data Link Control)*. La segunda característica distintiva es que debido a la gran cantidad de tamaños de células, la pequeña directividad de la antena del abonado y a la no línea de vista de propagación, las bajas frecuencias son sujeto de un nivel significativo de *ISI*, el cual debe ser compensado.

Una de las soluciones para bajas frecuencias es utilizar las mismas especificaciones técnicas para ondas milimétricas (*LMDS*). Lo único que se necesita agregar en este caso es un ecualizador que sea capaz de manejar multitrayectorias para este tipo de redes. Otra solución consiste en utilizar la tecnología *OFDM* la cual ha sido adoptada por las especificaciones *IEEE 802.11* y *ETSI BRAN* para redes de área local (*LANs*) a 5 GHz. Esta técnica es conocida por ser eficiente contra del desvanecimiento multitrayectoria (*multipath*) cuando se combina con una apropiada codificación de canal e intervalos. Esto en conjunto con el hecho de que es relativamente fácil diseñar radios de bajo costo para bandas de ondas milimétricas, teniendo a favor el uso de *OFDM* a frecuencias por debajo de los 11 GHz. Ambas opciones pueden ser viables, pero aún así no se tiene una certeza de que camino tomará la estandarización, pero la adopción de *OFDM* en los estándares como *ETSI* y *IEEE*, puso a esta técnica en una gran posición para accesos inalámbricos de banda ancha a frecuencias bajas por debajo de los 11 GHz.

2.5.5 Redes IEEE 802.16

WiMax (Worldwide Interoperability for Microwave Access) es el nombre que se le dio al estándar *IEEE 802.16* que describe la interfaz aérea para sistemas fijos de acceso inalámbrico de banda ancha. El objetivo de este nuevo protocolo es reemplazar o competir directamente con el Internet por Cable y *IADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line)*, ya que mediante una sola torre se tendrá cobertura de hasta 50 kilómetros a tasas de transmisión de hasta 75 Mbps. Por su capacidad, fue diseñado como una solución de última milla en redes metropolitanas (*MAN*). Al día de hoy, lo impulsan 130 organizaciones (fabricantes de equipo y componentes, proveedores de servicio, desarrolladores de software, etc.), entre los que destaca Intel Corporation, Nokia y Siemens.

El estándar *IEEE 802.16* es realmente una especificación para sistemas inalámbricos de acceso de banda ancha que usan una arquitectura de punto a multipunto (*PMP*). La primera versión del estándar *802.16* lanzó ambientes de línea de vista *LOS (Line-of-Sight)* direccionados en bandas de frecuencia alta que operan en el rango de 10-66 GHz, mientras que la rectificación del estándar *802.16a* fue diseñado para sistemas que operen en bandas entre 2 GHz y 11 GHz.

La significativa diferencia entre estas dos bandas de frecuencia se encuentra en la habilidad de soportar la operación de *NLOS (Non-Line-of-Sight)* en las frecuencias más bajas, algo que no es posible en las frecuencias altas.

WiMAX y *WiFi* son soluciones complementarias para dos aplicaciones bastante diferentes. *WiFi* fue diseñado para el uso privado en una oficina cerrada para una red *Ethernet*. *WiMAX* fue diseñado para que un *carrier* lo use en la última milla para dar servicios a suscriptores con requerimientos distintos, y tarifas distintas. Otras diferencias técnicas entre estos protocolos se observan en la Tabla 2.3.

	802.11	802.16
<i>Velocidad Máxima</i>	54 Mbps	100 Mbps
<i>Tecnología</i>	OFDM	OFDM
<i>Sub carrier (FFT)</i>	64	256
<i>MAC</i>	CSMA/CA	TDM/TDMA
<i>QoS</i>	En desarrollo	Sí
<i>Cobertura</i>	Interno 100 m	Externo varios Km.
<i>Usuarios</i>	Cientos	Miles

Tabla 2.3. Comparación técnica entre el estándar *IEEE 802.11* y el *IEEE 802.16*.

En el futuro es posible que *WiMAX* crezca hasta soportar aplicaciones que hoy en día no son soportadas, como movilidad y aplicaciones *PDA*.

2.5.6 IEEE 802.16

El estándar *IEEE 802.16* cubre más aspectos que *HIPERACCESS*, incluyendo Redes *WMAN (Wireless Metropolitan Area Network)* y *HUMAN (High-Speed Unlicensed Metropolitan Area Networks)* [4]

El estándar inicial *802.16* opera en la banda de frecuencias de 10 a 66 GHz. En estas frecuencias, *IEEE 802.16*, requiere de una línea de vista directa entre los transmisores y receptores. Esto reduce la distorsión multitraectoria, lo que aumenta el ancho de banda. Teóricamente *IEEE 802.16* puede proveer velocidades de transmisión arriba de 75 Mbps en los canales *downlink* y *uplink*. Los proveedores pueden usar múltiples canales para una transmisión simple para proveer velocidades arriba de los 350 Mbps.

IEEE 802.16 divide su *MAC* en diferentes subcapas que soportan diferentes tecnologías de transporte, incluyendo *IPv4*, *IPv6*, *Ethernet* y *ATM*.

El grupo de trabajo de *IEEE 802.16* ha adoptado diferentes extensiones a la tecnología básica del protocolo [20]

La *IEEE* ha desarrollado *802.16a* para el uso de bandas de frecuencias en el rango de 2 a 11 GHz. En las frecuencias bajas, las señales pueden penetrar barreras y no se requiere una línea de vista entre el transmisor y la antena. El estándar *IEEE 802.16a* soporta un desarrollo tipo malla, en donde una *BS* puede pasar una comunicación simple a otra *BS* extendiendo así el rango de funcionamiento del protocolo.

La extensión *IEEE 802.16b* incrementa el espectro y tecnología que puede usarse en las bandas de frecuencia de 5 a 6 GHz y provee calidad de servicio (*QoS*). El proveer de calidad de servicio

asegura la prioridad de transmisión para la transmisión de voz y video en tiempo real y ofrece diferentes niveles de servicio a diferentes tipos de tráfico.

La *IEEE 802.16c* representa para la banda de 10 a 66 GHz el perfil de sistema que estandariza más detalles de la tecnología. Esto asegura mayor consistencia para la implementación e interoperabilidad del sistema.

En *IEEE 802.16d* se incluyen pequeños detalles que ayudan a mejorar la extensión *802.16a*. Esta extensión también crea los perfiles del sistema para lograr que los dispositivos basados en *802.16a* sean probados.

La tecnología basada en *IEEE 802.16e* estandarizará la intercomunicación entre las estaciones base fijas y los dispositivos móviles. *IEEE 802.16e* habilitará las funciones de *hand-off* de alta velocidad necesarias para la comunicación con usuarios moviéndose sobre automóviles a altas velocidades.

La Unión Internacional de Telecomunicaciones (*UIT*) inició un grupo de trabajo llamado *ITU JRG 8A-9B* para encargarse de la estandarización de los sistemas *BWA*. Este grupo recibe información por parte de *BRAN* y de *IEEE 802.16* y trata de desarrollar una conciencia global sobre esta tecnología en base al punto de vista y función de la *UIT*.

2.6 IEEE 802.20

En diciembre 2002, el *IEEE Standards Board* aprobó el establecimiento de *IEEE 802.20*, el grupo de trabajo para acceso móvil inalámbrico de banda ancha *MBWA (Mobile Broadband Wireless Access) Working Group*.

2.6.1 Misiones y proyectos por alcanzar IEEE 802.20

2.6.1.1 Misión

La misión de *IEEE 802.20* es desarrollar las especificaciones para una eficiente interfase aérea basada en paquetes, para optimizada para el transporte de servicios basados en *IP*. El objetivo es habilitar el desarrollo *worldwide* sostenible, presente en todos lados, interoperando siempre para múltiples vendedores de acceso a redes inalámbricas de banda ancha que permita conocer las necesidades del mercado de usuarios de negocios y de usuarios finales residenciales

2.6.1.2 Alcances MBWA

Las especificaciones de la capa física, la capa de control de acceso al medio y de una interfase aérea para la interoperabilidad de los sistemas de acceso inalámbricos de banda ancha, operando en bandas con licencias por debajo de los 3.5 GHz, optimizando el transporte de datos *IP*, con un máximo de tasa de datos por usuarios de 1 Mbps. Este soporta clases de movilidad de vehículos hasta 250 km/h en ambientes *MAN* y objetivos de eficiencia espectral, tasa de datos sustanciosos en usuarios y número de usuarios activos siendo todos son significadamente altos que los alcanzados por los sistemas móvil existentes.

2.6.1.3 802.20 Principal objetivo de las redes móviles inalámbricas

La siguiente generación de conectividad móvil detrás de *Wimax* estará basada en el estándar *802.20*, el cual esta siendo desarrollado para la tierra como una especificación móvil. La capa

física (ejemplo, la parte final frontal del radio (*radio front end*) la sección del procesamiento de la señal de la banda base) y la capa de enlace de datos (ejemplo, protocolo de acceso al medio) son diseñadas específicamente para los requerimientos móviles, tales como arreglos de antenas adaptivas. El concepto que sustenta el concepto de adaptivo, ó de antenas 'inteligentes', es proveer el procesamiento de la señal que permita señales de múltiples antenas, como en una red celular, para trabajar juntas producir una señal fuerte con un mínimo de interferencia.

Las especificaciones *802.20* es también el primer estándar *IEEE* que explícitamente plantea la necesidad de clientes móviles en vehículos móviles. Los parámetros de diseño de las especificaciones incluye el soporte para una movilidad vehicular de hasta 155 millas por hora. Este criterio será soportado por grupos de carros y camiones, así como también por trenes de pasajeros a altas velocidades que son utilizados en muchas partes del mundo.

Debido a que el *roaming 802.16e* soportado es generalmente limitado en áreas locales y regionales, *802.20* comparte con *3G* la habilidad de soportar un *roaming* global. Similarmente *802.16*, *802.20* soporta *QoS* para dar una buena calidad para servicios de baja latencia, en contraste con los servicios de datos celulares, los cuales inherentemente tiene una arquitectura de alta latencia.

Ambos estándares *802.16e* y *802.20* comparten eficiencia sincronía entre los cales de subida y de bajada, en oposición a la naturaleza asíncrona de las redes celulares *3G* las cuales tienen una baja eficiencia en el canal de subida, y relativa hacia sus canales de baja. Alta eficiencia en los canales de subida puede ser benéfica para aquellos usuarios de negocios quienes deben ejecutar sincronizaciones de gran cantidad de datos o transferencia de cargas hacia sistemas centrales corporativos para sus sistemas móviles.

El estándar *802.20* promete una combinación de muchas características deseadas del estándar *802.16e* con aquellas de las redes de datos celulares de *3G*, mientras reduce las limitaciones de ambas para dichas modalidades. Por lo tanto, las soluciones *802.20* podrá implementar la necesidad de un espectro amplio funcional para negocios móviles e implementación personal de computadoras.

2.7 Conclusiones

Actualmente existen diversas tecnologías que ofrecen servicios de banda ancha, no obstante las tecnologías inalámbricas y en especial las relacionadas con las redes locales y metropolitanas están experimentando un crecimiento muy superior al resto de las tecnologías, esto se debe a que las nuevas técnicas inalámbricas se presentan ante el operador de cable como una oportunidad para extender su red hacia áreas sin cobertura y cuyo cableado no se justifica económicamente.

Entre las características más evidentes que presentan los sistemas cableados frente a los inalámbricos es que los primeros tardan más tiempo en promedio para ofrecer toda la gama de los servicios. Pues se estima que el tiempo de instalación de toda la infraestructura alámbrica puede durar por lo regular desde muchos meses hasta años con una razón de clientes potenciales del 70%, lo originan muchos gastos previos por el largo tiempo transcurrido en la instalación total del sistema.

Por otra parte, la mayoría de los sistemas inalámbricos pueden ser instalados en unos cuantos meses con una razón de clientes potenciales del 90%. Otra ventaja de los sistemas inalámbricos es que son adaptables al tráfico, es decir, pueden instalarse menos radio bases separadas a más distancia entre ellas en lugares donde el tráfico sea menor. De la misma manera, pueden instalarse más radio bases a más corta distancia entre ellas en lugares donde hay mucho tráfico.

En el presente trabajo enfocaremos nuestro estudio en el protocolo de redes inalámbricas de banda ancha del *IEEE 802.16*.

El siguiente capítulo se dedica a la descripción de las principales características del estándar *IEEE 802.16*, esto es, su control de acceso al medio y el comportamiento dinámico de esta tecnología inalámbrica.

Capítulo 3

Descripción del Estándar IEEE 802.16

3.1 Introducción

El rápido crecimiento de la demanda por Internet de alta velocidad y servicios multimedia para uso residencial y de pequeños negocios, ha creado un mayor interés en el acceso de banda ancha de última milla [6]. El acceso inalámbrico de banda ancha aparece así como una tecnología atractiva, con numerosas ventajas y que se posiciona como una solución alternativa al acceso mediante una red alámbrica como enlaces de fibra óptica, sistemas de cable coaxial que utilizan un cable *MODEM* y *DSL* [6] [7].

En el año 2000, el grupo *IEEE* inició el *IEEE 802.16 Working Group* para crear estándares que regulen el acceso inalámbrico de banda ancha con el objeto de ofrecer una solución escalable, de bajo costo y alta capacidad, la cual incluye tanto usuarios como tasa de transmisión, para extender el backbone de fibra óptica [9].

El estándar *IEEE 802.16* cuenta con distintas versiones de los que sobresalen el *802.16* que emplea el espectro entre 10 y 66 GHz y que requiere línea de vista *LOS (Line of Sight)* entre el transmisor y el receptor, *IEEE 802.16a* que opera en la banda de frecuencias entre 2 y 11 GHz, y el *802.16e* que está enfocado en proveer movilidad al estándar y que funciona en bandas menores de 6 GHz [9] [8]. Las dos últimas versiones mencionadas con anterioridad, no requieren *LOS*.

El estándar *IEEE 802.16* permite alcanzar tasas de transferencia máxima que fluctúan entre 32 y 130 Mbps dependiendo del ancho del canal de frecuencia y de la técnica de modulación [42]. Adicionalmente se destaca que el estándar *IEEE 802.16* posee la capacidad de utilizar ventajas ofrecidas por los sistemas de antenas avanzados que actualmente se encuentran disponibles.

Un servicio inalámbrico *802.16* ofrece un camino de comunicaciones entre los abonados y la red central a la que proporciona acceso, ya sea la red telefónica pública o Internet, ofreciendo una interfaz aire entre las estaciones de los suscriptores o abonados *SS (Subscriber Stations)* y la estación base *BS (Base Station)*. Los protocolos definidos específicamente para la transmisión inalámbrica dan respuesta a todos los aspectos relacionados con la transmisión de bloques de datos por una red.

El acceso a redes inalámbricas de banda ancha provee un alto promedio de conexiones hacia sitios estacionarios y ha madurado a tal grado que ahora es un estándar de segunda generación en redes inalámbrica de área metropolitana. El estándar *IEEE 802.16* se ha esparcido efectivamente alrededor de todo el mundo.

En este capítulo se presenta el modo de operación del protocolo de comunicaciones de acceso inalámbrico de banda ancha *IEEE 802.16*. Se describen los mensajes de administración más importantes empleados durante la inicialización del servicio y durante su operación normal. Adicionalmente, se presenta tanto los cuatro mecanismos de solicitud de asignación de ancho de banda que varían de acuerdo con el tipo de tráfico generado por la estación suscriptor (*Subscriber Station*), como los servicios de programación ascendente, las funciones que realiza la estación base (*Base Station*). Se describe la estructura del frame para el *UL-MAP* y el *DL-MAP*. Por otro lado se representa el algoritmo *Exponential Backoff*, que permite resolver las colisiones ocurridas durante los periodos de contención, tanto para la transmisión de solicitudes de asignación de ancho de banda como la transmisión de datos de información

3.2 Antecedentes

Durante los últimos años ha crecido el interés por las distintas modalidades de redes de acceso inalámbricas, conocidas como *WLL (Wireless Local Loop)* como una alternativa al bucle local de cobre tradicional. A fin de proporcionar un enfoque estandarizado a estas diversas tecnologías, el comité *IEEE 802* estableció el grupo de trabajo *802.16* en 1999 con el cometido de normalizar los accesos inalámbricos de banda ancha.

IEEE 802.16, también llamado *WiMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access)*, estandariza tanto la interfaz aire como las funciones relacionadas con los bucles locales inalámbricos o bucles inalámbricos fijos. Para ello se crearon tres distintos grupos de trabajos: *IEEE 802.16.1*, *802.16.2* y *802.16.3*. El primero tiene como objetivo la interfaz aire para 10-66 GHz, mientras que el segundo está centrado en la coexistencia de los diversos sistemas de acceso inalámbrico de banda ancha. *IEEE 802.16.3*, finalmente, se ocupa de la interfaz de aire para frecuencias de 2-11 GHz, que requieren licencias. De todos ellos, los desarrollos del grupo *802.16.1* serán los que generen mayor interés en la industria, dado que se centran en las bandas de frecuencias disponibles.

3.3 Grupo de trabajo 802.16

Históricamente, las actividades *802.16* fueron iniciadas en agosto 1998, en una reunión por parte de *N-WEST (Nacional Wireless Electronics Systems Testbed)* de la *U.S. National Institute of Standard and Technology*. El esfuerzo fue respaldado en *IEEE 802*, la cual abrió el grupo de estudio.

El desarrollo de el estándar *802.16* es responsabilidad de el grupo de trabajo *802.16 (IEEE Working Group Access (BWA) Standards)*. El interés inicial del grupo fue el rango de frecuencias 10-66 GHz. El proyecto 2-11 GHz de el grupo *IEEE 802.16a* [17] fue aprobado en Marzo 2000. El proyecto *802.16a* en la etapa primaria cubría el desarrollo las especificaciones de la capa física, el cual soportaba el mejoramiento de la *MAC* básica. Adicionalmente, el grupo de trabajo había completado el estándar *IEEE Standard 802.16.2* [16] ("*Recommended Practice For Coexistence of Fixed Broadband Wireless Access System*") para direccionar la coexistencia 10-66 GHz y a través del proyecto *802.16.2a*, la recomendación se expandió para incluir las bandas bajo licencia de 2 a 11 GHz.

3.3.1 Evolución Estándar 802.16

El estándar *802.16-2001* [18] completado en octubre del 2001 y publicado en abril 8 de 2002 define las redes inalámbricas *MAN (WirelessMAN™)* [7]. La finalización de este estándar anuncio la era del acceso inalámbrico de banda ancha como una gran herramienta para el mejoramiento de enlaces caseros y de negocios hacia redes de telecomunicaciones en el mundo.

Actualmente la definición del estándar *802.16*, una red inalámbrica *MAN* provee el acceso a redes a través de antenas exteriores que se comunican con estaciones radio base (*BS's*). Las redes inalámbricas *MAN* ofrecen una alternativa a las redes de acceso cableadas, tales como enlaces de fibra óptica, sistemas de cable *modems* usando cable coaxial y enlaces *DSL (Digital Subscriber Line)*. Esto es debido a que los sistemas inalámbricos tienen la capacidad de direccionarse en áreas geográficas sin el costo de la infraestructura y el desarrollo que requiere

el cableado individual hacia los sitios, esta tecnología provee de un costo menor para desarrollarse y puede ser más omnipresente el acceso de banda ancha.

El estándar *IEEE 802.16* fue diseñado para evolucionar como un conjunto de interfaces aéreas basadas en un protocolo *MAC* común pero con especificaciones en la capa física dependientes del espectro en uso así como de la asociación reguladora. El estándar fue aprobado en 2001 las frecuencias son 10 a 66 GHz, donde el espectro está disponible en todo el mundo pero que las el tamaño de las ondas es corto y esto introduce retos significativos que desarrollar.

3.4 Operación del Protocolo IEEE 802.16

3.4.1 El Control de Acceso al Medio IEEE 802.16

El estándar *IEEE 802.16* [18] describe un control de acceso al medio que puede compartir el canal de radio entre cientos de usuarios. Éste estándar usa un mecanismo del tipo solicitud/entrega (*Request/Grant Protocol*) similar al utilizado por los sistemas de cable *modem* (*DOCSIS*). El acceso al medio se puede configurar por *TDD*, con un único canal de comunicación, como por *FDD* con varios canales en distintas portadoras.

Para ambos casos, el protocolo de acceso utiliza *TDMA* el cual tiene una ranura el tiempo tanto en el canal de subida como en el de bajada. Para el caso de *TDMA* sobre *FDD*, *802.16* permite una comunicación *Full Duplex*, mientras que para *TDMA* sobre *TDD* la comunicación es *Half-Duplex*. En ambos casos el sistema permite reservar un determinado ancho de banda para aplicaciones que necesitan ancho de banda garantizado como *VoIP*, video, etc.

3.4.2 Direccionamiento y tipo de conexiones

Las estaciones suscriptoras *SS's* están identificadas por una dirección única de 48 *bits* de la capa *MAC*. Esta dirección permite distinguirlas tomando en cuenta tanto al fabricante como el tipo de equipo, por consiguiente se les considera como direcciones universales.

La dirección *MAC* se emplea durante los procesos de registro así como en los de autenticación. Durante el registro, esta dirección permite a la *BS* el establecimiento de todas las conexiones apropiadas que correspondan a una *SS* en particular. Por otro lado, durante el proceso de autenticación la dirección *MAC* es requerida para la identificación mutua tanto de la *BS* como de la *SS*.

La proporción de servicios de conectividad es posible mediante conexiones realizadas entre la *BS* y la *SS*. Dichas conexiones se identifican mediante el *CID* (*Connection ID*), que consta de 16 *bits*, permitiendo hasta 65 536 conexiones en cada canal ascendente y descendente.

Durante la inicialización de los servicios, la *BS* proporciona 3 conexiones en ambas direcciones mediante los mensajes de control *RNG-REQ* (*Ranging Request*) y *REG-RSP* (*Registration Response*), cada conexión cuenta con parámetros distintos de *QoS* y sus características son las citadas a continuación:

- Conexión Básica (*Basic Connection*): Empleada para la transmisión de mensajes cortos y urgentes de control *MAC*.
- Conexión Primaria (*Primary Connection*): Soporta el envío de mensajes de control *MAC* más largos y con mayor tolerancia a la latencia.
- Conexión Secundaria (*Secondary Connection*): Permiten la transmisión de mensajes de control con mayor tolerancia a los retardos y basados en estándares como *DHCP* (*Dynamic Host Configuration Protocol*), *TFTP* (*Trivial File Transfer Protocol*), *SNMP* (*Simple Network Management Protocol*), etc.

El *CID* funciona como un apuntador hacia el destino de cada conexión y también proporciona información acerca del contexto en la que se realiza. El tipo de servicio que la *BS* brinda está implícito en el *CID*. Adicionalmente, cada solicitud de asignación de ancho de banda que realizan las *SS*'s está basada en el *CID*, por lo que el ancho de banda disponible será distinto para conexiones diferentes. Adicionalmente, es posible que una sola conexión soporte tráfico proveniente de distintas sesiones de capas superiores.

3.4.3 Unidad Básica de Comunicación

El *MAC PDU* (*MAC Protocol Data Unit*) es la unidad básica de comunicación intercambiada entre la capa *MAC* de la estación base (*BS*) y las estaciones suscriptoras (*SS*'s).

El *MAC PDU* posee tres campos como se puede apreciar en la Figura 3.1. El primer campo es de tamaño fijo y corresponde al encabezado genérico (*Generic MAC Header*), el segundo campo es opcional, de longitud variable, y corresponde a la carga útil (*Payload*) que puede tener sub-encabezados, mientras que el tercer campo correspondiente al *CRC* (*Cyclic Redundancy Check*), es también opcional y protege tanto al *Generic MAC Header* como al *Payload*.

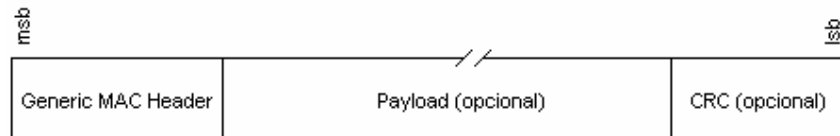


Figura. 3.1 MAC PDU.

3.4.3.1 Formatos de los paquetes de transmisión MAC

El transporte de la información a través de la capa *MAC IEEE 802.16* se realiza mediante el procesamiento de los paquetes provenientes del Punto de Acceso al Servicio de la Subcapa de Convergencia. Dicho procesamiento consiste en la agregación de encabezados de control de 6 bytes.

El estándar *802.16* define dos tipos de *MAC Headers*: Encabezado Genérico *GMH* (*Generic MAC Header*) y el Encabezado de Solicitud de Ancho de Banda *BRH* (*Bandwidth Request Header*), los cuales son señalizados en el primer bit *HT* (*Single Bit Header Type*) del *MAC PDU*: *HT=0* para un Encabezado Genérico y *HT=1* para un Encabezado de Solicitud de Ancho de Banda.

Encabezado Genérico: Este tipo de encabezado se utiliza para los paquetes que incluyen información de usuario de control. Puede contener información indicando que se ha agregado un sub-encabezado, aplicable en el caso de las transmisiones de paquetes de control, o bien cuando se emplean las funciones de fragmentación, concatenación o empaquetamiento. El formato de este encabezado es el que se muestra en la Figura 3.2.

En el *GMH* se especifica el *HT* descrito anteriormente, la encriptación del *Payload* (*EC=1* cuando el *Payload* es encriptado, y el *EC=0* cuando sí está encriptado), el tipo de *payload* incluyendo la presencia de *subheaders* (*Type*), la existencia del *CRC* (*CI=1* existe *CRC* y *CI=0* no existe *CRC*), la *EKS* (*Encryption Key Sequence*), el tamaño del *MAC PDU* incluyendo el *header* (*LEN*), el identificador de conexión (*CID*) y la Secuencia Verificadora del Encabezado *HCS* (*Header Check Sequence*).

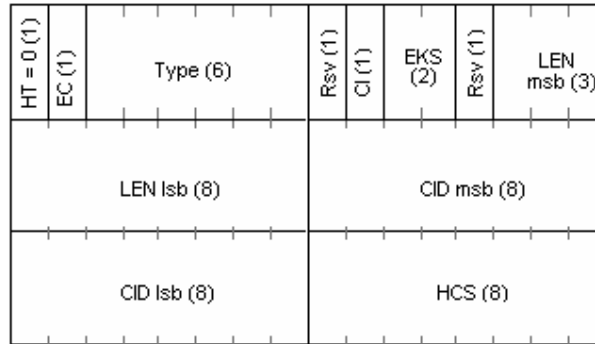


Figura. 3.2 Formato de un Encabezado Genérico.

Encabezado de Solicitud de Ancho de Banda: Este tipo de encabezado, es exclusivo para las peticiones de oportunidades de transmisión en el canal de subida. Su formato es el que se presenta en la Figura 3.3.

En el encabezado *BHR* el campo *EC* será cero, indicando que no existe encriptación, el campo *Type* puede ser 000000 para incrementar el ancho de banda en *BR* bytes ó 000001 que reemplaza el ancho de banda asignado anteriormente, el *BR* (*Bandwidth Request*) indicará la cantidad de *bytes* requeridos, el *CID* indicará el tipo de flujo de servicio para el cual se está haciendo el requerimiento de ancho de banda y también se incluye el *HCS*.

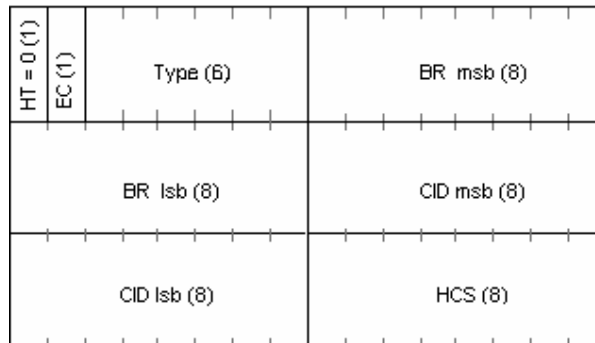


Fig. 3.3 Formato de un Encabezado de Solicitud de Ancho de Banda.

Se destaca que como el *BRH* es un requerimiento de ancho de banda, no contiene *Payload*, por consiguiente es de tamaño fijo (6 *bytes*).

Los mensajes de administración (*MAC Management Message*) son insertados en el *Payload* del *PDU* y comienzan con un campo *Type* que especifica el tipo de mensaje como se señala en la Figura 3.4. Seguido al campo *Type* va el *Management Message Payload*.

Entre todos los tipos de mensajes de administración los siguientes dos muestran relevancia:

Downlink Map (DL-MAP) Message: Define el acceso a la información para el enlace de bajada. Especifica cuando se realizarán las transiciones de la capa física dentro del *downlink subframe*.

Uplink MAP (UL-MAP) Message: Asigna el acceso al enlace de subida. Define el lugar de transmisión para cada *SS* así como también el lugar para los periodos de contienda utilizados para las operaciones de manutención inicial y las peticiones de ancho de banda.

Management Message Type	Management Message Payload
-------------------------	----------------------------

Figura 3.4 Formato Del MAC Management Message.

3.4.3.2 Fragmentación, Concatenación y Empaquetamiento

Para optimizar el uso del canal inalámbrico, se han incluido funciones que disminuyen dinámicamente el *overhead* agregado en las transmisiones. Dichas funciones se basan en la manipulación de la carga útil para conformar paquetes de longitud controlada. A continuación se citan estas funciones.

- *Concatenación*: Es posible agrupar en una transmisión múltiples *PDU* mediante la identificación de la conexión para cada uno de ellos.
- *Fragmentación*: Un paquete más grande que un *PDU* puede ser dividido en varios *PDU*s y de esta forma se evita la disminución del *throughput* al perderse paquetes de gran tamaño.
- *Empaquetamiento*: En el caso de paquetes de tamaño menor a un *PDU*, éstos pueden ser agrupados en un mismo *PDU* y de esta forma se aumenta la eficiencia evitando al mayor *overhead* que se produciría al enviar paquetes muy pequeños.

3.4.4 Paquetes de Control MAC

Como ya se mencionó en párrafos anteriores, los mensajes *MAC* de Control poseen un campo que especifica el tipo de mensaje de control (*Management Message Type*).

A diferencia de los Mensajes de Control *MAC* que se transmiten mediante conexiones Primarias, aquellas que correspondan a las conexiones Básicas, *Broadcast* o *Initial Ranging* no pueden ser fragmentadas ni empaquetadas. La Tabla 3.1 presenta la especificación de los Mensajes de Control *MAC*.

Tipo	Nombre del Mensaje	Descripción	Conexión
0	UCD	Descriptor de Canal Ascendente (Uplink Channel Descriptor)	Broadcast
1	DCD	Descriptor de Canal Descendente (Downlink Channel Descriptor)	Broadcast
2	DL-MAP	Definición de Acceso Descendente (Downlink Access Definition)	Broadcast
3	UL-MAP	Definición de Acceso Ascendente (Uplink Access Definition)	Broadcast
4	RNG-REQ	Solicitud de Ranging (Ranging Request)	Initial Ranging o Básica
5	RNG-RSP	Respuesta de Ranging (Ranging Response)	Initial Ranging o Básica
6	REG-REQ	Solicitud de Registro (Registration Request)	Control Primario
7	REG-RSP	Respuesta de Registro (Registration Response)	Control Primario
8	Reservado		

9	PKM-REQ	Solicitud de Control de Llave de Privacidad (Privacy Key Management Request)	Control Primario
10	PKM-RSP	Respuesta de Control de Llave de Privacidad (Privacy Key Management Response)	Control Primario
11	DSA-REQ	Solicitud de Agregación Dinámica de Servicio (Dynamic Service Addition Request)	Control Primario
12	DSA-RSP	Respuesta de Agregación Dinámica de Servicio (Dynamic Service Addition Response)	Control Primario
13	DSA-ACK	Notificación de Agregación Dinámica de Servicio (Dynamic Service Addition Acknowledge)	Control Primario
14	DSC-REQ	Solicitud de Cambio Dinámico de Servicio (Dynamic Service Change Request)	Control Primario
15	DSC-RSP	Respuesta de Cambio Dinámico de Servicio (Dynamic Service Change Response)	Control Primario
16	DSC-ACK	Notificación de Cambio Dinámico de Servicio (Dynamic Service Change Acknowledge)	Control Primario
17	DSD-REQ	Solicitud de Eliminación Dinámica de Servicio (Dynamic Service Deletion Request)	Control Primario
18	DSD-RSP	Respuesta de Eliminación Dinámica de Servicio (Dynamic Service Deletion Response)	Control Primario
19	Reservado		
20	Reservado		
21	MCA-REQ	Solicitud de Asignación Multicast (Multicast Assignment Request)	Básica
22	MCA-RSP	Respuesta de Asignación Multicast (Multicast Assignment Response)	Básica
22	MCA-RSP	Respuesta de Asignación Multicast (Multicast Assignment Response)	
23	DBPC-REQ	Solicitud de Cambio de Configuración de Transmisión Descendente (Downlink Burst Profile Change Request)	
24	DBPC-RSP	Respuesta de Cambio de Configuración de Transmisión Descendente (Downlink Burst Profile Change Response)	
25	RES-CMD	Comando de reseteo (Reset Command)	
26	SBC-REQ	Solicitud de Capacidad Básica en Estación Suscriptora (SS Basic Capability Response)	
27	SBC-RSP	Respuesta de Capacidad Básica en Estación Suscriptora (SS Basic Capability Response)	
28	CLK-CMP	Comparación de Reloj de Red en Estación Suscriptora (SS Network Clock Comparison)	Broadcast
29	DREG-CMD	Comando de Término o	Básica

		Renovación de Registro (De/Re-register Command)	
30	DSX-RVD	Mensaje Recibido DSx (DSx Received Message)	Control Primario
31	TFTP-CPLT	Mensaje de Configuración Completada de Archivo TFTP (Config File TFTP Complete Message)	Control Primario
32	TFTP-RSP	Respuesta de Configuración Completada de Archivo TFTP (Config File TFTP Complete Response)	Control Primario
33 – 255	Reservados		

Tabla 3.1 Mensaje de Control MAC.

3.4.4.1 Mensaje Descriptor del Canal Descendente (DCD)

Este mensaje es enviado periódicamente por la *BS*, el mensaje *DCD* especifica las características del canal físico de transmisión descendente mediante los siguientes parámetros:

- Contador de Cambio de Configuración (*Configuration Change Count*): Incrementado en uno (módulo 256) cada vez que cambia alguno de los valores del canal. Permite a la *BS* ignorar el resto del mensaje cuando el valor de este campo es igual al anterior.
- Identificador del Canal Descendente (*Downlink Channel ID*): Funciona como identificador del canal para operaciones específicas tales como Ranging.

Los parámetros que describen físicamente al canal se especifican en el formato *TLV* (*Tipo/Longitud/Valor*), preceden a las codificaciones particulares del Perfil de Transmisión Descendente (*Downlink Burst Profile*), e incluyen los siguientes:

- Número de Canal de *RF* (*RF Channel number*): Desde 0 hasta el número máximo de canales soportados por el sistema.
- Tasa de Símbolo (*Symbol Rate*): De 16 a 40 Mbaud.
- Número de configuraciones activas (*Number of active PHY burst profiles*): De 1 a 13.
- Inicio de la región activa en la trama (*Start active region in frame*): De 0 a 65535 símbolos.
- Fin de la región activa en la trama (*End Active Region in Frame*): De 0 a 65535 símbolos. El Perfil de Transmisión Descendente está compuesto por elementos *TLV* que definen las características físicas empleadas en un Código de Uso de Intervalo Descendente *DIUC* (*Downlink Interval Usage Code*). Cada uno de estos intervalos están asignados por el mensaje *DL-MAP*.

3.4.4.2 Mensaje de Mapa del Canal Descendente (DL-MAP)

Este mensaje define los parámetros para el acceso a la información en el canal descendente. Para este mensaje se incluye la siguiente información:

- Sincronización física (*PHY Synchronization*): Depende de la especificación de la capa física.
- Contador *DCD* (*DCD Count*): Indica el valor del contador de cambios del *DCD*, que describe el Perfil de Transmisión Descendente.

- Identificador de la estación base (*Base Station ID*): Consta de 48 *bits*, de los cuales 24 constituyen un identificador de operación que al combinarse con el Identificador de Canal Descendente del mensaje *DCD* permite atender situaciones como borde de sector o borde de celda.
- Número de Elementos (*Number of Elements*): Indica la cantidad de Elementos de Información, *IE* (*Information Elements*) que están incluidos en el mensaje.

3.4.4.3 Mensaje Descriptor del Canal Ascendente (*UCD*)

Transmitido periódicamente por la *BS*, el mensaje *UCD* indica las características de un canal ascendente en particular. Debe transmitirse uno para cada canal asociado al descendente. Este mensaje Incluye la información que se presenta a continuación:

- Contador de Cambio de Configuración (*Configuration Change Count*): El valor de este campo se incrementa en uno módulo 256 cada vez que ha ocurrido un cambio en la configuración del canal. Permite a las *SS*'s ignorar el resto del mensaje en caso de que este campo no haya cambiado de valor.
- Tamaño de ranuras (*Mini-slot Size*): Indica el número de ranuras físicas que equivalen a una ranura en el canal ascendente.
- Identificador del Canal Ascendente (*Uplink Channel ID*): Este parámetro especifica el canal ascendente al que se refiere el mensaje *UCD*.
- Inicio de *Backoff* en *Ranging* (*Ranging Backoff Start*). Tamaño de la ventana inicial para la resolución de colisiones mediante el algoritmo exponencial *Backoff* durante un periodo de *Ranging*. Se expresa en potencia de 2 y varía entre 0 y 15.
- Fin de *Backoff* en *Ranging* (*Ranging Backoff End*). Tamaño de la ventana límite para la resolución de colisiones mediante el algoritmo exponencial *Backoff* durante un periodo de *Ranging*. Se expresa en potencia de 2 y varía entre 0 y 15.
- Inicio de *Backoff* en Solicitud (*Request Backoff Start*). Tamaño de la ventana inicial para la resolución de colisiones mediante el algoritmo exponencial *Backoff* durante un periodo de contención de solicitud de asignación de ancho de banda. Se expresa en potencia de 2 y varía entre 0 y 15.
- Inicio de *Backoff* en *Ranging* (*Ranging Backoff Start*). Tamaño de la ventana límite para la resolución de colisiones mediante el algoritmo exponencial *Backoff* durante un periodo de *Ranging*. Se expresa en potencia de 2 y varía entre 0 y 15.

En la Tabla 3.2 se incluyen los parámetros específicos que describen al canal de acuerdo con una codificación *TLV* (*Tipo-Longitud-Valor*).

Nombre	Tipo	Longitud (bytes)	Valor
Perfil de Transmisión Ascendente	1		Puede aparecer varias veces
Tasa de Símbolo	2	2	En incrementos de 10 kBaud
Frecuencia	3	4	Frecuencia central del enlace ascendente en kHz
Espacio de Transición en <i>SS</i>	7	1	Tiempo transcurrido en Ranuras Físicas entre el final de una transmisión de la <i>SS</i> y el inicio de una subsiguiente en la <i>BS</i> . Se considera al determinar la longitud

			de la transmisión
Factor de roll-off	8	1	0 = 0.15, 1 = 0.25, 2 = 0.35
Regla de Ajuste de Potencia	9	1	Se considera al realizarse una transición de un perfil de transmisión a otro. 0 = Conservar la potencia máxima 1 = Conservar la potencia media
Tiempo máximo de espera para Reservas en Contención	10	1	Cantidad de UL-MAPs para esperar antes de reintentar una solicitud de reservación de ancho de banda

Tabla 3.2 Codificaciones TLV Parámetros descriptores para el canal Descendente.

En el caso de los sistemas que emplean la banda de 10 a 66 GHz, los códigos TLV de los mensajes UCD es el que se presenta en la Tabla 3.3.

