



UNIVERSIDAD NACIONAL DEL SUR

Tesis de Magister en Ingeniería

**Redes WPAN - Análisis y Mejoras aplicadas a
Sistemas Embebidos**

Guillermo Reggiani

BAHÍA BLANCA

ARGENTINA

2010



UNIVERSIDAD NACIONAL DEL SUR

Tesis de Magister en Ingeniería

**Redes WPAN - Análisis y Mejoras aplicadas a
Sistemas Embebidos**

Guillermo Reggiani

BAHÍA BLANCA

ARGENTINA

2010

Prefacio

Esta Tesis se presenta como parte de los requisitos para optar al grado Académico de Magister en Ingeniería, de la Universidad Nacional del Sur y no ha sido presentada previamente para la obtención de otro título en esta Universidad u otra. La misma contiene los resultados obtenidos en investigaciones llevadas a cabo en Laboratorio de Sistemas Digitales, dependiente del Departamento de Ingeniería Eléctrica y Computadoras durante el período comprendido entre Agosto de 2008 y Junio de 2010, bajo la dirección del Magister Omar Alimenti y el Dr. Ricardo Cayssials ambos pertenecientes al mismo departamento.

En el año 2000, luego de haberme recibido, recale en el laboratorio de digitales del departamento de Ingeniería Eléctrica donde empecé el sueño de recibirme de Magister. En esa oportunidad Javier Orozco empezó a guiarme por el largo camino que luego me depararía. Después de varios vaivenes en el 2006, gracias al Néstor Mata me otorgan una beca para continuar mis estudios. A partir de ahí incorporó a un nuevo Director, Omar Alimenti, persona y amigo al que le estaré eternamente agradecido por la paciencia, empeño y esfuerzo que realizo para que hoy pueda estar presentando mi tesis.

Durante todos estos años de alegrías, tropiezos, noches sin dormir, horas dedicadas al objetivo, siempre estuvo a mi lado mi compañera y amada Claudia, pieza clave que me ayuda día a día a ser lo que soy, gracias mi amor.

Muchos son las personas que les debo agradecer, no puedo olvidar al director Ricardo Cayssials que me cargaba día tras día “escribiste la tesis”, a los mates espectaculares que prepara Enrique mientras Omar y yo trabajamos en la tesis, a mis compañeros de la UTN, Lorenzo, Guillermo, Néstor, entre otros, a mis amigos de las Secretaría de Cultura y Extensión Universitaria.

A Federico y Sebastian que me ayudaron desinteresadamente en el diseño del software para el simulador

No puedo dejar de nombrar a mi seres queridos, mi madre que siempre estuvo a mi lado guiándome, a mi padre que ya no lo tengo, mi gran tío, hermanas, cuñados y

sobrinos, a mis mejores amigos Pancho, Andrea, Walter, Griselda, Daniel, Bea, y Mercedes.

A todos, y perdón si me olvide de alguien, GRACIAS!!!

02 de Junio de 2010

Guillermo Reggiani

Departamento de Ingeniería Eléctrica y Computadoras

UNIVERSIDAD NACIONAL DEL SUR

Resumen

Las redes de datos hoy en día ocupan un lugar preponderante en mundo en que vivimos. Desde los años '70 los avances sobre las comunicaciones de datos han evolucionado a gran velocidad, pudiendo en la actualidad realizarse transmisiones de datos, voz y video sobre distintos medios (cobre, fibra óptica y sin cable). Como ejemplo podemos mencionar video-conferencias, voz y telefonía sobre IP, transacciones electrónicas bancarias, aplicaciones en medicina, red de sensores industriales, etc.

Para que todas estas aplicaciones se lleven a cabo con éxito son indispensables los protocolos que rigen los distintos tipos de comunicaciones. Tal como su definición lo dice un *protocolo* es un conjunto de normas y convenciones que rigen de qué forma los dispositivos de una red intercambian información. El estudio de éstos permite optimizar el funcionamiento de la red.

En esta tesis se desarrolla el estudio y análisis de redes inalámbricas (“wireless”) de área personal (WPAN). Este tipo de redes se emplean en diversos campos como control y monitoreo industrial, seguridad pública, medición en automóviles, tarjetas o placas inteligentes, agricultura de precisión entre otros. En términos generales, las redes WPANs son adecuadas para el uso en dispositivos móviles pequeños, como sensores, teléfonos celulares, Asistente Digital Personal (PDAs), etc.

El Instituto de Ingenieros Electricistas y Electrónicos (IEEE) especifica las normas para este tipo de redes bajo el estándar IEEE 802.15.x, dentro de éste tenemos distintos subgrupos los cuales son:

- 802.15.1 basado en las especificaciones del Grupo de Interés Especial (SIG) de Bluetooth.
- 802.15.2 desarrolló un modelo de coexistencia entre las redes Wireless LAN (Redes de Área Local Inalámbricas) y las WPANs
- 803.15.3 ofrece alta velocidad de transmisión, bajo consumo de energía, bajo costo y calidad de servicio.

- 802.15.4 investiga y desarrolla soluciones que requieren una baja transmisión de datos y con ello una duración en las baterías de meses e incluso de años.

Sobre el estándar 802.15.3 se desarrollarán distintos análisis que nos permitirán realizar propuestas para mejorar el rendimiento de las redes WPANs bajo distintas disciplinas de diagramación sobre sistemas de tiempo real; este es el objetivo de la tesis.

Para cumplir con este objetivo, se inicia explicando el funcionamiento del estándar 802.15.3, luego se enfoca sobre los sistemas de tiempo real analizando los distintos algoritmos de diagramación. A continuación se desarrollan diversas metodologías con el objetivo de mejorar el rendimiento de las redes WPANs evaluando su desempeño bajo distintos esquemas de diagramación en tiempo real.

Abstract

Nowadays data networks occupy an important place in our world. Since the '70, data communications have evolved quickly, and data transmission, voice and video may be transmitted over different media (copper, fiber optic and wireless). For example we can mention video-conference, voice and IP telephony, electronic transactions, medical applications, industrial sensor networks, etc.

These applications are carried out successfully through data communications protocols. Protocol is a set of rules and conventions that govern how network devices exchange information. The protocols analysis lets optimize network performance.

The study and analysis of wireless personal area networks (WPAN) are developed in this thesis. The application fields include industrial monitoring and control, public safety, measured in vehicles, smart cards or boards, precision agriculture, among others. WPANs are suitable for use in small mobile devices such as sensors, cell phones, Personal Digital Assistants (PDAs), etc.

The Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE) specifies the rules for this type of networks under the IEEE 802.15.x. It have different subgroups:

- 802.15.1 specifications based on the Special Interest Group (SIG) Bluetooth.
- 802.15.2 developed a model of coexistence between networks Wireless LAN (Wireless Local Area Networks) and WPANs
- 803.15.3 transmission delivers high speed, low power consumption, low cost and quality of service.
- 802.15.4 researches and develops solutions that require low data transmission and thus the batteries lasting for months or even years.

This thesis presents the development of proposals to improve the network performance over different real-time scheduling disciplines.

First this thesis describes the standard 802.15.3, and then the real-time scheduling algorithms are explained. Then, several variants at MAC level are developed in order improve the real-time WPAN performance.