Nombre	Tipo	Longitud (bytes)	Valor
Tipo de Modulación	1	1	1 = QPSK 2 = 16-QAM 3 = 64-QAM
Longitud de preámbulo	4	1	Símbolos en el preámbulo del UL-MAP en Ranuras Físicas
Tipo de codificación FEC	5	1	1 = Reed – Solomon 2 = Reed – Solomon + Código Convolutacional de Bloque (BCC) (24,16) 3 = Reed – Solomon + Código de Chequeo de Paridad (9,8) 4 = Turbocódigo de Bloque (opcional) 5 – 255 = Reservados
Bytes de información RS (K)	6	1	K = 6 – 255
Bytes de paridad RS (R)	7	1	R = 0 – 32 (Capacidad de corrección T = 0 – 16)
Tipo de codificación BCC	8	1	1 = (24,16) 2 – 255 = Reservados
Tipo de codificación BTC de fila	9	1	1 = (64,57) Hamming extendido 2 = (32,26) Hamming extendido 3 – 255 = Reservados
Tipo de codificación BTC de columna	10	1	1 = (64,57) Hamming extendido 2 = (32,26) Hamming extendido 3 – 255 = Reservados
Tipo de interleaving BTC	14	1	1 = Sin interleaving 2 = Interleaving de bloque 3 – 255 = Reservado
Scramblerseed	15	2	Valor de 15 bits (más significativos en el campo de 16)
Longitud de la última palabra codificada	17	1	1 = Fija 2 = Reducida

Tabla 3.3 Codificaciones TLV Parámetros descriptores para el canal Descendente (Banda 10-66 GHz).

3.4.4.4 Mensaje Mapa del Canal Ascendente (UL-MAP)

Este mensaje revela información relativa al acceso al canal ascendente. En él se incluye lo siguiente:

- Identificador del Canal Ascendente (*Uplink Channel ID*): Referencia al canal ascendente que describe el mensaje.
- Contador *UCD* (*UCD Count*): Corresponde al valor del campo Contador de Cambio de Configuración del mensaje *UCD* para especificar el perfil de configuración del canal ascendente que aplica para este mapa.
- Número de elementos (*Number of Elements*): Cantidad de Elementos de Información *IE* (*Information Elements*) incluidos en el mensaje.
- Tiempo de Inicio de Asignación (*Alloc Start Time*): Instante del comienzo efectivo de la asignación del canal ascendente especificado por el *MAP* en unidades de *minislots*.
- Elementos de Información de Mapa (*Map Information Elements*). Son los campos que definen la asignación del ancho de banda para el canal ascendente. En cada *UL-MAP* debe estar incluido al menos un *IE*, el correspondiente a la indicación del fin de asignación de ancho de banda. El orden de los *IE* es estrictamente cronológico. Cada uno de ellos consta de la siguiente información:
 - *CID*. Identificador de conexión.
 - *UIUC*. Código de Uso del Intervalo Ascendente (*Uplink Interval Usage Code*).
 - Desplazamiento (*Offset*). Indicador del inicio del intervalo en *minislots*.

El *CID* indica que la asignación del *IE* se ha hecho hacia una dirección *Unicast*, *Multicast* o *Broadcast*. Cuando el *IE* se refiere exclusivamente a una asignación de ancho de banda, el *CID* puede referirse a una *SS* en particular, o bien a un *CID* de transporte correspondiente a alguna de las conexiones establecidas por la *SS*.

La Tabla 3.4 muestra los posibles *IE*'s que pueden incluirse en un Mapa.

<i>Nombre del IE</i>	<i>UIUC</i>	<i>Tipo de conexión</i>	<i>Descripción</i>
Reservado	0	N/A	Reservado para uso futuro
Solicitud	1	Cualquiera	Offset inicial de la región de solicitud
Mantenimiento Inicial	2	Broadcast	Offset inicial de la región de mantenimiento (empleado en el Ranging inicial)
Mantenimiento de Estación	3	Unicast	Offset inicial de la región de mantenimiento (empleado en el Ranging periódico)
Reservación de Flujo de Datos Tipo 1	4	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 1
Reservación de Flujo de Datos Tipo 2	5	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 2
Reservación de Flujo de Datos Tipo 3	6	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 3
Reservación de Flujo de Datos Tipo 4	7	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 4
Reservación de Flujo de Datos Tipo 5	8	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 5

Reservación de Flujo de Datos Tipo 6	9	Unicast	Offset inicial de la reservación de flujo de datos Tipo 6
IE nulo	10	Ninguna	Offset final de la reservación anterior. Empleado para acotar la longitud de la última asignación
Vacio	11	Ninguna	Empleado para incluir espacios en la transmisión
Reservado	12 – 15	N/A	Reservados

Tabla 3.4 Elementos de Información (Information Elements, IE) de los mensajes de control Mapa.

3.4.4.5 Mensaje de Solicitud de Ranging (RNG-REQ) y Respuesta de Ranging (RNG-RSP)

El mensaje de Solicitud de *Ranging* es transmitido por la *SS* durante la inicialización de la conexión, o bien periódicamente cuando lo indica la *BS*, con la finalidad de realizar modificaciones en la potencia de transmisión y en los perfiles de transmisión descendentes. Al recibir el mensaje *RNG-REQ*, la *BS* contesta con *RNG-RSP*, el cual incluye información de ajuste de sincronía, potencia y frecuencia, así como del estado del proceso de *Ranging*. También puede incluir los *CID* Básico y Primario así como la dirección *MAC* de la *SS* durante el *Ranging* Inicial.

3.4.4.6 Mensaje de Solicitud de Registro (REG-REQ) y Respuesta de Registro (REQ-RSP)

El mensaje *REG-REQ* es enviado por la *SS* durante la inicialización del servicio con la finalidad de informar a la *BS* sobre sus capacidades particulares como el número de *CID*'s que puede soportar (al menos tres, correspondientes a las conexiones Básica, Primaria y Secundaria), así como la Secuencia Numérica de la Llave *HMAC* (*Hashed Message Authentication Code*). No está incluida la información sobre el soporte de parámetros físicos o la asignación de ancho de banda.

En respuesta, la *BS* transmitirá el mensaje *REG-RSP* que indica si la autenticación del mensaje fue exitosa o no, el *CID* para la Conexión Secundaria con la *SS*, la versión *MAC* empleada, el código *HMAC*, así como una enumeración de las capacidades de la *SS*. Lo anterior sirve para confirmar el soporte de la *BS* para las capacidades que ha informado la *SS*.

3.4.5 Servicio de Calidad en la Transmisión Ascendente

Con la finalidad de hacer más eficientes los procesos de solicitud y asignación de ancho de banda, se han definido en el protocolo *IEEE 802.16* cuatro servicios para la programación de transmisiones en el canal de subida. Cada uno de ellos corresponde a un tipo particular de tráfico generado por las *SS*. Gracias a esta distinción, la *BS* puede realizar estimaciones sobre el desempeño y la latencia del sistema en general.

Existen tres funciones que intervienen en la caracterización de *QoS*: solicitudes anidadas (*PiggyBack*), robo de Ancho de Banda (*Bandwidth Stealing*) y consulta (*Polling*).

- ***PiggyBack Request***: Se trata de solicitudes de asignación de ancho de banda incluidas en los encabezados de los paquetes enviados por las *SS* durante una transmisión garantizada. Es decir, cuando la *SS* ha hecho una solicitud previa en el periodo de contención y la *BS* le ha proporcionado una cantidad específica de *minislots* de transmisión, es posible que la *SS* aún tenga paquetes por enviar que no habían sido considerados cuando se realizó la asignación. Para evitar hacer una solicitud por

contención nuevamente, la *SS* incluye en los encabezados de los paquetes que está enviando una solicitud adicional. Esta nueva solicitud tiene carácter preferencial, ya que su recepción en la *BS* está garantizada, aunque es posible que no se realice la asignación en su totalidad.

- **Robo de Ancho de Banda (*Bandwidth stealing*):** Se refiere al empleo de una porción del ancho de banda asignado a una *SS* para solicitudes adicionales. Este proceso tiene lugar cuando una *SS* se encuentra operando bajo un esquema de Asignación Garantizada por *SS*, esto es, que cuenta con oportunidades garantizadas para la transmisión de paquetes. En este caso, es posible que parte de estas oportunidades, destinadas para el envío de datos, se use para realizar solicitudes adicionales de ancho de banda. El término *stealing* se refiere a que parte de los *minislots* destinados para enviar información de usuario se usa para hacer solicitudes de ancho de banda.
- **Consulta (*Polling*):** Es el proceso mediante el cual la *BS* destina a una *SS* o una conexión oportunidades específicas para el envío de solicitudes de ancho de banda. En este caso, la *BS* asigna regularmente algunos *minislots* que la *SS* puede usar para hacer solicitudes de ancho de banda. Dichas oportunidades son independientes de aquellas que se asignan normalmente para las transmisiones de la *SS*. Adicionalmente, la *SS* puede indicar que requiere de este servicio.

Las funciones anteriormente mencionadas permiten la clasificación de los servicios de programación para las transmisiones ascendentes, como se describe en la Tabla 3.5.

<i>Tipo de programación</i>	<i>Solicitud PiggyBack</i>	<i>Robo de ancho de banda</i>	<i>Polling</i>
UGS – Servicio Garantizado no Solicitado (Unsolicited Grant Service)	Inválida	Inválida	Sólo aplica cuando se solicita mediante el bit PM para transmisiones que no sean del tipo USG
rtPS – Servicio de Consulta en Tiempo Real (Real-Time Polling Service)	Permitida	Permitida para Asignaciones Garantizadas por Estación Suscriptora (GPSS, Grant per SS)	Sólo se permite la consulta unicast
nrtPS – Servicio de Consulta no en Tiempo Real (Non-Real-Time Polling Service)	Permitida	Permitida para GPSS	Puede restringirse hacer consultas unicast mediante políticas de transmisión – solicitud. Otros tipos de consulta están permitidos
BE – Mejor Esfuerzo (Best Effort)	Permitida	Permitida para GPSS	Todas las formas están permitidas

Tabla 3.5 Tipos de Servicio para transmisiones en el UL.

Existen cuatro tipos de servicios de calidad (*QoS*) para el enlace de subida soportados:

- **Unsolicited Grant Service (UGS):** Soporta servicios de tiempo real que generen paquetes de longitud fija en forma periódica, por ejemplo: *VoIP* sin supresión de silencios. La asignación de oportunidades de transmisión periódica y fija en tiempo real permite reducir tanto la latencia como el *overhead*, sin dejar de cumplir con las demandas de la comunicación en tiempo real. La Política de Solicitud y Transmisión impide a la *SS* utilizar las oportunidades de contención para la asignación de ancho de banda. Adicionalmente, la *BS* no podrá proporcionar a la conexión que usa este servicio

la oportunidad *unicast* para realizar solicitudes. Por este motivo, la *SS* sólo podrá transmitir tráfico constante en oportunidades no solicitadas para esa conexión en particular.

Real-Time Polling Service (rtPS): Soporta servicios de tiempo real que generan paquetes de longitud variable, en forma periódica, por ejemplo: Video *MPEG*. Mediante este servicio se ofrecen oportunidades periódicas *unicast* que permiten a la *SS* especificar la longitud deseada para cada una de las asignaciones. Aunque esta indicación puede incrementar el *overhead*, puede mejorarse la eficiencia en la utilización del canal inalámbrico. La periodicidad de las asignaciones de oportunidades de transmisión debe cubrir los requerimientos del tráfico generado por la *SS*. Cabe mencionar que, también es posible que la *SS* emplee el Servicio Garantizado sin Solicitud, sin embargo, no está permitido que emplee la región de contención para el envío de solicitudes de asignación de ancho de banda para esa conexión en particular.

Non-Real Time Polling Service (nrtPS): Soporta servicios que no son de tiempo real y que generan paquetes de longitud variable a intervalos regulares de tiempo, tales como *FTP*. La *BS* deberá proporcionar periódicamente, durante intervalos menores a un segundo, oportunidades de transmisión para la *SS*, aún en el caso de congestión en la red. De acuerdo con la Política de Solicitud/Transmisión, en este servicio la *SS* puede emplear los intervalos de contención para hacer solicitudes adicionales de ancho de banda, así como oportunidades *unicast* y del tipo *UGS*.

Best Effort Service (BE): No reserva ancho de banda, es decir, no asegura tasas de transmisión. Asigna según tasa disponibles y no da prioridad. Este tipo de servicio es característico del tráfico intermitente *IP*. En donde, la *SS* puede emplear cualquier tipo de oportunidad para realizar solicitudes de asignación de ancho de banda, como son las regiones de contención, las oportunidades *unicast* y el servicio *UGS*.

Todos los tipos de servicio requerirán de aumentos o disminuciones de forma dinámica del ancho de banda asignado, exceptuando el *UGS* el cual tiene una tasa fija de transmisión asignada. Por esto, la *BS* debe permitir a las *SS*'s que informen sus requerimientos de ancho de banda. Estas peticiones se pueden realizar por medio del *BHR* como se explicó anteriormente (campos *BR* y *Type*), o bien por medio de un *Piggyback Request* que va anexo a un *PDU* con datos.

3.4.6 Mecanismos de Solicitud y Asignación de Ancho de Banda

Con la finalidad de tener acceso al canal inalámbrico, cada una de las *SS* participa en un mecanismo de solicitud de ancho de banda a través del cual se indica a la *BS* la necesidad de incrementar o disminuir los requerimientos de ancho de banda, de acuerdo con el tipo de tráfico generado.

Los mecanismos mediante los cuales las *SS* solicitan a la *BS* la asignación de ancho de banda de acuerdo con los requerimientos específicos de cada conexión se conoce como Acceso Múltiple por Asignación de Demanda, *DAMA (Demand Assigned Multiple Access)*. Cada una de las *SS*'s envía mensajes para solicitar la reservación de *minislots* en el canal ascendente. Las oportunidades de transmisión requeridas dependen del tipo de tráfico generado así como los parámetros de *QoS* especificados durante el establecimiento inicial de la conexión. Existen diversos métodos empleados por las *SS*'s para realizar sus peticiones: Solicitudes, Reservaciones por Conexión, Reservaciones por Estación Suscriptora y Consulta.

A continuación se describe cada una de las peticiones realizadas:

3.4.6.1 Solicitudes

Las solicitudes consisten en mensajes enviados por las *SS's* hacia la *BS* para solicitar la reservación de ancho de banda en el canal ascendente para la transmisión de datos. Debido a las características dinámicas del canal inalámbrico, las solicitudes se expresan en términos de *bytes* sin tomar en cuenta el *overhead* de la capa física. Estas solicitudes pueden transmitirse durante el periodo de contención de Solicitud de Ancho de Banda, o bien aprovechando algún periodo asignado por la *BS* para la conexión.

Las solicitudes realizadas durante una región reservada se realizan mediante los subencabezados de solicitudes *Piggyback*.

Como ya se ha mencionado, las solicitudes *Piggyback* permiten optimizar el uso del canal inalámbrico, ya que reducen la posibilidad de ocurrencia de colisiones durante el envío múltiple de solicitudes de asignación de ancho de banda por varias estaciones.

Cabe señalar que las Solicitudes pueden ser Incrementales o Totales, lo cual se indica en el campo Tipo (*Type*) del encabezado del Mensaje de Solicitud de Ancho de Banda. Puesto que los subencabezados para las peticiones *Piggyback* no cuentan con el campo Tipo, se ha definido que siempre serán del tipo Incrementales. La *BS* cuenta con un registro de las peticiones realizadas por cada *SS*. En el caso de las Solicitudes Incrementales, dicho registro del ancho de banda solicitado sólo se modifica de acuerdo con los mensajes enviados, ésto es, cada *SS* indica que a la cantidad de *bytes* requeridos con anterioridad es necesario agregar otra cantidad como lo indique la Solicitud Incremental.

Por otro lado, en las Solicitudes Totales, la *BS* renueva su registro del ancho de banda solicitado por la *SS*, de acuerdo con la última petición enviada, sin importar que del ancho de banda requerido anteriormente sólo se haya reservado una porción. Debido a las características dinámicas del canal, la *BS* puede requerir que se generen Solicitudes Totales bajo un esquema periódico, lo cual dependerá de los parámetros de *QoS* para un servicio en particular, así como de las características del canal. En importante señalar que las Solicitudes realizadas durante las regiones de Contención siempre deberán ser Totales.

3.4.6.2 Modo de Asignación por Conexión (GPC)

Las Asignaciones por Conexiones *GPC* (*Grant per Connection*) se especifican para un *CID* en particular. Generalmente una *SS* cuenta con diversas conexiones activas durante su operación, por lo que las *GPCs* pueden implicar que en algunos casos sea necesario reprogramar la transmisión del tráfico generado por alguna de sus conexiones o inclusive, descartarla. Lo anterior se debe a que para una conexión específica es posible que no se garantice el que siempre cuente con reservaciones, o bien, que éstas no sean suficientes.

3.4.6.3 Modo de Asignación por Estación Subscriptora (GPSS)

Con el modo de asignación por estación subscriptora, a las *SS's* se les otorga ancho de banda adicional dentro del mismo *Grant*.

Cuando una *SS* opera en el modo *GPSS* (*Grant per Subscriber Station*), las Asignaciones realizadas por la Estación Base se generan con base en el *CID* básico de la *SS*. Esto permite que la *SS* pueda establecer cuál o cuáles de las conexiones a las que atiende podrán contar con la reservación o parte de ella, mejorando la eficiencia en la transmisión, ya que pueden realizarse decisiones inmediatas conforme varía la demanda del acceso al canal inalámbrico con cada una de las conexiones establecidas a través de la *SS*.

Al igual que en el modo *GPC*, las asignaciones hechas para una *SS* están sujetas a no cumplir con los requerimientos del tráfico generado en ella, por lo que también pueden descartarse las reservaciones recibidas o, bien, reenviar una solicitud y considerar la anterior como ignorada.

En este modo de asignación, las *SS* deberán ser más inteligentes en su manejo de calidad de servicio. Típicamente usará el ancho de banda para la conexión que la solicitó, pero no necesariamente. Además si la calidad de servicio de la *SS* ha cambiado desde la última petición, la *SS* tiene la opción de mandar los datos con mayor calidad de servicio.

3.4.6.4 Consultas

Mediante las Consultas, la *BS* establece periodos para la transmisión en el *UL* destinados específicamente para que las *SS* envíen solicitudes de asignación de Ancho de Banda. Ya que la *BS* no envía mensajes explícitos para indicar tales oportunidades, dichos periodos se definen mediante los correspondientes *IE* dentro de los *UL MAPs*.

Las asignaciones de estas oportunidades pueden realizarse para una sola *SS* (*Unicast*) o para un grupo de *SS's* o de conexiones (*Multicast*). En este último caso, las estaciones o conexiones involucradas tendrán que contender para conseguir el envío de sus solicitudes. En base al tipo de consulta, la asignación podrá ser del tipo *GPC* o *GPSS*.

A continuación se mencionan las características para Consultas de tipo *Unicast* y de tipo *Multicast*.

- **Consulta *Unicast*:** Cuando se establece una Consulta *Unicast* para una *SS* en particular, la *BS* incluye en el *UL-MAP* una oportunidad exclusiva para la *SS* que podrá ser empleada sólo para solicitar ancho de banda.
- **Consulta *Multicast*:** Cuando la *BS* no dispone de ancho de banda suficiente para atender a cada una de las *SS* asociadas a ella, puede emplear Consultas a un grupo de *SS's*. Tales grupos se identifican mediante *CIDs* exclusivos y las oportunidades que reciben se especifican a través del *UL-MAP*.

Las *SS's* involucradas sólo envían solicitudes si lo necesitan, participando en contenciones con las otras *SS's* de su grupo. Debido a que se encuentran sujetas a la ocurrencia de colisiones, emplean el algoritmo *exponencial backoff* tanto para determinar el *minislot* en el que enviarán su solicitud como para reprogramarla en el caso de haberse presentado una colisión. Las solicitudes se considerarán exitosas sólo si en algún futuro *UL-MAP* se incluye una reservación para la *CID* en cuestión.

3.4.7 Características de la Capa Física

3.4.7.1 FDD (*Frequency Division Duplex*)

En este modo de funcionamiento, el enlace de bajada está separado en frecuencia del enlace de subida, por lo que la *BS* puede transmitir en ráfagas mientras que el *UL* utiliza *TDMA*. Este modo permite funcionamiento *Full-Duplex* por parte de una *SS*. Si una *SS* funcionara en *Half Duplex* la *BS* no debe asignar ancho de banda en el enlace de subida en el mismo instante en que espera datos en el enlace de bajada [7].

3.4.7.2 TDD (Time Division Duplex)

Cuando el funcionamiento es *TDD*, el enlace de subida y enlace de bajada transmiten en distintos instantes de tiempo, existiendo una trama de duración fija, la cual es dividida en un *UL sub-frame* y un *DL sub-frame*, los que a su vez están divididos en ranuras temporales *PS* (*Physics Slots*) como se muestra en la Figura 3.5.

El ancho de banda del enlace de subida y del enlace de bajada puede variar, desplazando la división entre los *sub-frames* en forma adaptiva, lo cual puede ser de mucha utilidad para aprovechar el hecho de que el tráfico de Internet es asimétrico, ya que este modo de funcionamiento permite efectuar la división entre el ancho de banda de subida y de bajada en forma simple.

Existen *minislots* que son asignados por la *BS* para tareas de mantenimiento o para las *SS*'s envíen peticiones. En estos *minislots* pueden ocurrir colisiones las que se solucionan utilizando el Algoritmo *Exponencial de Backoff* por parte de las *SS*'s.

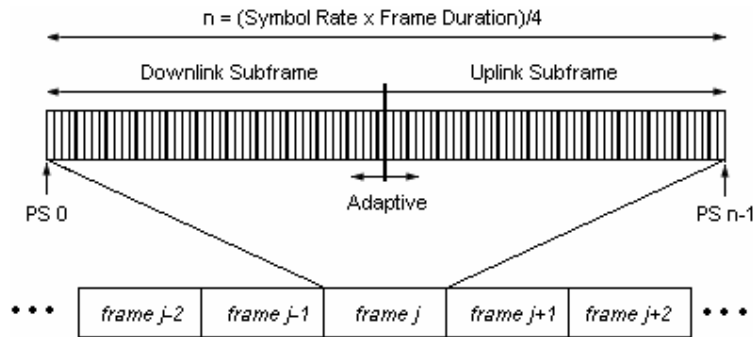


Figura. 3.5 Estructura del Frame para TDD.

El *DBP* (*Downlink Burst Profile*) que describe las propiedades de la transmisión, es determinado dinámicamente por la *BS* de acuerdo a la calidad de la señal que recibe de una determinada *SS*. Se destaca que existe la posibilidad de que distintas *SS* posean diferentes *DBP* (debido a que la calidad de los enlaces es distinta) con lo cual se logra una mejora en la eficiencia del ancho de banda.

3.4.7.3 UL sub-frame

La estructura del *UL* frame usado para una *SS* para transmitir a la *BS* se muestra en la Figura 3.5. Existen tres clases de *burst* que puede transmitir una *SS*:

- Los que son transmitidos en intervalos de contienda reservados para manutención inicial.
- Los que son transmitidos en intervalos de contienda definidos para intervalos de requerimientos reservados para responder a consultas *multicast* y *broadcast*.

- Los que son transmitidos en intervalos definidos específicamente para una *SS* individual.

Cualquiera de estos tipos de *burst* pueden estar presentes en un frame dado en un orden y cantidad (limitada por el número de *PS* disponibles en el *frame*) determinada por la *BS* en el *UL-MAP* que fue enviado en el *DL sub-frame*. Luego de los dos intervalos de contienda, los *slots* serán agrupados para la transmisión de una *SS* con su correspondiente *burst profile* especificado por la *BS*. Se muestran en la Figura 3.5. el *SS Transition Gap* que separa la transmisión de varias *SS*'s durante en *UL sub-frame*.

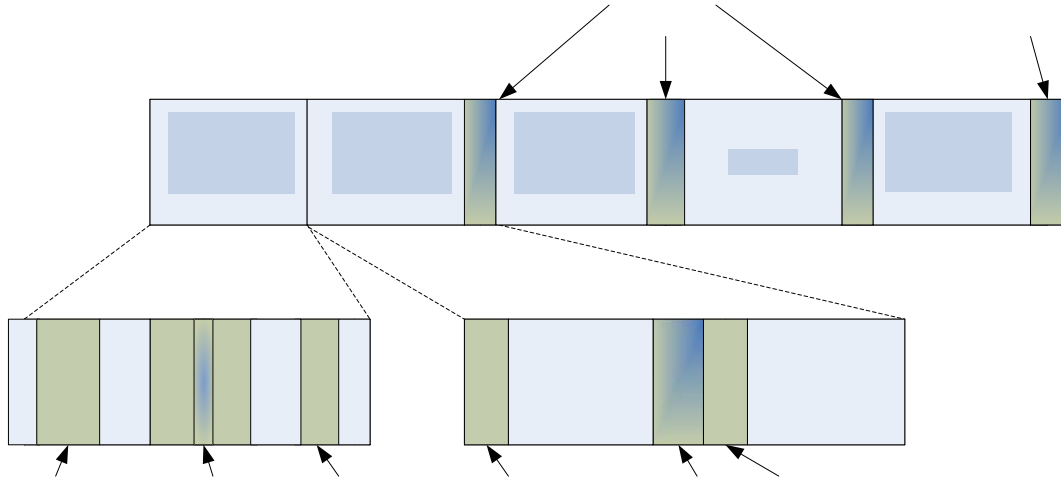


Figura. 3.6 Estructura del frame para enlace de subida TDD.

3.4.7.4 DL sub-frame

El *DL sub-frame* comienza con un frame de preámbulo para la sincronización y ecualización. Esto es seguido por el *DL-MAP* y el *UL-MAP* declarando los *PS* en los cuales los *Burst* comienzan. Seguido se tiene una porción *TDM* en donde la *BS* envía los datos organizados en *burst*, con diferentes *burst profiles* y por ende distintos niveles de robustez a las diferentes estaciones. Estos *burst* son transmitidos de mayor a menos robustez. En la Figura 3.6 se muestra la situación anterior en donde al final del *sub-frame* se agrega el Tx/Rx *TTG (Transition Gap)* que separa el frame de bajada del frame de subida.

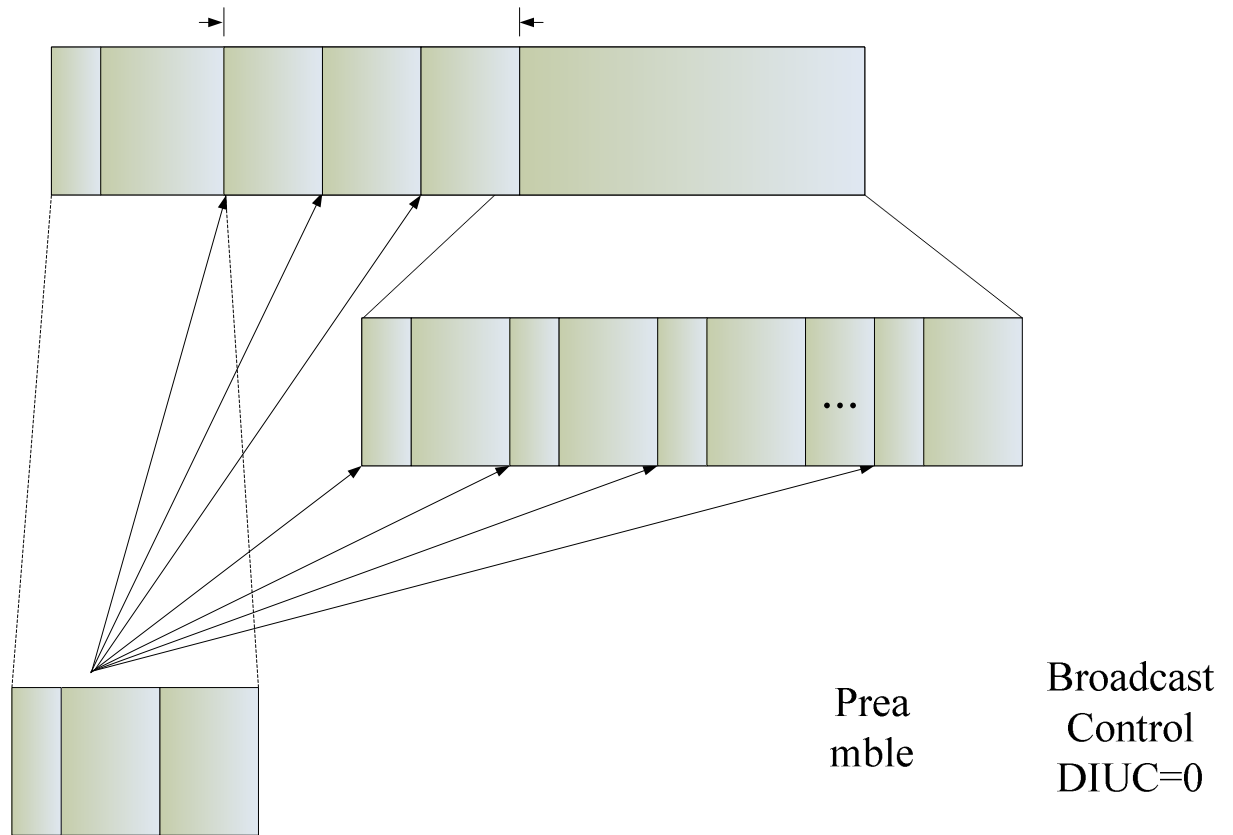


Figura. 3.7 Estructura del frame para enlace de bajada TDD.

3.4.8 Resolución de Colisiones

Las colisiones son eventos que ocurren cuando dos o más *SS*'s intentan transmitir información en el mismo *minislot*. En este caso, se desperdicia parte del ancho de banda disponible en el canal ascendente, ya que todas las transmisiones que se hayan realizado durante una colisión se verán afectadas, mientras que la información que pretendía transmitirse se perderá.

La *BS* especifica a través del *UL-MAP* las regiones que están sujetas a la ocurrencia de colisiones. Las colisiones pueden ocurrir durante los intervalos de Mantenimiento Inicial y de Solicitud, cada uno definido mediante su respectivo *IE*'s. Cuando ocurre una colisión en cualquiera de los periodos mencionados, las *SS*'s involucradas son las responsables de aplicar los métodos de resolución.

El método para la resolución de colisiones que puede ser soportado se basa en el Algoritmo *Exponencial de Backoff Binario Truncado* cuya operación se basa en los parámetros de ventana de *Backoff inicial* y ventana de *Backoff final*, ambos controlados por la *BS* en los mensajes Descriptores del Canal Ascendente *UCD (Uplink Channel Descriptor)* mediante potencias binarias. Por ejemplo, un valor de 4 indica una ventana entre 0 y 15, un valor de 10 indica una ventana entre 0 y 1023.

El mecanismo de resolución de colisiones mediante el Algoritmo *Exponencial Backoff Binario Truncado* se describe a continuación:

Al ocurrir una colisión, las *SS*'s involucradas generan un número aleatorio entre cero y el exponente binario indicado por la ventana de *Backoff* inicial.

La *SS* esperará la cantidad de *minislots* indicados por el número generado en el paso anterior. Probablemente, la *SS* esperará durante varios periodos incluidos en distintos mapas. Por ejemplo, si una *SS* tiene que esperar un total de 9 *minislots* y el mapa actual cuenta con 5, para el periodo descrito por el mapa siguiente esperará sólo 4. En caso de que este otro no cuente con la cantidad suficiente de *minislots*, la *SS* esperará hasta el siguiente periodo, y así sucesivamente hasta agotar toda la cantidad de *minislots* de espera que ha determinado.

Cuando han transcurrido todos los *minislots* de espera, cuya cantidad fue generada por la *SS*, se intentará hacer una nueva transmisión, también sujeta a la ocurrencia de colisiones.

La *SS* considerará que la transmisión fue exitosa cuando:

- En el caso de las contenciones para la solicitud de asignación de ancho de banda, reciba un Mapa que incluya la reservación correspondiente al *CID* para el cual se hizo la solicitud, dentro de un periodo máximo definido mediante el mensaje Descriptor de Canal Ascendente.
- Reciba el mensaje *RNG-RSP* que corresponde a la respuesta de la *BS* cuando la *SS* ha enviado un mensaje *RNG-REQ* durante el periodo de Mantenimiento Inicial
- Si se cumple cualquiera de las dos condiciones anteriores que aplique, la *SS* finalizará la ejecución del Algoritmo *Exponencial Backoff* e iniciará la transmisión de la información correspondiente.
- En caso de que se haya terminado el tiempo de espera, la *SS* incrementará en uno el valor de la ventana *Backoff* y generará un nuevo número aleatorio de *minislots* de espera. Lo anterior implica que valor generado deberá estar en un rango cuya cota final será el doble que el rango usado anteriormente. En caso de que la ventana inicial *Backoff* haya sido de 4, y haya fracasado el primer reintento de transmisión, la ventana incrementará al valor 5, lo que implica que la *SS* generará un número aleatorio entre 0 y 32.
- La *SS* repetirá el proceso anterior tantas veces como sea necesario hasta llegar al valor de la ventana *Backoff final*. En caso de que en este nuevo intento no se haya recibido respuesta por parte de la *BS*, cuando ha ocurrido una colisión, la *SS* descartará la información pendiente por transmitir. Si se ha intentado transmitir un mensaje *RNG-REQ* durante el intervalo de Mantenimiento Inicial, la *SS* reiniciará el proceso.
- La estación suscriptora repetirá el proceso anterior tantas veces como sea necesario o hasta llegar al valor final de la ventana.

3.4.9 Ingreso a la red e inicialización

- Se realiza la búsqueda del canal descendente previamente usado o en caso de no encontrarlo se busca alguno nuevo disponible. Además se realiza la sincronización del canal mediante la capa *PHY* entre la estación suscriptora y la estación base.
- Si la sincronización del canal descendente es correcta la estación suscriptora podrá recibir los mensajes *DL-MAP* y *DCD* exitosamente obteniendo así los parámetros del canal.
- Comienza el procesamiento de información proveniente de los mensajes *UCD* y *UL-MAP*. Cada *UCD* cuenta con un campo identificador para poder distinguir entre canales ascendentes y seleccionar de entre ellos alguno que este disponible. Una vez elegido

algún canal válido se espera recibir algún *UL-MAP* para encontrar las regiones disponibles para *Ranging*.

- Se inicia el proceso de *Ranging*: es decir la sincronización de la estación suscriptora con la estación base en el canal ascendente. La estación suscriptora envía un mensaje de *RNG-REQ* hacia la estación base considerando los retardos de la capa física, de no obtener respuesta irá incrementado gradualmente su potencia; si la estación base recibe el mensaje enviará un *RNG-RSP* incluyendo los *CID* de la conexión básica así como cualquier ajuste en la potencia o sincronización para la estación suscriptora.
- El proceso se repite hasta que la estación base notifique que el proceso de *ranging* se ha completado exitosamente.
- La estación suscriptora avisa a la estación base sobre sus características particulares en la capa física mediante un mensaje *SBC-REQ* (*Subscriber Station Basic Capability-Request*) donde se da información como: números de *CID* ascendentes que soporta, demoduladores y moduladores, códigos *FEC* usados, versión del protocolo *IP*, etc.
- La estación base se encarga de autenticar a la estación suscriptora por medio de llaves de autorización con la que se obtiene la llave de cifrado y las llaves de autenticación de mensajes.
- La estación suscriptora envía un mensaje *REG-REQ* y recibe por parte de la estación base un *REG-RSP* que incluye el *CID* de control secundario para que la estación suscriptora pueda ser administrada centralmente e iniciar a generar tráfico en la red.
- En caso de que la estación suscriptora lo haya solicitado en el *REG-RSP* se puede incluir la versión del protocolo *IP* que se está utilizando; el proceso de registro se considera terminado cuando la estación suscriptora recibe un mensaje de configuración de archivo completada (*TFTP-CPLT*).
- La estación base asigna una dirección *IP* a la estación suscriptora a través del canal secundario mediante el protocolo *DHCP* (*Dynamic Host Configuration Protocol*).
- Para el registro de eventos es necesario establecer la hora y fecha del sistema.
- Dada la asignación de direcciones *IP* se iniciará la transferencia de un archivo con información de la configuración hacia la estación suscriptora mediante el protocolo *DFTP* (*Distributed File Transfer Protocol*), algunos de los datos que incluyen en este archivo son: parámetros de configuración *SS MIC* (*Message Integrity Check*), de finalización y específicos referidos al fabricante; archivo de actualización de software, objeto *SNMP MIB* (*Simple Network Management Protocol Management Information Base*) y dirección del servidor de software.
- Se completa el intercambio de parámetros de configuración enviando un mensaje *DSA-REQ* (*Dynamic Service Addition-Request*) hacia la estación base para establecer las conexiones correspondientes e iniciar la operación normal.

En la Figura 3.8 se muestra el diagrama simplificado de los pasos para ingresar una estación suscriptora a la red *BWA* mencionados anteriormente.

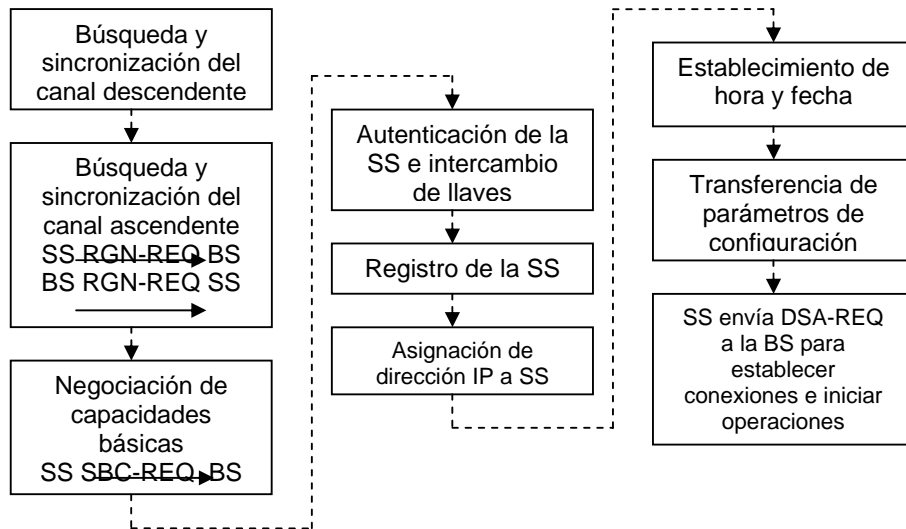


Figura 3.8 Ingreso a la red e inicialización.

3.5 Conclusiones

La interfase aérea *Wireless MAN* especificada en el estándar *IEEE 802.16* provee una plataforma para el desarrollo y el uso efectivo de estándar basados en redes de área metropolitana proveyendo acceso inalámbrico de banda ancha en muchos ambientes regulados.

La intención del estándar es permitir a múltiples vendedores producir equipo que interopere. Sin embargo, permitir también la extensa diferenciación entre los proveedores o vendedores. Por ejemplo, el estándar provee a la estación base con un grupo de herramientas que implementen eficientemente la programación. Sin embargo, los algoritmos programados que determinan una mayor eficiencia pueden diferir de vendedor a vendedor y puede ser que optimicen un patrón de tráfico específico.

De manera similar, el perfil de ráfaga adaptivo permite un gran control de la optimización de la eficiencia del transporte físico (*PHY*).

Proveedores de servicio introducirán esquemas inteligentes para maximizar esta oportunidad mientras se mantiene la interoperabilidad con el conjunto de reglas de las estaciones suscriptoras.

La publicación del estándar *802.16* es un momento definido en donde el acceso inalámbrico de banda ancha se desplaza hacia la segunda generación y comienza su establecimiento de una alternativa mayormente aceptada para el acceso de banda ancha. A través del servicio dedicado de muchos voluntarios, el grupo de trabajo del estándar *IEEE 802.16* con éxito ha diseñado rápidamente y forjado la base de un estándar que busca una tecnología moderna.

El estándar *IEEE 802.16* es la fundación de redes inalámbricas de área metropolitana para las siguientes décadas.

Capítulo 4

Modelo de Simulación y Análisis de Redes de Banda Ancha

4.1 Introducción

Para el modelado de redes de comunicaciones, existen dos formas principales. La primera de ellas se lleva a cabo mediante modelos analíticos y la segunda opción es a través de simulaciones. Cuando se habla de modelos analíticos, nos referimos al análisis matemático mediante el uso de ecuaciones. Para el caso de la opción de simulación, el uso de una herramienta que cumpla con dicho objetivo, nos ayuda a representar ambientes más reales y por lo tanto obtener detalles respecto al comportamiento de dichos modelos.

Debido al alto grado de complejidad y la necesidad de resultados confiables nos indica el uso de técnicas de simulación para la evaluación de desempeño y optimización de protocolos para redes inalámbricas de banda ancha. El uso de los modelos de simulación permitirá examinar una variedad amplia de configuraciones necesarias para proporcionar conclusiones generales y nuevas pruebas de mecanismos de mejoramiento que permita incrementar el desempeño de protocolos de redes inalámbricas de banda ancha en relativamente en un tiempo corto.

El principal objetivo de este capítulo es presentar el modelo de simulación utilizado para la optimización de los algoritmos de contención *CRA (Contention Resolution Algorithm)* para el estándar *IEEE 802.16*. Se presenta una descripción de los módulos en que esta compuesto una red inalámbrica de banda ancha. Se describen las características principales de los nodos que simulan la estación base y las estaciones suscriptoras, así como sus enlaces en el modelo de simulación hecho en *OPNET*.

Cada módulo contenido en estos nodos especifica parámetros de operación para una correcta comunicación entre estaciones y la posibilidad de generar estadísticas a partir de las cuales se puedan construir modelos que representen el comportamiento de la red.

Estos módulos siguen procesos en los que se programan las funciones básicas en la comunicación propuestas en el estándar *IEEE 802.16*, tales como: *ranging*, asignación y solicitud de ancho de banda, envío de mensajes descriptores de canal, mapas de mantenimiento, envío de datos, detección y resolución de colisiones [7].

4.2 Modelos de Herramientas de Simulación

De acuerdo con [24] hay tres principales lenguajes de simulación orientados al modelo de redes de comunicaciones. El primer lenguaje es el *BONeS (Block Oriented Networks Simulator) DESIGNER*, el cual es un lenguaje de propósito general y gráficamente orientado, que contiene muchas características par el modelado de redes de comunicaciones.

La mayor cantidad de bloques de datos son estructuras de datos y diagramas de bloque. Para construir un modelo en *BONeS*, primero se define la estructura de datos que corresponde aproximadamente al mensaje y a su asociación del campo de datos. Posteriormente el usuario desarrolla un diagrama de bloques que describe como es el flujo de la estructura de datos a través de la red.

El segundo lenguaje es *SES/workbench*, que también es un lenguaje de simulación de propósito general y gráficamente orientado. La construcción de los bloques principales son nodos, curvas y transacciones. Para la construcción un modelo en *workbench*, se define la transacción que corresponde a un mensaje, Posteriormente el usuario desarrolla una dirección gráfica que consiste en un nodo y curva, los cuales describen como el flujo de la transacción fluye a través de la red.

El último lenguaje de simulación es *OPNET (Optimised Network Engineering Tool) Modeller*. Este software es un lenguaje de simulación de comunicaciones especialmente orientado al modelado de las redes de comunicaciones que utiliza Redes (*Networks*), Nodos (*Nodes*) y el Editor de Procesos (*Process Editors*) para la construcción del modelo de simulación.

De estos tres lenguajes de simulación, *OPNET Modeller (v 11.0 C)* [26] ha sido utilizado como al herramienta de simulación para la caracterizaciones del desempeño y la optimización de las redes de banda ancha, ya que esta simulación de paquetes contiene un conjunto (*set*) extenso de características diseñadas para soportar el modelado de redes y provee un incremento en la flexibilidad del desarrollo detallado de modelos diseñados.

4.2.1 Modelado de OPNET

Para tener una perspectiva de como son implementados los modelos en *OPNET*, en esta sección se dará una pequeña descripción del diseño jerárquico, usado por este paquete de simulación. Los modelos de *OPNET* están basados en tres niveles de estructura jerárquicos. Esto se ilustra en la Figura 4.1.

OPNET tiene una extensa gama de herramientas que permiten desarrollar modelos detallados, identificar los elementos del modelo de interés, ejecutar simulaciones y analizar los datos generados. Estas herramientas se encuentran divididas de la siguiente forma: *Constructor jerárquico de modelos*, *interfaz gráfica de simulación* y *Analizador de resultados*.

El *constructor jerárquico de modelos*: Contiene cuatro editores para desarrollar los modelos de los sistemas que van a ser simulados *Network editor*, *Node editor*, *Process editor* y *Parameter editor*. Los cuatro están organizados en forma jerárquica y pueden ser utilizados de tal forma que, un modelo desarrollado en un nivel, puede ser utilizado por otro modelo desarrollado en otro nivel más alto.

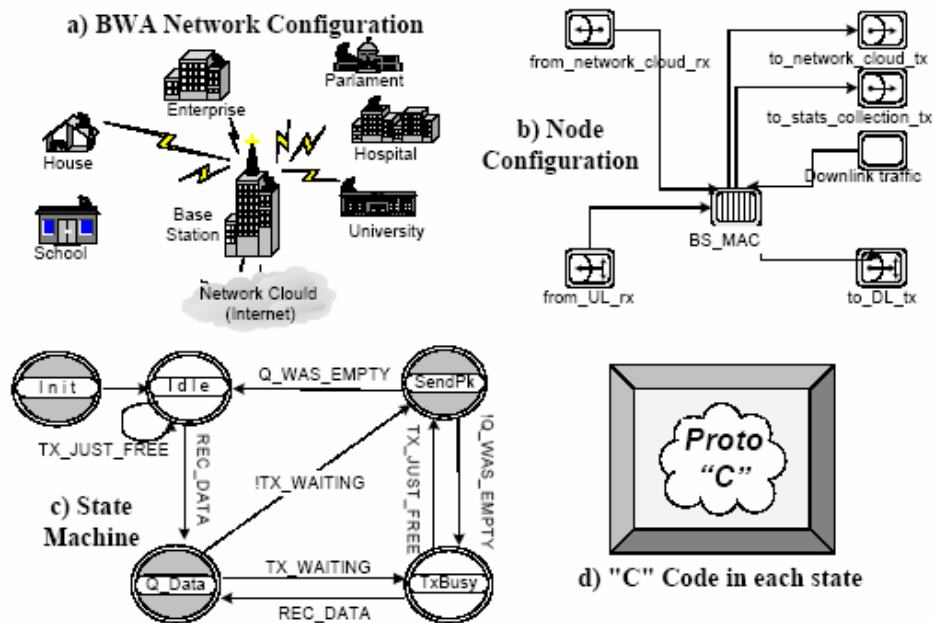


Figura 4.1 Diagrama de Estado de OPNET para los modelos de simulación.

Dominio de Red (Network Domain): El nivel más alto es *Network Domain* (Figura 4.1 a). El papel de este dominio es definir la topología de la red de comunicación, las entidades de comunicaciones llamadas nodos y sus interconexiones (utilizando bus, punto a punto o enlaces de radio). Basado en estos bloques básicos de construcción, más modelos complejos pueden ser desarrollados.

Nodo Dominio (Node domain): El siguiente nivel es llamado *Node domain* (Figura 4.1b). Este nivel define la funcionalidad de cada dispositivo de comunicación que puede ser desarrollado e interconectado en la red (ejemplo enrutadores (*routers*), puentes (*bridges*), terminales (*terminals*), (*switches*, etc). Cada nodo esta constituido de una fuente generadora de tráfico, procesadores, colas y varios transmisores y receptores permitiendo a un nodo unirse con los enlaces de comunicación en la red. **Generador de tráfico (Traffic generators):** Son objetos fabricados que son utilizados para generar fuentes de tráfico. La generación del tráfico del canal tiene longitudes de paquetes y distribución de paquetes inter-arriba, la cual es seleccionada de un conjunto (*set*) que soporta la distribución de probabilidades. **Colas (Queues)** y procesadores (*Processors*) son objetos y son altamente detallados. Las colas (*Queues*) son usadas para simular *buffers* de enlaces de comunicación y el comportamiento del protocolo. Ejemplos de estadísticas que las colas pueden recolectar son el tamaño actual/promedio, el retardo y el sobre flujo de la cola. Cada objeto cola puede generar multiples subcolas en donde los paquetes pueden ser almacenados. *Processors* tienen la capacidad de manipulación de los paquetes pero no la habilidad de almacenarlos y pueden ser utilizados como contenedores (*sinks*) de paquetes o como generadores de tráfico, cuando el tráfico del canal tráfico continuo (*traffic stream*) no puede ser modelado utilizando la probabilidad de distribución predefinida.

Process domain: El ultimo nivel es llamado *Process domain* (Figura 4.1.c). En este nivel la funcionalidad de cada objeto cola o procesador esta definida usando la máquina de estado finito *FSM (Finite State Machine)*. Estados y transiciones gráficamente definen el avance del proceso en respuesta a los eventos. En general, cada *FSM* puede definir estados privados variables y puede hacer llamadas al código y proveer al usuario de las librerías. *FSM* es dinámica y pueden ser activadas espontáneamente por otras *FSM* durante la simulación en respuesta a eventos específicos.

El dinamismo de *FSM* dramáticamente simplifica las especificaciones del protocolo que administra un número escalable de recursos o sesiones. Finalmente, cada estado del modelo de un proceso contiene código '*Proto-C*' (Figura 4.1.d), soportado por una extensa librería de funciones diseñadas para la programación del protocolo.

Interfaz gráfica de simulaciones: *OPNET* posee herramientas para correr y depurar simulaciones con las que interactúa.

Analizador de resultados: Esta herramienta contiene los siguientes cuatro elementos: editor de pruebas (*Probe Editor*), contiene la información que será recolectada, herramienta de análisis (*Analysis Tool*) se utiliza para el análisis estadístico de los resultados, herramienta de filtrado (*Filter Tool*) que procesa los datos y el visor de animaciones (*Animation Viewer*).

4.3 Escenario

En este modelo se incluye una red con estaciones suscriptoras, estos nodos producen tráfico de Internet, como se muestra en la Figura 4.2.

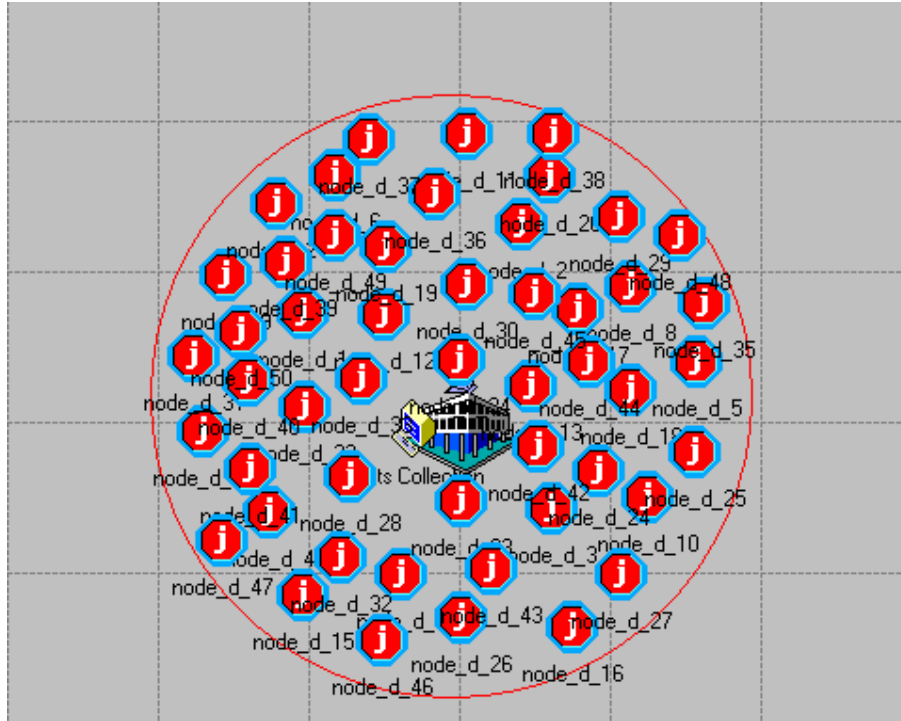


Figura 4.2 Escenario de simulación.

El escenario está formado por una estación base (*Base Station*), estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*).

En los esquemas de simulación, la estación base (*Base Station*) y las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) soportan fragmentación *piggyback*. Un *minislot* equivale a 16 *bytes* para todos los casos y todas las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) transmiten con un esquema de modulación *QPSK*. La estación base transmite con una modulación *16-QAM*.

4.4. Diseño de la Estación Base (*Base Station*)

La estación base (*Base Station*) permite el establecimiento de las conexiones a cada una de las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*), también es la responsable de controlar el tráfico hacia estas y administrar el canal de subida (*Uplink*).

La representación dentro de un nodo de *OPNET* se muestra en la Figura 4.9b. Aquí la *MAC* de la estación base (*Base Station*) interactúa con el canal de bajada, definido con la dirección del flujo de datos de la estación base (*Base Station*) hacia las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*). Actualmente el generador de tráfico (fuente *Downstream*) ha sido deshabilitado, por lo tanto los paquetes de datos no serán transmitidos hacia el canal de bajada, debido a que el principal objetivo de la investigación está centrado en el análisis de desempeño para el canal de subida, el cual es el único recurso crítico de la red debido a los mecanismos de reservación de

acceso y a su marcada asimetría. Adicionalmente, la organización del canal de subida es parte del proceso (*Base Station Manager*).

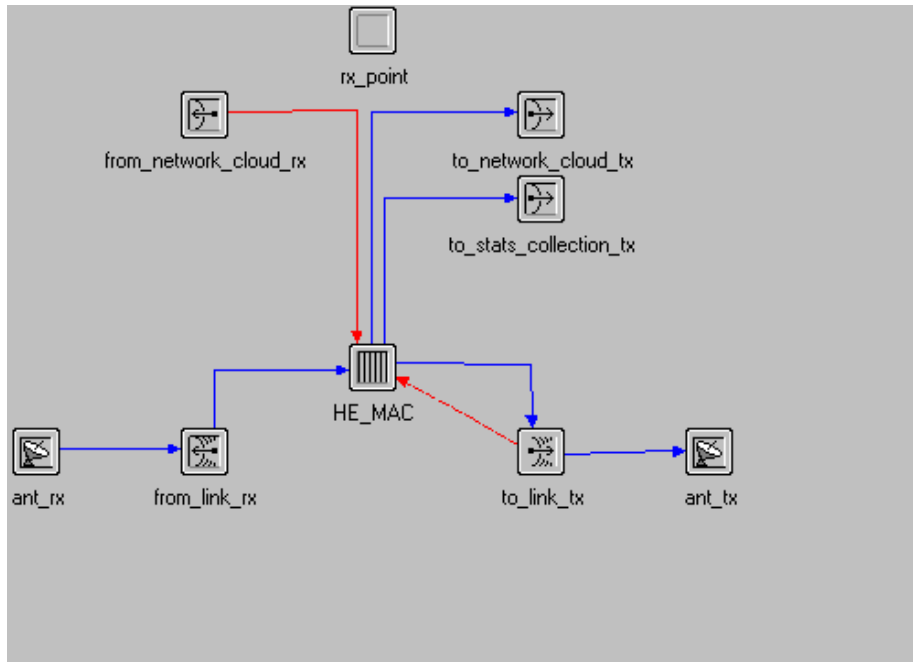


Figura 4.3 Configuración interna de la estación base (*Base Station*).

El nodo está conformado por módulos como: *from_network_cloud_rx*, *to_network_cloud_tx*, *rx_point*, *to_stats_collection_tx*, *HE_MAC*, *ant_rx*, *ant_tx*, *from_link_rx*, *to_link_tx*. Cada uno de estos módulos establece distintos tipos de conexiones con otros módulos para poder realizar las acciones de las cuales son responsables.

4.4.1 *Rx_point*

Este módulo es el encargado de la identificación de los nodos, la red a la que pertenecen y su ubicación en el espacio.

4.4.2 *From_network_cloud_rx*

Este módulo es usado para conexiones punto a punto y sirve como la puerta de entrada al nodo para los paquetes que son recibidos a través del canal, que puede ser uno sólo o varios, a una tasa de 1024 bps.

4.4.3 *To_network_cloud_tx*

Al igual que el módulo anterior se utiliza en la transmisión de paquetes para conexiones punto a punto y para este caso el módulo se convierte en la puerta de salida de los mismos. También puede contener varios canales especificándose su velocidad de transmisión, que en este caso es de 100 Mbps para la transmisión, mismo que tendrá que ser compatible con el del receptor.

4.4.4 To_stats_collection_tx

Este módulo es el encargado de recolectar estadísticas, cuenta con las mismas características que el *to_network_cloud_tx*.

4.4.5 From_link_rx

Se trata del canal de enlace con la estación base que se encarga de recibir los paquetes provenientes de las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations SS's*). Existen tres de ellos debido a que en el modelo se implementó modulación adaptiva; de esta forma *from_link_rx* es el encargado de recibir las transmisiones provenientes de estaciones suscriptoras que se encuentren trabajando con modulación *QPSK*.

4.4.6 Ant_rx

Es el dispositivo mediante el cual se recibe información proveniente de las estaciones suscriptoras en forma de una onda electromagnética. Por comodidad se especificó una sola antena que está conectada a todos los canales de subida. Es posible especificar el patrón de radiación de la misma a través de valores angulares en coordenadas esféricas, para este caso se eligió una antena isotrópica.

4.4.7 To_link_tx

En este caso se trata del canal de bajada, a través de él se envía información a las estaciones suscriptoras con *16-QAM* que es la única modulación disponible para la transmisión de la estación base según el estándar *IEEE 802.16*. La estación suscriptora cuenta con moduladores y demoduladores para poder recibir la información correctamente.

4.4.8 Ant_tx

Por comodidad y entendimiento del diagrama gráfico de nodo se especificaron dos antenas, una de transmisión y otra de recepción, aunque prácticamente podría ser el mismo dispositivo el que realizara dichas funciones. En este caso es la antena quien manda la información en forma de señal electromagnética a la estación suscriptora y se encuentra por otro lado enlazada al módulo *to_link_tx* mediante un enlace de flujo de datos.

4.4.9 HE_MAC

Es el encargado de reunir los datos provenientes de los canales tanto de subida como los de bajada. Además de estar conectado al módulo de estadísticas que recibe a través de este procesador el flujo de datos que recibe de los módulos, se comporta como una cola y se conecta con el *bwa_bs_mgr* que es el encargado de realizar, a través de varias funciones, los procesos necesarios para establecer regiones de contención en el mapa, canalizar el tipo de petición de acuerdo al tipo de servicio, etc.

4.4.9.1 Proceso *Bwa_bs_mgr*

El diagrama de estados del proceso *Bwa_bs_mgr* se muestra en Figura 4.4.

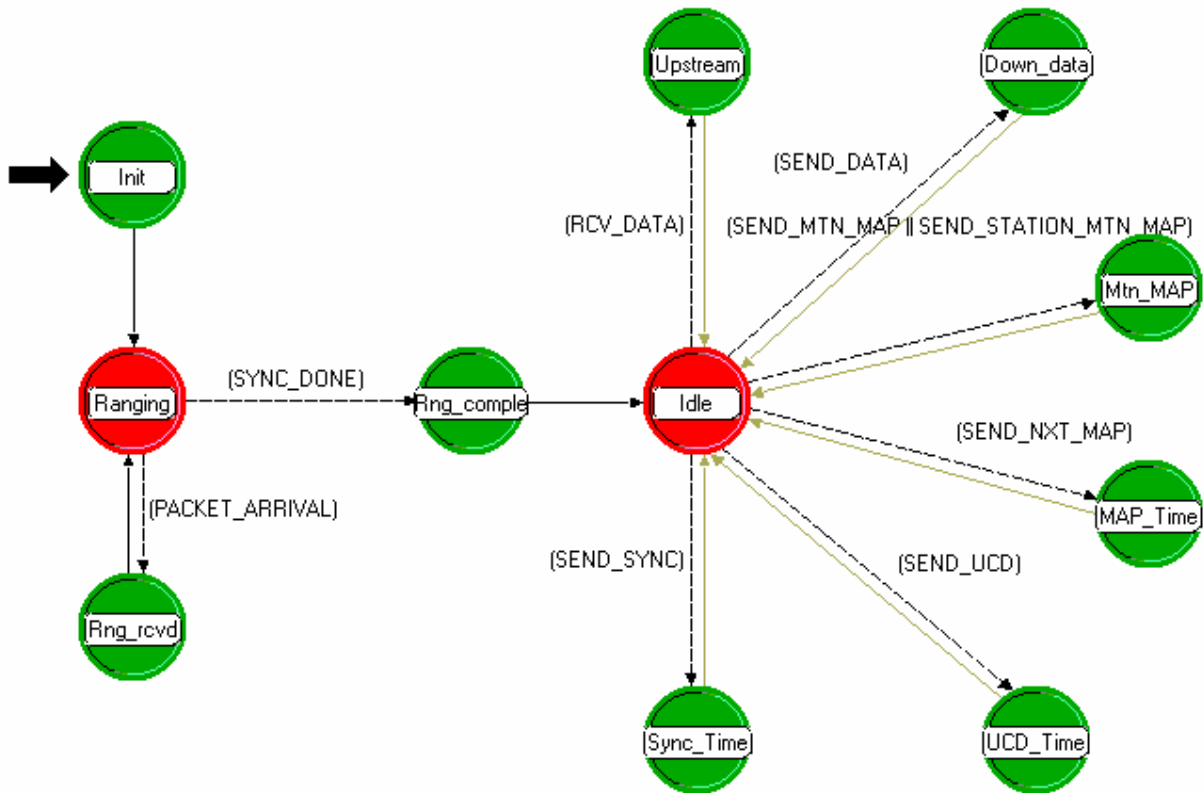


Figura 4.4 Proceso *Bwa_bs_mgr*.

□ *INIT*

Comienza con la ubicación de la estación base en coordenadas del tipo "x" y "y", se encarga de aceptar las interrupciones que provienen del inicio de la simulación e invoca procesos para permitir la inicialización.

También es responsable de dar las interrupciones necesarias para poder recolectar estadísticas, crear las listas de *IE*'s y aquellas que pertenecen a peticiones de ancho de banda.

Finalmente se dan los valores iniciales de algunos parámetros como el retardo de propagación, contadores de estaciones, arreglos, etc. y se mandan a llamar los valores de otros como son: la duración de un *slot*, del mapa y la obtención de los parámetros de simulación.

□ *Ranging*

Terminadas las funciones del estado *Init* este proceso tiene dos interrupciones que son activadas de acuerdo a dos parámetros, si se ha terminado con el proceso de sincronía la interrupción nos lleva al estado *Rng_complete*, si se trata de la recepción de un paquete de información el estado al que es canalizado ese paquete es *Rng_rcvd*.

□ *Rng_Rcvd*

Este estado se encarga de la recepción de los mensajes *RNG_REQ* de las estaciones suscriptoras. Cuando recibe un paquete determina su formato, la potencia con la que es recibido y la distancia entre el nodo receptor y el transmisor.

Lee el encabezado *MAC*, obtiene la información de *QoS* de la estación suscriptora, el mensaje proveniente del tipo de paquete y verifica los valores de retardo de propagación máximos. Ya que obtuvo los parámetros regresa un mensaje *RNG_RSP* a la estación suscriptora que originó el mensaje.

□ *Rng_complete*

Es el encargado de enviar los primeros mensajes *UCD* y agendar los siguientes. Emite el mapa inicial donde se encuentran solamente los *IE's* de los *slots* de contención y calcula los tiempos de transmisión para los mapas basándose en el retardo.

Se genera el encabezado *MAC* para la preparación del mapa y se envía un *IE* para que las estaciones suscriptoras usen el espacio para la petición de ancho de banda o la transmisión de paquetes de información. El paquete es encapsulado, el envío del siguiente mapa se calcula de forma que sea posible que la estación más lejana lo reciba para transmitir a tiempo.

Calcula el número de *IE's* que se incluirán en el mapa de mantenimiento basándose en el número de estaciones suscriptoras y el tamaño del búfer circular.

□ *Idle*

Este estado puede permanecer inactivo o canalizar el paso otro estado dependiendo del tipo de información que reciba. En el caso de recibir un flujo de datos proveniente de una estación suscriptora ese será enviado al estado *Upstream*, si ocurre el caso contrario, es decir, que la información se envíe por parte de la estación base el estado siguiente será *Down_data*.

Las interrupciones también pueden ocurrir por la necesidad de generación de un mapa, pero éstas pueden tener distintos propósitos, si retrata de un mapa que sólo incluya funciones de mantenimiento la interrupción será canalizada a *Mnt_MAP*, en caso contrario entonces la interrupción se dirige hacia el estado *MAP_Time* en donde se genera un mapa cada 2 ms de acuerdo al estándar *IEEE 802.16*.

Por último, si se requiere generar los mensajes *UCD* o de sincronía las interrupciones se programan para saltar a los estados *UCD_Time* o *Sync_Time* respectivamente.

□ *Upstream*

Recibe paquetes provenientes de la estaciones suscriptoras, determina el nivel de potencia y la relación señal a ruido de los mismos, incrementando el contador de paquetes recibidos.

Se determina si el paquete entrante contiene una petición de ancho banda, si es así, se obtiene su *CID*, el número de *minislots* solicitados y un historial de cuantas peticiones previas han sido atendidas para esa estación suscriptora. La petición se almacena en una cola y es atendida mediante el criterio de *QoS* establecido.

Se analiza el encabezado del paquete para ver de qué tipo de información se trata, si está fragmentado o incluye peticiones *piggyback*. En el caso de que el paquete esté fragmentado puede ser identificado por su formato, obteniéndose así la longitud total y su carga útil.

El módulo encargado de las estadísticas recibirá una copia de cada paquete para procesar su información, en caso de que el paquete haya solicitado en su encabezado confirmación de envío, dicha petición también se pone en cola de espera para que una vez atendida se destruya el paquete.

□ *Down_data*

Cuando se recibe un paquete busca la dirección destino del mismo o en caso de no encontrar ese dato la estación suscriptora genera una aleatoriamente con base en su número dentro de la red. Se le asigna un apuntador al paquete, se añade su encabezado *MAC* y se encapsula dentro de una trama quien también contará con un apuntador de trama.

□ *Mtn_MAP*

Aquí se mandan *IE*s por cada estación suscriptora que se encuentre operando en la red, más un *IE* nulo para completar una serie que será enviada en un Mapa de mantenimiento utilizado exclusivamente para esta función.

□ *MAP_Time*

En este estado se crean mapas nuevos y se establecen las condiciones en que dichos mapas están organizados. Los mapas están divididos en regiones que contemplan las regiones de contención (es esta región se establecieron las técnicas para la resolución de colisiones que nos lleven a una optimización del sistema), peticiones y *padding*. El código es presentado en el Apéndice E.

Existen regiones de contención, estas se encuentran alojadas al inicio del mapa, posteriormente se encuentra la región de las peticiones, que es la mayor de todas y finalmente la región de *padding* (utilizada también como región de contención).

Dependiendo de que clase de servicio se esté atendiendo se ejecuta una rutina, en este caso es la que se refiere a *Best Effort*. Comienza indicando el inicio de un *slot* y si el mapa presente en el que se requiere enviar la petición está lleno, se autentica la petición y se borra de la cola una vez

que ha sido atendida, se verifica el espacio que se requiere para transmitir y se acomoda en una o más mapas dependiendo de la longitud del mensaje emitido por la estación base.

En casos especiales es posible que la longitud del mensaje genere una fragmentación ya que ésta puede ser mayor que el límite establecido, para esos casos se fragmenta el mensaje y los paquetes resultantes de la fragmentación son atendidos revisando el espacio disponible en cada mapa.

En MAP_Time se implementaron los algoritmos de resolución de colisiones, como fue el caso de *Multicast-CSA*.

Fue necesario programar el modelo para conocer el número total de colisiones en un mapa y con ello establecer el número de *slots* de contención de forma adaptiva dando como resultado una mayor eficiencia al sistema.

□ *UCD_Time*

Aquí se prepara el formato de este tipo de mensaje y su contenido. Se incluye la tasa de transmisión del canal ascendente, el tamaño del *minislot* en *bytes*, parámetros de códigos de corrección de errores, localidades de contención, envío de información, mantenimiento inicial y mantenimiento final.

Se asigna la longitud total al paquete y se crea su encabezado de control, finalmente se encapsula y envía a todas las estaciones suscriptoras de la red.

□ *Syn_Time*

Se da formato, encabezado, encapsulado y programación del envío del paquete de sincronía hacia todas las estaciones suscriptoras de la red.

4.5 Estación Suscriptora (Subscriber Station SS)

El nodo creado para representar la estación suscriptora está representado en la Figura 4.5.

Este nodo está implementado de tal forma que cumpla con todas las funciones de una estación suscriptora común. Está conformado por módulos encargados de la generación y eliminación de paquetes de información, del envío y recepción al y desde el canal inalámbrico, del cumplimiento de las funciones propias de la subcapa *MAC*, así como de animaciones que permiten la obtención de resultados.

Este proceso se hace por medio de los módulos: *Animation*, *src_type_1*, *Downstream_sink*, *ant_rx*, *ant_tx*, *from_link_rx*, *from_link_tx* y *MAC*. Cada uno de ellos encargado de una función específica de la estación suscriptora.

Cada uno de estos módulos están conectados por medios de enlaces que simulan una conexión física o lógica para continuar con los procesos realizados por la estación. Simulando un flujo de paquetes entre los módulos o una conexión para el manejo de estadísticas independientes a las funciones de la estación suscriptora.

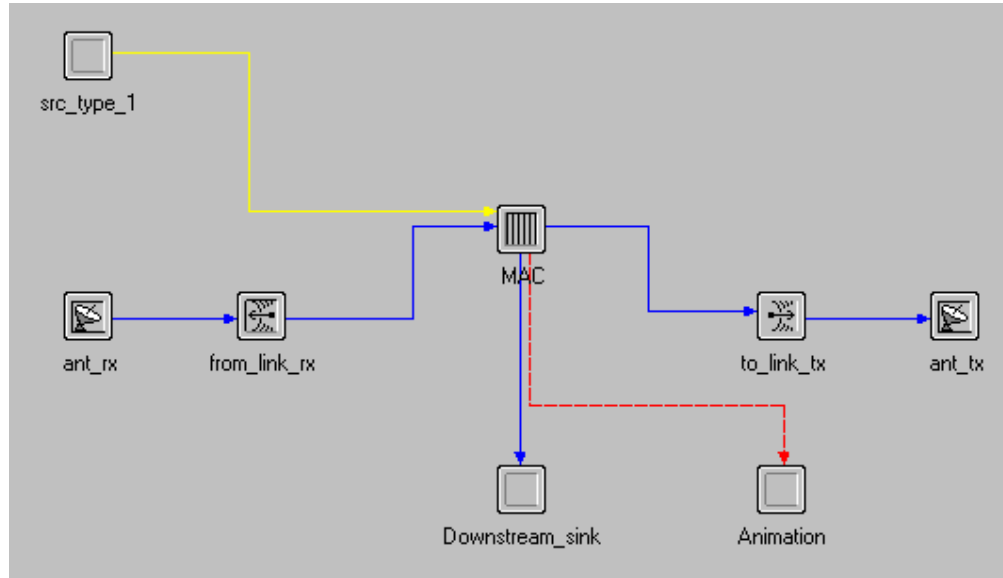


Figura 4.5 Estación suscriptor (Subscriber Station).

4.5.1 Módulo *src_type_1*

Este módulo se encarga de la generación de paquetes de información, está encargado de generar el tráfico en la red, genera paquetes de longitud variable dependiendo del tipo de tráfico que se desee generar, puede generar tráfico de Internet, voz basado en *codecs* como: *G711* y *G723*, además de tráfico de video.

4.5.1.1 Modelado del tráfico

Una fuente de tráfico fue utilizada para emular el tráfico de Internet.

Fuente de tráfico: Esta fuente de tráfico emula el tráfico de Internet de acuerdo a la función de densidad de probabilidad *PDF (Probability Density Function)* recomendado por *IEEE 802.14 Working Group* [15]. La distribución del tamaño del mensaje se muestra en la Figura 4.6.

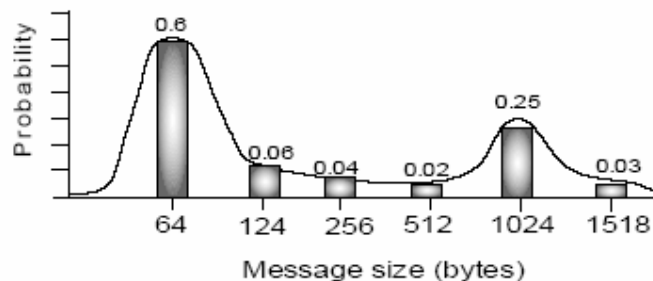


Figura 4.6 Distribución de paquetes de Internet.

El promedio del paquete es aproximadamente 368 bytes o y el tiempo de Inter-arribo del paquete tiene una distribución exponencial dada por $T = 1/\lambda$, donde λ varía de acuerdo a la carga ofrecida

(ejemplo 32 o 64 kbps). El tamaño del paquete mínimo de 64 *bytes* corresponde a paquetes de reconocimiento que se intercambian durante las sesiones *TCP* y el tamaño de paquete de 1518 *bytes* corresponde al tamaño máximo de un paquete *Ethernet* y es el más utilizado en redes de computadoras.

Cuando se genera un mensaje, por ejemplo de 1518 *bytes*, este se codifica utilizando palabras de código largas, y por cada fragmento de 245 *bytes* del *BWA MAC frame*, se agregan 10 *bytes* de *FEC-RS*, como se muestra en la Figura 4.7. Entonces para transmitir un Mensaje *Ethernet MAC* de 1518 *bytes*, se requiere un *Grant* de 101 *slots*.

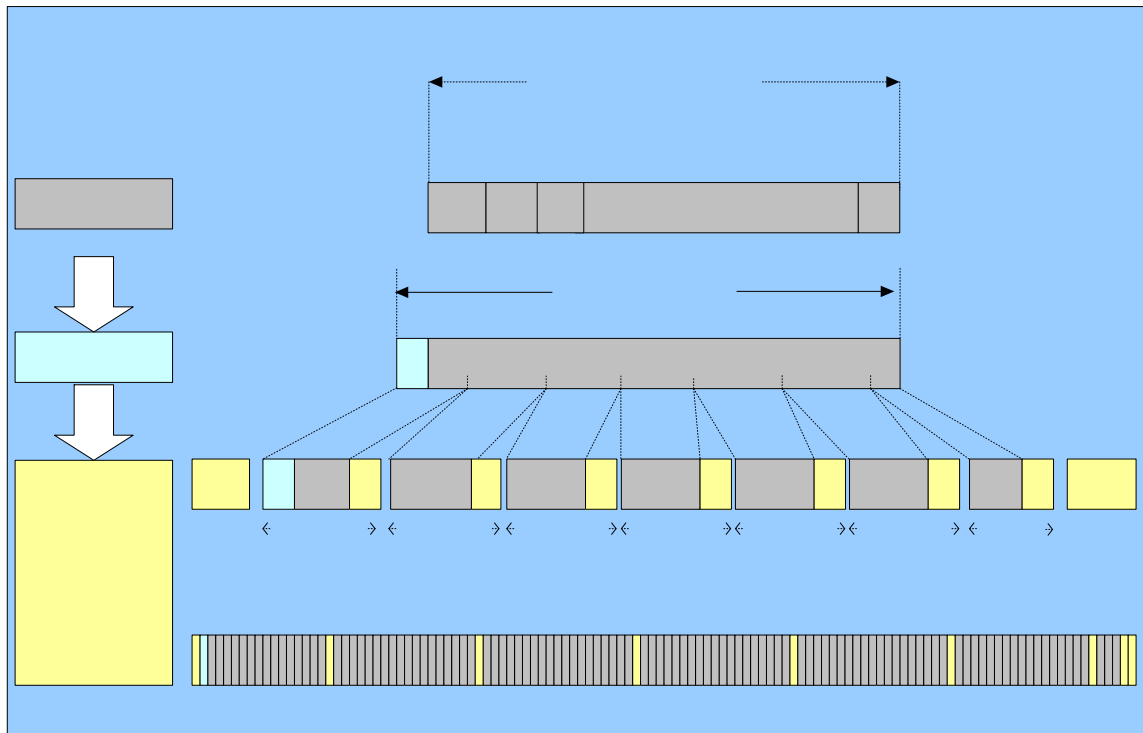


Figura 4.7. Cálculo del número de slots a solicitar (*Grant Size*) cuando se utilizan palabras de código largas, en la transmisión de un *Ethernet MAC frame* de 1518 bytes.

En este módulo se puede especificar el período medio en el cual se va a generar un paquete y con qué distribución se generan tanto en su tamaño como en el tiempo.

Los paquetes generados por este módulo son enviados al modelo de proceso *bwa_wm_child*, el cual procesa el paquete para su envío.

4.5.2 *Downstream_sink*

Este módulo se encarga de la eliminación de los paquetes recibidos de la estación base (*Base Station*) ya que fueron procesados por el módulo *MAC*. Esto para que la cola no se llene y no se pierdan paquetes.

Además este módulo se encarga de la recolección de estadísticas para el tráfico de bajada, de la medición del retardo, tamaño de los paquetes y el tipo de mensajes que contenía cada uno de ellos.

4.5.3 *Ant_rx* y *ant_tx*

Estos módulos representan la antena de la estación suscriptora, para facilitar la simulación se pone una antena para recepción (*ant_rx*) y otra para la transmisión (*ant_tx*).

4.5.4 *From_link_rx* y *from_link_tx*

Estos módulos establecen las características principales de los canales de subida y bajada. El módulo *from_link_rx* recibe todos los paquetes percibidos por la antena y si sus parámetros coinciden con los del paquete recibido, los paquetes son aceptados por el simulador para así ser enviados hacia el módulo *MAC*, el cual procesa los paquetes.

Los parámetros que puede soportar este paquete se establecen en la Figura 4.8.

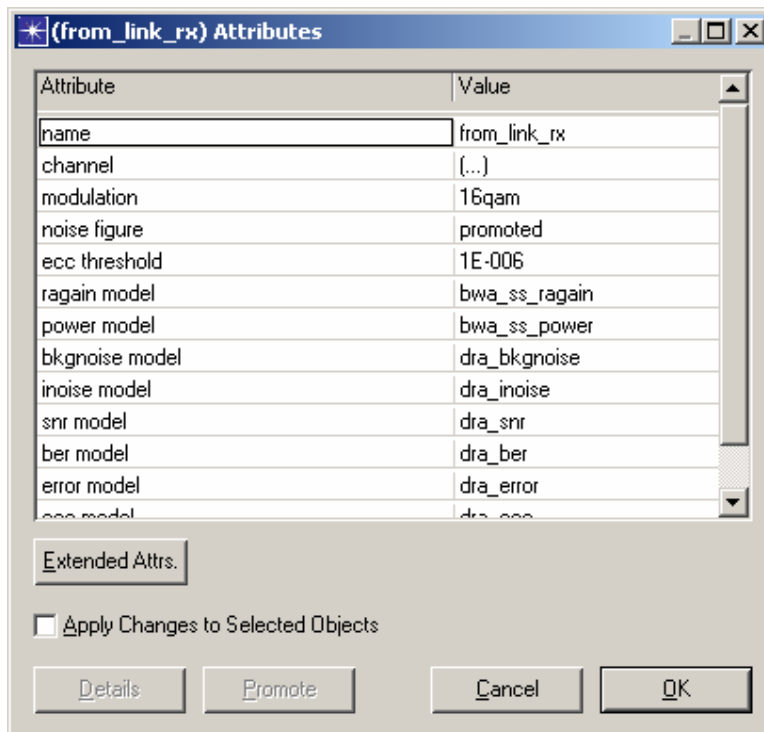


Figura 4.8 Atributos del canal de bajada.

Entre los principales parámetros que se pueden modificar son: modulación, modelos de propagación a usar y las características de cada uno de canales de bajada utilizados. Para cada canal de bajada se pueden establecer parámetros, tales como: velocidad de transmisión, ancho de banda, frecuencia central, codificación y los formatos de paquetes aceptados.

En los modelos de propagación se establecen las condiciones a establecer para medir características de los paquetes recibidos, como por ejemplo: relación señal a ruido (*SNR*), tasa de *bits* erróneos (*BER*), ruido, potencia y ganancia.

El módulo *from_link_tx* recibe los paquetes enviados por el módulo *MAC* para su transmisión, aquí se establecen las características y la forma en que se van a enviar los datos. Se establecen parámetros como: modulación, velocidad de transmisión, ancho de banda, frecuencia central y

codificación utilizada. Después de pasar por este módulo, los paquetes son enviados a la antena (*ant_tx*) para su envío al medio inalámbrico con las características mencionadas anteriormente.

4.5.5 MAC

El módulo *MAC* es el más importante, éste es una cola que lleva a cabo el procesamiento de los paquetes de información recibidos desde capas superiores en la estación suscriptora así como de aquellos provenientes del canal de transmisión inalámbrico descendente. Este procesamiento incluye: agregar encabezados a los paquetes, programar oportunidades para el acceso al canal inalámbrico, envío de información durante oportunidades garantizadas por la estación base, así como la resolución de colisiones durante periodos de contención.