Glosario de Acrónimos y Abreviaturas

BcstID	Identificador de Broadcast
BIFS	Espacio entre tramas para Backoff
BL	Capa Base
BTED	Decisión de Transferencia Elegible
CAP	Período de Contención de Acceso
CBR	Tasa de Bit Constante
CSMA/CA	Múltiple Acceso con Sensado de Portadora / Evitando Colisiones
CTA	Asignación de Tiempo de Uso de Canal
CTAP	Período de Asignación de Tiempo de Uso de Canal
CTRL	Control
CTRq	Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal
CTRqB	Bloque de Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal
CTRq-TU	Unidad de tiempo para el Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal
DestID	Identificador de Destino
DEV	Dispositivo
DEVID	Identificador de dispositivo
Dly-ACK	Reconocimiento Demorado
DMSS	Esquema de Diagramación MAC Dinámico
ECAP	CAP Mejorado
EDF	Menor Tiempo al Vencimiento
EL	Capa Mejorada
FACTA	Asignación de CTA con Realimentación Asistida
FCS	Secuencia de Verificación de Trama
FCTA	CTA Realimentado
FGS	Escalabilidad de Granularidad Fina
GOP	Grupo de Cuadros
IE	Elemento de Información
IFS	Espacio entre Tramas
Imm-ACK	Reconocimiento Inmediato
ISO	Organización Internacional para la Estandarización
JFR	Tasa de Falla de Trabajo
MAC	Control de Acceso al Medio
McstID	Identificador de Multicast
MCTA	Administración CTA
MES-ESRTP	MCTA al Final de la Supertrama – SRTP Mejorado
MIFS	Espacio Mínimo entre Tramas
MSDUs	Unidades de Servicio de Datos
MT	Tráfico Máximo
NFT	Tiempo de Realimentación Próximo
No-ACK	Sin Reconocimiento
OSI	Interconexión de Sistemas Abiertos
PDA	Asistente de Digital Personal
PHY	Capa Física
PNC	Coordinador Piconet
PNCID	Identificador de PNC
PNID	Identificador de PICONET
QoS	Calidad de Servicio
RC	Rueda Cíclica
RCJ	Rueda Cíclica Justa
RCS	Rueda Cíclica Simple
RIFS	Espacio entre tramas para la Retransmisión
RMS	Período Monotonicos

RT	Tiempo de Respuesta
rt-VBR	Tasa de Bit Variable en Tiempo Real
SEC	Seguridad
SIFS	Espacio más Corto entre Tramas
SIG	Grupo de Interés Especial
SrcID	Identificador de Origen
SRTT	Menor Tiempo de Proceso Remanente
STR	Sistema de Tiempo Real
TDMA	Múltiple Acceso por División de Tiempo
TU	Unidad de Tiempo
UnasocID	Identificador de des-asociación
VBR-MCTA	Tasa de Bit Variable – MCTA
WLAN	Red Inalámbrica de Área Local
WPAN	Red Inalámbrica de Área Personal

Tabla de Contenidos

Prefacio	I
Resumen	III
Abstract	V
Glosario de Acrónimos y Abreviaturas	VI
Capítulo 1	1
Estándar 802.15.3 para redes WPAN.....	1
1.1 Descripción General.....	3
1.1.1 Introducción	3
1.1.2 Coordinación e Inicio de una Piconet.....	4
1.1.3 Asociación y Desasociación.....	4
1.1.4 La Supertrama 802.15.3	5
1.1.5 Administración del Tiempo de Uso del Canal	6
1.2 Formatos de Trama MAC	7
1.2.1 Generalidades.....	7
1.2.2 Formato General de una Trama.....	7
1.2.3 Formato del Encabezado MAC	8
1.2.3.1 Control de Trama (2 octetos):	8
1.2.3.3 SrcID y DestID.....	9
1.2.3.4 Control de Fragmentación (Fragmentation Control).....	9
1.2.3.5 Índice de Cadena (Stream Index)	10
1.2.4 Formato de Trama Beacon	10
1.2.5 Formato de la Trama de Comandos	12
1.2.6 Formato de una Trama de Datos	15
1.2.7 Formato de una Trama de Reconocimiento (Acknowledgement).....	16
1.3 Formato de Supertrama Estándar 802.15.3	16
1.3.1 Espacio entre Tramas (Interframe Space -IFS)	17

1.3.2 Acceso a Canal Basado en Contención (CAP).....	17
1.3.3. Acceso al Canal Durante el CTAP.....	18
1.3.3.1. Asignaciones de Tiempo de Uso del Canal (CTA).....	18
1.3.3.2. CTA y Tiempo de Uso del Canal.....	18
1.3.3.3 MCTAs (Administración CTAs).....	19
1.3.3.4 Asignación de MCTAs.....	19
1.3.3.5 Tiempo de Guardia.....	19
1.3.3.6. Cálculo del Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal.....	21
1.4 Administración de Tiempo de Uso del Canal.....	22
1.4.1 Administración de Cadenas Isocrónicas.....	22
1.4.2 Reserva y Finalización del Tiempo de Uso del Canal Asíncrono.....	22
1.4.2.1 Reserva del Tiempo de Canal Asíncrono.....	22
1.4.2.2 Finalización del Tiempo de Canal Asíncrono.....	22
Capítulo 2.....	24
Sistemas de Tiempo Real.....	24
2.1 Introducción.....	24
2.2. Modelo del Sistema.....	26
2.3 Clasificación de Diagramadores.....	27
2.3.1 Prioridades Fijas.....	28
2.3.1.1 Ventajas de los Diagramadores por PMC.....	28
2.3.1.2. Desventajas de los Diagramadores por PMC.....	29
2.3.2. Prioridades Variables.....	29
2.3.2.1 Rueda Cíclica.....	29
2.3.2.2. Menor Tiempo al Vencimiento (EDF).....	30
2.3.2.3. Menor Tiempo de Proceso Remanente.....	31
2.3.2.4 Comparación entre EDF y SRTP.....	32
2.4. Sistemas de Tiempo Real en Redes de Datos.....	33
Capítulo 3.....	37

Algoritmos de Optimización en Redes WPAN.....	37
3.1 Implementaciones Utilizando CTAs para Informar al PNC acerca del Estado de Cola de cada uno de los DEVs	38
3.2 Formación Dinámica de Supertramas	47
3.3 Técnica de Diagramación para Obtener la Máxima Transmisión de Datos	50
3.4 Esquemas que Optimizan la QoS Cambiando la Duración, Pertenencia y Función de un CTA.....	52
Capítulo 4.....	58
Análisis y Propuestas para el Nivel de Capa 2 (MAC) en 802.15.3	58
4.1. Esquema de Supertrama Fija.....	59
4.2. Supertrama Dinámica con MCTA Fijo	64
4.3. Supertrama Dinámica con MCTA Variable.....	76
4.4. Características del Simulador.....	86
Capítulo 5.....	88
Conclusiones	88
Referencias.....	90

Capítulo 1

Estándar 802.15.3 para redes WPAN

En este capítulo se describe el funcionamiento del estándar del IEEE 802.15.3 [1] el cual será utilizado en el desarrollo de esta tesis. Se mencionarán los conceptos generales, los formatos de tramas, el control de acceso al medio y todo lo referente a la forma en que esta norma realiza el temporizado. La asignación de tiempo de uso del canal para la transmisión, ya sea para requerimientos o datos, es el foco de estudios de la presente.

En principio se darán nociones y conceptos básicos sobre redes WPAN, comparándolas con las redes WLAN. Con el crecimiento de las capacidades a nivel de datos de los dispositivos personales como por ej. agendas electrónicas (PDAs), teléfono celulares, notebooks, cámaras digitales, sensores, etc. es imprescindible que estos puedan intercambiar los datos de sus bases y para ello la necesidad de interconectarlos y sincronizar dichos elementos. Tradicionalmente se han utilizado medios cableados de propósito específico para interconectar dispositivos personales. Sin embargo muchos usuarios encuentran que todos estos “cables” resultan en una tarea un tanto frustrante e improductiva. Además los cables se pueden perder, dañar o incrementar innecesariamente el peso y volumen de los aparatos. Por lo que se vuelve indispensable el desarrollo de soluciones para la interconexión de dispositivos en forma inalámbrica. Es importante que dicha solución inalámbrica no tenga un impacto importante en cuanto a la forma original, peso, requerimientos de energía, costos, facilidad de uso, etc.

De aquí nace la necesidad de realizar en una forma eficiente, rápida y confiable el intercambio de información de forma inalámbrica. Las redes WPAN intentan ser una solución a esta necesidad. La característica principal de este tipo de redes es que enfocan sus sistemas de comunicaciones a un área típica de 10 metros a la redonda que envuelve a una persona o a algún dispositivo ya sea que esté en movimiento o no. “A diferencia de las redes WLAN, una conexión hecha a través de una WPAN involucra a muy poca o nula infraestructura o conexiones directas hacia el mundo exterior”. Este tipo de tecnología también procura hacer un uso eficiente de recursos, por lo que se han

diseñado protocolos simples y lo más óptimos para cada necesidad de comunicación y aplicación. Para satisfacer las diferentes necesidades de comunicación dentro de un área personal el IEEE ha dividido sus esfuerzos en cuatro grupos de trabajo, que se encargan de desarrollar estándares. Estos son IEEE 802.15.1, 802.15.2, 802.15.3 y 802.15.4 mencionados en la introducción.

A simple vista la operación así como los objetivos de una WPAN parecen ser los de una WLAN, definidos en el estándar IEEE 802.11 [2]. Ambas tecnologías permiten a un dispositivo electrónico conectarse con el ambiente que lo rodea e intercambiar datos sobre canales inalámbricos libres o frecuencias que no necesitan licencia de uso. Sin embargo, WLANs se han diseñado y optimizado para dispositivos transportables de comunicación, por ejemplo las computadoras tipo notebook, teléfonos, celulares, etc. Las WPAN fueron diseñadas para dispositivos con mayor movilidad.

Por último y antes de empezar con la descripción del estándar 802.15.3 lo situaremos al mismo dentro del modelo de referencia OSI (Interconexión de Sistemas Abiertos) de la Organización Internacional para la Estandarización (ISO). La figura 1-1 muestra en que capas del modelo está situado el estándar:

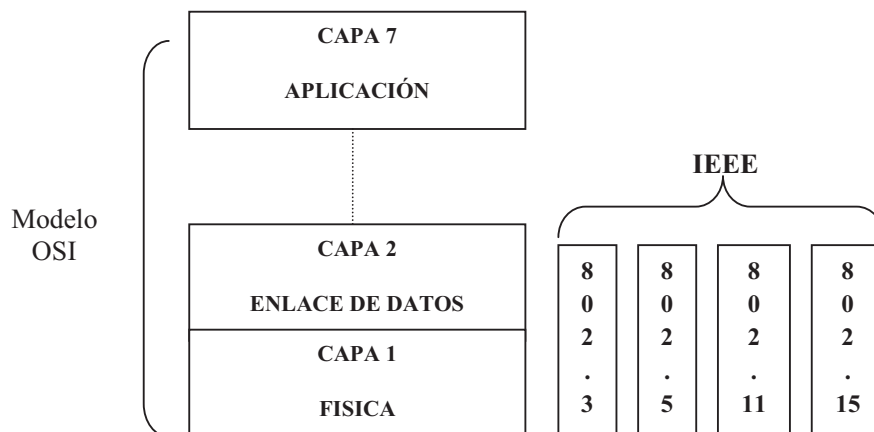


Figura 1-1. Ubicación de los estándares de la IEEE en el Modelo OSI

Como vemos los estándares del IEEE están comprendidos en la capa física y de enlace de datos, entre los cuales tenemos el 802.3 (Ethernet), 802.5 (Token Ring) para redes cableadas y para redes sin cables 802.11 (WLAN) y 802.15 (WPAN).

1.1 Descripción General

1.1.1 Introducción

El estándar del IEEE 802 parte 15.3 [1] describe el Control de Acceso al Medio Wireless (Medium Access Control - MAC) y la capa Física (PHY) para Redes de Área Personal Inalámbrica (Wireless Personal Área Network - WPAN) de alta tasa de transferencia.

Al conjunto de dispositivos (denominados DEVs) que intervienen en una red WPAN se lo denomina "PICONET". Una piconet es un sistema de comunicaciones de datos ad-hoc inalámbrico que permite que un número independientes de DEVs puedan comunicarse unos con otros. Una piconet se distingue de otras redes de datos en que las comunicaciones son normalmente confinadas a una pequeña área alrededor de una persona u objeto que típicamente cubre al menos 10 metros en todas las direcciones y envuelve a la persona u objeto que puede estar quieta o en movimiento.

El componente básico de una piconet es el DEV. Uno de los DEVs de la piconet asume el rol de coordinador de la piconet (denominado "Piconet Network Coordinator" - PNC). El PNC provee el temporizado básico de la piconet a través de la trama Faro (denominada "Beacon"), administra la calidad de servicio (Quality of Service - QoS), establece los modos de ahorro de energía y realiza el control de acceso a la piconet.

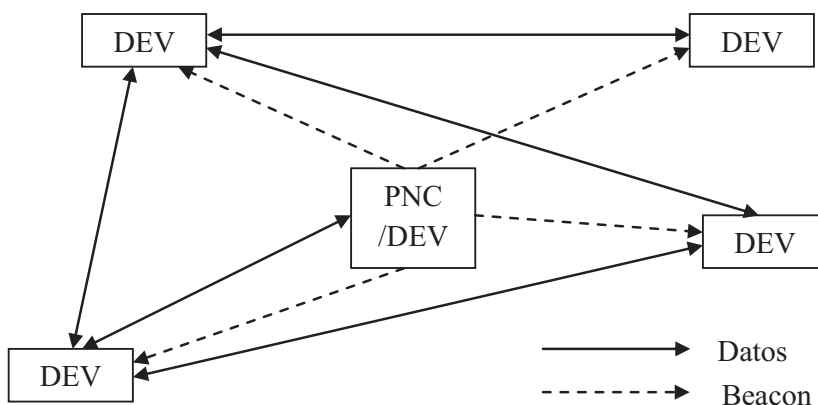


Figura 1-2. Elementos de una Piconet 802.15.3

La figura 1-2 muestra un esquema de una piconet típico, donde se aprecia que uno de los DEVs toma el rol de PNC. El PNC también actúa como DEV intercambiando datos con otros dispositivos.

Además el estándar permite la creación de una piconet subsidiaria. La original piconet se la denomina piconet padre y las subsidiarias piconet hijo o vecino, dependiendo del método para asociarse a la piconet padre.

La MAC IEEE 802.15.3 está diseñada para soportar las siguientes características:

- Tiempo de conexión rápido
- Redes Ad Hoc
- Transporte de datos con calidad de servicio (QoS)
- Seguridad
- Membresía dinámica
- Transferencia de datos eficiente

1.1.2 Coordinación e Inicio de una Piconet

El inicio de una piconet ocurre cuando un DEV 802.15.3, que tiene la capacidad de actuar como PNC, comienza a transmitir tramas Beacons.

Aunque ningún DEVs se asocie a la piconet, el dispositivo PNC enviando tramas Beacons es considerado una piconet. Una de las principales funciones del PNC es transmitir la trama Beacon con información apropiada acerca de la piconet

Para lograr lo anteriormente mencionado, un DEV que es capaz de actuar como PNC, escanea los canales disponibles para encontrar uno que no esté siendo usado. Si encuentra uno, éste inicia la piconet simplemente enviando la trama Beacon después de asegurarse que el canal ha permanecido vacío por un especificado periodo de tiempo.

1.1.3 Asociación y Desasociación

Para ingresar a una piconet, un DEV debe usar el proceso de asociación. La asociación con la piconet provee al DEV un único identificador del dispositivo, (DEVID), para la piconet. Este identificador es de un octeto de longitud y se usa en lugar de la dirección del DEV que es de ocho octetos de longitud, ahorrando así sobrecarga en el sistema.

Cuando un nuevo DEV se une a la piconet, el PNC informa a éste acerca de todos los DEVs pertenecientes a la piconet, además de enviar información del mismo, dado que esta actualización se hace en “broadcast” a través de la trama Beacon.

El proceso de desasociación es necesario cuando un DEV desea abandonar la piconet o si el PNC desea removerlo. El DEVID del DEV desasociado no es válido hasta que el PNC lo vuelve a rehusar, sin embargo, el PNC para reutilizar este número debe esperar un cierto tiempo.