4.5.5.1 Proceso *Bwa_wm_mgr*

El módulo *MAC* se basa en el modelo de proceso *Bwa_wm_mgr*, el cual realiza las funciones destinadas a la capa de convergencia *MAC 802.16* tales como: *Ranging*, recepción y procesamiento de tráfico de aplicación desde capas superiores, recepción y procesamiento de los paquetes de sincronización, *UCD*, *MAP* y tráfico en el canal descendente provenientes de la estación base.

El proceso sigue los siguientes estados mostrados en la Figura 4.9.

□ *Init*

Se encarga de la obtención de los parámetros iniciales de la estación suscriptora, simula el encendido de la estación. Aquí se obtienen las características que va a tener la estación base y la simulación de la red en general. Se obtienen datos como: instante de *Ranging*, tamaño de los paquetes de solicitud de *Ranging* y tamaño de los paquetes de control *MAC*.

Aquí se genera el *CID* de la estación base, que es el identificador usado para mantener comunicación con la estación base. Este número es generado por cada estación suscriptora tomando en cuenta un contador que inicia en 1000, y que cada estación suscriptora va incrementando en 1 al entrar a este estado.

Ya que se obtuvieron las características del canal de transmisión se hace el envío del mensaje *RNG-REQ* hacia la estación base y se programa el tiempo de espera para que se reciba la respuesta del mensaje y así terminar con el *Ranging*.

□ *Ranging*

Ya que se envió el mensaje *RNG-REQ*, la estación espera una respuesta en este estado. La estación suscriptora se mantiene aquí hasta que recibe un paquete de la estación base, si es así la estación cambia al estado *Syn_rsp*.

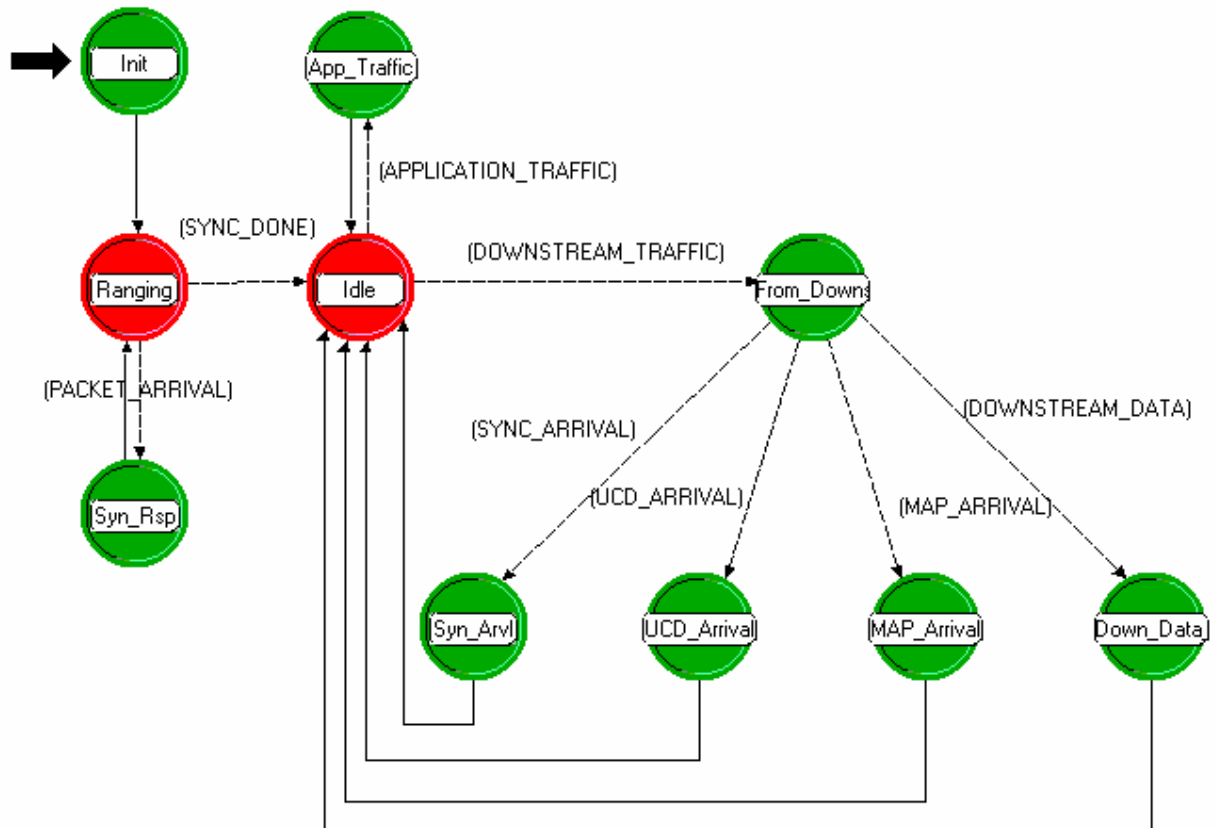


Figura 4.9 Proceso *Bwa_wm_mgr*.

□ *Syn_rsp*

Si la estación suscriptora entró a este estado se debió a la recepción de un paquete, aquí se lee el encabezado para saber si es para la estación en cuestión o es para otra. Si el paquete es para otra estación simplemente regresa al estado *Ranging* para seguir esperando, si es de tipo *broadcast* ó es dirigido a la estación, se lee el mensaje.

Si el mensaje recibido es *RNG-RSP* entonces se obtienen parámetros tales como el *CID* y dirección de la estación que son guardados para su uso en el envío de futuros mensajes, también se obtiene el retardo registrado en el paquete, para así sincronizarse con la estación base ya que se tenga que enviar información en algún mapa. Ya que se leyó el mensaje se tira el paquete y la estación cambia nuevamente al estado *Syn_rsp*, sólo que ahora cambia al estado *Idle*, por lo que se entiende que el proceso de *Ranging* quedó finalizado y se realizó con éxito.

□ *Idle*

La estación suscriptora se mantiene en este estado mientras no reciba o genere un paquete de información. Si la estación recibe un paquete proveniente de la estación base en el canal *downstream*, el proceso se dirige al estado *From_downstream*, en donde es procesado el paquete. En cambio, si se genera un paquete por la estación suscriptora, el proceso cambia al estado *App_traffic* para su envío.

El proceso entra a este estado si ya terminó de hacer el *Ranging* o si ya procesó los paquetes para el canal de subida o bajada.

□ *From_downstream*

Realiza la lectura del encabezado de la trama recibida para ver de qué tipo de paquete se trata. Si recibe un paquete de información el proceso se va al estado *Down_data_traffic*, si se trata de un mapa se va al estado *MAP_Arrival*, si es un mensaje de sincronización se dirige al estado *Syn_arvl* y si es un mensaje *UCD* se dirige a *UCD_Arrival*.

□ *Down_data_traffic*

Este estado procesa el arribo de paquetes de información del canal de bajada. Si la dirección en el encabezado es correcta, la información es enviada a los niveles superiores. En el caso contrario, el paquete es destruido.

□ *MAP_Arrival*

Es el encargado del manejo de los mensajes *UL_MAPs*, al recibir este mensaje invoca al modelo de proceso *bwa_wm_child*, explicado posteriormente, el cual se encarga de su procesamiento.

□ *UCD_Arrival*

En este modelo se procesa el arribo de un mensaje *UCD*, proveniente de la estación base, en donde se especifican las características del canal de subida.

□ *Sync_Arrival*

En este modelo se procesa el arribo de un mensaje de sincronización proveniente de la estación base. En la simulación la sincronización por medio de este mensaje no es necesaria por lo que el paquete recibido simplemente se destruye.

□ *App_Traffic*

Aquí se procesa el arribo de un paquete de información proveniente de niveles superiores, generado por el módulo *src_type_1*. Este modelo invoca el proceso *bwa_wm_child*, ya que este proceso se encarga del procesamiento de los paquetes para su envío.

4.5.5.2 Proceso *Bwa_wm_child*

El proceso hijo *Bwa_wm_child* se encarga de procesar y redirigir los paquetes provenientes de la estación base de tipo *MAP* y los paquetes generados por las fuentes de información de aplicación. Cada vez que el módulo *MAC* de una estación suscriptora recibe alguno de estos paquetes, invoca este proceso desde los estados *App_Traffic* o *MAP_Arrival*. El proceso

contempla una cola *FIFO (First In, First Out)* mediante la cual se atienden los paquetes conforme se reciben. Se incluyen funciones para la resolución de colisiones, en específico, el algoritmo *Exponential Backoff*.

La Figura 4.10 muestra los estados que sigue el proceso:

□ ***Init***

Es el encargado de obtener los parámetros iniciales de la estación suscriptor para la simulación, aquí se establecen variables iniciales tales como: servicio establecido para la estación, velocidad de transmisión, tiempo en segundos de cada slot, *CID* y tamaño de los encabezados a usarse.

Las variables establecidas en el estado son útiles para el desarrollo de la simulación.

□ ***Q_Empty***

El proceso se mantiene en este estado mientras no tiene un paquete esperando en la cola. Permanece aquí hasta que recibe un paquete, si el paquete es un mapa de la estación base, simplemente lo lee, guarda su información y desecha el paquete, el proceso se mantiene en este estado.

Si se recibe un paquete de información proveniente de las capas superiores, cambia de estado. Si la estación suscriptor esta generando tráfico de voz y tiene habilitado *UGS* como calidad de servicio entonces se dirige al estado *Tx_Opp_Pending*.

Si la estación no tiene habilitado *UGS* o genera un tipo de tráfico distinto, como por ejemplo tráfico de Internet, entonces se dirige al estado *No_Request_Outstanding*.

□ ***No_Request_Outstanding***

Aquí la estación suscriptor busca una oportunidad de transmisión en la región de contención en el mapa para enviar la petición de ancho de banda requerida para el envío de los datos. Realiza el cómputo del tamaño de la carga y sus encabezados, ya que tiene el tamaño del paquete total en *bytes* hace la conversión a *slots*, tomando en cuenta que cada *slot* es de 16 *bytes*, para hacer la solicitud de ancho de banda en *slots* a la estación base.

En el modelo implementado existen tres regiones de contención. La estación base primero busca esta región en el mapa, si todavía está a tiempo de enviar una petición en esta región, realiza el algoritmo *Exponential Backoff* para encontrar el *slot* en el que transmitirá su petición.

Si la región de contención ya pasó o el algoritmo produjo un número fuera de esta región, entonces la estación busca en la región de *padding* otra oportunidad de transmisión. Esta región fue habilitada como contención para todas las modulaciones, por lo que todas las estaciones suscriptoras podrán enviar solicitudes en esta región. De igual forma corre el algoritmo *Exponential Backoff* para ver si puede transmitir su petición.

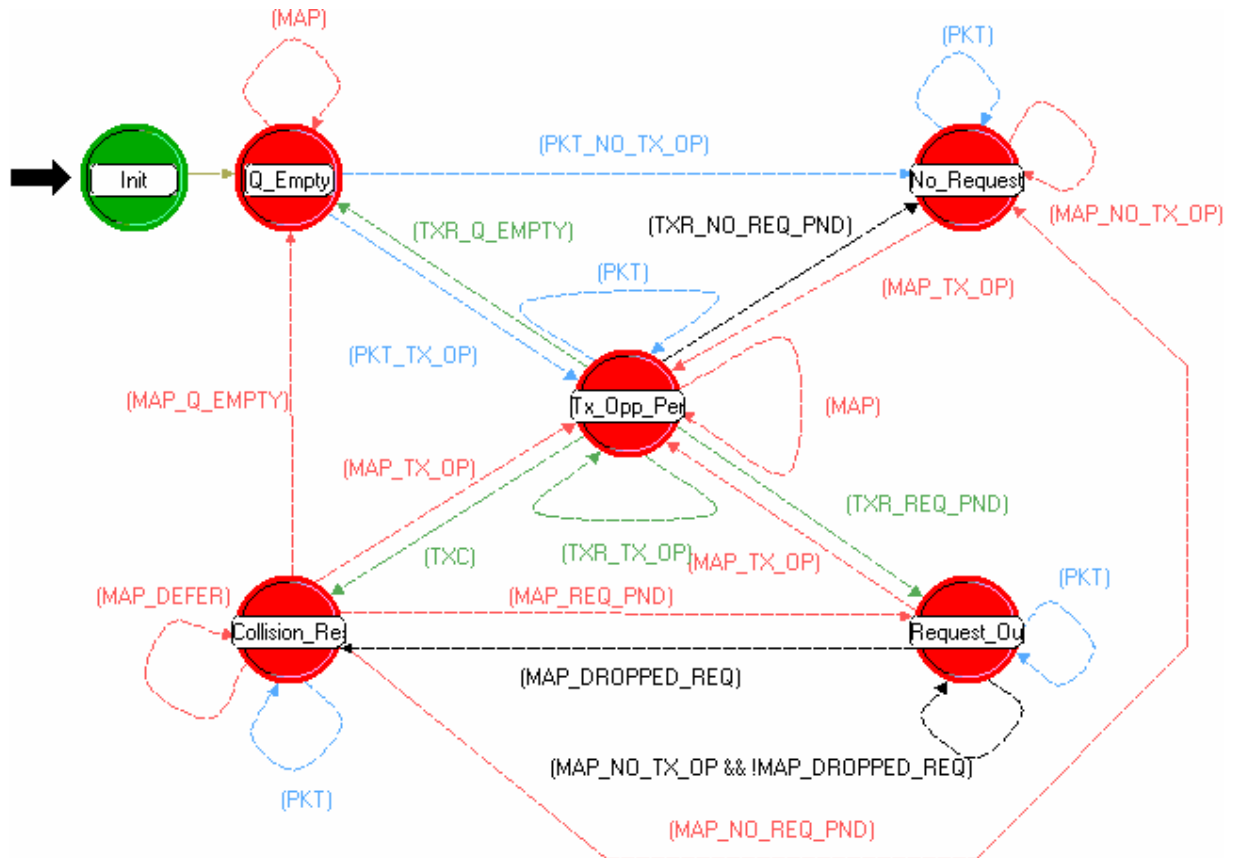


Figura 4.10 Proceso *Bwa_wm_child*.

Si se encontró una oportunidad de transmisión en el mapa entonces el proceso se dirige al estado *Tx_Opp_Pending*, si no encontró una oportunidad de transmisión se mantiene en este estado en la espera de nuevos mapas para intentar la transmisión.

□ *Tx_Opp_Pending*

En este estado la estación suscriptora realiza el envío de los paquetes de información *UGS* y solicitudes de ancho de banda para datos de otro tipo. Aquí la estación suscriptora pone los encabezados a los paquetes a enviarse y espera el tiempo indicado para su transmisión.

El proceso se mantiene en este estado hasta que los paquetes que ya tienen asignado un *slot* para su transmisión son enviados. Aquí se realizan procesos como la concatenación, en los que varios paquetes son enviados a la vez con un único encabezado. También se realizan funciones de *Piggyback*, en esta función si se requieren enviar más paquetes de información a la estación base se hace la solicitud de ancho de banda en el último paquete de información enviado.

Cada vez que se envía un paquete, la estación suscriptora inicia o actualiza un contador en el cual se establece el número de intentos que se ha realizado la estación suscriptora para la transmisión del paquete.

Al terminar de enviar los paquetes el proceso se dirige al estado *Collision_Resolution*. Si en la cola todavía existen paquetes la estación ve su estado, si son paquetes que ya enviaron su solicitud de ancho de banda pero todavía no es atendida el proceso entra al estado *Request_Outstanding*, si en el proceso la estación suscriptora generó un paquete de información en las capas superiores el proceso se va al estado *No_Request_Outstanding* para la generación del mensaje de solicitud de ancho de banda.

□ *Collision_Resolution*

Mantiene el seguimiento de los paquetes enviados hacia la estación base, es el estado encargado de la detección y resolución de colisiones en la estación suscriptora mediante la lectura de los mapas y mensajes enviados por la estación base.

Si el paquete que se envió fue un mensaje de solicitud de ancho de banda, entonces la estación suscriptora leerá todos los mapas en busca de la asignación dada por la estación base. Si la red está saturada y la estación base recibe una solicitud de ancho de banda, que no puede ser asignado, manda un mensaje de confirmación de recepción de la solicitud hacia la estación suscriptora. Cuando recibe la confirmación de recepción o ya se concedió el ancho de banda en algún mapa, entonces los paquetes enviados son desechados, ya que se considera que la transmisión fue exitosa. Si se hizo la asignación de ancho de banda y no existen paquetes en la cola, entonces el proceso se dirige al estado *Q_Empty*, si se recibió un mensaje de confirmación indicando la recepción de la solicitud pero no la asignación de ancho de banda, entonces el proceso se dirige al estado *No_Request_Outstanding*.

Si no se recibió la asignación de ancho de banda y no existió un mensaje de confirmación de recepción enviado por la estación base, la estación base repetirá la búsqueda en cada mapa recibido hasta que encuentre la asignación o el mensaje, si esto no ocurre y se vence el tiempo de espera para su recepción, entonces la estación suscriptora determina que ha ocurrido una colisión, por lo que buscará una nueva oportunidad de transmisión del mensaje mediante el uso del algoritmo *Exponential Backoff*. Si esto ocurre entonces el proceso se dirige al estado *Tx_Opp_Pending* para el nuevo envío del paquete.

□ *Request_Outstanding*

Al entrar a este estado una solicitud de ancho de banda ha sido previamente hecha, pero aún no ha sido atendida, en este estado la petición se mantiene en una cola y se espera una confirmación dentro de un mapa por parte de la estación base para su transmisión.

Cada mapa enviado por parte de la estación base es analizado para obtener información de las peticiones que ya están esperando en la cola, si algún dato corresponde con el *CID* de la estación suscriptora que envió el mensaje, se analiza la información almacenada y demás parámetros para calcular el tiempo de propagación entre la estación base y la suscriptora y así programar el tiempo justo de transmisión.

En caso de que no se encontrara la información necesaria en alguno de los mapas para procesar la información y el tiempo máximo para la recepción de confirmación fuera excedido por aquel que se registró en la petición de ancho de banda, se asume una colisión y se inicia el algoritmo *Exponential Backoff* para reenviar la solicitud.

4.6 Conclusiones

En este capítulo los parámetros que se le asignan a cada módulo están basados en el comportamiento descrito en el estándar *IEEE 802.16* y programados de manera tal que reflejen los aspectos contemplados en él y permitan modificaciones que busquen mejorar su desempeño.

El objetivo principal de este trabajo es presentar las técnicas de resolución de colisiones que permitan la optimización de una red inalámbrica de banda ancha, es decir un menor retardo en la transmisión de la información y un mayor *throughput*. El estándar *IEEE 802.16* considera el algoritmo *Exponential Backoff* para la resolución de colisiones. En el siguiente capítulo se presentará las nuevas técnicas así como los resultados obtenidos de las simulaciones.

Es importante mencionar que en el modelo de simulación no se contemplan todas las funciones establecidas en el estándar *IEEE 802.16*, únicamente hace referencia a aquellas que permiten la comunicación entre las estaciones suscriptoras y la estación base, así como el intercambio de información entre ellas; lo que permite que los resultados obtenidos a partir de las simulaciones sean confiables y apegados a la realidad en un sistema similar.

Capítulo 5

Evaluación de las Técnicas de Resolución de Colisiones

5.1 Introducción

Los algoritmos de resolución de colisiones o por sus siglas en inglés *CRA* (*Contention Resolution Algorithms*), definen las reglas usadas para resolver las colisiones.

Estos juegan un papel muy importante en el desempeño de los protocolos de reservación de acceso múltiple. Esto es porque entre más rápido se resuelva la colisión, entonces el retardo será menor y por ende se obtendrá una mayor eficiencia para el sistema. Inicialmente, los *CRAs* obtuvieron un mayor interés a principios de los 70s por ser utilizados en las transmisión de paquetes de radio y especialmente durante el desarrollo del proyecto *ALOHANET Project* [1]. Los dos mayores candidatos fueron definidos como algoritmos basados por *ALOHA* siendo estos '*exponential backoff*' y '*p-persistence*' así como '*splitting tree algorithm*'. A partir de entonces, muchas investigaciones se han realizado específicamente para obtener mecanismos de resolución de colisiones eficientes para acceso múltiple para redes de área local *LAN* (*Local Area Network*), redes de área metropolitana *Metropolitan Area Network* (*MAN*), redes satelitales, redes de radio y Redes de Banda Ancha *Broadband* (*BWA*).

En este capítulo, se estudiará con detalle el desempeño, optimización e implementación de los algoritmos de contención adoptados por el estándar *802.16* para redes de banda ancha. Se pondrá particular atención en la operación del algoritmo *Exponential Backoff* y de los algoritmos optimizados *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*. Más aún, se hace especial énfasis en el diseño de mecanismos adaptivos, llamado *CSA* (*Contention Slot Allocator*), el cual dinámicamente ajusta el ancho de banda utilizado la el acceso a las contenciones, teniendo un incremento significativo en el desempeño del sistema utilizando tráfico de Internet [29].

Los resultados presentados en las gráficas se muestran en inglés, esto es debido a que los resultados se someterán a las revistas *IEEE GlobeCom 2007* e *IEEE Transaction on Broadcasting*.

5.2 Contention Slot Allocator

Como se introdujo en [19], [33] y [34] los autores puntualizan que el desempeño de los protocolos de reservación de acceso múltiple depende en mayor medida de la estructura de los *frames* y de la capacidad asignada para las ranuras (*slots*) de contención así como de los modos de reservación de acceso más que en los detalles de los *CRA* adoptados. En esta sección se enfoca en el impacto del desempeño cuando la capacidad de reservación es dinámicamente ajustada por el uso del mecanismo de alojamiento de ranura (*slot allocator mechanism*).

5.3 ¿Cuántas Ranuras de Contención por señalización de Frame?

Después de que la estación base (*Base Station*) ha programado el número de *slots* reservados *reservation slots* (*RSs*) para mover los paquetes de datos cualquier número de *slots* de contención *contention slots* (*CSs*) podían entonces ser alojados. Cuando la carga de la red es mínima, muy pocos *CSs* son requeridos. Por otro lado, si se sabe que la carga es mínima, entonces los *slots* no requeridos podrían ser utilizados como *CSs*. De acuerdo al incremento de la carga y dependiendo del tamaño de los paquetes, más *slots* podrían necesitarse para ser alojados como *CSs*.

La solución para determinar cuantos *CSs* es simple: Alojar todos los *slots* que no serán utilizados para datos como *CSs*. Para el caso de carga mínima de tráfico, muchos más *CSs* serán

alojados de los que realmente serán requeridos. El exceso de *CSs* decremента significativamente el riesgo de colisiones de las peticiones de reservación solicitadas en un nivel muy bajo lo cual reduce el retardo de acceso para los paquetes de datos.

Este algoritmo posee un mecanismo de autorregulación, a partir de que el número de *CSs* es reducido, las peticiones no alcanzarán a la estación base (*Base Station*) y como resultado más *CSs* serán alojados automáticamente. Por el contrario, si el número de *CSs* es muy alto, más peticiones exitosas alcanzarán a la estación base (*Base Station*) y el número de *slots* vacíos pueden ser utilizados como *CSs* lo que decrementaría el valor mínimo requerido, lo que garantizaría que al menos pocos *slots* serán reservados para el acceso a contención. Por lo tanto, la eficiencia de la red es altamente dependiente del número mínimo de *CSs* alojados en cada señalización de *frame*. En [19], [33] y [34] los autores no consideraron el número mínimo de *slots* de contención que deben ser alojados en cada señalización de *frame*, por lo que se obtuvo una baja estimación en el desempeño. En las secciones siguientes, se presenta un análisis de desempeño para los diferentes valores del número mínimo de *CSs* por mapa '*Minimum number of CSs per MAP*' que es un parámetro asignado para ambos *CRAs*.

5.4 Modelo de simulación

En el modelo de simulación vemos el desempeño de la red empleando tráfico de Internet, este tráfico ya ha sido modelado con base en el tamaño de los paquetes y su probabilidad de ocurrencia [53]. Esta distribución se muestra en el Capítulo 4 (Figura 4.6).

El tamaño de los mensajes mostrado en la gráfica corresponde al *frame* en la capa *MAC*, en la capa de convergencia *IEEE 802.16 MAC* se agrega un encabezado de 6 *bytes* por lo que el tamaño del paquete a enviar por el medio físico es mayor y es el que se toma en cuenta para el envío de peticiones a la estación base.

La estación suscriptora hace la conversión del tamaño del paquete de *bytes* a *slots*, ya que la solicitud de ancho de banda se hace en *slots*. En el estándar se manejan diferentes tamaños como 2, 4, 8, 16, 32, 64 y 128 para el tamaño de cada *slot*, pero el más utilizado es el de 16 *bytes*. A continuación se presenta la tabla 7 que muestra el número de *slots* correspondientes al número de *bytes* de cada paquete generado, utilizando el tamaño de 16 *bytes* para cada *slot*.

Tamaño del paquete (bytes)	Slots requeridos	Probabilidad de ocurrencia
64	7	0.6
128	11	0.06
256	19	0.04
512	35	0.02
1024	69	0.25
1518	101	0.03

Tabla 5.1 Slots requeridos para cada paquete.

Con base en la Tabla 5.1 podemos hacer una estimación del tamaño promedio de los paquetes a enviar por cada estación suscriptora. Este promedio es:

$$\begin{aligned} \text{Tamaño} &= (64 * 0.6) + (128 * 0.06) + (256 * 0.04) + (512 * 0.02) \\ &+ (1024 * 0.25) + (1518 * 0.03) = 368.1 \text{ bytes} \end{aligned} \quad (5.1)$$

$$\begin{aligned} \text{Tamaño(slots)} &= (7*0.6) + (11*0.06) + (19*0.04) + (35*0.02) + \\ & (69*0.25) + (101*0.03) = 26.6\text{slots} \end{aligned} \quad (5.2)$$

Ya que la estación suscriptora puede enviar paquetes fragmentados hay que tomar en cuenta dos *slots* más por cada fragmentación. Aproximadamente sólo la mitad de los paquetes generados en la red se fragmentan, podemos considerar un *slot* más por cada uno. Así el tamaño promedio de cada paquete es de 27.6 *slots*.

El tráfico generado para cada estación puede ser de 32 o 64 kbps. En *OPNET*, esto se puede establecer mediante el tiempo de arribo entre cada paquete (*Packet interarrival time*), si sabemos el tamaño promedio de cada paquete y el tráfico generado, tenemos que el tiempo de arribo entre cada paquete es:

$$\text{Packet_Interarrival_time} = \frac{368.1*8 \frac{\text{bits}}{\text{paquete}}}{32000 \frac{\text{bits}}{\text{seg}}} = 0.092 \frac{\text{seg}}{\text{paquete}} \quad (5.3)$$

$$\text{Packet_Interarrival_time} = \frac{368.1*8 \frac{\text{bits}}{\text{paquete}}}{64000 \frac{\text{bits}}{\text{seg}}} = 0.046 \frac{\text{seg}}{\text{paquete}}$$

Para saber el número máximo de usuarios que soporta la red nos basamos en el tiempo utilizado en cada mapa. Sabemos que un usuario genera un paquete cada 0.092 o 0.046 segundos, según sea el caso, sabemos que este paquete va a ocupar en promedio 27.6 *slots*. Por lo que el ancho de banda consumido por cada tipo de usuario es:

$$bw = \text{No_SS_por_modulación} \left(\frac{\text{Tamaño_del_paquete} \left(\frac{\text{slots}}{\text{paq}} \right)}{\text{Packet_interarrival_time} \left(\frac{\text{seg}}{\text{paq}} \right)} \right) = bw \left(\frac{\text{slots}}{\text{seg}} \right) \quad (5.4)$$

Si queremos ver el ancho de banda consumido en cada mapa, sabiendo que un mapa se genera cada 2 milisegundos, entonces:

$$bw = \frac{bw \left(\frac{\text{slots}}{\text{seg}} \right)}{1\text{mapa}} = bw \left(\frac{\text{slots}}{\text{mapa}} \right) \quad (5.5)$$

$$\frac{0.002\text{seg}}$$

La velocidad de transmisión que su utiliza es de 9.6 Mbps (*QPSK*). El tiempo consumido para transmitir información está dado por:

$$\text{Map_time(seg)} = 16*8* \left[\frac{bw_{QPSK}}{9.6\text{Mbps}} \right] \quad (5.6)$$

El cálculo del *throughput* en la red en la capa *MAC* se obtiene mediante:

$$\text{Throughput (kbps)} = N_o_SS * \text{tráfico_generado (kbps)} \quad (5.7)$$

5.5 Diseño de las Red

Se generó una red con 300 estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) fijas, cada una de ellas genera tráfico de Internet, atendidas por una estación base (*Base Station*). La distribución de los usuarios a lo largo de la red se realizó de manera aleatoria, para así tratar de simular una red apegada a la realidad. Esto se muestra en la Figura 5.2.

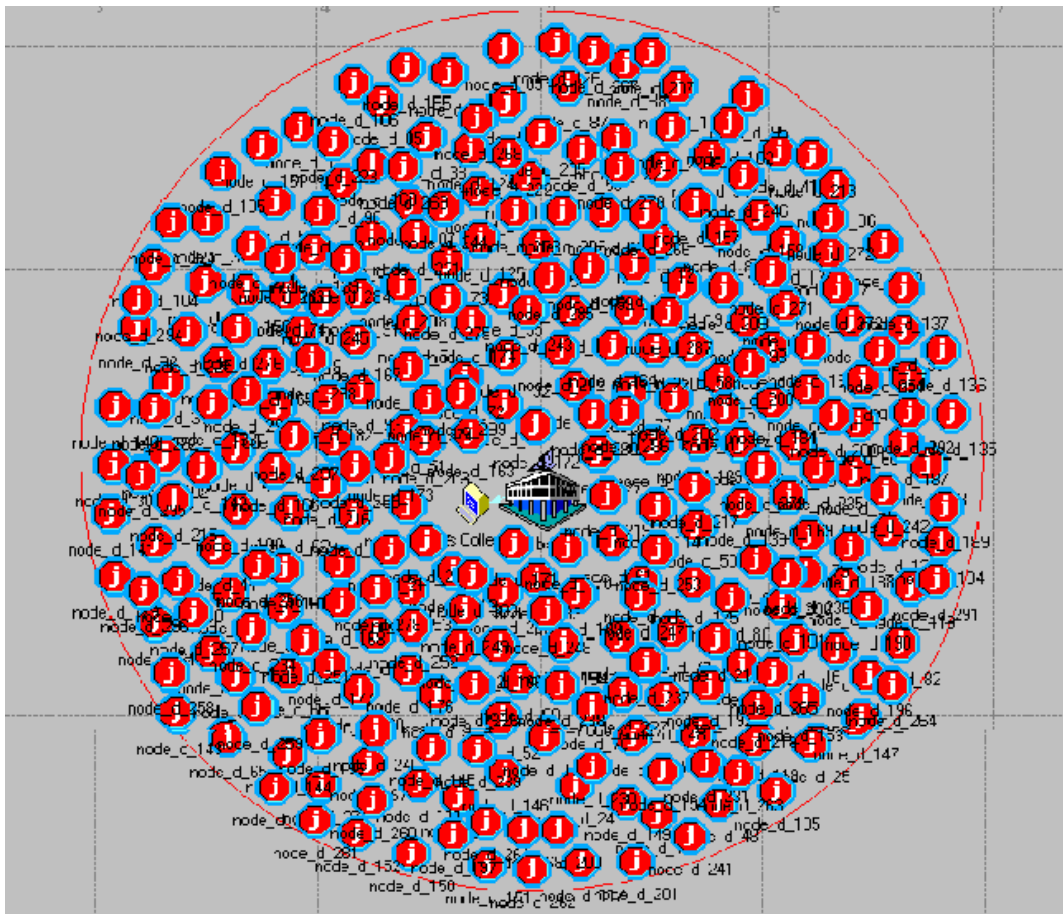


Figura 5.2 Escenario de simulación.

Cada simulación emula el comportamiento de una red por 60 segundos, los resultados que se generan se guardan en un archivo de tipo escalar, el cual contendrá estadísticas promedio.

Todos los parámetros relacionados con la capa física, *PHY*, se encuentran en el archivo *bwa_phy.ef*, y todos los relacionados con la capa *BWA MAC* se hallan en el archivo llamado *bwa_mac_default.ef*.

Por otro lado, para que cada usuario pueda generar tráfico Internet, es indispensable definir ciertos parámetros, los cuales indicarán la distribución de las llegadas de los paquetes a transmitir, periodos activos y periodos inactivos. Dichas variables se establecen como atributos del módulo generador de tráfico `scr_type_1`.

La Figura 5.3 se presentan los parámetros de simulación para cada una de las SS's.

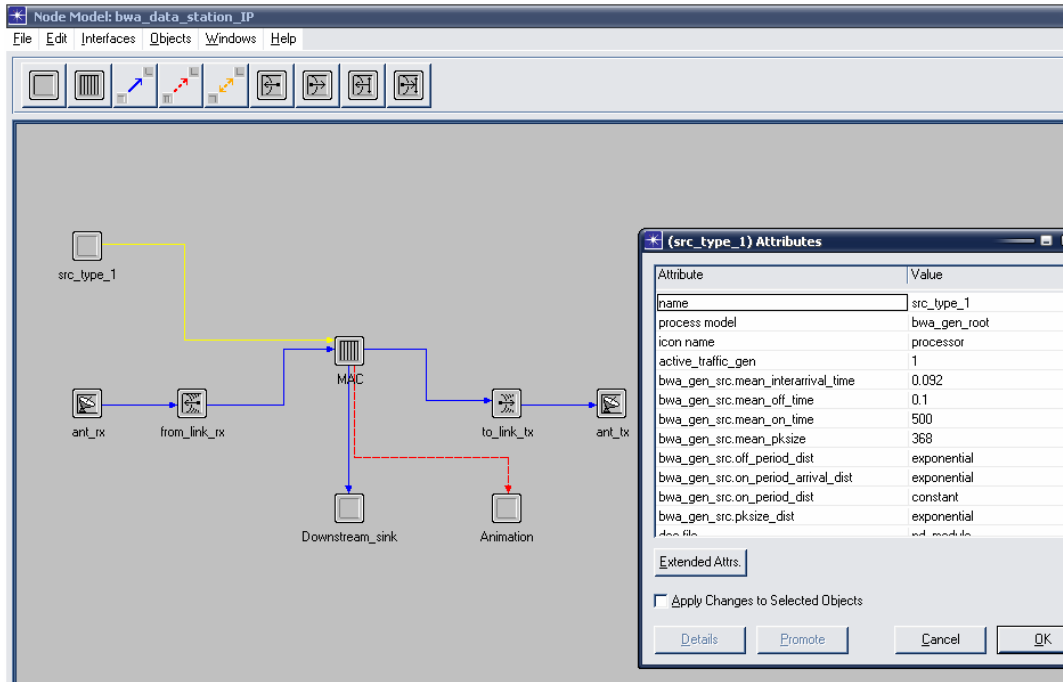


Figura 5.3 Parámetros de simulación de la estación suscriptor SS.

Como se puede observar, la distribución que se emplea para generar tráfico de Internet se fundamenta en lo siguiente:

- Distribución de periodo de inactividad, (off-period_distribution, mean_off_time)
- Distribución de periodo de actividad, (on-period_distribution, mean_on_time)
- Distribución de las llegadas de los paquetes (on_period_arrival_distribution mean_interarrival time) y la distribución del tamaño de los frames (packet_distribution, packet_size)

A continuación en la Tabla 5.2 se resumen los parámetros empleados en las simulaciones.

<i>Parámetro</i>	<i>Valor</i>
<i>Uplink data rate</i>	<i>9.6 Mbps</i>
<i>Número mínimo de slots de contención por frame (MAC)</i>	<i>[0,3,4 y 7]</i>
<i>Valores máximo y mínimo de backoff</i>	<i>[3-10]</i>
<i>Forced Contention Slots</i>	<i>[0-4]</i>
<i>Tiempo de llegada entre paquetes</i>	<i>0.092 seg</i>
<i>Tiempo de simulación para cada corrida</i>	<i>60seg</i>
<i>Número máximo de usuarios en la red</i>	<i>300</i>
<i>Tipo de tráfico analizado</i>	<i>Internet</i>

Tabla 5.2 Parámetros de Simulación.

5.6 Algoritmos de Resolución de Colisiones (CRA)

5.6.1 Simple CSA Desempeño y optimización para el uso de slots de contención

Para las redes que utilizan el estándar 802.16 se hace uso del algoritmo *Exponential Backoff*, el desempeño de dichas redes es también determinada por los valores definidos de *backoff inicial (initial)* y *truncado (truncated)* (también referido como *backoff window. Bw [i-t]*). Por lo tanto, el punto importante de esta sección es proveer un análisis de desempeño para diferentes ventanas de *backoff* e indicar que ventanas ofrecen un alto desempeño para el sistema.

Para demostrar los efectos de el uso del alojamiento de *slots* de contención simple, se analizó una situación se tráfico de Internet. El promedio de datos por estación activa fue propuesto a **32 kbps**. La simulación fue ejecutada utilizando ambos algoritmos de contención. El *Minimum number of CSs per MAP* fue asignado de **3** a **7** CSs en el caso de *Exponential Backoff Algorithm*.

5.6.2 Forced-CSA Optimización

Para poder alcanzar el máximo desempeño del sistema, el algoritmo *Forced-CSA* (con las excepciones de los valores de *backoff* mínimo y máximo), para este análisis se utilizaran los mismos parámetros de simulación presentados en la Tabla 5.4.

5.6.3 Multicast-CSA Algorithm

Para el caso del algoritmo *Multicast-CSA* se asignaron *Fcs (Forced contention slots) Fcs3* y *Fcs4* para un mínimo de *slots* de contención *Mcs (Minimum contention slots) Mcs7, Mcs4, Mcs3* y *Mcs0* y al igual que los otros dos algoritmos de resolución de colisiones los parámetros utilizados también corresponde a la Tabla 5.4. Los detalles para lograr la optimización se ven más adelante en la secciones 5.8.1 y 5.9.1 respectivamente.

5.7 Eficiencia del Exponential backoff algorithm Simple-CSA

Utilizando la siguiente ecuación, para estimar la máxima capacidad de transmisión en el canal de subida para el *Exponential Backoff Algorithm*.

$$S_{\max_exp_backoff} = \frac{Pk_{size}}{Pk_{slots} + eCSs} \quad (5.8)$$

El término '*eCSs*' en esta ecuación, indica que el promedio que se necesita es '*e*(=2.718)' *slots* de contención para transmitir una petición exitosa, para optimizar la eficiencia del sistema sugerida en [39]. Para el caso de estado (*Idle*) o reposo ocurren con una probabilidad de $1/e \approx 0.368$, la probabilidad de éxito ocurre $1/e$ y las colisiones ocurren con una probabilidad de $1 - 2/e \approx 0.264$. Por lo tanto en resumen, 1 *CSs* para el estado *Idle*, 1 *CSs* para el caso de éxito y 0.718 *CSs* para las colisiones que son requeridas.

En promedio el tamaño del paquete para el tráfico de Internet es de 368.1 *bytes* [53], y el número de *slots* de datos requeridos por paquete es de 8.3.

El sistema utiliza peticiones *piggyback* y por lo tanto el promedio que se necesita es de 0.2 *slots* de contención para transmitir una petición exitosa. Sustituyendo esta consideración en la ecuación 5.8 se tiene lo siguiente:

$$S_{\max} = \frac{368.1}{26.6 * 16 + 0 * 16} = 0.8648 \approx 86.48\%$$

$$S_{\max} = \frac{368.1}{26.6 * 16 + 0.2 * 16} = 0.8584 \approx 86\%$$

$$S_{\max} = \frac{368.1}{26.6 * 16 + 0.1 * 16} = 0.8618 \approx 86.18\%$$

$$S_{\max} = \frac{368.1}{26.6 * 16 + 1 * 16} = 0.8333 \approx 83.35\%$$

Como se puede observar cuando se selecciona la opción de 0 *slots* de contención la red se congestiona y todas las peticiones son *piggyback*, es decir todos los usuarios solicitan ancho de banda.

Por lo tanto conforme las *Suscriber Stations* saturan el sistema la capacidad de transmisión aumenta en el canal de subida es del 86%, pero en consecuencia el retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) se dispara.

Por el contrario al utilizar 1 *slots* de contención se observa una disminución en la capacidad de transmisión del 83%.

Cuando se habla de baja carga es cuando se toma en cuenta el valor promedio que se necesita para transmitir una petición exitosa, es decir '*e*(=2.718)' *slots* de contención.