1.1.4 La Supertrama 802.15.3

El temporizado en la piconet 802.15.3 se basa en la estructura de una “Supertrama”, como se aprecia en la figura 1-3. La estructura se compone en tres partes:

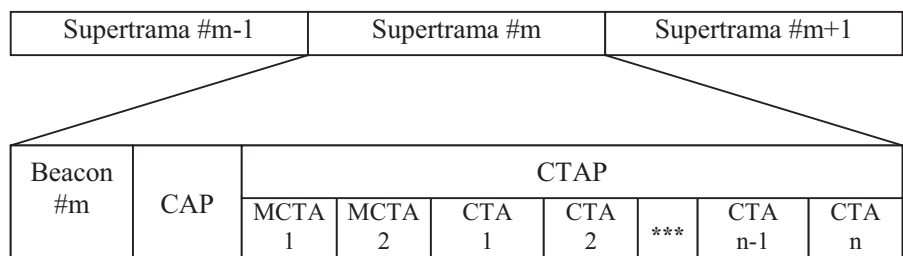


Figura 1-3. Supertrama en 802.15.3

- El Beacon, se emplea para fijar las asignaciones de tiempo y comunicar la información de administración para la piconet. El Beacon consiste de una trama denominada trama “Beacon”.
- El Período de Contención de Acceso (Contention Access Period - CAP) se utiliza para comunicar comandos y/o datos asincrónicos si éste está presente en la supertrama.
- El Periodo de Asignación de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Allocation Period - CTAP), el cual está compuesto por dos tipos de períodos de tiempos: las Asignaciones de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Allocation - CTAs), y los Administradores CTAs (Managment CTAs - MCTAs). Los MCTAs principalmente se usan para el envío de comandos al PNC. Los CTAs son usados para comandos, cadenas isocrónicas y conexiones de datos asincrónicos.

La longitud, en tiempo, del CAP es determinada por el PNC y comunicado a los dispositivos en la piconet a través del Beacon. Sin embargo, el PNC puede reemplazar la funcionalidad que provee el CAP con los MCTAs. Los MCTAs son tipos de CTA que permiten realizar comunicaciones entre los DEVs y el PNC.

El CAP utiliza el mecanismo de acceso al medio “Multiple Acceso con Sensado de Portadora / Evitando Colisiones” (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance – CSMA/CA). El CTAP por otro lado usa un protocolo estándar “Múltiple Acceso por División de Tiempo” (Time Division Multiple Access – TDMA), donde los DEVs tienen una ventana de tiempo especificado para comunicarse. Los MCTAs usan dos protocolos, si el destino y origen están asignados usan TDMA, de lo contrario emplean el protocolo “Aloha Ranurado” (“Aloha Slotted”). Este protocolo divide al tiempo en ranuras, donde en cada una de estas es asignada a un nodo. El protocolo no impide que varios nodos transmitan en la misma ranura de tiempo, si esto ocurre habría una colisión y los nodos tendrían que intentar retransmitir en las próximas ranuras. La probabilidad de éxito está sujeta a la cantidad de nodos.

1.1.5 Administración del Tiempo de Uso del Canal

Todos los datos en la piconet 802.15.3 son intercambiados en una manera punto a punto (peer to peer). Hay tres métodos para comunicar datos entre los DEVs en la piconet:

- Enviar datos asincrónicos en el CAP.
- Asignación de tiempo de uso del canal para cadenas isocrónicas en el CTAP
- Asignación asincrónica de tiempo de uso del canal en el CTAP.

Si el CAP está presente en la supertrama y el PNC permite datos en el CAP, es decir que los dispositivos en la piconet pueden usar el CAP para enviar pequeñas cantidades de datos sin tener un canal de tiempo asignado.

Si los DEVs necesitan un tiempo de uso del canal en forma regular, éstos lo hacen requiriendo al PNC tiempo de uso del canal isocrónico. Si los recursos están disponibles, el PNC asigna un CTA para el dispositivo. Si los requerimientos para los datos cambian, entonces el DEV puede requerir cambiar la asignación.

Para CTAs regulares, el PNC puede cambiar su posición en la supertrama. Si un DEV, pierde el Beacon, éste no puede usar su asignación regular de CTA. Para evitar pérdida de flujo de datos debido a los Beacons perdidos, los DEVs pueden requerir un tipo de CTA especial llamado pseudo-static CTA. Si al DEV se le asigna un pseudo-static CTA, éste puede usar el CTA hasta un número máximo de Beacons perdidos indicado por el parámetro mMaxLost-Beacons del estándar.

1.2 Formatos de Trama MAC

1.2.1 Generalidades

En esta sección se describen los formatos de tramas en general y los formatos de los distintos tipos de tramas individuales, tales como la trama Beacon, la trama de comando, la trama de reconocimiento y la trama de datos.

La capa MAC en todos los DEVs podrá validar la recepción libre de error de cada trama recibida desde la capa PHY usando la Secuencia de Verificación de Trama (Frame Check Sequence - FCS).

Para que una trama sea correctamente recibida por la MAC deberá cumplir con:

- pasar la validación de la secuencia de verificación de trama (FCS),
- tener un protocolo de revisión soportado por la MAC,
- tener un Identificador (ID) de destino (DestID) igual a cualquiera de los siguientes identificadores: Identificador de un DEV (DEVID), Identificador de Broadcast (BcstID), Identificador de Multicast (McstID), Identificador del PNC (PNCID) o un Identificador de desasociación (UnasocID),
- tener el Identificador de la Piconet (PNID) igual al PNID de la piconet con el cual el DEV está sincronizado.

El estándar provee un mecanismo para que el DEV pueda saber si su trama llegó a destino, para lograrlo utiliza la política de reconocimiento (ACK). El DEV a través de esta política puede solicitar:

- Reconocimiento Inmediato (Immediate Acknowledgment – Imm-ACK).
- Reconocimiento Demorado (Delay Acknowledgment - Dly-ACK).
- Sin Reconocimiento (No Acknowledgment No-ACK).

1.2.2 Formato General de una Trama

El formato de una trama MAC comprende un conjunto de campos que están en un orden fijo en todas las tramas. Cada trama MAC consiste de los siguientes componentes básicos:

- a) Un encabezado MAC.
- b) Un cuerpo de trama consistente en:
 - 1) Un campo de longitud variable (“Payload”).
 - 2) Un campo de secuencia de verificación de trama (FCS).

La figura 1-4 muestra éste formato.

Octetos: 0 ó 4	Ln	1	3	1	1	2	2
FCS	Datos	Indice de cadena	Control de fragmentación	SrcID	DestID	PNID	Control de trama
Cuerpo trama MAC		Encabezado MAC					

Figura 1-4. Formato de encabezado MAC y cuerpo de trama

El máximo tamaño de cuerpo trama MAC está determinado por el parámetro de capa PHY pMaxFrameBodySize que es de 2048 octetos.

1.2.3 Formato del Encabezado MAC

A continuación describiremos los 6 campos que componen el encabezado MAC (MAC header).

1.2.3.1 Control de Trama (2 octetos):

La figura 1-5 muestra el contenido de este campo.

Bits: b15 – b11	b10	b9	b8 – b7	b6	b5 – b3	b2 – b0
Reservados	Mas datos	Reenvio	Política de ACK	SEC	Tipo de trama	Versión del protocolo

Figura 1-5. Formato del campo de control de trama

Versión del protocolo (Protocol Version): indica la versión del protocolo MAC del estándar

Tipo de trama (Frame Type): indica el tipo de trama que está siendo enviada como por ejemplo Trama Beacon, Trama de datos, etc. La siguiente tabla define los valores para cada uno de los tipos.

Valor b5 – b4 – b3	Descripción del tipo de trama
000	Trama Beacon
001	Trama ACK Inmediato (Imm-ACK)
010	Trama ACK demorado (Dly-ACK)
011	Trama de comandos
100	Trama de datos
101 – 111	Reservados

Tabla 1-1. Valores de tipos de tramas validos

SEC: este campo se asocia a la parte de seguridad, indica que el cuerpo de trama está protegido por una llave específica.

Política de reconocimiento (ACK): este campo indica el tipo de procedimiento de reconocimiento que el DEV solicitó. Puede ser un No-ACK, Imm-ACK o Dly-ACK.

Retransmisión (Retry): este campo indica en una trama de comando o datos que ésta es una retransmisión de una anterior.

Mas datos (More Data): este campo indica si el DEV usará o no el resto de tiempo de uso del canal (CTA).

1.2.3.2 Piconet ID (PNID)

El campo PNID contiene un único identificador para la piconet.