Por lo tanto la máxima capacidad de transmisión (*throughput*) teórico que un sistema puede alcanzar es de aproximadamente de un 78.56% cuando un gran número de estaciones se encuentran transmitiendo.

De las simulaciones realizadas al sistema se obtuvieron varios parámetros que nos permiten analizar el sistema. Los parámetros más importantes que nos ayudan a determinar la

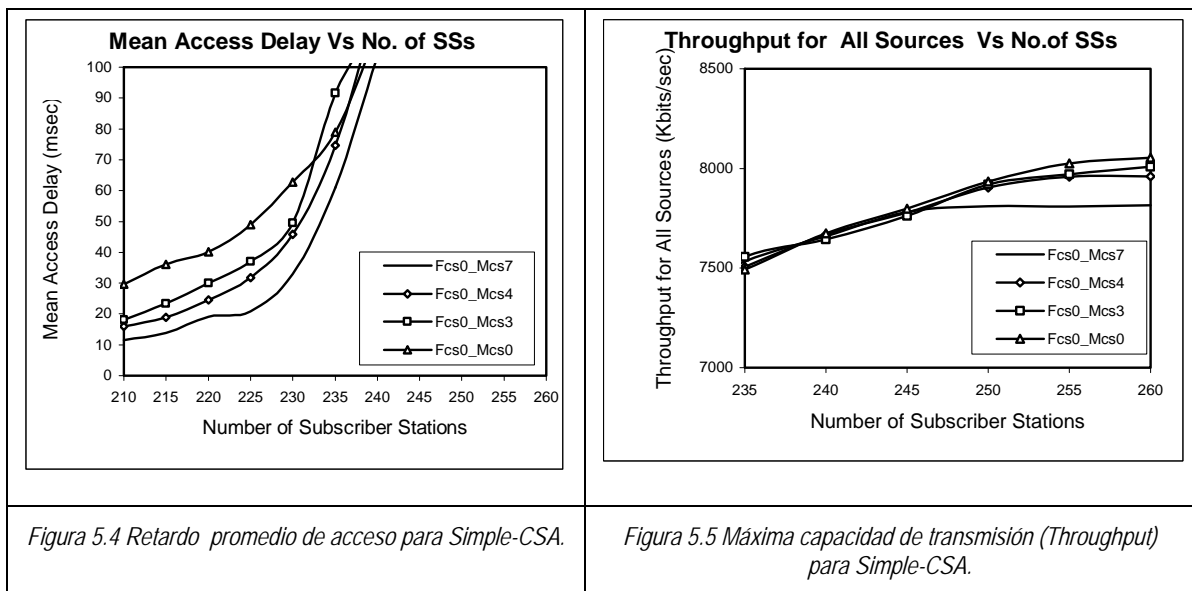
optimización del sistema se presentan en este capítulo. Sin embargo, no fue posible presentar detalladamente todos y cada uno de los parámetros analizados, en el Apéndice C se muestra todos los parámetros analizados y sus gráficas correspondientes.

A continuación se presentan la Figura 5.4 y Figura 5.5 que corresponde al retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) y la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) respectivamente.

De acuerdo a los resultados presentados en estas figuras se puede observar que con 7 *slots* de contención por señalización de *frame* (representados como *Fcs0 Mcs7* en estas figuras), podemos observar que el menor retardo promedio de acceso promedio para los casos Recomendado (230 *SS's*), Óptimo (240 *SS's*) fue obtenido cuando no se utilizaron 7 *slots* mínimos de contención *Mcs7* y el valor máximo obtenido para este parámetro fue utilizando 0 *slots* (*Mcs0*), pero este comportamiento no fue el mismo para el caso Saturado (260 *SS's*) ya que el retardo promedio de acceso mínimo obtenido fue cuando no se utilizó un *slot* de contención (*Mcs0*) y el retardo máximo se obtuvo con la configuración de 7 *slots* de contención (*Mcs7*), es decir que el comportamiento fue opuesto con respecto a los dos casos anteriores.

Con respecto a la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) fue obtenida en los tres casos indicados previamente cuando no se utilizan *slots* mínimos de contención (*Mcs0*) siendo este resultado lógico debido a que el sistema, no sacrifica nada de su ancho de banda al no considerar *slots* de contención en la señalización de *frame*.

Valores mayores (arriba de 4 *CSs* por señalización de *frame*) causan desperdicio de ancho de banda, porque *CSA* tiende a alojar más *slots* de contención de los que se necesitan. Lo cual conduce a una reducción en el desempeño del sistema. Más aún, incrementa muy frecuentemente los retardos para la reservación de peticiones de las estaciones que quieren transmitir.



En la Figura 5.6, muestra el número promedio de *slots* de contención por solicitud. Podemos observar que en cuanto el número de estaciones suscriptoras (*Subscriber Stations*) se incrementa, el número de *slots* requeridos disminuye.

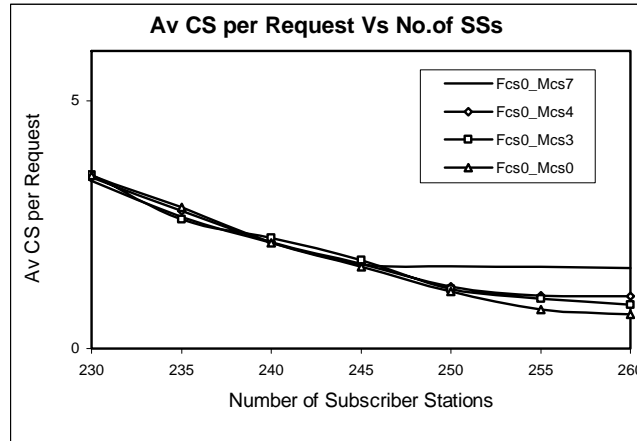


Figura 5.6 Promedio de CS por petición para el algoritmo *Simple-CSA*.

Las siguientes tablas presentan los valores más importantes en donde se muestran los parámetros más importantes que nos muestran el desempeño del algoritmo *Exponential Backoff* utilizando *Simple-CSA*.

Internet Traffic	Simple CSA	Min. CSs Per Sign.Frame	Maximum Throughput (kbps)	Minimum Access (ms)	Mean Delay	Av. CSs per Request	Offered Load (%)	Active Stations
32Kbps	Fcs0	Mcs0	7342.81375	62.8533712	3.49494072	76.6905%	230	
	Fcs0	Mcs3	7328.11547	49.5822407	3.49699451	76.3959%	230	
	Fcs0	Mcs4	7338.86133	45.8529627	3.45462967	76.4948%	230	
	Fcs0	Mcs7	7337.5232	32.9697979	3.3807437	76.4526%	230	

Tabla 5.3 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *exponential backoff* con *Simple-CSA* (Estado Recomendado).

Internet Traffic	Simple CSA	Min. CSs Per Sign.Frame	Maximum Throughput (kbps)	Minimum Access (ms)	Mean Delay	Av. CSs per Request	Offered Load (%)	Active Stations
32Kbps	Fcs0	Mcs0	7674.74587	114.456275	2.13527725	80.1395%	240	
	Fcs0	Mcs3	7644.67093	121.392858	2.23471836	79.8408%	240	
	Fcs0	Mcs4	7668.11307	126.339873	2.14191958	79.9921%	240	
	Fcs0	Mcs7	7659.65627	103.562634	2.13927882	79.9662%	240	

Tabla 5.4 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *exponential backoff* con *Simple-CSA* (Estado Óptimo).

Internet Traffic	Simple CSA	Min. Per Sign. Frame	CSs	Maximum Throughput (kbps)	Minimum Access (ms)	Mean Delay	Av. CSs per Request	Offered (%)	Load	Active Stations
32Kbps	Fcs0	Mcs0		8053.196	920.305064		0.68576724	86.2786%		260
	Fcs0	Mcs3		8008.48853	1241.96144		0.8878449	86.7141%		260
	Fcs0	Mcs4		7960	1196.53866		1.05281543	86.1637%		260
	Fcs0	Mcs7		7815.26027	1570.86177		1.62214411	86.2038%		260

Tabla 5.5 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo exponential backoff con Simple-CSA (Estado Saturado).

Utilizando el modelo únicamente con el algoritmo *Exponential Backoff* sin modificación para la optimización del sistema se tiene lo siguiente:

Es importante analizar el comportamiento del sistema en los casos siguientes: Recomendado (230 SS's), Óptimo (240 SS's) y Saturado (260 SS's).

En el caso recomendado se tiene un valor de retardo promedio de acceso menor cuando se utilizan *Mcs7* y el mayor retardo cuando se utiliza *Mcs0* siendo un 47.54% de diferencia entre uno y otro respectivamente, mientras que la máxima capacidad de transmisión se tiene un incremento de 0.072%, es decir que el seleccionar la opción de un menor tiempo de retardo promedio de acceso indica que el *Throughput* no se ve afectado.

En el caso óptimo el comportamiento es similar, es decir entre el valor máximo (*Mcs0*) y mínimo (*Mcs7*) del parámetro de retardo promedio de acceso se tiene un 9.5177% de diferencia entre ambos y para el caso del *Throughput* se tiene sólo el 0.1966%, es decir casi 0%.

Finalmente en el caso saturado el seleccionar la opción del menor retardo promedio de acceso (*Mcs0*) contra el mayor tiempo obtenido (*Mcs7*) se observa una diferencia del 38.231% y el *Throughput* entre las dos opciones solo se tiene un 1.1572%.

Respecto al promedio de *slots* de contención por solicitud se observa que cuando el sistema se encuentra en el caso recomendado (230 SS's) el número promedio de *slots* de contención necesitados por petición fue de 3.4 *slots* y la capacidad de canal (*cc*) fue del 76%, para el caso óptimo (240 SS's) donde la *cc* fue del 79% al 80% el promedio de número de *slots* requeridos por solicitud es de 2.1 *slots* y en el caso donde el sistema se encuentra en saturado (260 SS's) donde la capacidad fue del 86% el número promedio de *slots* de contención necesitados por petición fue de 0.6 a 1.6 *slots*.

5.8 CSA Optimizados

En esta sección dos *CSA* optimizados son introducidos *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*. Dichos mecanismos ajustan dinámicamente el número de *CSs* por señalización de *frame* de acuerdo a la carga actual de tráfico, el promedio del tamaño del paquete, promedio de los *slots* requeridos y las posibles colisiones. Estos mecanismos mejorarán el máximo desempeño del sistema para el algoritmo *exponential backoff* al enviar más *slots* de contención cuando son necesitados (y no cuando están disponibles) y reduciendo el número promedio de *slots* solicitados por petición a un valor muy cercano al óptimo 'e (=2.718)'.

Para el caso del algoritmo *Multicast-CSA* siendo este un *CSA* más eficiente en donde se implemento el concepto *Minimum number of CSs per MAP*. Para realizar las simulaciones fue considerado el tipo de tráfico generado por las estaciones suscriptoras (tráfico de Internet) y considerando el número máximo de usuarios que puede soportar la red.

5.8.1 *Forced-CSA utilizado en el algoritmo exponential backoff*

Este mecanismo esta basado en la dinámica del algoritmo *splitting tree*. Cuando una colisión ocurre, el algoritmo *splitting tree* automáticamente aloja *CS* en la siguiente señalización de *frame*, y es cuando se amplía a *3MSs* y son utilizados solo entre las estaciones que estuvieron envueltas en la colisión. Por otro lado el algoritmo *Forced-CSA*, aloja un número flexible de *CSs* en la siguiente señalización de *frame*. Se hará referencia a estos *slots* adicionales como *slots* forzados de contención *forced contention slots (FCSs)*. Con esta nueva funcionalidad, las estaciones que compiten por el acceso a los *slots* de contención tiene más oportunidades de transmitir exitosamente, debido a que a que más *slots* de contención son alojados cuando se necesitan reduciendo considerablemente el retardo promedio de acceso de los paquetes.

La idea de alojar más *slots* de contención, y adicionalmente los *slots* no reservados que son alojados en la región de acceso *contention-based*, fue reportada por primera vez en [33] y [34]. Aquí los autores introdujeron un nuevo *slots* de contención de alojamiento, referido como '*Forced Mini-Slots CSA*' para el protocolo *802.14*. La principal diferencia entre *Forced-CSA* y *Forced Mini-Slots CSA*, es que este ultimo aloja más *CSs* de acuerdo a la máxima eficiencia del sistema *Slotted Aloha*, definido en la ecuación 5.9.

$$\eta_{\max} = N_a \cdot p \cdot (1 - p)^{N_a - 1} \quad (5.9)$$

Donde p es la probabilidad de retransmisión y N_a es una estimación del número de estaciones que están compitiendo por el *slots* de contención.

En carga de tráfico pesado *Forced Mini-Slots CSA* aloja $e(=1/\eta_{\max})$ *CSs* por cada mensaje para ser transmitido. De manera opuesta para carga de tráfico no pesado, se alojan menos *CSs* que $e(=1/\eta_{\max})$. Sin embargo, el mecanismo (*Forced-CSA*) aloja más *CSs* cuando ocurre una colisión y con carga de tráfico pesado, el número promedio de *CSs* requeridos por petición de mensajes de datos se aproxima mucho a $e(=1/\eta_{\max})$.

Se tiene que para el caso de *Forced Mini-Slots CSA*, los autores encontraron que estableciendo un número forzado de *mini-slots* a 2 en lugar de e , se obtuvieron buenos resultados. En el análisis presentado aquí, se encontró que alojando 2 *FCSs*, después de una colisión, se obtuvo una mejoría en el desempeño del sistema. Los resultados para *Forced-CSA* son presentados a continuación, es importante destacar que también se utilizó el parámetro asignado para ambos *CRAs* *Minimum number of CSs per MAP* siendo estos los siguiente valores para la obtención de resultados (*Mcs0*, *Mcs3*, *Mcs4* y *Mcs7*).

A continuación se presentan las gráficas del comportamiento del algoritmo *Forced-CSA*.

Las Figuras 5.7 y Figura 5.8 nos muestra el retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) cuando es algoritmo utiliza 3 *slots* forzados (*Fcs3*) y 4 *slots* forzados (*Fcs4*) respectivamente.

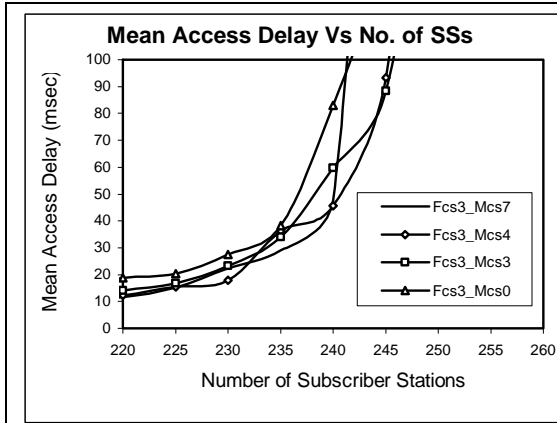


Figura 5.7 Retardo promedio de acceso para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).

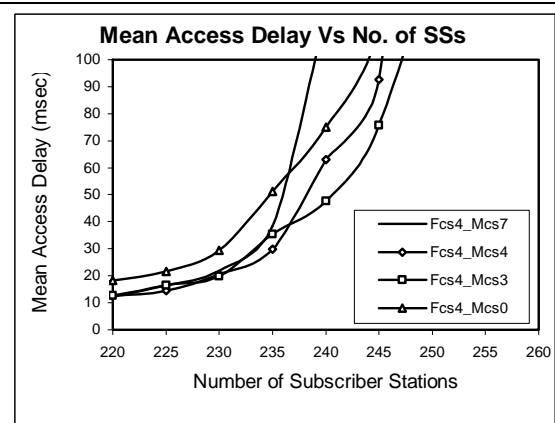


Figura 5.8 Retardo promedio de acceso para el algoritmo Forced- CSA (Fcs4).

En términos de retardo promedio de acceso utilizando el algoritmo *Forced-CSA* se puede observar que se obtuvieron tiempos de retardo promedio de acceso bajos, estamos hablando de un 45.5171%, 56.0255% y 28.2738% en los tres diferentes casos respectivamente, siendo evidente la optimización del sistema.

En el caso en donde se utilizaron 3 *slots* forzados los tiempos de retardo promedio de acceso 17.9628905 ms *Fcs3 Mcs4 (estado recomendado)*, 45.5410523 ms *Fcs3 Mcs4 (estado óptimo)*, *Fcs3 Mcs0* 804.638585 ms (*estado saturado*).

Para el caso en donde se utilizaron 4 *slots* forzados los tiempos de retardo promedio de acceso (estado recomendado) 47.6596023 ms *Fcs4 Mcs3*, (estado óptimo) 8141387 ms *Fcs4 Mcs3* y (estado saturado) 660.099444ms *Fcs4 Mcs0*.

En la Figuras 5.9 y 5.10 se muestra la capacidad máxima de transmisión (*Throughput*) utilizando 3 *slots* forzados (*Fcs3*) y 4 *slots* forzados (*Fcs4*) respectivamente.

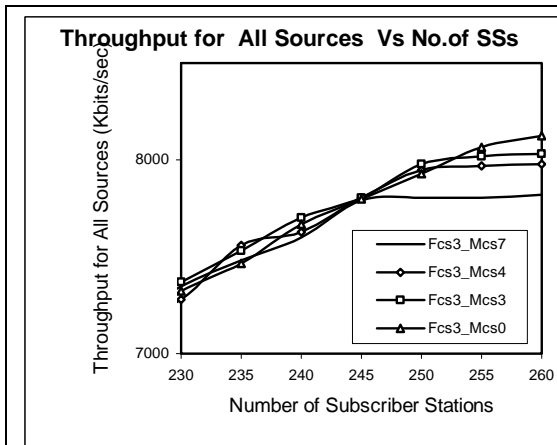


Figura 5.9 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).

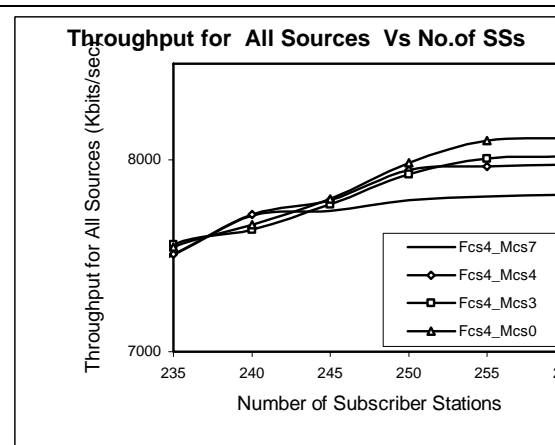


Figura 5.10 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).

Puede apreciarse que con una carga ofrecida de 76% de *cc* se tiene un máximo de capacidad de transmisión *Fcs3 Mcs3* 7370.2216 kbps y mínimo *Fcs4 Mcs3* 7308.0776 kbps cuando el sistema se encuentra en el caso recomendado, para el caso óptimo la *cc* del sistema se encuentra en un 80% el valor de mayor *throughput* fue para *Fcs3 Mcs4* 7636.1208 kbps y el menor para *Fcs3 Mcs4* 7627.6624 kbps mientras que en el caso saturado la *cc* 86% el valor máximo fue *Fcs3 Mcs0* 8123.3344 kbps y el valor mínimo *Fcs4 Mcs0* 8113.17973 kbps, por lo tanto observamos que el incremento de la máxima capacidad de transmisión aumenta cuando la *cc* aumenta.

Las gráficas de Figura 11 y Figura 12 muestran el promedio de *CS*'s por solicitud para el algoritmo *Forced-CSA* con *Fcs3* y *Fcs4* respectivamente.

En cargas altas de tráfico con el algoritmo *Forced-CSA* solo los *slots* necesarios para resolver las colisiones son enviados, alojando un promedio de 5.4 a 4.3 *slots* en el caso recomendado, 3 a 4.06 *slots* en el caso óptimo y 0.72 a 1.66 *slots* para el caso saturado

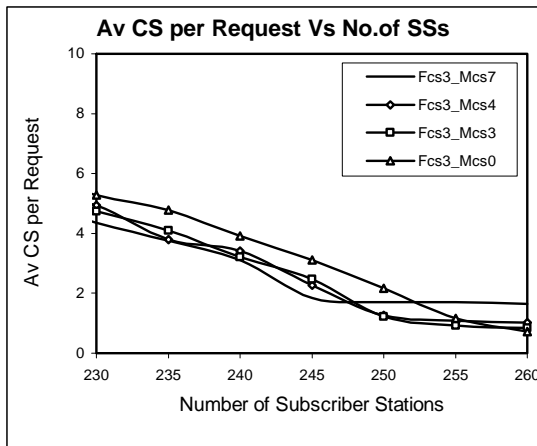


Figura 5.11 Promedio de *CS* por petición para el algoritmo *Forced-CSA* (*Fcs3*).

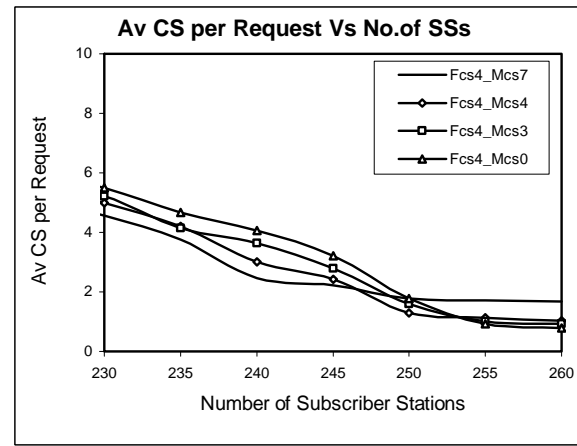


Figura 5.12 Promedio de *CS* por petición para el algoritmo *Forced-CSA* (*Fcs4*).

Las configuraciones analizadas en los tres casos (recomendado, óptimo y saturado) son utilizando 2, 3 y 4 *slots* forzados (*Fcs2*, *Fcs3* y *Fcs4*) y 0, 3, 4 y 7 *slots* de contención mínimos (*Mcs0*, *Mcs3*, *Mcs4* y *Mcs7*).

El comportamiento recomendado del algoritmo *Torced-CSA* (230 *Subscriber Stations*) se muestran los resultados de su desempeño en la Tabla 5.6.

Analizando la configuración utilizando *Fcs2* se tiene que el menor tiempo de retardo de acceso promedio fue conseguido por *Fcs2 Mcs7* (18.950883 ms) seguido del caso *Fcs2 Mcs3* (25.3934016 ms) y el mayor tiempo obtenido fue para *Fcs2 Mcs0* (33.959897ms). La diferencia entre el mayor tiempo y menor tiempo obtenido en esta configuración es de 44.2080%. En relación a la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) se tiene la siguiente diferencia, el mayor *throughput* alcanzado fue *Fcs2 Mcs3* con (7349.03013 kbps) contra el menor alcanzado *Fcs Mcs0* (7288.75733 ms) y la diferencia entre los dos resultados se tiene un incremento de 0.55% entre el mayor y menor *throughput*.

Utilizando la configuración *Fcs3* el menor tiempo de retardo promedio de acceso fue obtenido por

Fcs3 Mcs4 (17.9628905 ms) y el mayor *throughput* obtenido fue por *Fcs3 Mcs3* (7370.2216 ms) que son los dos más importantes parámetros para saber el grado de optimización del sistema respecto al algoritmo *Simple-CSA*.

Primero, analizando el retardo promedio de acceso del acceso de ambos casos *Fcs3 Mcs4* y *Fcs3 Mcs3* (23.3562298 ms) la diferencia entre el mayor y menor retardo es de 23.0916% y respecto al *throughput*, la diferencia entre el mayor *Fcs3 Mcs3* y el menor *Fcs3 Mcs4* es de solo 1.24%.

El mayor tiempo obtenido en esta configuración fue *Fcs3 Mcs0* (27.5650389 ms) y la diferencia entre el menor fue de 34.8445%.

Para el caso en donde 4 *slots* forzados fueron utilizados *Fcs4* el sistema presentó los siguientes resultados. El menor tiempo de retardo promedio de acceso fue alcanzado por *Fcs4 Mcs3* 19.8141387 ms, el caso que presentó fue con la configuración *Fcs4 Mcs0* 29.3020517 ms, diferencia entre el mayor y menor tiempo de retardo promedio de acceso fue de 29.3020%, para el caso del *throughput* la configuración que alcanzó la máxima transferencia de datos fue para *Fcs4 Mcs0* 7358.1664 kbps y la menor para *Fcs4 Mcs3* 7308.0776 kbps y la diferencia entre ambos es solo de 0.6807%, es importante hacer notar que la diferencia que existe entre el tiempo de retardo promedio de acceso es considerable entre una configuración y otra, pero en cuanto al *throughput* es casi 0, por lo tanto son los parámetros que nos indican cual será la mejor opción en cuanto a la optimización del sistema.

Internet Traffic	Forced CSA	Min. Per Sign.Frame	CSs	Maximum Throughput (kbps)	Mean Access Delay (ms)	Av. CSs per Request	Offered Load (%)	Active Stations
	Fcs2	Mcs0		7288.75733	33.959897	4.98261592	75.9245%	230
	Fcs2	Mcs3		7349.03013	25.3934016	4.55553644	76.5523%	230
	Fcs2	Mcs4		7340.98427	23.1785678	4.46635556	76.4685%	230
	Fcs2	Mcs7		7329.11093	18.950883	4.20805624	76.3449%	230
	Fcs3	Mcs0		7323.1288	27.5650389	5.28208285	76.3098%	230
32Kbps	Fcs3	Mcs3		7370.2216	23.3562298	4.74321176	76.8141%	230
	Fcs3	Mcs4		7278.3296	17.9628905	4.94236676	75.8631%	230
	Fcs3	Mcs7		7347.73707	22.2627501	4.3504938	76.5598%	230
	Fcs4	Mcs0		7358.1664	29.3020517	5.48657739	76.6690%	230
	Fcs4	Mcs3		7308.0776	19.8141387	5.21155193	76.1380%	230
	Fcs4	Mcs4		7323.34507	20.482585	4.99811289	76.3214%	230
	Fcs4	Mcs7		7337.6224	21.7848034	4.55702338	76.5135%	230

Tabla 5.6 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *Forced-CSA* (Estado Recomendado).

A continuación analizaremos los resultados obtenidos de las simulaciones realizadas al sistema en su estado óptimo (240 *Suscriber Stations*). Los resultados obtenidos se muestran en la Tabla 5.7.

Respecto al retardo promedio de acceso el menor tiempo fue obtenido cuando se utilizaron 2 *slots* forzados *Fcs2* fue con la configuración *Fcs2 Mcs4* 55.690078 ms y el mayor tiempo

obtenido fue para la configuración *Fcs2 Mcs0* 83.0925876 ms, el incremento del menor a el mayor es de 32.9782%.

Para el caso de la máxima capacidad de transmisión entre estas dos configuraciones se tiene que la mayor fue para *Fcs2 Mcs4* 7629.73013 kbps y la menor para *Fcs2 Mcs0* 7585.26598 kbps existiendo el 0.3485% entre el valor máximo y mínimo. Analizando el caso en donde la máxima capacidad de transmisión fue obtenido fue para *Fcs2 Mcs7* 7656.3248 kbps, si comparamos entre la configuración *Fcs2 Mcs4* la diferencia respecto al máximo valor obtenido es de 0.3473%, sin embargo si consideramos dicho aumento en cuanto al *throughput* y lo comparamos con el tiempo de retardo promedio de acceso entre estas configuraciones *Fcs2 Mcs7* (58.5699639) y *Fcs2 Mcs4* (55.690078 ms) se tiene una diferencia respecto al menor de 4.9170%, es decir que el retardo promedio de acceso es menor utilizando la configuración analizada primeramente *Fcs2 Mcs4* y la obtención del *throughput* es casi 0%.

Los resultados obtenidos cuando se utilizaron 3 *slots* forzados *Fcs3*, se tiene lo siguiente: El menor tiempo de retardo promedio de acceso para esta configuración y para todas las configuraciones de *slots* forzados utilizados fue para *Fcs3 Mcs4* de 45.5410523 ms, comparado con la configuración en donde se alcanzó la mayor capacidad de transmisión *Fcs3 Mcs3*, pero donde el tiempo de retardo promedio fue de 59.6305731 ms, la diferencia entre el menor tiempo y el mayor es de 23.6280%.

El máximo valor de retardo promedio de acceso fue *Fcs3 Mcs0* 83.0534189 ms comparado con el más bajo obtenido *Fcs3 Mcs4* de 45.5410523 ms, la diferencia entre el menor y mayor fue de 45.1665 %, mientras que si comparamos la máxima capacidad de transmisión entre estas dos configuraciones es de solo 0.5394% entre el valor mínimo y máximo obtenido. Lo que nos indica que el sacrificio de ancho de banda trae beneficios evidentes respecto al retardo promedio de acceso en forma evidente.

Analizando estas dos configuraciones para la máxima capacidad de transmisión se tiene que la configuración *Fcs3 Mcs4* es 7627.6624 kbps y *Fcs3 Mcs3* 7701.48053 kbps (siendo este ultimo uno de los valores más alto obtenidos en el sistema para el caso óptimo), la diferencia entre el resultado mayor y menor es de 0.9584%

El sistema se comportó de la siguiente manera utilizando 4 *slots* forzados *Fcs4* de la siguiente manera: El menor retardo promedio de acceso obtenido en esta configuración *Fcs4 Mcs3* 47.6596023 ms comparado con la configuración *Fcs4 Mcs4* 63.1106686 ms (que fue el caso en donde se obtuvo un mayor *throughput*), la diferencia entre el menor y mayor tiempo de retardo promedio es de 24.4824%. Mientras que la máxima capacidad de transmisión entre el valor máximo *Fcs4 Mcs4* (7714.84747 kbps, siendo este el valor máximo obtenido en el sistema cuando el sistema se encuentra en el caso óptimo), y el menor *Fcs4 Mcs3* es de 1.0204%.

Finalmente comparando el menor tiempo de retardo promedio acceso *Fcs4 Mcs3* contra el mayor tiempo *Fcs4 Mcs7* 114.02025 ms la diferencia es 58.2007% y de solo el 0.9274 entre el mayor y el menor *throughput* entre ambas configuraciones.

<i>Internet Traffic</i>	<i>Forced CSA</i>	<i>Min. Per Sign.Frame</i>	<i>CSs</i>	<i>Maximum Throughput (kbps)</i>	<i>Mean Access Delay (ms)</i>	<i>Av. CSs per Request</i>	<i>Offered Load (kbps)</i>	<i>Active Stations</i>
32Kbps	Fcs2	Mcs0		7585.26598	83.0925876	3.85377024	79.2505%	240
	Fcs2	Mcs3		7650.2744	68.6982789	3.39159724	79.8116%	240
	Fcs2	Mcs4		7629.73013	55.690078	3.26525129	79.5763%	240
	Fcs2	Mcs7		7656.3248	58.5699639	2.69049015	79.8323%	240
	Fcs3	Mcs0		7669.03084	83.0534189	3.91321631	80.0525%	240
	Fcs3	Mcs3		7701.48053	59.6305731	3.20375247	80.2766%	240
	Fcs3	Mcs4		7627.6624	45.5410523	3.41122631	79.4731%	240
	Fcs3	Mcs7		7598.26933	47.5483352	3.11261426	79.2396%	240
	Fcs4	Mcs0		7660.26933	75.0240302	4.06433959	79.8901%	240
	Fcs4	Mcs3		7636.1208	47.6596023	3.6426302	79.6528%	240
	Fcs4	Mcs4		7714.84747	63.1106686	3.00083241	80.3921%	240
	Fcs4	Mcs7		7707.67147	114.02025	2.46554344	80.4337%	240

Tabla 5.7 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Forced-CSA (Estado Óptimo).

La Tabla 5.8 muestra el desempeño obtenido para el algoritmo *Forced-CSA* cuando el sistema presenta saturación. Principalmente lo que se observa de manera notable son los tiempos muy altos para el retardo promedio de acceso.

El algoritmo *Forced-CSA* se comportó de la siguiente manera: El menor tiempo obtenido de retardo promedio de acceso fue para el caso *Fcs4 Mcs0* 660.099444 ms y el mayor tiempo obtenido fue para *Fcs4 Mcs7* 1808.00704 ms (cuando se utilizaron la máxima configuración de *Fcs* y *Mcs*). La diferencia entre el menor tiempo y el mayor se tiempo fue de 63.4902%.

Respecto a la máxima capacidad de transmisión obtenida entre estas dos configuraciones se tiene que el valor máximo fue para *Fcs4 Mcs0* 8113.17973 kbps y *Fcs4 Mcs7* 7816.46107 kbps y la diferencia del menor al mayor valor es de 3.6572%.

El valor máximo obtenido en el caso óptimo fue para *Fcs3 Mcs0* 8123.3344, comparándolo con *Fcs4 Mcs0* 8113.17973 kbps (que es el caso en donde se obtuvo el menor tiempo), se tiene que el *throughput* solo alcanzó un incremento del 0.1250%, mientras que el retardo promedio de acceso entre ambos es del 17.9632% entre el valor mínimo y máximo.

Realizando una comparación entre los casos recomendable, óptimo y saturado respecto al retardo promedio de acceso se tiene que el menor tiempo promedio de acceso para el caso recomendado (230 Subscriber Stations) *Fcs3 Mcs4* (17.9628905 ms), (240 Subscriber Stations) *Fcs3 Mcs4* (45.5410523 ms) y (260 Subscriber Stations) *Fcs4 Mcs0* (660.099444 ms), se tiene una diferencia entre el recomendado y el saturado de 97.2787%, respecto al óptimo y saturado la diferencia es de 93.1008%. Realizando el mismo análisis respecto a la máxima capacidad de transmisión se obtuvo lo siguiente, entre el recomendado *Fcs3 Mcs4* (7278.3296 kbps) y

saturado *Fcs4 Mcs0* (8113.17973 kbps) el incremento del *throughput* fue de 5.9843% y entre el caso óptimo *Fcs3 Mcs4* (7627.6624 kbps) y saturado el incremento fue de 10.29%.

<i>Internet Traffic</i>	<i>Forced CSA</i>	<i>Min. Per Sign.Frame</i>	<i>CSs</i>	<i>Maximum Throughput (kbps)</i>	<i>Mean Access Delay (ms)</i>	<i>Av. CSs per Request</i>	<i>Offered Load (%)</i>	<i>Active Stations</i>
32Kbps	Fcs2	Mcs0		8065.67307	1011.39232	1.14410543	86.3081%	260
	Fcs2	Mcs3		8021.5136	835.107162	0.87858637	86.1184%	260
	Fcs2	Mcs4		7978.1776	1171.52008	1.02844294	86.4568%	260
	Fcs2	Mcs7		7811.83547	1795.13427	1.65214323	86.4304%	260
	Fcs3	Mcs0		8123.3344	804.638585	0.72754114	86.6279%	260
	Fcs3	Mcs3		8029.7048	1077.52463	0.85174392	86.8403%	260
	Fcs3	Mcs4		7978.98693	1161.11184	1.02168829	86.5958%	260
	Fcs3	Mcs7		7818.60907	1792.1406	1.64558999	86.7760%	260
	Fcs4	Mcs0		8113.17973	660.099444	0.79113894	86.2744%	260
	Fcs4	Mcs3		8017.1208	950.706895	0.92359689	86.2612%	260
	Fcs4	Mcs4		7972.36347	1101.58935	1.03766876	86.1181%	260
	Fcs4	Mcs7		7816.46107	1808.00704	1.66883244	83.7215%	260

Tabla 5.8 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *Forced-CSA* (Estado Saturado).

La Tabla 5.9 muestra la diferencia mínima entre las combinaciones *Fcs3 Mcs3*, *Fcs3 Mcs4* y *Fcs4 Mcs3*, *Fcs4 Mcs4* que fue donde se obtuvieron los mejores resultados en lo que respecta a *Mean Access Delay Throughput* (caso óptimo).

<i>Internet Traffic</i>	<i>Forced CSA</i>	<i>Min. Per Sign.Frame</i>	<i>CSs</i>	<i>Maximum Throughput (kbps)</i>	<i>Mean Access Delay (ms)</i>	<i>Av. CSs per Request</i>	<i>Offered Load (%)</i>	<i>Active Stations</i>
32Kbps	Fcs3	Mcs3		7701.48053	59.6305731	3.20375247	80.2766%	240
	Fcs3	Mcs4		7627.6624	45.5410523	3.41122631	79.4731%	240
	Fcs4	Mcs3		7636.1208	47.6596023	3.6426302	79.6528%	240
	Fcs4	Mcs4		7714.84747	63.1106686	3.00083241	80.3921%	240

Tabla 5.9 Casos óptimos utilizando el algoritmo *Forced-CSA*.

A continuación analizaremos los resultados obtenidos en el sistema para el caso óptimo donde los mejores resultados respecto al retardo promedio de acceso y la máxima capacidad de transmisión fueron obtenidos. Estos resultados se muestran en la Tabla 5.9.

El menor tiempo de retardo promedio fue para *Fcs3 Mcs4* comparado con *Fcs4 Mcs3*, la diferencia entre el menor y el mayor es de 4.4451%. En el caso de la máxima capacidad de

transmisión la diferencia entre el mayor y menor es de solo 0.1107%. De las cuatro configuraciones mostradas el valor máximo de *throughput* fue obtenido por *Fcs4 Mcs4*, al compararlo con la configuración en donde se alcanzó el menor retardo promedio de acceso se tiene que existe una diferencia entre el menor y mayor de 11.3009% y respecto al retardo de acceso entre las configuraciones es de 27.8393%.

Como se puede observar en los diferentes casos en donde se encuentra el sistema (recomendado, óptimo y saturado) en lo que respecta a los valores obtenidos de *Mean Access Delay* y *Throughput* su comportamiento es directamente proporcional, es decir a mayor retardo es menor la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) y viceversa y por tanto dependerá de que es lo que se requiera para un sistema, ya sea un menor retardo o una máxima capacidad de transmisión.

Sin embargo, lo que se observó en la mayoría de los casos la diferencia entre la máxima capacidad de transmisión es mínima cuando es comparada con una configuración en donde el retardo promedio de acceso es alto y por el contrario se tiene una ventaja evidente en lo que respecta al retardo promedio de acceso es mínimo y aún cuando el *throughput* no fue alto.

5.8.2 Comparación en el desempeño de Simple CSA y Forced CSA.

Como se puede observar en la Tablas 5.3, 5.4 y 5.5 muestran el desempeño de un sistema utilizando el algoritmo *Simple-CSA (Exponential Backoff)*, y algoritmo *Forced-CSA* los resultados son presentados en las Tablas 5.6 a 5.9.

En primera instancia los tiempos de retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) son superiores a los obtenidos con el algoritmo optimizado *Forced-CSA*. A continuación se presenta el análisis para los tres casos en donde puede encontrarse el sistema.

Primero se comparara el comportamiento para el caso recomendado (*230 Subscriber Stations*). Tomando en consideración el menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA (Fcs0 Mcs7)* 32.9697979 ms en relación al menor tiempo obtenido con el algoritmo *Forced-CSA (Fcs3 Mcs4)* 17.9628905 ms y se obtuvo una reducción de 45.5171% utilizando el algoritmo optimizado. Comparando la máxima capacidad de transmisión entre ambas configuraciones se obtuvo una reducción en el algoritmo *Forced-CSA* de 0.8067%. En cuanto al promedio de *slot* de contención por solicitud se tiene un aumento de 1.56 *slots* para el algoritmo *Forced-CSA*, lo que hace que los tiempos para contención sean menores, y así obtener un retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) menor.

El comportamiento de los dos algoritmos para el caso óptimo (*240 Subscriber Stations*). El menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA (Fcs0 Mcs7)* fue de 103.562634 ms y el menor tiempo obtenido en el algoritmo *Forced-CSA (Fcs3 Mcs4)* fue de 45.5410523 ms. Los resultados muestran una reducción de 56.0255% entre el algoritmo *Simple-CSA* y el algoritmo optimizado (*Forced-CSA*). Respecto a la máxima capacidad de transmisión entre las configuraciones se observa una reducción del *throughput* en el algoritmo *Forced-CSA* de 0.4176%. Respecto al promedio de *slot* de contención por solicitud se obtuvo un aumento de 1.2719 *slots* para el algoritmo optimizado.

Para el caso en donde el sistema se encuentra en Saturación (*260 Subscriber Stations*). El menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA (Fcs0 Mco)* fue de 920.305064 ms, en el caso del algoritmo *Forced-CSA (Fcs4 Mco)* 660.0994444 ms, esto da como resultado una reducción de 28.2738% utilizando el algoritmo optimizado. En relación a la máxima capacidad de transmisión entre los dos algoritmos se observa una reducción de solo

0.1250% del algoritmo *Forced-CSA* con respecto al algoritmo *Simple-CSA*. En cuanto al promedio de *slots* de contención se obtuvo un aumento de 0.1053 *slots* para el algoritmo *Forced-CSA*.

De acuerdo a los resultados obtenidos hay que destacar que el retardo promedio de acceso se redujo más del 50%, por lo tanto es de gran importancia considerar la utilización de este algoritmo en aplicaciones de tiempo real. Respecto a la reducción mínima de la máxima capacidad de transmisión, (debido a causa del sacrificio de ancho de banda para el alojamiento de *slots* de contención), esta no llega al 1% de reducción en respecto al *Simple-CSA*, lo que nos demuestra que la utilización del el algoritmo *Forced-CSA* optimiza el sistema.

5.9 Multicast-CSA Algorithm

5.9.1 Antecedentes

Los algoritmos de contención están basados principalmente en encontrar mecanismos para solicitar ancho de banda.

Cada uno de las estaciones suscriptoras deberá emplear mecanismos especializados para solicitar ancho de banda y estos mecanismos son diseñados de acuerdo al tipo de tráfico que se genera y el tipo de servicio (*QoS*) asignado a cada conexión.

Para lograr lo anterior, se utiliza la técnica *Acceso Multiple por Asignación de Demanda DAMA (Demand Assigned Multiple Access)* donde cada una de las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) envía una solicitud solicitando un ancho de banda para poder transmitir. Existen varios métodos por los cuales las estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) pueden realizar las sus peticiones: Solicitudes, Reservaciones y Consulta. Todo esto se puede ver con más detalle en el Capítulo 3.

El algoritmo *Multicast-CSA* esta basado en la petición de reservación de ancho de banda de *Reservación*.

Reservaciones: Para una *Suscriber Station*, el requerimiento de ancho de banda hace referencia a una conexión individual, mientras que cada asignación de ancho de banda es direccionada hacia un *CID (Connection Identifier)* básico y no haciendo un *CID* individual. Por lo tanto, no se puede saber cual requerimiento ha sido satisfecho, cuando una estación suscriptora recibe una asignación más corta de lo que originalmente había solicitado, no recibe explicación alguna al respecto, por lo tanto, una estación suscriptora puede decidir ejecutar el procedimiento de *backoff* y hacer una nueva solicitud o descartar el *PDU*.

Como sabemos un medio compartido provoca la existencia de contenciones. La Contención esta basada en consultar el proceso mediante el cual la *Base Station* reserva ancho de banda hacia las *Suscriber Stations* para el uso exclusivo de peticiones de ancho de banda. Lo más relevante para la optimización de algoritmos es lo siguiente. La asignación de ancho de banda, puede ser direccionada a una *Suscriber Station* específico (*Unicast*) o a un grupo de conexiones o *Suscriber Stations (Multicast)*. Para el caso de *Multicast* deberán competir, es decir entrar en contención para solicitar sus requerimientos de ancho de banda.

La optimización se logra a través de asignar *slots* de contención definidos a las *Suscriber Stations* que únicamente participaron en la colisión, por lo tanto el tiempo para resolver la colisión en mucho menor y por ende el desempeño de la red se ve claramente optimizado.

Para detectar los equipos que participan en la colisión se logra a través de conocer el *CID*. Cuando se consulta un *CID* de tipo *Multicast* o *Broadcast*, todos las *Suscriber Stations* que

pertenecen a ese grupo, reconocen ese *CID* y entonces podrán mandar sus peticiones de ancho de banda durante el intervalo asignado a ese *CID*.

Los parámetros de *CID* para *Unicast*, *Multicast* y *Broadcast* están descritos en el archivo **bwa.h**. Se encuentran designadas como direcciones especiales (*Special Addresses*)
CM_MULTICAST_SID es la región cercana en donde la designación se lleva a cabo.

```
CM_BROADCAST_ADDR 1
CM_BROADCAST_SID 1001
CM_BROADCAST_SID 2000
```

A continuación se presentan las gráficas de los parámetros de mayor relevancia en donde se puede observar la optimización de este algoritmo. Los parámetros son: *Mean Access Delay*, *Throughput* y *Average CS per Request*.

Las Figuras 5.13 y 5.14 muestran el retardo promedio de acceso para el algoritmo *Multicast-CSA* cuando son utilizados 3 *slots* forzados (*Fcs3*) y 4 *slots* forzados (*Fcs4*) respectivamente.

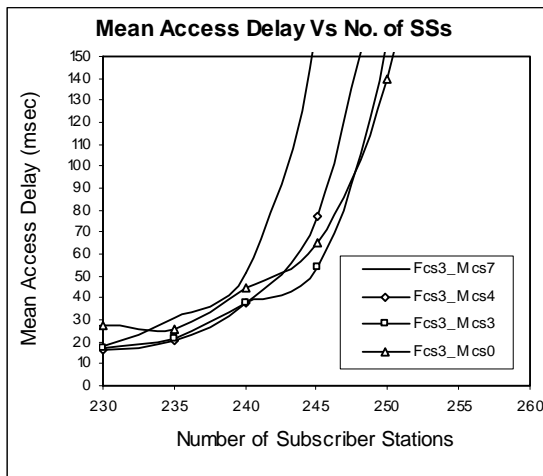


Figura 5.13 Retardo promedio de acceso para el algoritmo *Multicast-CSA* (*Fcs3*).

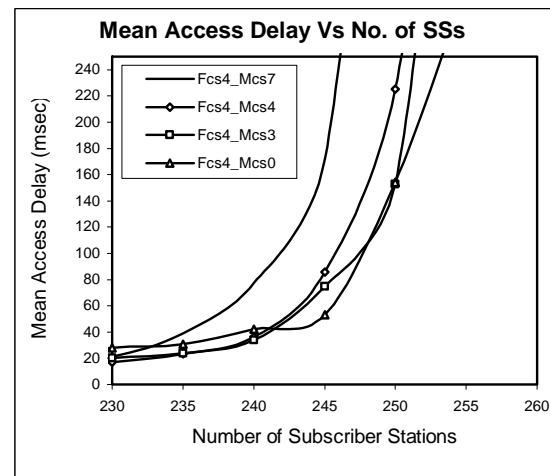


Figura 5.14 Retardo promedio de acceso para el algoritmo *Multicast-CSA* (*Fcs4*).

En términos de retardo promedio de acceso utilizando el algoritmo *Multicast-CSA* se puede observar que se obtuvieron los tiempos de retardo promedio de acceso más bajos respecto al algoritmo *Simple-CSA*, estamos hablando de un 50.1790%, 67.0600% y 52.2232% en los tres diferentes casos respectivamente, siendo evidente la optimización del sistema. También podemos observar un mejor desempeño respecto al algoritmo *Forced-CSA* respecto a este parámetro.

Posteriormente se analizará a detalle la obtención de estos resultados y sus respectivas configuraciones.

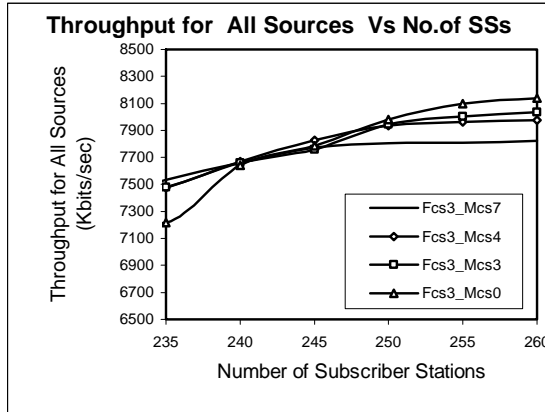


Figura 5.15 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).

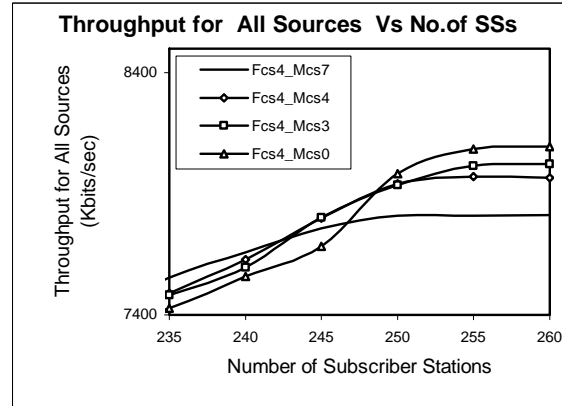


Figura 5.16 Máxima Capacidad de Transmisión para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).

En la Figuras 5.15 y 5.16 se muestra la capacidad máxima de transmisión (*Throughput*), al igual que para el algoritmo *Forced-CSA* también aquí se utilizaron 3 *slots* forzados (*Fcs3*) y 4 *slots* forzados (*Fcs4*) respectivamente en el estudio del algoritmo *Multicast-CSA*.

La máxima capacidad de transmisión obtenida utilizando este algoritmo en el (caso recomendado) utilizando *Fcs3 Mcs0* se obtuvo el valor máximo fue de 7380.23947 kbps (76.9047% de *cc*) para el caso de *Fcs4* se obtuvo con la configuración *Fcs4 Mcs3* 7404.6728 kbps (77.1320% de *cc*), para caso óptimo observamos un aumento de la máxima capacidad de transmisión al igual que de la capacidad de canal, cuando se utilizaron *Fcs3* el valor máximo que se obtuvo fue *Fcs3 Mcs4* 7669.27813 kbps (79.93% de *cc*), utilizando *Fcs4* el máximo valor obtenido de la máxima capacidad fue para *Fcs4 Mcs3* 7402.10293 kbps (79.2165 % de *cc*), finalmente observamos en las gráficas el caso en donde el sistema se encuentra en su punto de saturación, el valor máximo obtenido de *throughput* con *Fcs3* fue para la configuración *Fcs3 Mcs0* 8140.31653 kbps (86.6911% de *cc*) y con *Fcs4* el valor máximo también fue obtenido cuando no se utilizaron *slots* mínimos de contención *Fcs4 Mcs0* 8096.02618 kbps (86.2422 de *cc*)

Otro parámetro de importancia fue la obtención del promedio de *slots* de contención por solicitud, mostrado en las Figuras 5.17 y 5.18.

Se observan solicitudes de *slots* mayores cuando el sistema se encuentra caso recomendado para cuando se utiliza la configuración de *Fcs3* y al utilizar *Mcs* (3,4 y 7) el promedio de *slots* de contención disminuye, al utilizar *Fcs4* el promedio de *slots* es mínimo (alrededor de 0.8 a 1.6 *slots*) y al contrario de *Fcs3*, aquí al incrementar el valor de *Mcs* aumenta el promedio de *slots* por petición.

Cuando el sistema se encuentra en el estado óptimo observamos una reducción cuando se utilizaron *Fc3* pero un incremento considerable de *slots* al utilizar *Fcs4* (alrededor de 4 a 2 *CS*'s). Para el caso en donde el sistema se encuentra saturado tanto para ambas configuraciones de *slots* forzados se observa una reducción y en ambas configuraciones *Fcs3* y

Fcs4 al utilizar 4 y 7 *Mcs* se observa un incremento de 1.6 *slots* alrededor de un 50% de incremento en relación a 0 y 3 *Mcs*.

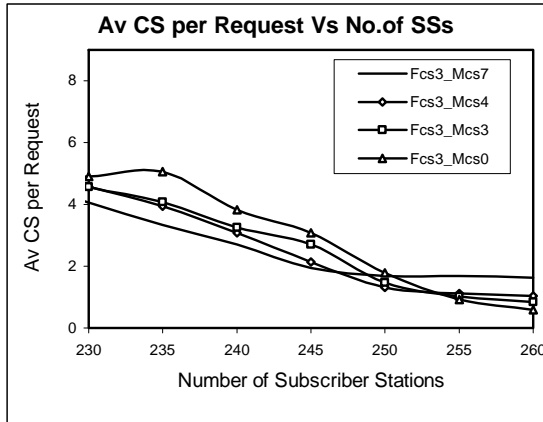


Figura 5.17 Promedio de CS por petición para el algoritmo Multicast-CSA (*Fcs3*).

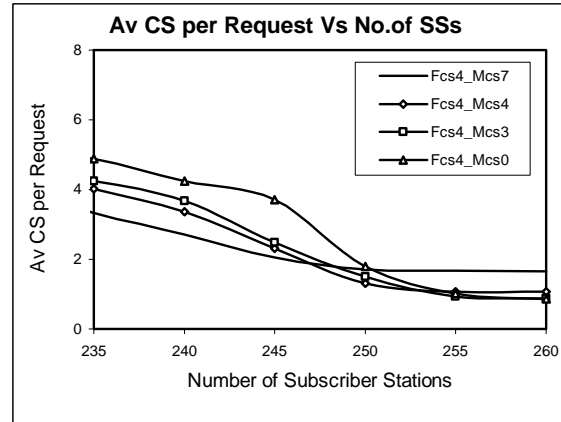


Figura 5.18 Promedio de CS por petición para el algoritmo Multicast-CSA (*Fcs4*).

Al igual que para el caso del algoritmo *Forced-CSA* se presentan tres tablas de acuerdo al número de *Subscriber Stations* que corresponden a los estados que también fueron analizados para el algoritmo *Multicast-CSA*, es decir estado recomendado (230 *Subscriber Stations*), óptimo (240 *Subscriber Stations*) y saturado (260 *Subscriber Stations*) para nuestro sistema.

Primeramente analizaremos los resultados obtenidos cuando el sistema se encuentra en el caso recomendado (230 *Subscriber Stations*).

En el caso en donde se utilizó la configuración de *Fcs3* el menor tiempo de retardo promedio de acceso que fue utilizando *Mcs4* (16.4357655 ms) y el mayor tiempo fue para *Mcs0* (27.4384568 ms). El porcentaje que existe de diferencia entre el menor tiempo y el mayor de 40.0995%, por lo tanto es una diferencia considerable entre uno y otro.

Utilizando *Fcs4* también el menor tiempo de retardo promedio de acceso fue para *Mcs4* (17.1480529 ms) y el mayor tiempo de retardo promedio de acceso fue *Mcs0* (28.0722024 ms), de igual forma comparando los tiempos se tiene un porcentaje de 38.9144 % de incremento respecto del valor mínimo al máximo.

A continuación analizaremos la máxima capacidad de transmisión de las configuraciones *Fcs3 Mcs4* y *Fcs3 Mcs0*. La mayor capacidad de transmisión fue alcanzada por *Fcs3 Mcs0* 7380.23947 kbps (76.9047% de *cc*) y para *Fcs3 Mcs4* 7320.09947 kbps (76.2781% de *cc*), el incremento obtenido fue de 0.8148 % del valor menor al valor mayor.

Para el caso *Fcs4 Mcs4* y *Fcs4 Mcs0* de igual forma que *Fcs3* el mayor valor fue para *Fcs4 Mcs0* 7350.2616 kbps (76.6383% de *cc*) y para *Fcs4 Mcs4* 7331.81093 kbps (76.4261% de *cc*). En esta configuración el incremento entre el mayor valor respecto al menor fue de 0.2510%.

En el sistema el mayor *throughput* fue alcanzado por la configuración *Fcs4 Mcs3* 7402.102.93 kbps (77.0634% de *cc*) pero con un mayor tiempo promedio de acceso de (20.3624008 ms), comparándolo con la configuración *Fcs4 Mcs4* se tiene solo un incremento de la máxima capacidad de transmisión 0.9496% entre el mayor y menor, pero respecto al retardo promedio de acceso existe un incremento de 15.7857% entre el menor y el mayor tiempo

Ahora bien, realizando una comparación entre las configuraciones *Fcs3 Mcs4* y *Fcs4 Mcs4* se tiene un incremento del retardo promedio de acceso de 4.1537% utilizando la configuración *Fcs4*, en cuanto a la máxima capacidad de transmisión el incremento del valor mayor al menor es de solo 0.1597%

Como se puede observar el promedio de *slots* de contención por solicitud en mayor cuando se utilizaron 3 *slots* forzados (*Fcs3*) y a medida que se utilizan un valor mayor de *Mcs* (3, 4 y 7) disminuye el valor. En el caso de la utilización de 4 *slots* forzados (*Fcs4*) también se observa una disminución al utilizar más *Mcs*. Comparado con el valor mayor en *Fcs3 Mcs0* (4.91076081 *slots*) y el mayor valor *Fcs4 Mcs0* (5.15615216 *slots*), existiendo una diferencia de 0.24539135 *slots* es decir un 4.7591% entre el valor mayor y menor. Ahora realizando la comparación entre el menor valor entre *Fcs3* y *Fcs4* existe una diferencia de 0.0654 *slots* es decir un incremento de 1.5892% del menor al mayor valor obtenido.

Internet Traffic	Multicast CSA	Min. CSs Per Sign. Frame	Maximum Throughput (kbps)	Mean Access Delay (ms)	Av. CSs per Request	Offered Load (%)	Active Stations
32Kbps	Fcs3	Mcs0	7380.23947	27.4384568	4.91076081	76.9047%	230
	Fcs3	Mcs3	7363.49627	17.1761654	4.56487197	76.7304%	230
	Fcs3	Mcs4	7320.09947	16.4357655	4.56301651	76.2781%	230
	Fcs3	Mcs7	7374.3024	18.1870933	4.05493649	76.8671%	230
	Fcs4	Mcs0	7350.2616	28.0722024	5.15615216	76.6383%	230
	Fcs4	Mcs3	7402.10293	20.3624008	4.57638673	77.1320%	230
	Fcs4	Mcs4	7331.81093	17.1480529	4.67643286	76.4261%	230
	Fcs4	Mcs7	7391.0064	20.8993451	4.1204187	76.0634%	230

Tabla 5.10. Desempeño del sistema utilizando el algoritmo Multicast-CSA Estado Recomendado (230 Subscriber Stations).

A continuación analizaremos los resultados de los parámetros obtenidos en la Tabla 5.9 utilizando el algoritmo *Multicast-CSA* cuando el sistema se encuentra en su estado óptimo (240 *Subscriber Stations*).

El primer parámetro analizado es el retardo promedio de acceso. En primer lugar se analizara el menor y mayor valor obtenido utilizando 3 *slots* forzados de contención (*Fcs3*).

El menor tiempo de retardo promedio obtenido fue utilizando la configuración *Fcs3 Mcs3* (37.5123136 ms) y el valor mayor se obtuvo con la configuración *Fcs3 Mcs7* (51.7157409 ms) y la diferencia respecto del mayor valor al menor es de 27.4644%. Para el caso en donde se utilizaron 4 *slots* forzados (*Fcs4*), el menor tiempo de retardo promedio fue para *Fcs4 Mcs3* (34.1134778 ms) y el mayor tiempo de retardo promedio fue para *Fcs4 Mcs7* (77.37858 ms) y respecto del mayor valor al menor es 55.9135 %. Como se puede observar tanto para *Fcs3* y *Fcs4* se comportaron de igual forma al utilizar *Mcs* ya que en ambos casos *Mcs3* se obtuvo el menor tiempo y el mayor tiempo con *Mcs7*.

Analizando otro parámetro de gran importancia para conocer la optimización del sistema utilizando el algoritmo *Multicast-CSA* es la máxima capacidad de transmisión.

Considerando las configuraciones previas, el mayor valor obtenido fue para *Fcs3 Mcs7* (7659.27627 kbps) y el menor fue para *Fcs3 Mcs3* (7658.2968 kbps) y la diferencia entre ambos es de solo 0.0127%, pero el mayor valor obtenido en este parámetro fue para *Fcs3 Mcs4* (7669.27813 kbps) comparada con *Fcs3 Mcs3* (considerando el menor tiempo de retardo promedio de acceso) el incremento entre el mayor y menor valor es de solo 0.1431% , como se puede observar esta configuración *Fcs3 Mcs4* también posee un tiempo bajo de retardo promedio de acceso (37.6459359 ms) y el incremento respecto al retardo promedio de acceso con respecto a *Fcs3 Mcs3* es de solo 0.3549%.

Es importante hacer este tipo de análisis porque con ello el proveedor de servicio puede decidir que configuración le es útil de acuerdo a lo que requiere, es decir un mayor *throughput* o menor tiempo de retardo de acceso promedio.

Continuando con el mismo análisis cuando el sistema utiliza *Fcs4*.

El menor tiempo de retardo promedio de acceso fue obtenido por *Fcs4 Mcs3* (34.1134778 ms) y el mayor tiempo obtenido fue para *Fcs4 Mcs7* (77.37858 ms) y la diferencia que existe entre el menor al mayor valor es 55.9135%, una diferencia de suma importancia cuando se requiere decidir una configuración en donde el tiempo de retardo promedio de acceso sea bajo (aplicaciones en tiempo real).

Analizando estas mismas configuraciones en relación con la máxima capacidad de transmisión se tiene lo siguiente:

La máxima capacidad de transmisión alcanzada es para *Fcs4 Mcs7* (7659.23307 kbps) y la menor *Fcs4 Mcs3* (7596.0024 kbps), por lo tanto el incremento es de solo el 0.8255 % respecto del mayor al menor valor.

Otro parámetro importante, es el análisis del promedio de *slots* de contención por solicitud.

Se observa una reducción en el número de *slots* de contención cuando el sistema se encuentra en el estado óptimo, con respecto al caso recomendado. Utilizando la configuración *Fcs3*, el valor máximo fue para *Fcs3 Mcs0* (3.82026848) y el menor *Fcs3 Mcs7* (2.71539393), existiendo una diferencia de 1.10487455 *slots* entre ambos significando un 28.9213% de incremento entre el mayor y menor valor. Es importante hacer notar que al igual que el caso recomendado con la configuración *Fcs3* conforme aumenta el valor de *Mcs* disminuye el número de promedio de *slots* de contención por solicitud.

En la configuración *Fcs4*, el máximo valor alcanzado de este parámetro fue para *Fcs4 Mcs0* (4.23752126) y el menor valor para *Fcs4 Mcs7* (2.71180301), existiendo una diferencia entre ambos de 1.52571825 es decir un incremento 36.0049% respecto del menor al mayor valor obtenido. Observamos que el número de *slots* por solicitud disminuyó al utilizar *Mcs*.

Finalmente compararemos las siguientes configuraciones en donde se obtuvieron los menores tiempos de retardo promedio de acceso, estas son *Fcs3 Mcs3* (37.5123136 ms) y *Fcs4 Mcs3* (34.1134778 ms) y por lo tanto se observó un incremento del 9.0605% entre el menor tiempo obtenido y el mayor, en cuanto a la máxima capacidad de transmisión entre ambas configuraciones únicamente se tiene un incremento entre el máximo valor *Fcs3 Mcs3* y el menor *Fcs4 Mcs3* de solo el 0.8134%.

Este tipo de análisis es de gran importancia para la toma de decisiones para la implementación en un sistema, ya que el proveedor de servicios o administradores de la red les es posible decidir que configuración utilizar, de acuerdo a sus necesidades.

<i>Internet Traffic</i>	<i>Multicast CSA</i>	<i>Min. CSs Per Sign.Frame</i>	<i>Maximum Throughput (kbps)</i>	<i>Mean Access Delay (ms)</i>	<i>Av. CSs per Request</i>	<i>Offered (%)</i>	<i>Load</i>	<i>Active Stations</i>
	Fcs3	Mcs0	7642.54827	44.423235	3.82026848	79.6547%		240
	Fcs3	Mcs3	7658.2968	37.5123136	3.25809711	79.9393%		240
	Fcs3	Mcs4	7669.27813	37.6459359	3.07988089	79.9300%		240
32Kbps	Fcs3	Mcs7	7659.27627	51.7157409	2.71539393	79.8401%		240
	Fcs4	Mcs0	7557.74415	42.1918801	4.23752126	79.1400%		240
	Fcs4	Mcs3	7596.0024	34.1134778	3.67628712	79.2165%		240
	Fcs4	Mcs4	7628.572	36.4383445	3.36612795	79.4982%		240
	Fcs4	Mcs7	7659.23307	77.37858	2.71180301	79.9169%		240

Tabla 5.11 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *Multicast-CSA Estado Óptimo* (240 Subscriber Stations).

Finalmente analizaremos los resultados obtenidos en la Tabla 5.10 cuando el sistema se encuentra en el caso saturado (260 Subscriber Stations) utilizando el algoritmo *Multicast-CSA*.

A continuación analizaremos los resultados obtenidos utilizando la configuración *Fcs3*. El primer parámetro a analizar será el retardo promedio de acceso. La configuración que obtuvo el menor retardo promedio de acceso fue *Fcs3 Mc0* (693.125841ms) y el mayor tiempo obtenido fue para *Fcs3 Mcs7* (1911.73762 ms), por lo tanto entre el mínimo y máximo valor se tiene un incremento del 63.7436%. El segundo parámetro importante es la máxima capacidad de transmisión, en relación a las dos configuraciones antes mencionadas se tiene que el máximo valor obtenido para *Fcs3 Mc0* (86.6911% de cc) y el menor para *Fcs3 Mcs7* (86.7631% de cc) y el incremento respecto del menor al mayor es de 3.9175%. El tercer parámetro analizado el número promedio de *slots* de contención por solicitud. El valor mínimo fue para *Fcs3 Mc0* (0.59573957) y el máximo *Fcs3 Mcs7* (1.6310126) existiendo una diferencia de 1.0352 *slots* es decir un 63.4725% entre el menor y mayor número de *slots* promedio por solicitud.

Continuando con el análisis del comportamiento del algoritmo *Multicast-CSA*, pero ahora con la utilización de 4 *slots* forzados (*Fcs4*).

El menor retardo promedio de acceso fue obtenido con la configuración *Fcs4 Mcs0* (439.692041 ms) y el mayor *Fcs4 Mcs7* (1596.37797 ms) (comportándose de igual forma que en *Fcs3* en relación con *Mcs*) y diferencia entre el menor y mayor es de 72.4568%, mientras que para el análisis de la máxima capacidad de transmisión entre ambas configuraciones el máximo *throughput* fue para *Fcs4 Mcs0* 8096.02618 kbps (86.2422 de cc) y el menor para *Fcs4 Mcs7* 1596.37797 kbps (85.8916% de cc) y el incremento es de 3.5043%.

El promedio de *slots* por solicitud entre ambas configuraciones se tiene una diferencia de 0.7901 *slots* es decir un incremento de 47.8695% respecto del menor al mayor.

Comparando las configuraciones *Fcs3 Mcs0* y *Fcs4 Mcs0* que es donde se obtuvieron los menores tiempos de retardo promedio de acceso. La configuración en donde se obtuvo el menor tiempo fue *Fcs4 Mcs0* existiendo una diferencia de 36.5638% con respecto a *Fcs3 Mcs0*. En relación a la máxima capacidad de transmisión la configuración con mayor valor fue para *Fcs3 Mcs0* pero en incremento con relación a *Fcs4 Mcs0* es solo de 0.5440%.

Es evidente, que la selección de alguna de las configuraciones nos proporciona una diferencia notable respecto al retardo promedio de acceso, en lo que respecta a la máxima capacidad de transmisión no se logra el 1% de incremento entre ambas.

<i>Internet Traffic</i>	<i>Multicast CSA</i>	<i>Min. CSs Per Sign.Frame</i>	<i>Maximum Throughput (kbps)</i>	<i>Mean Access Delay (ms)</i>	<i>Av. CSs per Request</i>	<i>Offered Load (%)</i>	<i>Active Stations</i>
32Kbps	Fcs3	Mcs0	8140.31653	693.125841	0.59573957	86.6911%	260
	Fcs3	Mcs3	8033.248	1232.37824	0.83854544	87.2252%	260
	Fcs3	Mcs4	7974.71387	1071.89873	1.04568443	86.2235%	260
	Fcs3	Mcs7	7821.41547	1911.73762	1.6310126	86.7631%	260
	Fcs4	Mcs0	8096.02618	439.692041	0.86044158	86.2422%	260
	Fcs4	Mcs3	8022.8632	872.318254	0.87453021	86.0681%	260
	Fcs4	Mcs4	7967.2408	1001.85842	1.06665419	85.6335%	260
	Fcs4	Mcs7	7812.31147	1596.37797	1.65055396	85.8916%	260

Tabla 5.12 Desempeño del sistema utilizando el algoritmo *Multicast-CSA* Estado Saturado (260 Suscriber Stations).

5.9.2 Comparación en el desempeño de *Simple-CSA* y *Multicast-CSA*.

En las Tablas 5.3, 5.4 y 5.5 muestran el desempeño del sistema utilizando el algoritmo *Simple-CSA*, y algoritmo *Multicast-CSA* los resultados son presentados en las Tablas 5.10 a 5.12.

Por lo tanto algunos de los parámetros analizados que nos proporcionan la información necesaria para determinar la optimización de un sistema son: retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) y la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*), considerando esto, los tiempos de retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*) en el algoritmo *Simple-CSA*, son superiores a los obtenidos con el algoritmo *Multicast-CSA*, que es el algoritmo que se optimizó. A continuación se presenta el análisis para los tres casos en donde puede encontrarse el sistema.

Primero se comparará el comportamiento para el caso recomendado (230 Suscriber Stations). Tomando en consideración el menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA* (*Fcs0 Mcs7*) 32.9697979 ms en relación al menor tiempo obtenido con el algoritmo *Multicast-CSA* (*Fcs3 Mcs4*) 16.4357655 ms y se obtuvo una reducción del 50.1490%,

siendo aún superior la optimización a la obtenida por el algoritmo *Forced-CSA* que fue de (45.5171%). Comparando la máxima capacidad de transmisión entre ambas configuraciones se obtuvo una reducción en el algoritmo *Multicast-CSA* del 0.2374%. En cuanto al promedio de *slot* de contención por solicitud se tiene un aumento de 1.1822 *slot* para el algoritmo *Multicast-CSA*. Estos resultados eran de esperarse, porque este algoritmo considera un número mayor de *slots* de contención cuando hay colisiones y esto hace que los retardos de contención sean aún menores que el algoritmo *Forced-CSA*.

El comportamiento de los dos algoritmos para el caso óptimo (240 *Suscriber Stations*). El menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA (Fcs0 Mcs7)* 103.562634 ms y el menor tiempo obtenido en el algoritmo *Multicast-CSA (Fcs4 Mcs3)* 34.1134778 ms. Los resultados muestran una reducción de 67.060051% siendo también superior con respecto al *Forced-CSA* (56.0255%) entre el algoritmo *Simple-CSA* y el algoritmo optimizado (*Multicast-CSA*). Respecto a la máxima capacidad de transmisión entre las configuraciones se observa una reducción del *throughput* en el algoritmo *Multicast-CSA* de 0.8310%. Respecto al promedio de *slot* de contención por solicitud se obtuvo un aumento de 1.5370 *slots* para el algoritmo optimizado.

Para el caso en donde el sistema se encuentra en saturación (260 *Suscriber Stations*). El menor tiempo de retardo promedio de acceso obtenido en el algoritmo *Simple-CSA (Fcs0 Mc0)* fue de 920.305064 ms, en el caso del algoritmo *Multicast-CSA (Fcs4 Mcs0)* 439.692041 ms, esto da como resultado una reducción entre el algoritmo *Simple-CSA* y el algoritmo optimizado de 52.2232%. Respecto a la máxima capacidad de transmisión entre los dos algoritmos, se observa un aumento de 0.5290% del algoritmo optimizado con respecto al algoritmo *Simple-CSA*. Esto es debido a que los *Mcs* son eliminados y los usuarios se encuentran en congestión, por lo tanto utilizan el mecanismo *piggyback*, con esto se evita mandar peticiones a la región de contención, lo que conlleva a tener más recursos para los mensajes de los usuarios. En cuanto al promedio de *slots* de contención se obtuvo un aumento de 0.1746 *slots* para el algoritmo *Multicast-CSA*.

De acuerdo a los resultados obtenidos hay que destacar que el retardo promedio de acceso se redujo 67% en el caso óptimo y del 50% en los otros dos casos. Por lo tanto es de gran importancia considerar a la utilización de este algoritmo en aplicaciones de tiempo real. En relación a la máxima capacidad de transmisión se observó una reducción mínima que no llega al 1% (debido al sacrificio de ancho de banda para los *slots* de contención) y un aumento de solo el 0.5% el caso saturado.

5.11 Comparación de desempeño entre el algoritmo *Simple-CSA* y los algoritmos *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*.

En esta sección nos enfocaremos a la dinámica de cada *CRA* para demostrar porque los algoritmos optimizados superan el desempeño del algoritmo *Exponential Backoff*, en especial el algoritmo *Multicast-CSA*.

Los resultados presentados en las figuras y tablas presentados en este capítulo muestran la comparación del desempeño entre el algoritmo *Simple-CSA (Exponential Backoff)*, *Forced-CSA* y *Multicast-CSA* para tráfico de Internet.

En términos de eficiencia, los resultados mostrados en el Apéndice D, indican que la utilización máxima de canal varía de 96% a 95% en la *cc* (*capacidad del canal*) para el algoritmo *Simple-CSA*, para el algoritmo *Forced-CSA* la utilización máxima del canal varía de 93% a 90% y para el caso de algoritmo *Multicast-CSA* la utilización máxima varía de 94% a 91%. El algoritmo *Forced-CSA* alcanzó una mínima utilización de canal debido al considerable número de *slots* de contención forzados no utilizados que fueron alojados para resolver colisiones, especialmente cuando se consideró una red de tamaño considerable.

Otra consideración importante, es que de acuerdo al ciclo *Contention-Resolution-Grant Cycle* introducido (Ver Apéndice C), hay tres tipos de retardos involucrados en la transmisión de paquetes de datos, tales como retardo en la cola (*Queueing Delay*), de contención (*Contention Delay*) y el retardo por solicitud (*Grant Delay*). Como se muestra en las Figuras C.1, Figura C.2 y Figura C.3. El algoritmo *Simple-CSA* (*Exponential Backoff*) se encuentra en un sistema de bajo desempeño, principalmente porque este algoritmo requiere más tiempo para resolver las colisiones (referido como retardo de contención *Contention Delay*) comparado con su contraparte *Multicast-CSA*.

Para hacer una comparación en forma directa entre los componentes de los retardos involucrados en la transmisión de paquetes de datos, analizando la situación cuando se tiene la entrega de tráfico de Internet. De las Figuras C.10 y Figura C.11, para los casos mostrados en cargas de tráfico pesado, el *Multicast-CSA* requiere un promedio de 6 ms para transmitir exitosamente una petición de reservación (esto corresponde a la curva *Contention Delay*) en donde al realizar la comparación con el algoritmo *Forced-CSA* siendo alrededor de 10 ms a 7 ms y aproximadamente 27 ms a 46 ms que se requieren para el algoritmo *Simple-CSA* (*Exponential Backoff*) (Figura C.2). Esta variación de 21 ms y 40 ms con respecto al *Simple-CSA* hace la diferencia en el desempeño del sistema, porque teniendo un tiempo de servicio largo (comprimiendo el *mean contention delay* más el *mean grant delay*) da como resultado paquetes encolados por un periodo de tiempo hasta que los incrementos de la carga ofrecida sea mayor, lo cual da como resultado un largo (*Mean Access Delay*) retardo de espera.

Generalmente el *Multicast-CSA* es mucho más eficiente debido a que cuando ocurre una colisión (por ejemplo entre dos o tres estaciones) esto toma un promedio de 2 a 5 ciclos *MCI* para ser resueltas, mientras que para el algoritmo *Exponential Backoff* toma de 2 a 16 (y en ocasiones puede tomar más tiempo). Otra ventaja del *Multicast-CSA* es que requiere menos *slots* de contención que el algoritmo *Exponential Backoff* para transmitir exitosamente las solicitudes.

5.12 Conclusiones

En este capítulo se mostró que en general el desempeño de los sistemas de banda ancha utilizando el estándar *IEEE 802.16* puede ser optimizado significativamente por el uso de algoritmos de contención. Los algoritmos presentados en este trabajo fueron (*Simple-CSA*, *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*) los cuales adaptan el número de *slots* de contención que deberán ser alojados en el siguiente *frame* de señalización, basados en la carga de tráfico. Los resultados presentados en este capítulo han hecho hincapié que los algoritmos optimizados (*Forced-CSA* y *Multicast-CSA*) obtuvieron una reducción considerable en el retardo promedio de acceso.

En las secciones 5.8.2 y 5.9.2 se llevó a cabo una comparación entre el algoritmo *Simple-CSA* y los algoritmos optimizados *Forced-CSA* y *Multicast-CSA*. Los resultados obtenidos son de gran relevancia para la optimización del sistema. El algoritmo *Forced-CSA* se obtuvo una reducción de (45%, 56% y 28% para los casos recomendado, óptimo y saturado, respectivamente) con

respecto al algoritmo *Simple-CSA* siendo un resultado de gran importancia para la implementación en aplicaciones de tiempo real en donde lo más importante es la reducción de los tiempos de retardo promedio de acceso.

En relación a la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) muestra una reducción de menos del 1% lo cual no afecta el desempeño del sistema.

El algoritmo *Multicast-CSA* toma ventaja sobre el algoritmo *Exponential Backoff* en el sentido de la retroalimentación y la información respecto al alojamiento *multicast* de *slots* de contención hacia la *Suscriber Station*, (con nuevos arribos) para competir por los *slots* de contención sin el riesgo de colisionar con las demás usuarios en contención (*backlogged Suscriber Stations*). Esto debido a que en el *frame* de señalización ya se tiene un espacio reservado de contención en donde únicamente el grupo de estaciones suscriptoras (*Suscriber Stations*) que participaron en una colisión pueda utilizarla y con ello resolverla en menos ciclos.

La implementación de este algoritmo trajo como resultado una disminución aún mayor en el retardo promedio de acceso. Se disminuyó un (50%, 67% y 52% para los casos recomendado, óptimo y saturado, respectivamente), siendo aún mejor la implantación de este algoritmo en aplicaciones de tiempo real. De igual forma la capacidad de transmisión es reducida a menos del 1% con respecto al algoritmo *Simple-CSA*.

Los resultados presentados para los dos algoritmos de resolución de colisiones *Forced-CSA* y *Multicast-CSA* muestran que el desempeño del sistema dependerá básicamente de lo que desee el proveedor de servicio ya que el peso de la decisión depende de los parámetros *Mean Access Delay* y *Throughput* así como los valores seleccionados como *initial/truncated backoff*.

Es decir que de acuerdo a la necesidad que se requiera puede ser que el cliente desee una máxima capacidad de transmisión mayor o un tiempo de retardo promedio de acceso mínimo para sus aplicaciones.

Capítulo 6

Conclusiones Finales

6.1 Introducción

El trabajo presentado en esta tesis ha planteado la problemática existente con los sistemas de comunicaciones de banda ancha.

El principal objetivo de este trabajo ha sido la evaluación de desempeño y la optimización del canal de subida (*Upstream Channel*), en donde es mucho más complejo para ser analizado cuando es comparado con el canal de bajada (*Downstream Channel*). Esto debido a que la transmisión en el canal de bajada es administrada exclusivamente por la estación base (*Base Station*), simplificando la operación. En contraste, el canal de subida es un medio compartido, en donde se utiliza contención aleatoria, reservación y técnicas establecidas de reservación de acceso. El intervalo de distribución respecto al tiempo inicial de estos modos de acceso es dinámico y controlado por la *Base Station*. Los límites de acceso de contención y reservación son enviados periódicamente en forma de *broadcast* en el inicio de cada conexión. Cuando ocurre una colisión, un algoritmo de resolución de colisiones es utilizado para resolverla. Los sistemas de banda ancha utilizando el estándar *IEEE 802.16* utiliza como *CRA* el algoritmo *Exponential Backoff*.

La serie de análisis presentada en este trabajo, se ha concentrado en el modo efectivo de modos de acceso y el *CRA* definido en las especificaciones del estándar *IEEE 802.16* con la importancia que requiere en materia de desempeño para el acceso y la transmisión de datos en el canal de subida. Adicionalmente y de gran importancia han sido las mejoras que han sido introducidas para obtener velocidades altas de transmisión y particularmente la optimización de la resolución de colisiones que son la clave para servicios en donde el tiempo es un parámetro crítico. Generalmente para servicios interactivos en tiempo real, tales como *VoIP*, video, *Streaming* etc.

6.2 Conclusiones Generales

Los resultados presentados en esta tesis pueden ser implementados en redes inalámbricas de banda ancha *BWA* por los operadores de redes. Por ejemplo, los resultados obtenidos como son retardo promedio de acceso (*Mean Access Delay*), máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) y Utilización (discutidos en el Capítulo 5) pueden ser utilizados como una guía para saber como las estaciones suscriptoras deberán ser alojadas en el canal de subida y con ello alcanzar el desempeño deseable y un nivel de servicios de forma balanceada.