1.2.3.3 SrcID y DestID

Hay dos campos de identificación del dispositivo (DEVID) en el formato de trama MAC. Estos campos son usados para indicar el dispositivo origen o fuente (SrcID) y el dispositivo destino (DestID). El número que Identifica al DEV es asignado por el PNC y puede tomar un valor dentro de un cierto rango, exceptuando cierto valores que están reservados para usos específicos como por ejemplo para las tramas en broadcast o multicast donde el valor de este es BcstID o McstID, el del PNC que es el PNCID, el de un DEV desasociado que es el UnassocID entre otros.

1.2.3.4 Control de Fragmentación (Fragmentation Control)

El estándar soporta la fragmentación de los datos y éste campo es usado para controlar la fragmentación y el reensamble de las Unidades de Servicio de Datos MAC (MAC Service Data Unit - MSDUs) y las tramas de comandos.

1.2.3.5 Índice de Cadena (*Stream Index*)

Los valores de este campo indican el tipo de tráfico contenido en la trama, puede ser asincrónico, tráfico isocrónico, cadenas desasignadas y tráfico MCTA.

1.2.4 Formato de Trama Beacon

Cada supertrama inicia con el espacio de tiempo para el Beacon y dentro de este tiempo la trama Beacon con toda la información de temporizado para la presente piconet donde el PNC es el encargado de generar dicha trama. El formato de trama Beacon se muestra en la figura 1-6, donde vemos que el cambio radica en el cuerpo de la trama, el resto del formato obedece a una trama MAC genérica como se mostró en el sección 1.2.2.

octetos: 4	Ln	****	Lm	21	10 Encabezado MAC
FCS	Elemento de Información -n		Elemento de Información -1	Parámetros de sincronización de la Piconet	
Cuerpo de la trama Beacon					

Figura 1-6. Formato de trama Beacon

En el cuerpo de la trama Beacon se tiene básicamente dos componentes, el campo de los parámetros de sincronización de la piconet de 21 octetos de longitud y los campos de los Elementos de Información (Information Element - IE) de longitud variable.

Octetos: 8	1	1	3	2	2	6
Dirección PNC	Respuesta PNC	Modo Piconet	Nivel de potencia máximo TX	Tiempo de finalización del CAP	Duración Supertrama	Tiempo de Permiso

Figura 1-7. Formato del campo Parámetros de Sincronización de la Piconet

Los campos componentes de los Parámetros de Sincronización de la Piconet (Piconet Synchronization Parameters) se muestran en la figura 1-7. Acá se puede destacar como campos importantes los siguientes:

Duración de Supertrama (Superframe Duration): contiene la duración de la supertrama actual. La longitud de este campo es de 16 bits, con lo cual el rango puede ser de 0 a 65535 μ seg. Sin embargo el rango válido es de 1000 a 65535 μ seg.

El tiempo de finalización del CAP (CAP End Time): indica el final del CAP. El CAP comienza después de un espacio entre tramas y va hasta el valor indicado en este campo.

El modo de la piconet (Piconet Mode): este campo define ciertas características acerca de la piconet y la supertrama. La figura 1-8 muestra su composición:

Bits: b7 – b5	b4	b3	b2	b1	b0
Reservados	Modo SEC	Uso MCTA	Asociación CAP	Comandos CAP	Datos CAP

Figura 1-8. Campo de modo de piconet

Como puede observarse en este campo se define que tipos de tramas pueden enviarse en el CAP (tramas de asociación, comando o datos), si el MCTA es usado, y qué modo de seguridad es implementado.

La respuesta PNC (PNC Response): este campo define la tasa de asignación de los MCTA, es decir, la frecuencia con la cual el PNC asignará MCTA abiertos o MCTA dirigidos para cada dispositivo. Si el valor de la tasa es 0 indica que usará solamente el CAP para proveer acceso al PNC.

El segundo campo en el cuerpo de la trama Beacon son los elementos de información (IE). Los principales elementos de información son mostrados en la tabla 1-2.

ID del Elemento (hex)	Elemento	Presente en el Beacon
0x00	Asignación de tiempo de uso de canal	Cuando es necesario
0x01	BSID	En cada Beacon
0x03	Asociación de DEVs	Cuando es necesario
0x09	Estatus CTA	Cuando es necesario

Tabla 1-2 - Elementos de información

El primero de la tabla es uno de los más importantes, la Asignación de Tiempo de Uso del Canal (CTA).

El formato de un IE individual se muestra en la figura 1-9. El primer octeto es el Identificador del elemento (Element ID), el segundo octeto es la longitud de contenido del IE (Length). Los siguientes octetos son los contenidos del IE.

Octetos: Ln	1	1
Datos IE	Longitud (=Ln)	ID del Elemento

Figura 1-9. Formato del elemento de información

A continuación se describe el IE para la asignación de tiempo de uso del canal.

El formato del IE para la asignación de un CTA se muestra en la figura 1-10. Como el campo longitud soporta solamente 255 octetos para el contenido en el IE, el PNC puede dividir la información de los CTAs dentro de más de un IE CTA en el Beacon. Los bloques CTA (CTA Block) se ordenan por el valor de su ubicación, siendo el más grande, el último.

Octetos: 7	****	7	7	1	1
Bloque -n CTA	****	Bloque -2 CTA	Bloque -1 CTA	Longitud = (7*n)	ID del Elemento

Figura 1-10. Formato del IE para la asignación de tiempo de canal (CTA)

El bloque CTA se describe en la figura 1-11.

Octetos: 2	2	1	1	1
Duración CTA	Ubicación CTA	Índice de Cadena	SrcID	DestID

Figura 1-11. Bloque de asignación de tiempo de canal

El campo *DestID* indica el dispositivo al cual el DEV origen debe enviar las tramas.

El campo *SrcID* indica el dispositivo al cual se le asignó el tiempo de uso del canal.

El campo *Índice de cadena (Stream Index)* indica la cadena correspondiente a la asignación del tiempo de uso del canal (cadena isocrónica, tráfico MCTA y asincrónico).

El campo *Ubicación de CTA (CTA Location)* indica el tiempo de inicio del CTA. El valor de este campo es el tiempo de offset desde el comienzo del Beacon. La resolución de este campo es de 1 μ seg y el rango valido va de 0 a 65535 μ seg.

El campo *Duración de CTA (Duration CTA)* especifica la duración del CTA, la resolución y el rango son iguales a las del campo anterior.

1.2.5 Formato de la Trama de Comandos

El formato de una trama de comando se muestra en la figura 1-12.

octetos: 4	(4+L)	10
FCS	Bloque de Comando	Encabezado MAC

Figura 1-12. Formato de la trama de comando

El bloque de comando (Command Block) se muestra en la figura 1-13.

Octetos: L	2	2
Datos de Comando	Longitud (=L)	Tipo de Comando

Figura 1-13. Formato del bloque de comando

El primer campo indica el tipo de comando (Command Type) que se va a utilizar, el segundo especifica la longitud del contenido (Length) del comando y los octetos restantes describen el comando.

Hay más de 30 comandos pero se describen como en el caso de la trama Beacon el comando de requerimiento de asignación de tiempo de uso del canal y el comando de respuesta a este requerimiento.

El comando *Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Request - CTRq)*, se puede usar para requerir, modificar o terminar los correspondientes CTAs para cadenas isocrónicas o tráfico de datos asincrónico. Este comando está compuesto por *Bloque de Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Request Block - CTRqB)* como se muestra en la figura 1-14.

Octetos: 12 -138	****	12 – 138	12 – 138	2	2
CTRqB -n	****	CTRqB -2	CTRqB -1	Longitud = (suma de n CTRqBs)	Tipo de Comando

Figura 1-14. Formato del comando de requerimiento de tiempo de uso del canal

Cada *Bloque de Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Request Block - CTRqB)* corresponde a un requerimiento de tiempo de uso del canal. Si el dispositivo está haciendo un requerimiento de CTA asincrónico donde los destinos comparten CTAs, entonces habrá un solo CTRqB asincrónico en el comando y se ubicará al final en el comando CTRq.

La estructura de un CTRqB se muestra en la figura 1-15.

Octetos: 1	1	2	2	1	1	1	1	1 - 127	1
Número deseado de UTs	Mínimo número de UTs	CTRq UT	Factor de tasa de CTA	Control CTRq	Índice de cadena	ID de req. de cadena	Índice de conjunto DSPPS	Lista de ID objetivos	Número de objetivos

Figura 1-15. Formato del CTRqB

El campo *Número de Objetivos (Num. Targets)* indica el número de dispositivos objetivos en la lista de ID objetivos.