Adicionalmente, utilizando los niveles de desempeño para los diferentes escenarios, un esquema de carga apropiado puede ser seleccionado. Por otro lado en inversiones de capital pueden basarse en los resultados presentados en esta tesis, derivados de los resultados obtenidos del desempeño del sistema para servicios con requerimientos de desempeño específicos. En general, la recomendación para los operadores y los proveedores de servicios de cómo alcanzar el óptimo desempeño para el sistema se presenta a continuación.

La optimización del número de *slots* de contención mencionados en la Sección 5.7, 5.8, 5.8.1, 5.9 y 5.9.1 *Simple-CSA (Exponential Backoff Algorithm)*, *Forced-CSA* y *Multicast-CSA* respectivamente, muestran que alojar *slots* simples y *slots* forzados de contención puede incrementar el desempeño aproximadamente 10% (Figuras 5.5, 5.9, 5.10 y 5.15, 5.16). Estos mecanismos pueden ser directamente implementados por los proveedores, simplemente modificando ligeramente el estándar *IEEE 802.16*.

El único parámetro que se necesita para la operación del algoritmo *Simple-CSA* es el *Minimum number of CSs per MAP*, este no se encuentra definido en el estándar. Este parámetro puede ser agregado al conjunto de parámetros en la estación base (*Base Station*) y posteriormente modificarse vía el administrador del dispositivo, también por fabricante o el operador. Los resultados en la Sección 5.7 pueden ser utilizados como una guía de cómo establecer el número correcto de *slots* de contención (para un óptimo desempeño).

Similarmente, el algoritmo *Forced-CSA* puede también ser implementado por el fabricante simplemente agregando el parámetro *Forced Contention Slot (Fcs)*, que representa el número de *slots* agregados en la señalización del *frame* después de que ocurre una colisión. Este esquema es el mejor en lo que respecta al alojamiento de *slots*, porque dinámicamente ajusta el número de *slots* de contención necesarios para resolver colisiones de acuerdo a la carga de tráfico, y alcanza un incremento en todo el desempeño del sistema.

Respecto a los resultados del algoritmo *Multicast-CSA* se mostró en la Sección 5.9.1 que este algoritmo siempre presenta un mejor desempeño con respecto a los dos algoritmos mencionados no importando la carga de tráfico y el número de estaciones activas.

A continuación la Tabla 6.1 muestra un resumen del máximo desempeño del sistema utilizando los diferentes *CSA*.

Tipo de Tráfico	CSA	Fcs	Min. CSs per Sign Frame	Maximun Throughput (kbps)	Mean Access Delay (ms)	Av. CSs per Request	Offeread Load (%)	Active Stations
Internet 32 kbps	Simple	Fcs0	Mcs7	7337.5232	32.9697979	3.3807437	76.4526%	230
	Forced	Fcs3	Mcs4	7278.3296	17.9628905	4.94236676	75.8631%	230
	Multicast	Fcs3	Mcs4	7320.09947	16.4357655	4.56301651	76.2781%	230
	Simple	Fcs0	Mcs7	7659.65627	103.562634	2.13927882	79.9662%	240
	Forced	Fcs3	Mcs4	7627.6624	45.5410523	3.41122631	79.4731%	240
	Multicast	Fcs4	Mcs3	7596.0024	34.1134778	3.67628712	79.2165%	240
	Simple	Fcs0	Mcs0	8053.196	920.305064	0.68576724	86.2786%	260
	Forced	Fcs4	Mcs0	8113.17973	660.099444	0.79113894	86.2744%	260
	Multicast	Fcs4	Mcs0	8096.02618	439.692041	0.86044156	86.2422%	260

Tabla 6.1 Máximo desempeño del sistema utilizando diferentes algoritmos de Contención CRA.

Como se puede observar, el sistema en el caso recomendado (*230 Suscriber Stations*) existe una reducción en el retardo promedio de acceso del 45.5171% al utilizar el algoritmo *Forced-CSA* y del 50.1490% utilizando el algoritmo *Multicast-CSA*, respecto a la máxima capacidad de transmisión, se observó una reducción del 0.8067% y 0.2374% de los algoritmos *Forced-CSA* y *Multicast-CSA* respectivamente, y un incremento de los *slots* por solicitud es de 1.5616 y 1.1823 *slots* utilizando los algoritmos optimizados, logrando con ello que los tiempos para contender sean menores.

En el caso óptimo (*240 Suscriber Stations*), se obtuvo una reducción en el retardo promedio de acceso del 56.0255% y del 67.06% utilizando el algoritmo *Forced-CSA* y *Multicast-CSA* respectivamente, de igual forma que el caso recomendado la máxima capacidad de transmisión se redujo un 0.4176% y 0.8310% respectivamente al utilizar los algoritmos optimizados, también se obtuvo un aumento de *slots* por solicitud de 1.2719 y 1.5370 *slots* respectivamente al utilizar los algoritmos optimizados.

Finalmente cuando el sistema se encuentra en el estado saturado (*260 Subscriber Stations*), de igual forma que en los casos previos, se obtiene una reducción del 28.2738% y del 57.2232% utilizando los algoritmos optimizados respectivamente. Respecto a la máxima capacidad de transmisión se obtuvo una reducción de 0.1250% al utilizar el algoritmo *Forced-CSA* y un aumento de en el *throughput* del 0.5290%, esto es debido que las estaciones suscriptoras se encuentran en saturación y por lo tanto utilizan el mecanismo *piggyback*, por lo tanto las solicitudes ya no se mandan a la región de contención, lo que hace que haya más recursos para los mensajes de los usuarios.

6.3 Trabajo Futuro

En esta tesis se ha presentado un riguroso análisis de desempeño y se introdujeron dos técnicas novedosas que incrementan la eficiencia de la red para el canal de subida. Sin embargo, existen muchos temas de discusión que requieren de futuras investigaciones.

Una de los futuros trabajos de investigación puede ser investigar en un mecanismo que utilice un algoritmo de régimen de *slots* variable en donde el radio de los *slots* de contención *CSs* y los *slots* de reservación *Rss* varíe respecto a la señalización de *frame*, basado en la carga de tráfico, el promedio de acceso del paquete y el promedio de solicitudes de *slots*.

Nuevas características tales como la supresión de encabezados, prioridades en la conexión y desempeño por arriba de los 12 Mbps en el canal de subida necesitan ser investigados. Actualmente, esta área está siendo investigada para la obtención de un mecanismo dinámico.

Referencias

- [1] N. Abramson, "Development of the ALOHANET" *IEEE Trans. on Info. Theory*, Vol. IT-31, No.2, Mar. 1985.
- [2] J. Aldous, "Ultimate instability of exponential backoff protocols for acknowledgement based transmission control of random access communications channels", *IEEE Trans. On Info. Theory*, Vol. IT33, pp. 219-223, 1987.
- [3] A. O. Allen, "Introduction to Computer Performance Analysis with Mathematica", AP Professional, ISBN 0-12-051070-7, PP 9-39, 1994.
- [4] Helmut Bölcskei, Arogyaswami J. Paulraj, K. V. S. Hari, "Fixed Broadband Wireless Access: State of Art, Challenges & Future Directions",
- [5] J. I. Capetanakis, "Tree Algorithm for Packet Broadcasting Channel", *IEEE Trans. on Info. Theory*, Vol. IT-25, pp. 505-515, Sep.1979.
- [6] GuoSong Chu, Deng Wang, Shunliang Mei, "A QoS Architecture for the MAC Protocol of IEEE 802.16 BWA System", *IEEE 2002 International Conference on Communications, Circuits and Systems and West Sino Expositions*.
- [7] C. Eklund, R. B. Marks, K. L. Stanwood, "IEEE Standard 802.16: A Technical Overview of the WirelessMANTM Air Interface for Broadband Wireless Access", *IEEE Communications Magazine*, 0163-6804, pp. 98-107, Jun. 2002.
- [8] Michael F. Finneran, "WiMax versus WiFi: A Comparison of Technologies, Markets, and Business Plans", *dBrn Associates Inc.*, Junio 2004.
- [9] Jim Geier, "A Future Option for Wireless MANs", Tutorial - www.wi-fiplanet.com
- [10] L.A. Goldberg and P.D. MacKenzie, M. Paterson and A. Srinivasan, "Contention Resolution with Constant Expected Delay", *Journal of the ACM*, Vol. 47, No. 6, pp. 1048-1096, 2000.
- [11] A.G. Greenberg, P. Flojolet and R. E. Ladner, "Estimating the multiplicities of conflicts to speed their resolution in multiple access channels", *Journal of the ACM*, Vol. 34, No. 2, pp.289-325, Apr. 1987.
- [12] D. Gross, C.Harris, "Fundamentals of Queuing Theory", Wiley Series in Probability and Statistics, *John Wiley and Sons, Inc.*, 3rd edition, ISBN 0-471-17083-6, 1998.
- [13] J. Håstad, T. Leighton and B. Rogoff, "Analysis of Backoff Protocols for Multiple Access Channels", *SIAM Journal on Computing*, Vol. 25, pp. 740-744, 1996.
- [14] W. Honcharenko, Jan P. Kruys, "Broadband Wireless Access"
- [15] IEEE 802.14, Evaluation Models for IEEE 802.14 MAC Protocols" *IEEE 802.14 Subcommittee*, IEEE 802 Publications, Draft 3, Revision 3, Oct. 1998.

- [16] IEEE 802.16.2-2001, "IEEE Recommended Practice for Local and Metropolitan Area Networks – Coexistence of Fixed Broadband Wireless Access Systems", Sept. 10, 2001.
- [17] IEEE P802.16a/D3-2001: "Draft Amendment to IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks – Part 16: Air Interface for Fixed Wireless Access Systems – Medium Access Control Modifications and Additional Physical Layers Specifications for 2-11 GHz." Mar. 25, 2002.
- [18] IEEE Standard for Local and metropolitan area networks. -Part 16: *Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, IEEE Std 802.16-2001* TM 8 April 2002.
- [19] P. Jaquet, P. Muhlethaler, and P. Robert, "Asymtotic average access delay analysis: adaptive p-persistence versus tree algorithm", *IEEE 802.14 Working Group*, paper 96-248, 1996.
- [20] Steven J. Vaughan-Nichols, "Achieving Wireless Broadband with WiMAX"
- [21] P. Kelly and I. M. MacPhee. "The Number of Packets Transmitted by Collision Detect Random Access Schemes", *Annals. of Prob.*, Vol. 15, No. 4. pp. 1557-1568, Oct. 1987.
- [22] R. Kumar, "A tutorial on Some New Methods for Performance Evaluation of Queuing Networks ", *IEEE J. Selected Areas in Communs.*, ISSN 0733-8716, pp. 970-980, Aug. 1995.
- [23] R. Kumar and S. P. Meyn, "Stability of Queuing Networks and Scheduling Policies", *IEEE Trans. on AutomaticControl*, pp. 251-260, Feb. 1995.
- [24] A. Law, M. McComas, "Simulation software for comunnnications networks: the state of the art", *IEEE Communs. Mag.*, Vol. 32, No. 3, pp.44-50, Mar. 1994
- [25] W.E. Leland et al., "On the Self Similar Nature of Ethernet Traffic", *Proc. Of Sigcomm '93*, ISSN 1063-6692, Association for Computer Machinery, Ithaca, N. Y., 1993.
- [26] OPNET Modeller v11.0 C, "OPNET Modeller Simulation Package", OPNET Technologies (MIL 3), 1997, <http://www.opnet.com>
- [27] R.Lloyd Evans, "Wide Area Network Performance and Optimization", *Adison Wesley*, ISBN 0-201-4270-0, pp. 120, 1996.
- [28] P. Raghavan and E. Upfal, "Stochastic Contention Resolution With Short Delays", *SIAM Journal on Computing*, Vol. 28, No. 2, pp. 709-719, 1998.
- [29] V. Rangel Licea, "Performance Evaluation and Optimization of the DVD/DAVIC Cable Modem Protocol", *University of Schiffield* Ph.D, Thesis, June 2002
- [30] M. Reiser and H. Kobayashi, "Queuing Network with Multiple Closed Chains: Theory and Computational Algorithms", *IBM Journal of Research and Development*, pp. 285-294, 1975.
- [31] M. Reiser, "A Queuing Analysis of Computer Communication Networks with Window Flow Control", *IEEE Trans. on Communs.*, pp. 1199-1209, Aug. 1979.
- [32] M. Reiser, "Mean Value Analysis an Convolution Method for Queue-Dependent Servers in Closed Queuing Networks", *Performance Evaluation 2*, pp.9-18, 1981.

- [33] D. Sala, J.O. Limb, and S.Khaunte, "Adaptive MAC Protocol for a Cable Modem", *Georgia Tech Technical Report GIT-CC-97-014*, May 1997.
- [34] D.Sala, J. O. LimbK, and S. U. Khaunte, "Adaptive Control Mechanism for Cable Modem MAC Protocols", *Proceedings of INFOCOM 98*, ISBN 0-7803-4383-2, San Francisco CA, Mar. 1998.
- [35] H. Sari, "Trends and Challenges in Broadband Wireless Access", *Pacific Broadband Communications*, pp. 210-214, , IEEE 2000.
- [36] K. Siriram, "Methodologies for Bandwidth Allocation Transmission Scheduling, and Congestion Avoidance in Broadband ATM Networks", *Computer Network & ISDN Systems*, Vol. 26, pp. 43-59, 1993.
- [37] K. Sriram, "Performance of MAC protocols for Broadband HFC and Wireless Access Networks", *Advances in Performance Analysis*, Vol. 1, No.1, pp. 1-37, Mar. 1998.
- [38] W.Stallings, "Local and Metropolitan Area Networks", *Prentice Hall International Editions*, 5th edition, ISBN 0-13-253733-8, pp. 426-460, 1997.
- [39] W. Stalings, "Self similarity upsets data traffic assumptions", *IEEE Spectrum*, pp. 28-29. Jan. 1997.
- [40] S. Tsybakov and V. A. Mikhailov, "Free Synchronous Packet Access in a Broadcast Channel With Feedback", *Problems Information Transmission*, Vol. 14, No.4, pp. 259-280, Oct-Dec. 1978
- [41] P. Tzerefos, "On the Performance and Scalability of digital upstream DOCSIS 1.0 conformant CATV channels", *Department of Computers Science, The University Of Schiffield* , Ph. D. Thesis, Oct. 1999.
- [42] Kitti Wongthavarawat, Aura Ganz, "*IEEE 802.16 based last mile broadband wireless military networks with quality of service support*", *MILCOM 2003-IEEE Military Communications Conference*, No. 1, Oct 2003.

Websites

<http://www.ieee.org/portal/site>

<http://www.opnet.com>

<http://www.intel.com/technology/itj/archive/2004.htm>

<http://www.intel.com/netcomms/bbw/>

<http://www.intel.com/technology/magazine/standards/st08031.pdf>

<http://www.intel.com/cd/ids/developer/asmo-na/eng/strategy/trends/95510.htm>

<http://www.intel.com/cd/ids/developer/asmo-a/eng/dc/pca/optimization/94553.htm?page=5802.16>

http://www.intel.com/standards/case/case_802_11.htm

<http://grouper.ieee.org/groups/802/16/index.html>

http://www.intel.com/standards/case/case_wimax.htm

<http://grouper.ieee.org/groups/802/>

<http://grouper.ieee.org/groups/802/11/>

<http://grouper.ieee.org/groups/802/16/pubs/P80216e.html>

<http://grouper.ieee.org/groups/802/20/>

<http://www.wimaxforum.org/home>

<http://www.intel.com/cd/ids/developer/asmo-na/eng/strategy/trends/95510.htm?page=3>

APÉNDICE A: Acrónimos

ADSL	Asymmetric Digital Subscriber Line
AMPS	<i>Advanced Mobile Phone System</i>
ANSI	American National Standards Institute
AP	Access Point
ASK	Amplitude Shift Keying
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AUC	Authentication Center
BCH	Broadcast Channel
BE	Best Effort
BER	Bit Error Rate
BONeS	Block Oriented Network Simulation
BPSK	Binary Phase Shift Keying
BRAN	Broadband Radio Access Networks
BRH	Bandwidth Request Header
BS	Base Stations
BSC	Base Station Controller
BSS	Base Station Subsystem
BSS	Basis Service Set
BTS	Base Transceiver Station
Bw	Backoff Window:
BWA	Broadband Wireless Access
CCCH	Common Control Channel
CDMA	Code Division Multiple Access
CID	Connection Identifier
CRC	Cyclic Redundancy Check
CSA	Contention Slot Allocator
CS	Contention Slot
CSD	Circuit-Switched Data
CPE	Customer Premises Equipment
DAB	Digital Audio Broadcasting
DAMA	Demand Assigned Multiple Access
DBP	Downlink Burst Profile)
DCCH	Dedicated Control Channel
DCD	Downlink Channel Descriptor
DFTP	Distributed File Transfer Protocol
DHCP	Dynamic Host Configuration Protocol
DIUC	Downlink Interval Usage Code
DL	Down Link
DL-MAP	Downlink Access Definition
DOCSIS	Data Over Cable Service Interface Specification
DSA-REQ	Dynamic Service Addition-Request
DSL	Digital Subscriber Line
EDGE	Enhanced Data Rates for GSM Evolution
EIR	Equipment Identity Register
EKS	Encryption Key Sequence
ETSI	European Telecommunications
Institute	Standard

ETSI BRAN	European Telecommunications Standards Institute Broadband Radio Access Networks
FCC	Federal Communications Commission
Fcs	Forced Contention Slot
FDD	Frequency Division Duplex
FDMA.	Frequency Division Multiple Access
FEC	Forward Error Correction
FIFO	First In, First Out
FSK	Frequency Shift Keying
FSM	Finite State Machine
GMH	Generic MAC Header
GPC	Grant per Connection
GPS	Global Positioning Systems
GPSS	Grant per Subscriber Station
GPRS	General Packet Radio System
GRGC	Contention-Resolution-Grant Cycle
GSM	Global System for Mobile Communications
HCS	Header Check Sequence
HFS	Hybrid Fibre Coaxial
HLR	Home Location Register
HIPERACCESS	High PErformance Radio Access
HIPERLAN	High PErformance Radio Local Area Networks
HIPERLINK	High PErformance Radio Link
HSCSD	High-speed Circuit-Switched Data
HSDPA	High Speed Downlink Packet Access
HT	Header Type
HUMAN	High-Speed Unlicensed Metropolitan Area Networks
IDU	Indoor Unit
IE	Information Elements
IEEE	Institute of Electrical and Electronic Engineers
IMT2000	International Mobile Telecommunication 2000
IP	Internet Protocol
ISI	Intersymbol Interference
ISM	Industry Medical and Scientific
ITU	International Telecommunications Union
Kbps	Kilobits per second
LLC	Logical Link Control
LMCS	Local Multipoint Communication Systems
LMDS	Local Multipoint Distribution Service
LOS	Line Of Sight
MAC	Media Access Control
MAC PDU	MAC Protocol Data Unit
MAC SAP	Service Access Point
Mbps	Mega bits per second
Mcs	Minimum contention slots
MDS	Multipoint Distribution Services
MIC	Message Integrity Check
MMDS	Multichannel Multipoint Distribution Services

MPEG	Motion Pictures Experts Group
MP-MP	Multipoint-to-Multipoint
MS	Mobile Station
MSC	Mobile Services Switching Center
MVA	Mean Value Analysis
NLOS	Non Line Of Sight
NMT	Nordic Mobile Telephone
nrtPS	Non Real-Time Polling Service
NTT	<i>Nippon Telegraph and Telephone</i>
N-WEST	National Wireless Electronics Systems
ODU	Outdoor Unit
OFDM	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
OFDMA	Orthogonal Frequency Division Multiplexing Access
OPNET	Optimised Network Engineering Tool
PAPIIT	Programa de Apoyo a Proyectos de Investigación e Innovación Tecnológica
PBCCH	Packet Broadcast Control Channel
PC	Personal Computer
PCMCIA	Personal Computer Memory Card International Association
PCS	Personal <i>Communications Services</i>
PDA's	Personal Digital Assistant
PDC	Personal Digital Communications
PDCH	Packet Data Channel
PDF	Probability Density Function
PDU's	Protocol Data Units
PHY/MAC	Physical Layer and Media Access Control Layer
PLMN	Public Land Mobile Network
PMP	Point-to-Multipoint
PK	Pollaczek-Khintchine
PRACH	Packet Random Access Channel
PS	Physics Slots
PSTN	Public Switched Telephone Network
PSK	Phase Shift Keying
QA	Quadrature Amplitude
QAM	Quadrature Amplitude Modulation
QoS	Quality of service
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying
RF	Radio Frequency
RLC	Radio Link Control
RNG-REQ	Ranging Request
REG-RSP	Registration Response
rtPS	real-time Polling Service
SCS	Simple Contention Slot
SMS	Short Message Service
SNMP	Simple Network Management Protocol
SNMP MIB	Simple Network Management Protocol Management Information Base
SNR	Signal to Noise Ratio

SOHO	Small Office/Home Office
SS	Subscriber Stations
STM-1	Synchronous Transmission Module
TACS	<i>Total Access Communications System</i>
TCH	Traffic Channels
TDD	Time Division Duplex
TDMA	Time-Division Multiple Access
TDM	Time Division Multiplexing
TCP	Transmission Control Protocol
TFTP	Trivial File Transfer Protocol
TIA	Telecommunications Industry Association
TIA/EIA	Telecommunications Industry Association/ Electronic Industries Association
TTG	Transition Gap
UCD	Uplink Channel Descriptor
UGS	Unsolicited Grant Service
UIT	Unión Internacional de Telecomunicaciones
UIUC	Uplink Interval Usage Code
UL	Up Link
UL-MAP	Uplink Access Definition
UMTS	Universal Mobile Telecommunications Service
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
USB	Universal Serial Bus
UWB	Ultra Wideband
VOFDM	Vector OFDM
VoIP	Voice over IP
VLR	Visitor Location Register
WCDMA	Wideband Code Division Multiple Access
WCS	Wireless Communications Services
Wi-Fi	Wireless Fidelity
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access Forum
WLAN	Wireless Local Area Network
WLL	Wireless Local Loop
WMAN	Wireless Metropolitan Area Network
WOFDM	Wideband OFDM
WPAN	Wide Personal Area Network
WWW	World Wide Web
1G	First Generation
2G	Second Generation
3G.	Third Generations

APENDICE B: Contention-Resolution-Grant Cycle (CRGC)

El modo de acceso de reservación utiliza el *Contention-Resolution-Grant Cycle (CRGC)* para la transmisión de datos. Este se observa en la Figura B.1.

- 1) Esperar a que *Reservation ID* se haya recibido (lo que permite a una estación suscriptora *Suscriber Station* enviar una solicitud de reservación).
- 2) Cuando un paquete arriba, envía un mensaje de reservación, utilizando la *Reservation_ID* asignado en un *slot* que se encuentra en contención.
- 3) Esperar hasta que la estación base (*Base-Station*) envíe el siguiente *frame MPEG2* con la información de señalización (*MCI*) y verificar en el indicador de capo de recepción si la reservación fue recibida exitosamente.
- 4) Si la solicitud resultó en una colisión, utiliza el *CRA* seleccionado para retransmitir la solicitud de reservación hasta que la colisión sea resuelta.
- 5) Si la solicitud fue transmitida exitosamente, espera hasta que la estación base (*Base Station*) autorice la solicitud para que el paquete sea transmitido.
- 6) Finalmente, después de que se transmite el paquete de datos actual en la región de *slots* reservados asignada por la estación base (*Base-Station*), si se tiene más paquetes de datos para transmitir se repite el proceso, comenzando por el paso 1.

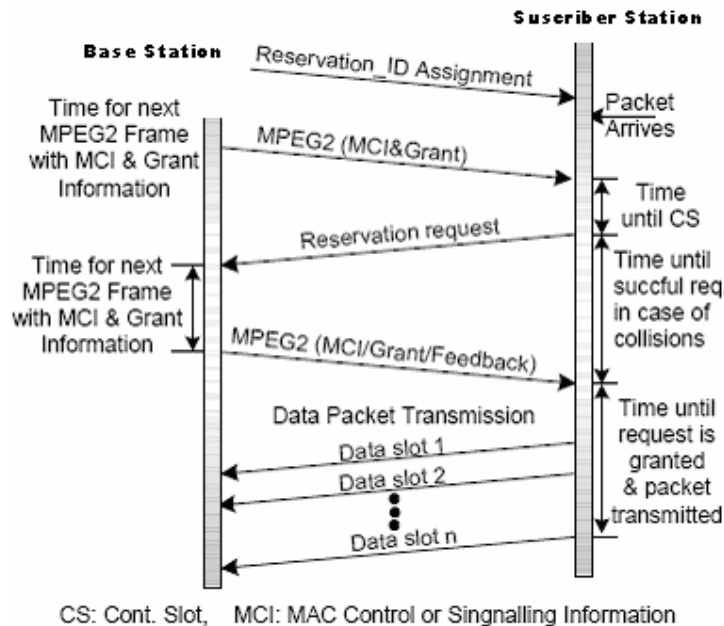


Figura B.1 Contention-Resolution-Grant Cycle.

APENDICE C: Gráficas y Tablas del CRGC para los Algoritmos Simple-CSA, Forced-CSA y Multicast-CSA.

Debido a la gran importancia que se obtuvo en la reducción del retardo promedio de acceso en el sistema, es importante respaldar los resultados obtenidos analizando el ciclo *Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC* para la transmisión de datos. *Simple CSA*.

A continuación se presentan las gráficas y tablas de los tiempos obtenidos en el ciclo *Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC* para la transmisión de datos para los tres casos de algoritmos de resolución de colisiones.

Simple CSA, Forced CSA y Multicast-CSA.

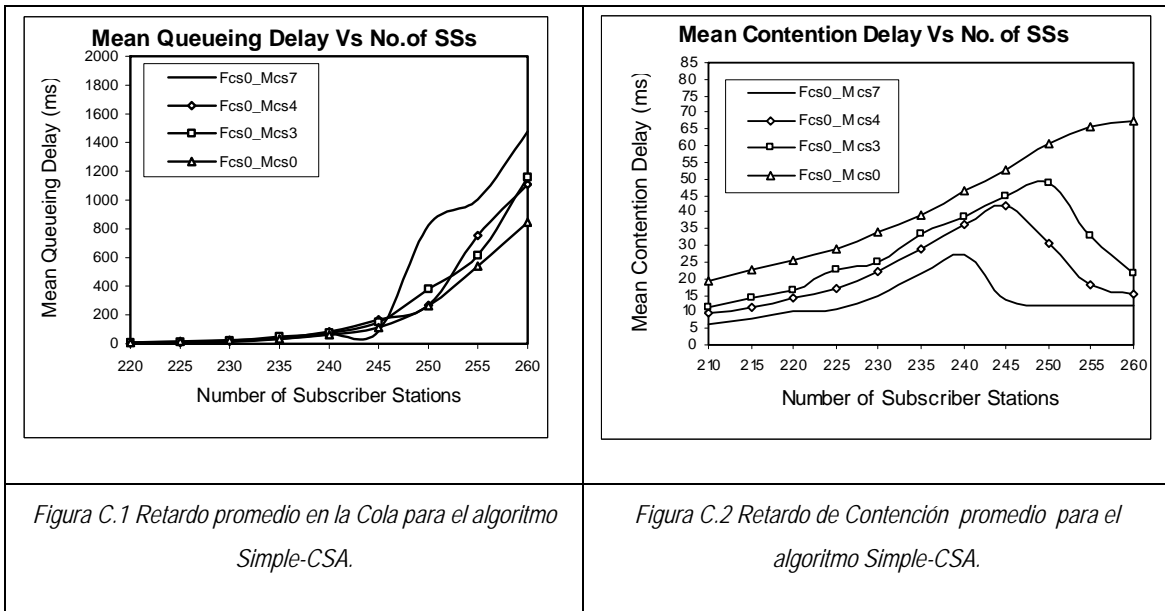


Figura C.1 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Simple-CSA.

Figura C.2 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Simple-CSA.

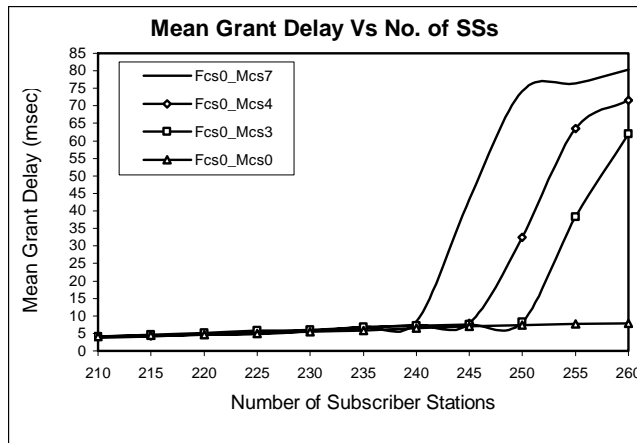


Figura C.3 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Simple-CSA.

Internet Traffic	Simple CSA	Min. CSs Per Sign. Frame	Queueing Delay (ms)	Contention Delay (ms)	Grant Delay (ms)	Active Stations
32Kbps	Fcs0	Mcs0	23.2275176	34.2151944	5.41062975	230
	Fcs0	Mcs3	18.848446	24.738586	5.99517938	230
	Fcs0	Mcs4	17.81437	22.1148779	5.92368531	230
	Fcs0	Mcs7	12.4605291	14.8329012	5.67633828	230
	Fcs0	Mcs0	61.7288249	46.2541665	6.47325431	240
	Fcs0	Mcs3	75.8882664	38.359586	7.1449759	240
	Fcs0	Mcs4	82.4603625	36.5204906	7.35899081	240
	Fcs0	Mcs7	67.9916928	27.2348174	8.33609417	240
	Fcs0	Mcs0	845.269633	67.1715071	7.86389437	260
	Fcs0	Mcs3	1158.21165	21.6794048	62.0703559	260
	Fcs0	Mcs4	1109.51255	15.4474382	71.5786423	260
	Fcs0	Mcs7	1478.5612	11.9623777	80.3381595	260

Tabla C.1 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Simple-CSA.

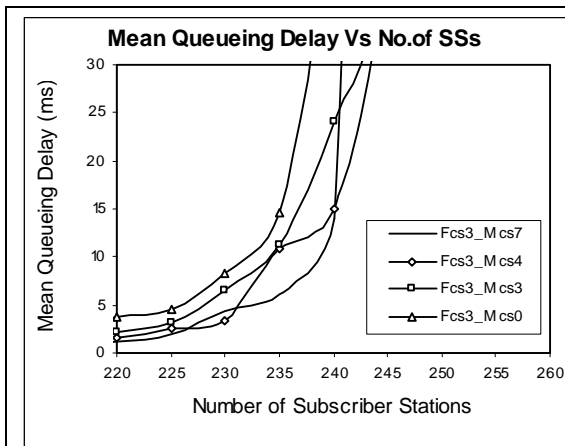


Figura C.4 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).

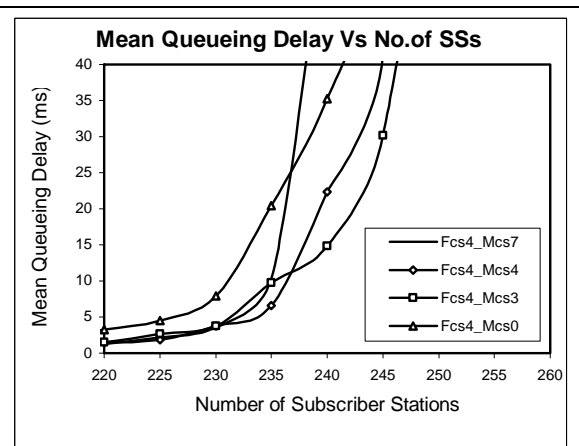


Figura C.5 Retardo promedio en la Cola para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).

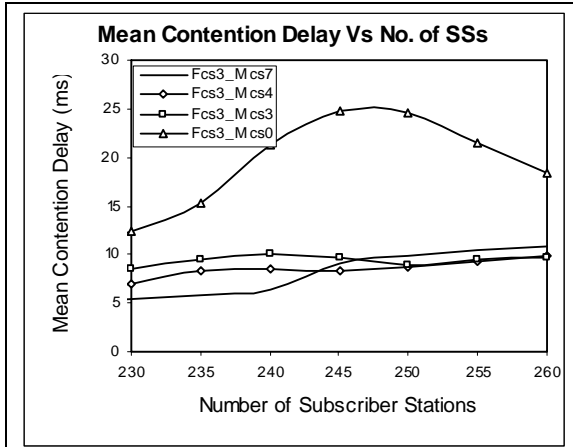


Figura C.6 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).

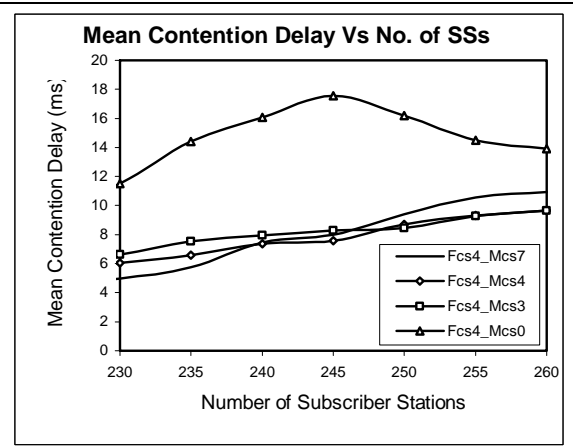


Figura C.7 Retardo de Contención promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).

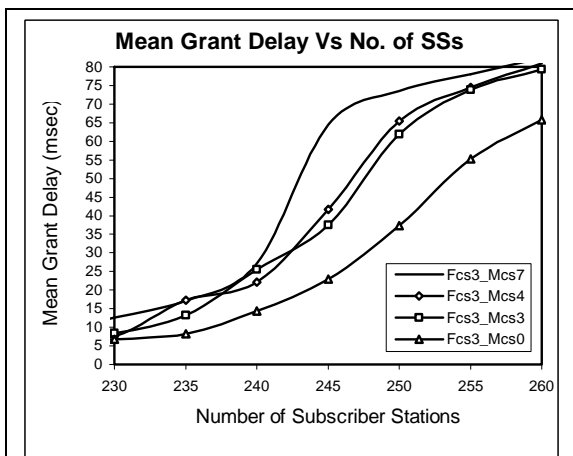


Figura C.8 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs3).

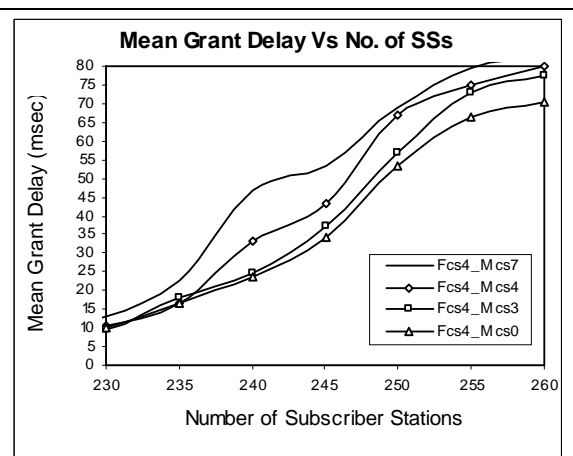


Figura C.9 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Forced-CSA (Fcs4).

Internet Traffic	Force d CSA	Min. CSs Per Sign. Frame	Queueing Delay (ms)	Contention Delay (ms)	Grant Delay (ms)	Active Stations
32Kbps	Fcs3	Mcs3	6.43518598	8.58414397	8.33687047	230
	Fcs3	Mcs4	3.39319404	6.95704272	7.61262457	230
	Fcs4	Mcs3	3.74025217	6.62665168	9.44720541	230
	Fcs4	Mcs4	3.7271217	6.02958012	10.7258538	230
	Fcs3	Mcs3	23.9989449	10.0953623	25.5362365	240
	Fcs3	Mcs4	14.9392391	8.48399196	22.1177919	240
	Fcs4	Mcs3	14.8532698	7.93619849	24.8701046	240
	Fcs4	Mcs4	22.3275777	7.35449202	33.4285693	240
	Fcs3	Mcs3	988.401815	9.76020761	79.3625765	260
	Fcs3	Mcs4	1070.36801	9.82178949	80.9220079	260
	Fcs4	Mcs3	863.404905	9.64001449	77.6619463	260
	Fcs4	Mcs4	1012.0155	9.65718636	79.9166317	260
	Fcs4	Mcs0	575.612303	13.911317	70.5757946	260
	Fcs4	Mcs7	1714.42517	10.9383359	82.6435106	260

Tabla C.2 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Forced-CSA.

Las siguientes figuras nos muestran el comportamiento obtenido del sistema utilizando el algoritmo *Multicast-CSA*

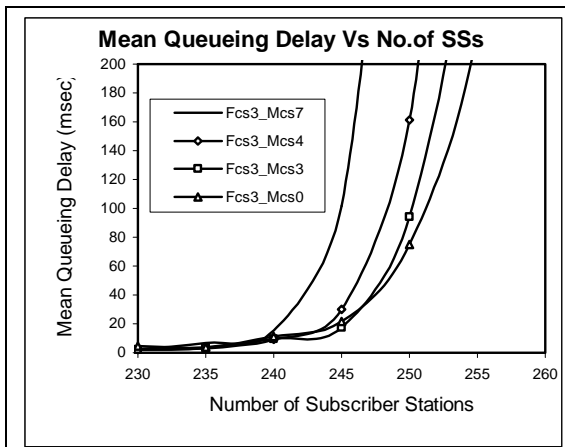


Figura C.10 Retardo promedio en la cola para el algoritmo

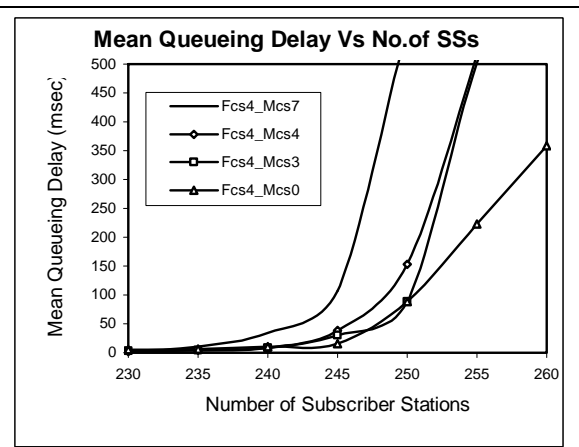


Figura C.11 Retardo promedio en la cola para el algoritmo

<i>Multicast- CSA (Fcs3).</i>	<i>Multicast-CSA (Fcs4).</i>
-------------------------------	------------------------------

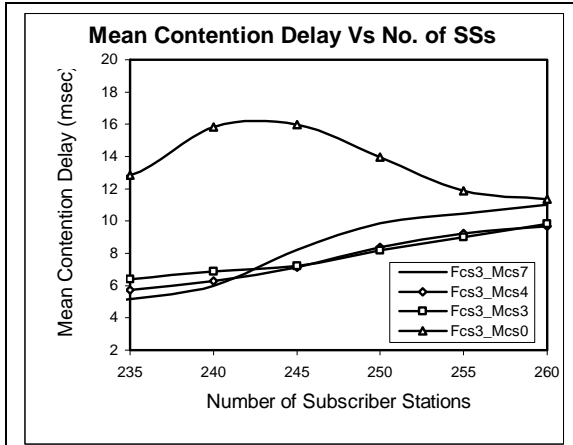


Figura C.12 Retardo de contención promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).

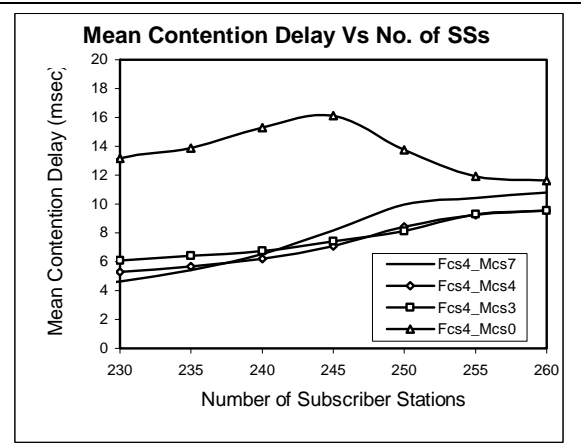


Figura C.13 Retardo de contención promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).

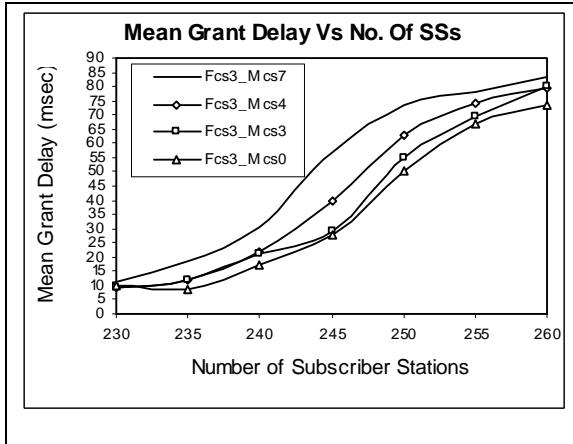


Figura C.14 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs3).

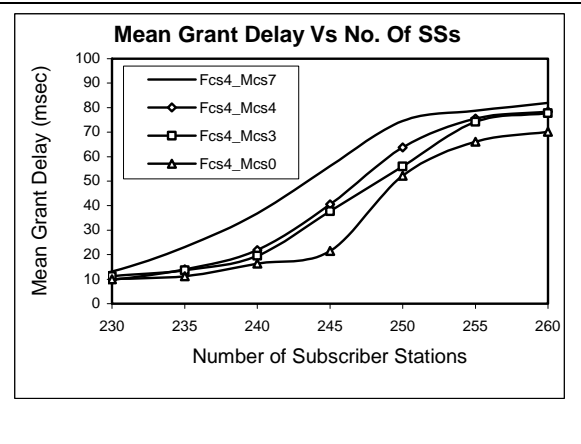


Figura C.15 Retardo de solicitud promedio para el algoritmo Multicast-CSA (Fcs4).

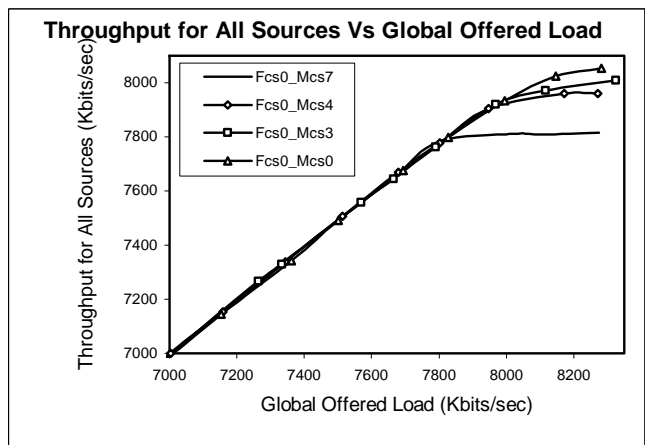
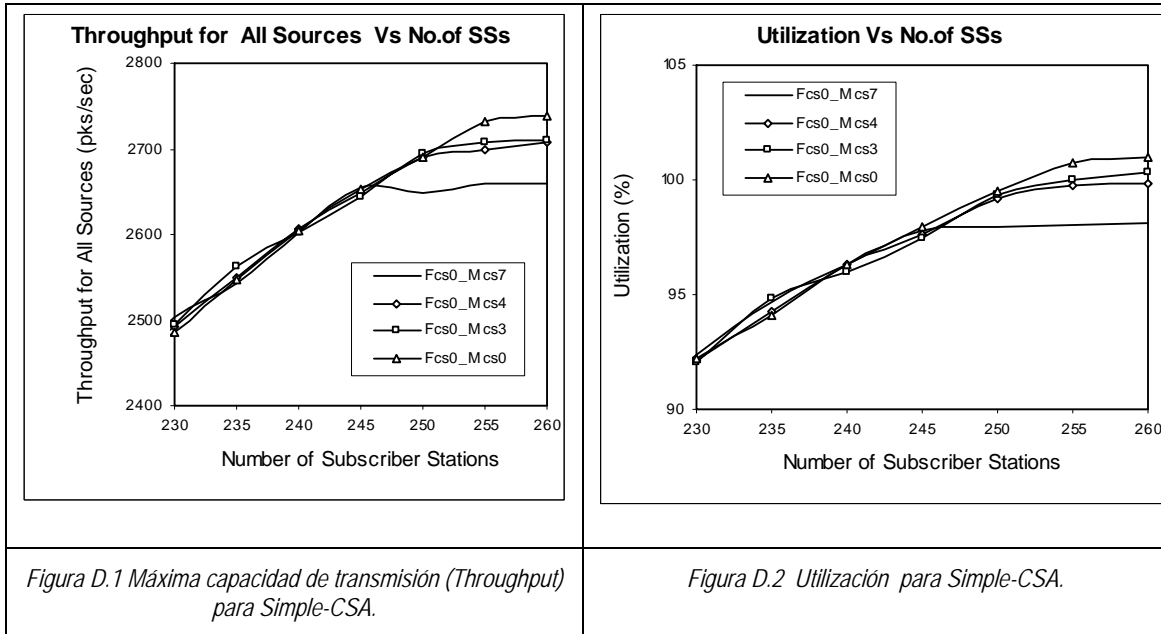
<i>Inter net Traffi c</i>	<i>Multic ast CSA</i>	<i>Min. CSs Per Sign.Fra me</i>	<i>Queueing Delay (ms)</i>	<i>Contention Delay (ms)</i>	<i>Grant Delay (ms)</i>	<i>Active Stations</i>
	Fcs3	Mcs3	2.02117873	6.07566167	9.07929551	230
	Fcs3	Mcs4	2.08060515	5.35575142	8.99937949	230
	Fcs4	Mcs3	3.05372367	6.09142453	11.217223	230
	Fcs4	Mcs4	2.08079845	5.30812254	9.75910244	230
	Fcs4	Mcs7	3.18945211	4.61887587	13.0909875	230
	Fcs3	Mcs3	2.02117873	6.87199222	21.2353565	240
32Kb ps	Fcs3	Mcs4	2.08060515	6.28486658	22.0201052	240
	Fcs4	Mcs3	7.84701562	6.74281841	19.5236144	240
	Fcs4	Mcs7	33.9393721	6.5412415	36.8979369	240
	Fcs3	Mcs0	608.070699	11.3422538	73.7128588	260
	Fcs3	Mcs3	1142.27777	9.82658793	80.2738544	260
	Fcs3	Mcs4	982.773481	9.67639637	79.4488222	260
	Fcs4	Mcs0	357.921565	11.6318796	70.1385666	260
	Fcs4	Mcs3	785.0416	9.52246254	77.7541617	260
	Fcs4	Mcs7	1503.68267	10.7874605	81.9078085	260

Tabla C.3 Tiempos Contention-Resolution-Grant Cycle CRGC para la transmisión de datos para el algoritmo Multicast-CRA.

APENDICE D: Gráficas de parámetros simulados para los Algoritmos Simple-CSA, Forced-CSA y Multicast-CSA.

A continuación se presentan las gráficas de los parámetros analizados en los algoritmos de resolución de colisiones analizados en este trabajo.

Los gráficas de los parámetros son: la máxima capacidad de transmisión (*Throughput*) medida en paquetes/ segundo, la utilización y el *throughput* en relación ala carga ofrecida (*Global Offered Load*).



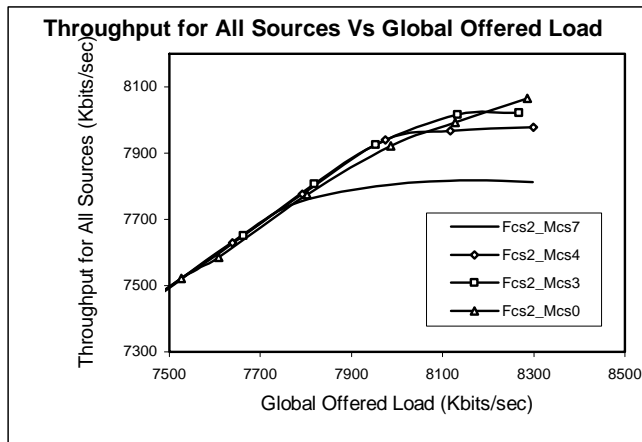
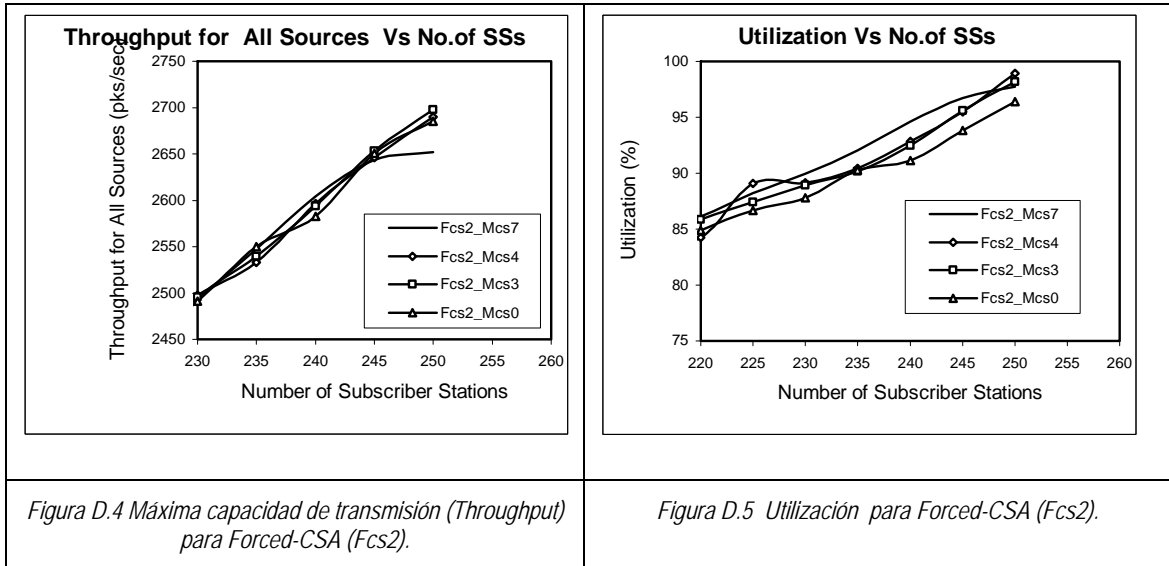


Figura D.6 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs2).

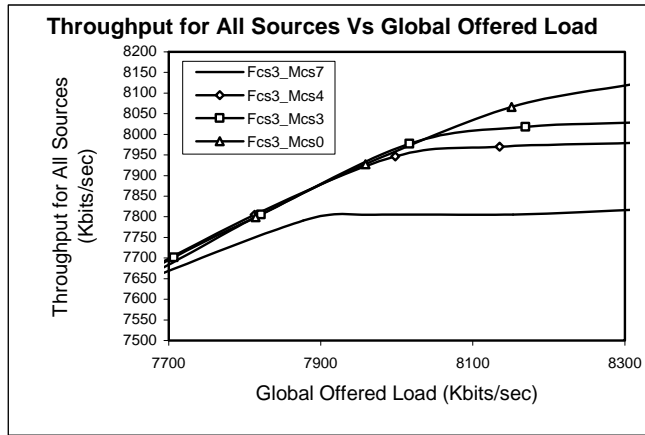
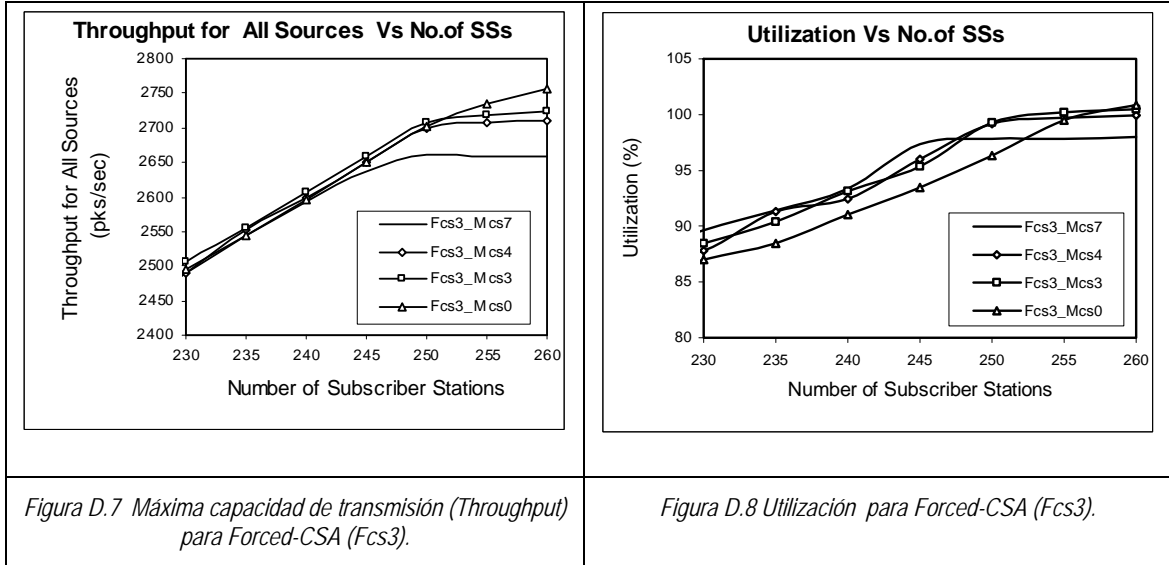
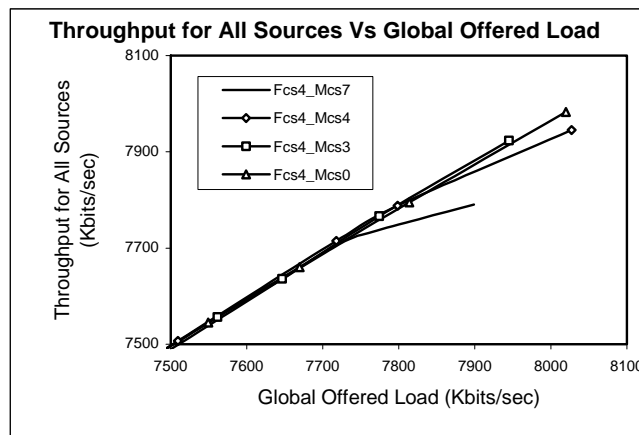
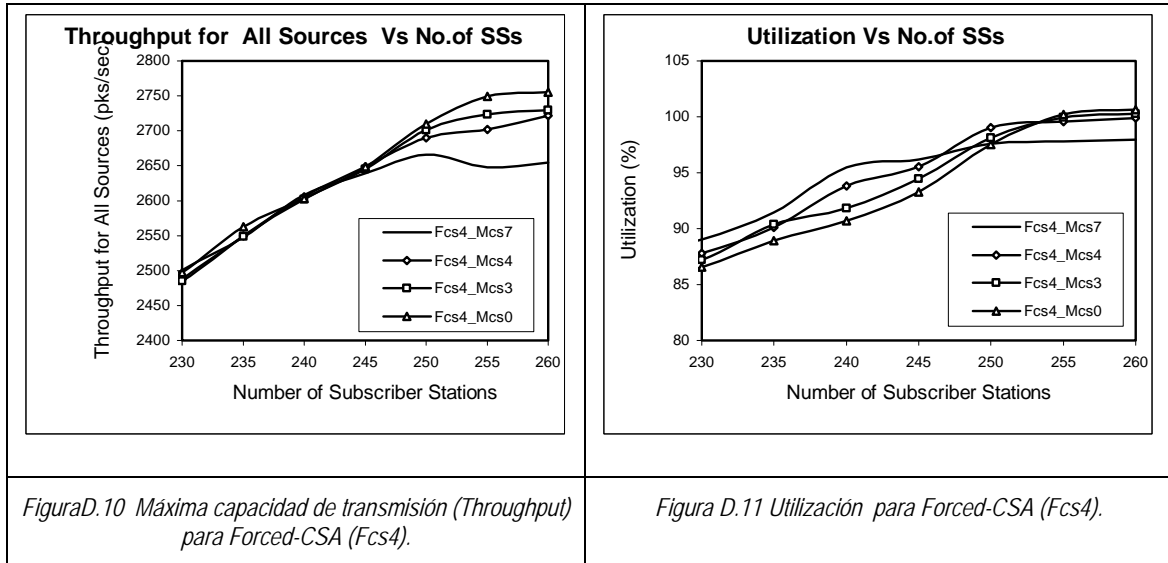


Figura D.9 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs3).



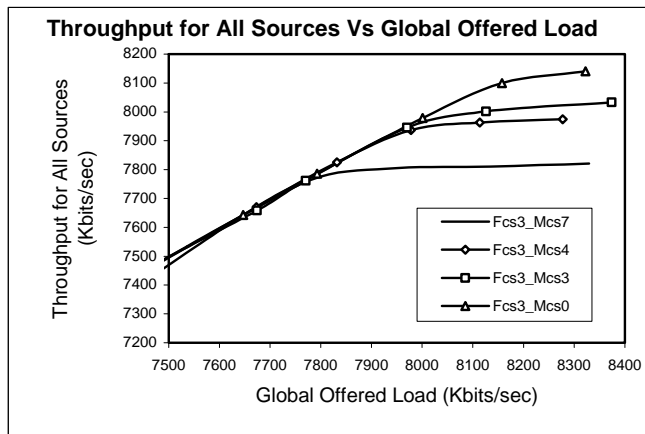
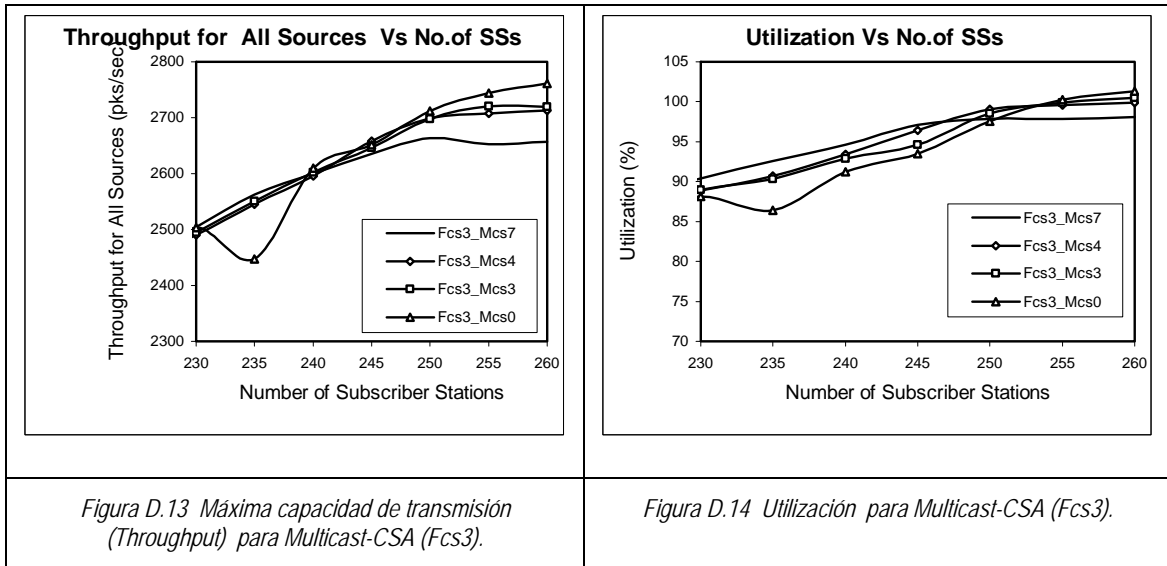


Figura D.15 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Forced-CSA (Fcs4).

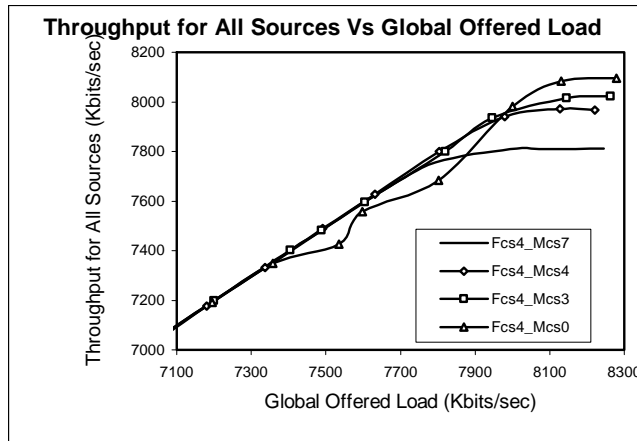
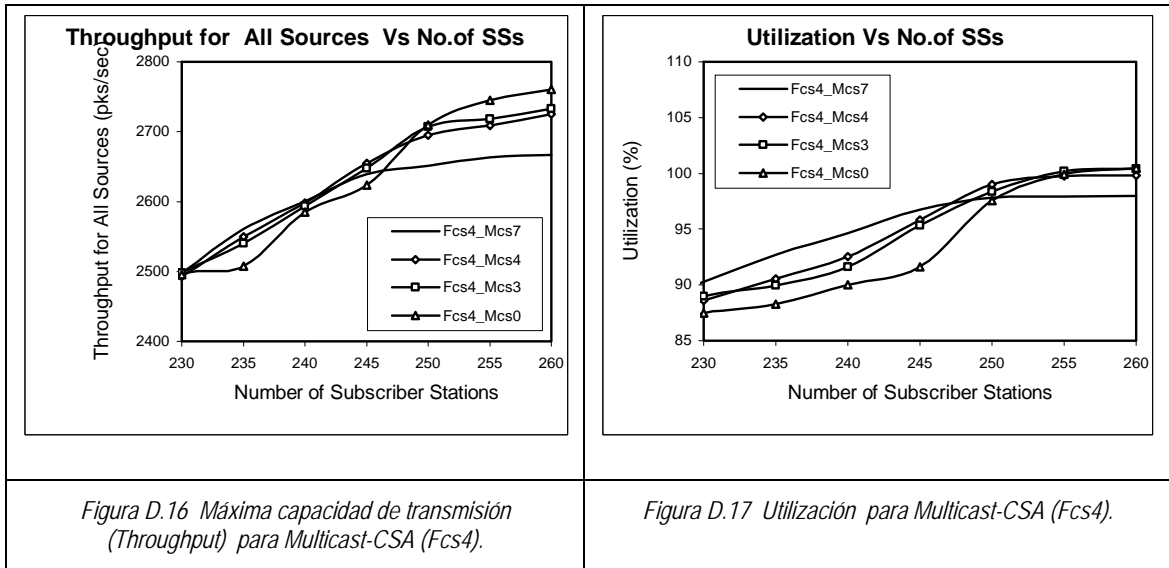


Figura D.18 Máxima capacidad de transmisión (Throughput) Vs Global Offered Load para Multicast-CSA (Fcs4).

APENDICE E: Código para la implementación de los CRA.

A continuación, se presenta el código en OPNET del estado MAP_Time. En este estado se crean mapas nuevos y se establecen las condiciones en que dichos mapas están organizados.

Los mapas están divididos en regiones que contemplan las regiones de contención (es esta región se establecieron las técnicas para la resolución de colisiones que nos lleven a una optimización del sistema), peticiones y *padding*.

Las regiones de contención se encuentran alojadas al inicio del mapa, posteriormente se encuentra la región de las peticiones, que es la mayor de todas y finalmente la región de *padding* (utilizada también como región de contención).

```

/*****
 *
 * MAP_Time (enter)
 *
 * The time has arrived to create the next MAP
 *
 * Revision History
 * Dec 3, 1996 - Mil3 * Initial Development
 * Nov 14, 1997 - Mil3 * Rewrote
 * Mar 30, 1998 - MIL 3 * Merged request_list and ack_request_list
                        into one list: request_list
                        Rewrote the part where the IEs were generated
                        Added the "req_arrive_time" field in requests.
 * Apr 01, 1998 - MIL 3 * Combined IE lists ie_lst_request and
                        ie_lst_req_data into one list ie_lst_req_data
 * Apr 08, 1998 - MIL 3 * Added statistics for MAPs
 * Apr 15, 1998 - MIL 3 * Modified the last_ack_time
 * May 17, 1998 - MIL3 * Updated for priorities
 * Jun 17, 1998 - MIL3 * Added switch for Bay Networks scheduler
 *****/

int zero_slots, cont_slots, ug_slots, rtp_slots, total_forced_cs;
int be_slots, pad_slots, map_slots, i;
int CSposition, CSposition2;
double pos, pos1;
int MULTICAST_RESOLUTION_SID; // UNAM 22 DE AGOSTO 2005 // HABILITADAS
24 DE AGOSTO 2005
double offset;
//int Number_CS; // UNAM 27 AGOSTO 2005
//int C_Opp; // UNAM 27 AGOSTO 2005

//LINEAS 25-29 HABILITADAS AGOSTO 2005
//printf("t\t Imprime los valores de las siguientes variables
collisions_per_MAP %d, tc1 %10.9f, tc2 %10.9f, previous_collision
%10.9f \n");
//collisions_per_MAP=0;
//tc1 = 0.0;
//tc2 = 0.0; printf ("\t time2 %f CSposition Previues MAP %d, ", Ct[i],
CSposition);
if (op_prg_odb_ltrace_active("state_track"))
    printf("\t\t CMTS STATE: ENTER - MAP_Time\n");

ie_list_clean();
ld_ptr = lev_init (request_list, num_priorities + noCIR_lists,
map_end_time,

```

```

        cmts_max_map_ies, cmts_max_map_slots,
cmts_max_map_grant_time,
        (Fixed_Frame_On) ? Fixed_Frame_Duration : 0.0);
pos1=0.0;
total_forced_cs = 0;
/*
//UNAM AGOSTO 2005
if (collisions_per_MAP>0)
{
    printf ("\t Collision in MAP %d, ld_ptr->map_start_time %f at
%f \n ", collisions_per_MAP, ld_ptr->map_start_time, op_sim_time() );
    for(i=0;i<=collisions_per_MAP -1; i++)// UNAM 20 DE AGOSTO 2005
//UNAM 24 DE AGOSTO 2005
        {
            if (ld_ptr->map_start_time - 0.002 <= Ct[i])
                {

                    offset = Ct[i] - (ld_ptr->map_start_time - 0.002);
                    pos = offset / slot_time;
                    CSposition = ceil(pos);

                    if ((CSposition -pos)<0.5)
                        CSposition2 =    CSposition +1;
                    else
                        CSposition2 =    CSposition;
                    printf ("\t time2 %-15.12f, Offset %-15.12f,
slot_time %-15.12f, CSposition Actual MAP %f, mod %-15.12f,\n", Ct[i],
offset,slot_time, pos, pos1);
                    //CSposition = (Ct[i] - (ld_ptr->map_start_time -
0.002))/slot_time;
                    printf ("\t time1 %f CSposition Actual MAP %d,%d
\n",Ct[i], CSposition, CSposition2);
                }
            else
                {
                    offset = Ct[i] - (ld_ptr->map_start_time - 0.004);
                    pos = offset / slot_time;
                    CSposition = ceil(pos);

                    if ((CSposition -pos)<0.5)
                        CSposition2 =    CSposition +1;
                    else
                        CSposition2 =    CSposition;
                    printf ("\t time2 %-15.12f, Offset %-15.12f,
slot_time %-15.12f, CSposition Previues MAP %f, mod %-15.12f \n",
Ct[i], offset, slot_time, pos, pos1);
                    //CSposition = (Ct[i] - (ld_ptr->map_start_time -
0.004))/slot_time;
                    printf ("\t time2 %f CSposition Previues MAP %d,%d
\n", Ct[i], CSposition, CSposition2);

                    // UNAM AGOSTO 2005
                    //CM_BROADCAST_SID=-2000-CSposition
                    //lev_ie_request_prim (ld_ptr, CM_BROADCAST_SID,
contention_slots);

                }
        }
    }
printf ("\n");

```

```

    }
*/
//for(i=0;i<=collisions_per_MAP; i++)
//    Ct[i]= 0;

switch (scheduler_algorithm)
{
    case CSF_BAY:
        {
            bay_scheduler (ld_ptr);
        }
        break;
    case CSF_BROADCOM:
        {
            op_sim_end ("Requested scheduler not available", "", "", "");
        }
        break;
    case CSF_DEFAULT:
    default:
        {
            map_slots = lev_time_to_slots
(Fixed_Frame_Duration);

            max_slots_in_map = map_slots;
            // ld_ptr->max_slots should be equal to
map_slots in IEEE 802.16
            //printf("ld_ptr->max_slots %d, map_slot %d
\n", ld_ptr->max_slots, map_slots);
            //ld_ptr->max_slots = map_slots;
            //printf("ld_ptr->max_slots %d, map_slot %d
\n", ld_ptr->max_slots, map_slots);
            zero_slots = ld_ptr->num_slots;
            if (zero_slots != 0)
            {
                printf ("--> CMTS error, initial slots
not zero but %d\n",
                    op_sim_time(), zero_slots);
            }

            //agregar un if
            //if
            /*
            if (collisions_per_MAP>=1)
            {
                printf ("\t\t Se presento mas de una
colision, por lo que se agregan 3 slots de contencion por cada
evento\n");
                lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots+3*collisions_per_MAP);
            }
            else
            {
                printf ("\t\t Entonces no sera necesario
ampliar el valor de default=7 \n");
                lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots);
            }
        }
*/

```

```

// Modifiy the following Intruction Jun 1, 2004
//lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots); linea original
//total_forced_cs =
Fcs_per_collision*collisions_per_MAP; // AHORA SON 1 FORCED CS UNAM 28
JUN 2005
//lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots+total_forced_cs);

//LINEAS HABILITADAS 24 AGOSTO 2005//

if (multicast_resolution == 0) // Do not
support multicast resolution
{
total_forced_cs =
Fcs_per_collision*collisions_per_MAP;
lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots+total_forced_cs);
printf ("\t No multicast_resolution \n");
}
else
{
total_forced_cs =
Fcs_per_collision*collisions_per_MAP;
lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, contention_slots);
printf ("\t Collision in MAP %d, ld_ptr-
>map_start_time %-15.12f at %f \n ", collisions_per_MAP, ld_ptr-
>map_start_time, op_sim_time() );
for(i=0;i<=collisions_per_MAP -1; i++)//
UNAM 20 DE AGOSTO 2005
{
if (ld_ptr->map_start_time - 0.002
<= Ct[i]+ 0.000001) //0.000001 is for propagation delay varaiation
{
offset = Ct[i] - (ld_ptr-
>map_start_time - 0.002);
pos = offset / slot_time;
CSposition = ceil(pos);
if ((CSposition -pos)<0.5)
CSposition2 =
CSposition +1;
else
CSposition2 =
CSposition;
MULTICAST_RESOLUTION_SID = -
2000 - CSposition2;
printf ("\t time2 %-15.12f,
Offset %-15.12f, slot_time %-15.12f, CSposition Actual MAP %f, mod %-
15.12f,\n", Ct[i], offset,slot_time, pos, pos1);
//CSposition = (Ct[i] -
(ld_ptr->map_start_time - 0.002))/slot_time;

```



```

                printf ("\t time1 %f
CSsposition Actual MAP %d,%d,SID %d \n",Ct[i], CSsposition, CSsposition2,
MULTICAST_RESOLUTION_SID);
                lev_ie_request_prim (ld_ptr,
MULTICAST_RESOLUTION_SID, Fcs_per_collision);
                op_stat_write
(MSID_handle,(int)MULTICAST_RESOLUTION_SID);
                //tx_requestprueba(C_Opp);
//UNAM 27 AGOSTO 2005
                //printf ("\ C_Opp
%d\n",C_Opp);//UNAM 27 AGOSTO 2005
            }
        else
        {
            offset = Ct[i] - (ld_ptr-
>map_start_time - 0.004);
            pos = offset / slot_time;
            CSsposition = ceil(pos);
            if ((CSsposition -pos)<0.5)
                CSsposition2 =
                CSsposition +1;
            else
                CSsposition2 =
                CSsposition;
            MULTICAST_RESOLUTION_SID = -
            2000 - CSsposition2;
            printf ("\t time2 %-15.12f,
Offset %-15.12f, slot_time %-15.12f, CSsposition Previous MAP %f, mod
%-15.12f,\n", Ct[i], offset, slot_time, pos, pos1);
            //CSsposition = (Ct[i] -
(ld_ptr->map_start_time - 0.004))/slot_time;
            printf ("\t time2 %f
CSsposition Previous MAP %d,%d,SID %d, \n", Ct[i], CSsposition,
CSsposition2, MULTICAST_RESOLUTION_SID);
            lev_ie_request_prim (ld_ptr,
MULTICAST_RESOLUTION_SID, Fcs_per_collision);
            op_stat_write
(MSID_handle,(int)MULTICAST_RESOLUTION_SID);
            // UNAM AGOSTO 2005
            //CM_BROADCAST_SID=-2000-
            CSsposition
            //lev_ie_request_prim
(ld_ptr, CM_BROADCAST_SID, contention_slots);
        }
    }
    printf (" \n");
}

cont_slots = ld_ptr->num_slots - zero_slots;
zero_slots = ld_ptr->num_slots;

```

```

        if (!lev_complete(ld_ptr, OPC_FALSE))
        {
            if (Use_EDF_Scheduling == 1)
            {
                lev_UG_with_EDF_grant(ld_ptr);
            }
            else
                lev_UG_grant(ld_ptr);
        }
    else
        printf ("%f: WARNING!! CMTS MAP full
after contention (%s)\n",
                op_sim_time(),
lev_complete_cause(ld_ptr, OPC_FALSE));

        ug_slots = ld_ptr->num_slots - zero_slots;
        zero_slots = ld_ptr->num_slots;

        if (!lev_complete(ld_ptr, OPC_FALSE))
            //lev_RTP_grant (ld_ptr);
            lev_RTP_with_EDF_grant(ld_ptr);
        else
            printf ("%f: WARNING!! CMTS MAP full
after US Grant (%s)\n",
                op_sim_time(),
lev_complete_cause(ld_ptr, OPC_FALSE));

        rtp_slots = ld_ptr->num_slots - zero_slots;
        zero_slots = ld_ptr->num_slots;

        if (!lev_complete(ld_ptr, OPC_FALSE))
            lev_best_effort_grant (ld_ptr);
        else
            printf ("%f: WARNING!! CMTS MAP full after RTP
Polls (%s)\n",
                op_sim_time(), lev_complete_cause(ld_ptr,
OPC_FALSE));

        be_slots = ld_ptr->num_slots - zero_slots;
        zero_slots = ld_ptr->num_slots;

        pad_slots = 0;

        //The following instructions has been changed to
include pad_slots as contention slots in IEEE 802.16
//UNAM: Jun 1, 2004, VRL

        /*
        if (Fixed_Frame_On)
        {
            int ff_slots, ds;
            ff_slots = lev_time_to_slots
(Fixed_Frame_Duration);

            ds = ff_slots - ld_ptr->num_slots;
            if (ds > 0)

```

```

        {
            pad_slots = ds;
            lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, ds);
        }
    }
    */
    if (Fixed_Frame_On)
    {
        int ff_slots, ds;
        ff_slots = lev_time_to_slots
(Fixed_Frame_Duration);
        ds = ff_slots - ld_ptr->num_slots;

        pad_slots = 0;
        if (ds > 0)
        {
            //printf("MAP Time: ds %d, ff_slots
%d, ld_ptr->num_slots %d, be_slots %d, contention_slots %d
total_forced_cs %d \n",
                // ds, ff_slots, ld_ptr-
>num_slots, be_slots, contention_slots, total_forced_cs);

            pad_slots = ds;
            //validate_grant = 0;
            lev_ie_request_prim (ld_ptr,
CM_BROADCAST_SID, ds);

            total_padding_slots =
total_padding_slots + pad_slots; // UNAM Add 23 DE MAYO 2005
        }

    }

    // UNAM JUNIO 2005

    //if (total_padding_slots <150)
    // {
    //total_padding_slots++
    // }

    total_contention_slots = total_contention_slots
+ cont_slots + pad_slots + total_forced_cs;
    //UNAM 27 de mayo 2005

    min_cs = min_cs + contention_slots;
    global_forced_cs = global_forced_cs +
total_forced_cs;

    }
}

if (!lev_valid(ld_ptr))
{
    printf ("Error in MAP!  Invalid LEV DATA structure\n");
}

```

```

    acd_log (OPC_NIL, "CMTS MAP { size %d, cont_slots %d, ug_slots
%d, "
            "rt_slots %d, be_slots %d, pad_slots %d }\n",
            map_slots, cont_slots, ug_slots, rtp_slots,
            be_slots, pad_slots);

    MAP_ctr++;
    if(PRINT_MAPS || op_prg_oddb_ltrace_active("MAP") )
        printf ( "CMTS MAP No. %d { size %d, MAP_Sart %-.12.9f,
MAP_End %f, cont_slots %d, ug_slots %d, "
            "rt_slots %d, be_slots %d, pad_slots %d at %-.12.9f}\n",
            MAP_ctr, map_slots, ld_ptr->map_start_time, ld_ptr-
>map_time, cont_slots, ug_slots, rtp_slots,
            be_slots, pad_slots, op_sim_time());

    if (op_prg_oddb_ltrace_active("pk_snd"))
    {
        printf ("CMTS MAP { size %d, cont_slots %d, ug_slots %d, "
            "rt_slots %d, be_slots %d, pad_slots %d, at %f }\n",
            map_slots, cont_slots, ug_slots, rtp_slots,
            be_slots, pad_slots, op_sim_time());
    }

    lev_stats_write(ld_ptr);

    if (last_map_time != 0.0)
    {
        op_stat_write (time_between_maps_shandle,
            time_now - last_map_time);
    }
    last_map_time = time_now;
    last_ack_time = ld_ptr->last_ack;

    map_pk_ptr = op_pk_create_fmt(CMTS_MAP_PK_FMT);
    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "Allocation Start Time", ld_ptr-
>map_start_time);
    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "ACK Time", ld_ptr->last_ack);
    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "Information Elements", ld_ptr-
>map_time);

    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "UCD_count", config_change_count);

    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "data_backoff_start",
data_backoff_start);
    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "data_backoff_end", data_backoff_end);
    op_pk_nfd_set(map_pk_ptr, "total_contention_slots",
cont_slots+pad_slots);

    total_reserved_slots = total_reserved_slots + be_slots +
ug_slots + rtp_slots;
    total_slots = total_slots + be_slots + ug_slots +
rtp_slots + cont_slots + pad_slots + total_forced_cs;
    pk_size = BASE_MAP_SIZE + (IE_SIZE * ld_ptr->num_ies);

    op_pk_total_size_set (map_pk_ptr, pk_size);

    if (op_prg_oddb_ltrace_active("MAP"))
    {

```

```

        write_cmts_map( ld_ptr->map_start_time, ld_ptr->map_time,
ld_ptr->last_ack);
        printf("MAP Size: pk_size(BASE_MAP+IEs) = %d, BASE_MAP_SIZE
%d, ld_ptr->num_ies %d, MAC_Header_Base_sz %d \n ",
                pk_size, BASE_MAP_SIZE, ld_ptr->num_ies,
MAC_Header_Base_sz);
    }

    lev_delete(ld_ptr);

/*****
* Create MAC header
*****/
hdr_ptr = op_pk_create_fmt (CMTS_MNG_MAC_HD_FMT);
hdr_size = MAC_Header_Base_sz;
op_pk_total_size_set (hdr_ptr, 8*hdr_size);

if (op_prg_odb_ltrace_active("he_pk_snd1"))
{
    //printf("\t CMTS sending message of type %s, size %d at %lf\n",
//      CMTS_MAP_PK_FMT, op_pk_total_size_get (map_pk_ptr),
time_now);
    printf("\t CMTS MAP { size %d, cont_slots %d, ug_slots %d,
rt_slots %d, be_slots %d, pad_slots %d, total_contention_slots %d
}\n",
            map_slots, cont_slots,    ug_slots,
rtp_slots,  be_slots,  pad_slots,  total_contention_slots);

}
encap_pkt(map_pk_ptr, hdr_ptr, CM_BROADCAST_ADDR, CMTS_MSG_TYPE_MAP);

/*****
* Schedule next MAP
*****/
++map_seq;
schedule_next_map();
//collisions_per_MAP=1; // modificacion 16 de mayo 2005

// UNAM 19 de mayo 2005

if (collisions_per_MAP >= 1)
{
    gcsperMAP = gcsperMAP + collisions_per_MAP;
    collisions_per_MAP = 0;
}

//printf("-- Map sent at time %f \n *****\n",
time_now);
//printf("-- \t **** Packets = %d , Requests = %d \n\n",
packets_received, requests_received);
for(i=0;i<=collisions_per_MAP; i++)
    Ct[i]= 0;

//previous_collision = 0;
//collisions_per_MAP=0;
//tc1 = 0.0;
//tc2 = 0.0;

//}

```