El campo *ID Objetivos (Target ID list)* es una serie de Identificadores de dispositivos (DEVIDs) con los cuales el DEV origen busca establecer comunicación requiriendo asignación de tiempo de uso de canal del PNC.

El campo *ID de Requerimiento de Cadena (Stream Request ID)* es usado para identificar únicamente al requerimiento del DEV antes que este reciba la cadena de índice desde el PNC.

El campo *Índice de Cadena (Stream Index)* como ya se mencionó antes indica si el requerimiento es para una cadena isocrónica, tráfico MCTA o datos asincrónicos.

El campo *Control de CTRq (CTRq Control)* se muestra en la figura 1-16.

Bits: b7	b6	b5	b4	b3	b2 – b0
Tipo de lista de ID objetivo	Tipo de tasa CTA	Tipo de CTA	Tipo de CTRq PM	Reservado	Prioridad

Figura 1-16. Formato del control CTRq

Los campos importantes que se destacan del *Control CTRq* son: *Tipo de CTA (CTA Type)* y *Tipo de tasa CTA (CTA Rate Type)*.

El campo *Tipo de CTA*, indica si el CTA que se está solicitando es un pseudo-static CTA (esto es utilizado si el DEV pierde el Beacon).

El campo *Tipo de tasa de CTA*, indica si se está requiriendo una super-tasa CTA o una sub-tasa CTA.

El campo *Factor de tasa de CTA (CTA Rate Factor)* del *CTRqB* en conjunto con el campo anterior indica la frecuencia en la cual el DEV solicitante desea que el PNC le asigne el CTA. Si el campo *Tipo de tasa de CTA* indica super-CTA y el factor de tasa de CTA es 4, entonces el PNC asignara 4 CTAs por supertrama. Si el campo *Tipo de tasa de CTA* fuera sub-tasa de CTA, entonces la asignación sería un CTA por cada 4 supertramas.

El campo *Unidad de Tiempo para el Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Request Time Unit - CTRq TU)* indica la unidad de tiempo que el DEV está usando para el o los CTA(s) que está solicitando. Esto permite conocer al PNC las

unidades de tiempo de uso de canal del DEV y hacer así eficiente la asignación de tiempo de uso del canal.

Para un requerimiento isocrónico, el campo *Número Mínimo de TUs (Minimum Number of TUs)* indica el número mínimo de CTRq TUs por CTA requerido por el DEV origen para soportar la cadena.

Para un requerimiento isocrónico, el campo *Número Deseado de TUs (Desired Number of TUs)* indica el número de CTRq TUs por CTA que es deseado por el DEV requirente. El número deseado de TUs debe ser mayor o igual que el número mínimo de TUs.

Para un requerimiento asincrónico los dos campos anteriores se utilizan en conjunto formando un solo campo de dos octetos e indica el número total de TUs que son requeridos para esta asignación.

El comando *Respuesta de Tiempo de Uso del Canal (Channel Time Response)* se muestra en la figura 1-17.

Octetos: 1	1	1	1	2	2
Código de razón	Número disponibles de UTs	Índice de cadena	ID de req. de cadena	Longitud (=4)	Tipo de comando

Figura 1-17. Formato del comando respuesta de tiempo de canal

En este comando hay que destacar los últimos dos campos.

El campo *Número de TUs Disponibles (Available Number of TUs)* es usado por el PNC para indicar al DEV requirente el número de TUs por el Factor de Tasa de CTA que se le ha asignado para la cadena isocrónica requerida.

El campo *Código de Razón (Reason Code)* indica si el pedido de tiempo de uso del canal fue satisfactorio o insatisfactorio.

1.2.6 Formato de una Trama de Datos

La trama de datos se muestra en la figura 1-18.

octetos: 0 o 4	Ln	10
FCS	Bloque de Datos	Encabezado MAC

Figura 1-18. Formato de trama de datos

La longitud del contenido de datos (payload) está limitado por el máximo tamaño permitido para el cuerpo de la trama MAC.

1.2.7 Formato de una Trama de Reconocimiento (Acknowledgement)

Existen básicamente tres políticas de reconocimiento, No ACK, Imm-ACK y Dly-ACK. Analizaremos el formato del Imm-ACK mostrado en la figura 1-19.

octetos: 10
Encabezado MAC

Figura 1-19 - Formato de trama Imm-ACK

Como puede verse solo va el encabezado MAC, con el campo *tipo de trama* indicando Imm-ACK.

1.3 Formato de Supertrama Estándar 802.15.3

El canal de tiempo para el estándar MAC 802.15.3 es dividido en supertramas comenzando cada una de ella con una trama llamada Beacon.

La supertrama está compuesta por 3 grandes partes: Beacon, CAP (opcional) y CTAP como muestra la figura 1-20:

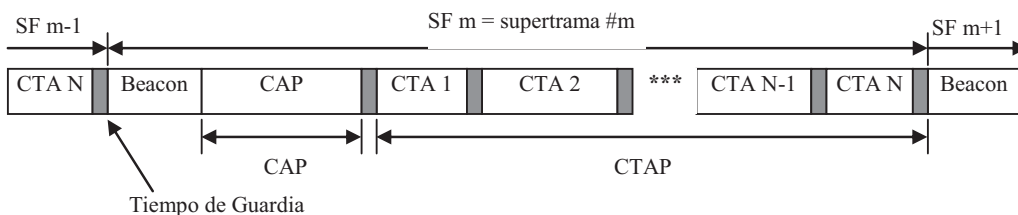


Figura 1-20. Composición de la supertrama

El CTAP es usado para transmitir cadenas de datos isocrónicos y asincrónicos como también comandos. En cambio el CAP puede ser usado para comandos y no cadenas de datos regulados por el PNC.

Durante el CAP, los dispositivos acceden al canal usando CSMA/CA y un procedimiento de Backoff.

Durante el CTAP, el PNC controla los accesos al tiempo de uso del canal asignando CTAs a un dispositivo o a un grupo de dispositivos, teniendo cada CTA un tiempo de comienzo y una duración fija.

1.3.1 Espacio entre Tramas (Interframe Space -IFS)

Se definen cuatro espacios entre tramas:

- El espacio mínimo entre tramas (Minimum IFS - MIFS).
- El espacio más corto entre tramas (Short IFS - SIFS).
- El espacio de backoff entre tramas (Backoff IFS - BIFS).
- El espacio entre tramas para retransmisión (Retransmission IFS - RIFS).

Todas las tramas Imm-ACK y Dly-ACK son puestas después de un SIFS de duración del final de transmisión de la trama previa a la que pidió. Un MIFS de duración habrá entre tramas consecutivas que no soliciten ACK o pidan un Dly-ACK

Durante el CTAP, todos los dispositivos usaran un RIFS para las retransmisiones.

Durante el CAP, sin embargo, las retransmisiones seguirán otras reglas como veremos más adelante.

1.3.2 Acceso a Canal Basado en Contención (CAP)

Durante el CAP el mecanismo básico de acceso al medio es CSMA/CA.

El PNC controla el tipo de dato o comando que puede ser enviado a través de un bit correspondiente a un campo en la trama Beacon. Éste puede ser cambiado en cada una de las supertramas.

Para minimizar las colisiones el DEV primero debe testear que el medio este libre por un tiempo de longitud variable. Solamente si el canal está libre después de cierto tiempo, el DEV comenzará a transmitir. Este proceso de espera antes de la transmisión es conocido como “Backoff”.

El proceso de backoff no es aplicado para la transmisión de un Beacon que es transmitido al comienzo de cada supertrama.

En ningún caso el DEV o PNC extenderá su transmisión que empezó durante el CAP dentro del CTAP. Si un Imm-ACK es esperado para una trama, el tiempo remanente en el CAP deberá ser lo suficientemente grande para acomodar la trama actual (la que solicita el Imm-ACK), dos SIFS y la trama Imm-ACK. Si no hay suficiente tiempo remanente en el CAP para la secuencia entera de intercambio de tramas, el DEV o PNC no comenzarán la transmisión de la trama.

Los DEVs esperan un BIFS de duración desde que el medio esta libre para empezar el procedimiento de backoff.

Este procedimiento contiene un contador que cuando el mismo llega a cero el DEV puede transmitir. El valor del contador es sostenido durante las supertramas hasta que la trama a transmitir alcance su vencimiento, entonces se resetea dicho contador.

La utilización del CAP puede ocasionar demoras aleatorias en el envío de datos debido a que los dispositivos tienen que competir por el medio, y si este está ocupado tendrá que esperar para volver a intentarlo. A mayor cantidad de dispositivos la incertidumbre sobre la transmisión es peor.

1.3.3. Acceso al Canal Durante el CTAP

El acceso al canal en el CTAP se realiza por TDMA el cual todos los CTA tienen garantizado su tiempo de inicio y duración. La garantía del comienzo provee características de calidad de servicio y ahorro de energía. Todos los CTAs para la actual supertrama se envían en broadcast en el Beacon.

1.3.3.1. Asignaciones de Tiempo de Uso del Canal (CTA)

Hay dos tipos de CTAs: CTA dinámicos y Pseudo-estáticos CTA.

El PNC puede mover los CTAs dinámicos dentro de la supertrama. Esto permite al PNC la flexibilidad para reasignar CTAs con el fin de optimizar la utilización de las asignaciones. Los CTAs dinámicos pueden ser usados para cadenas isocrónicas y asincrónicas.

Los CTA Pseudo-estáticos se asignan únicamente para cadenas isocrónicas.

1.3.3.2. CTA y Tiempo de Uso del Canal

Los dispositivos que son miembros de una piconet usan el comando *Requerimiento de Tiempo de Uso de Canal* cuando estos necesiten transmitir una cadena de datos nueva o modificar el requerimiento de una ya existente.

El PNC mantiene los requerimientos de tiempo de uso del canal pendientes para una cadena de datos en cada supertrama hasta que otro comando de requerimiento de tiempo de uso del canal enviado por el dispositivo los modifique. Los CTAs se distribuyen dentro del periodo CTAP en base a los requerimientos pendientes de todos

los dispositivos y del tiempo de uso del canal actual disponible dentro del mismo. El tiempo de comienzo de cada CTA es referenciado al comienzo de la trama Beacon.

En cualquier supertrama individual, el PNC puede asignar más tiempo para un CTA dinámico que la cantidad indicada en el comando *Respuesta de Tiempo de Uso del Canal*.

1.3.3.3 MCTAs (Administración CTAs)

Los MCTAs son idénticos a los CTAs excepto que el Identificador del PNC (PNCID) es el SrcID o DestID en el CTA y el Índice de cadena es fijado para el Índice de cadena MCTA. El PNC puede elegir el uso de MCTA en vez del CAP para enviar tramas de comandos. Cuando se utiliza MCTA, el PNC asegura que suficientes MCTA se asignen para permitir las transmisiones de comandos para y desde el PNC.

Es responsabilidad del PNC determinar el número y tipos de MCTAs a usar en cada supertrama.

1.3.3.4 Asignación de MCTAs

El PNC indica en cada Beacon la tasa a la cual serán asignados los MCTAs en el campo *Tasa de Asignación MCTA* dentro del campo *Parámetros de Sincronización de la Piconet*.

En esta tesis se utilizará MCTA dirigidos, para evitar la incertidumbre que genera el uso del protocolo CSMA/CA a la hora de realizar una solicitud de tiempo de uso del canal.

1.3.3.5 Tiempo de Guardia

En un sistema TDMA, los tiempos de guardia son requeridos para mantener las transmisiones de los CTAs adyacentes sin colisionar. Además, un tiempo SIFS es requerido para asegurar el suficiente tiempo de ida y vuelta entre transmisiones. El tiempo de guardia es el tiempo entre el final de un CTA y el comienzo del próximo CTA (figura 1-21).

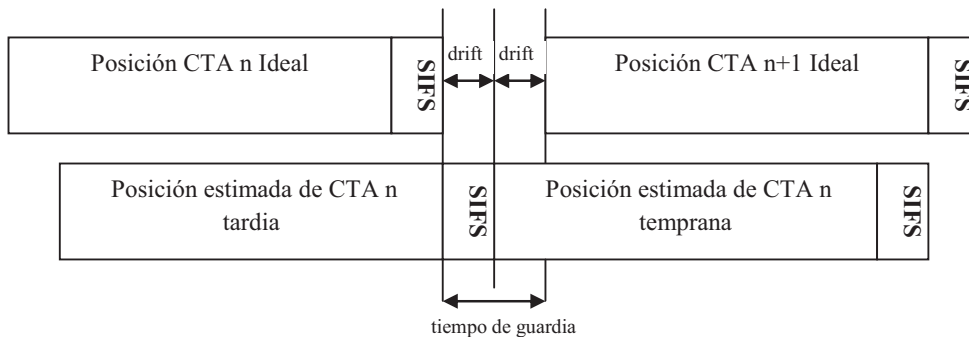


Figura 1-21. Tiempo de Guardia entre CTAs

El tiempo de guardia requerido depende sobre el máximo *drift* entre el tiempo local del DEV y el tiempo ideal. Este *drift* es una función del tiempo pasado desde el evento de referencia de sincronización.

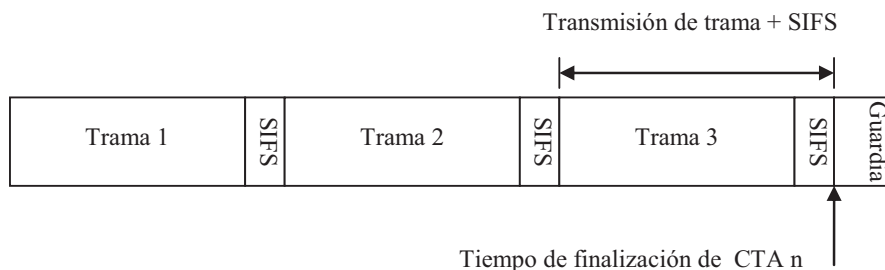


Figura 1-22. Transmisión con política de No Ack

La figura 1-22 muestra una transmisión con una política de no reconocimiento.

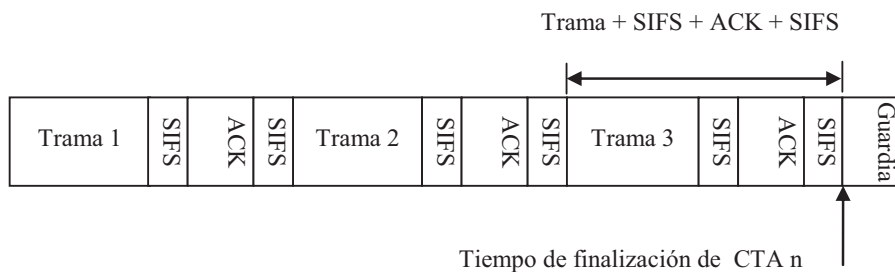


Figura 1-23. Transmisión con política de Imm Ack y tiempo de guardia al final de un CTA

La figura 1-23 muestra una transmisión con una política de reconocimiento inmediato.

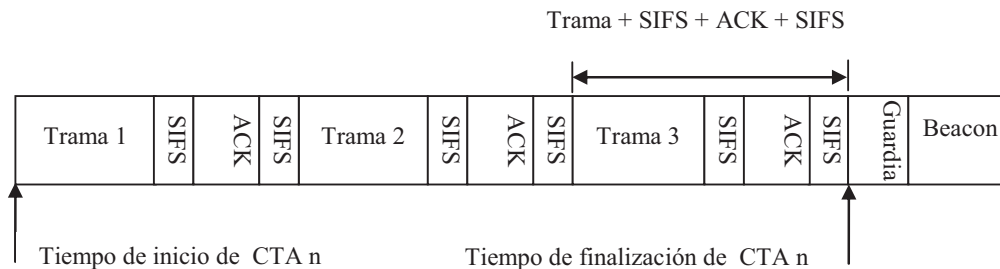


Figura 1-24. Tiempo de guardia al final de una supertrama

La figura 1-24 muestra el tiempo de guardia al final de una supertrama.

1.3.3.6. Cálculo del Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal

Cada dispositivo envía el requerimiento de tiempo de uso del canal al PNC para indicar la cantidad de tiempo requerido para la transmisión.

El DEV incluye el tiempo de transmisión de trama, si a priori lo conoce, y el tiempo de transmisión de ACK, si es usado, y un MIFS o SIFS apropiado por trama o ACK cuando calcula el tiempo de requerimiento de uso del canal.

Quando se utiliza una política de no reconocimiento el tiempo de uso del canal requerido es calculado de diferente manera porque hay un MIFS entre cada trama en el CTA en vez de un SIFS. Sin embargo hay un SIFS al final del CTA para permitir que los DEVs cambien de transmisión a recepción y viceversa. La figura 1-25 muestra un ejemplo de requerimiento de tiempo de uso del canal cuando se utiliza política de no reconocimiento.

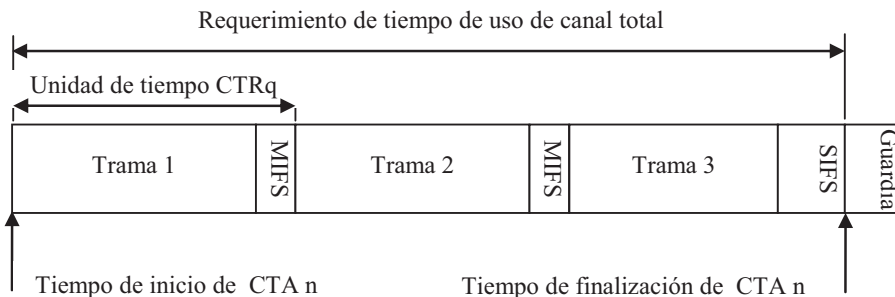


Figura 1-25. Requerimiento de tiempo de canal con política de No Ack

La unidad de tiempo de un CTRq en el CTA puede cubrir más de una trama como se muestra en la figura 1-26.

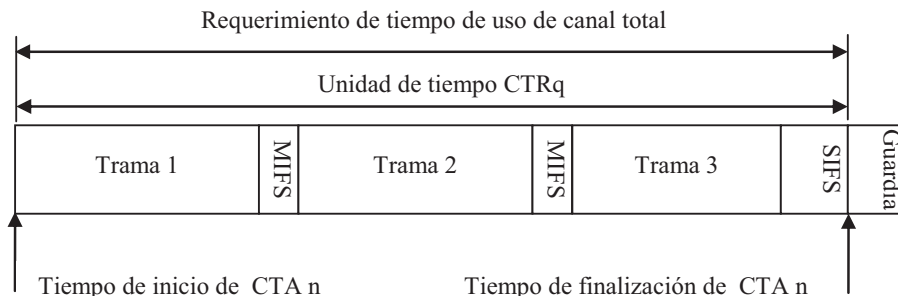


Figura 1-26. Unidad de tiempo de un CTRq cubre múltiples tramas

1.4 Administración de Tiempo de Uso del Canal

La administración de tiempo de uso del canal en una piconet incluye:

- La creación, modificación y finalización del cadenas de datos isocrónicos entre dos o más DEVs en la piconet
- La reserva y finalización de tiempo de uso del canal asincrónico para el intercambio de datos asincrónicos entre dos o más DEVs,.

1.4.1 Administración de Cadenas Isocrónicas

La creación, modificación y finalización de cadenas isocrónicas entre dos o más DEVs en una piconet se realiza por la negociación entre el DEV origen y el PNC usando los comandos *Requerimiento de Tiempo de Uso del Canal* y *Respuesta de Tiempo de Uso del Canal*. Una vez que un *Índice de cadena* y su CTA son establecidos, el CTA puede ser modificado y terminado.

1.4.2 Reserva y Finalización del Tiempo de Uso del Canal Asincrónico

1.4.2.1 Reserva del Tiempo de Canal Asincrónico.

Hay dos métodos para el requerimiento de tiempo de uso del canal de asincrónico:

- Requerir un solo CTA para múltiples DEVs.
- Requerir un CTA para cada DEV.

1.4.2.2 Finalización del Tiempo de Canal Asincrónico.

Solamente el PNC o DEV origen pueden finalizar un CTA asincrónico.

En este capítulo se describió las especificaciones de capa Física (PHY) y de Control de Acceso al Medio (MAC) del estándar IEEE 802.15.3. Esta descripción ayudará a comprender los esquemas propuestos en esta tesis para mejorar la calidad de servicio en redes WPAN. Los puntos que se presentaron fueron: descripción general de una piconet, formatos de tramas, administración del uso del canal de tiempo y formato de la supertrama.

Capítulo 2

Sistemas de Tiempo Real

En este capítulo se describen los conceptos básicos, las distintas disciplinas y su aplicación a las redes de datos de un Sistema de Tiempo Real (STR). Se hace especial énfasis en dos disciplinas de prioridades dinámicas: Menor Tiempo al Vencimiento (“EDF: Earliest Deadline First”) y Menor Tiempo de Proceso Remanente (“SRTP: Shortest Remaining Time Process”), que se aplicarán en esta tesis para el análisis y evaluación de las redes WPAN.

2.1 Introducción

Un sistema de tiempo real es aquél en el cual los aspectos de comportamiento temporal forman parte de su especificación. El correcto funcionamiento de estos sistemas no sólo depende de la exactitud de los resultados aritméticos y lógicos, sino también del momento en que estos resultados son producidos. Esto ocurre frecuentemente en sistemas que deben interactuar con un entorno que se modifica constantemente, como es el caso de sistemas de control de procesos, robótica, telecomunicaciones, multimedia y realidad virtual, entre otros.

Es característica principal de los programas de estos sistemas, la permanente supervisión de los datos de entrada, para reaccionar en consecuencia cuando correspondiere. Esta reacción debe finalizar antes de un determinado tiempo, denominado vencimiento (“deadline”). Las consecuencias que pueden provocar el no cumplimiento de algunos vencimientos dividen a los sistemas de tiempo real en duros y blandos. En los sistemas de tiempo real duro es imperativo que ningún vencimiento sea excedido, mientras que en los denominados blandos el sistema tolera el no cumplimiento esporádico de algunos vencimientos. Como un buen ejemplo de sistemas de tiempo real blando puede citarse la transmisión de multimedia, en la cual la pérdida ocasional de algún cuadro de video no trae aparejada grandes consecuencias. Por otro lado, un ejemplo de tiempo real duro es un simple sistema de control, en el que una respuesta tardía del sistema provoca una falla irreparable o ineficiencia en el control del proceso.

Generalmente los ejemplos tradicionales de la bibliografía de tiempo real duro, ilustran estas fallas con la destrucción total del sistema y pérdidas de vidas humanas, con la intención de dar énfasis a la importancia que tiene el cumplimiento de todos los vencimientos. Dichos ejemplos, si bien son efectivos al momento de ilustrar la importancia que poseen los vencimientos del sistema, generan inconscientemente la creencia que los sistemas de tiempo real duro deben ser utilizados solamente en ambientes críticos. Sin embargo, existen sistemas en los que las condiciones temporales son de tiempo real duro, pero las fallas del sistema sólo provocan una degradación en su eficiencia o lo colocan en situaciones indeseadas.

Es coherente pensar que, en un sistema de tiempo real duro, no todas las reacciones a los estímulos externos provocan el mismo grado de crisis ante una respuesta tardía. De esta manera, algunas respuestas tardías provocarán un mal funcionamiento y eventualmente una crisis severa del sistema, mientras que otras provocarán sólo una degradación de su eficiencia.

El desarrollo de un sistema de tiempo real, como cualquier otro sistema, posee dos etapas definidas: análisis y diseño.

- *Análisis*: en esta etapa, se especifica todo el comportamiento del sistema de tiempo real. Son impuestas las restricciones funcionales y temporales del sistema con el medio que lo rodea. Debido a la naturaleza de los sistemas de tiempo real, un aspecto fundamental es la especificación de los vencimientos del sistema para reaccionar a los estímulos externos y la periodicidad necesaria en el monitoreo de datos o en la ejecución de acciones de mantenimiento.
- *Diseño*: en esta etapa se determina la forma en que será organizado el sistema, para cumplir las especificaciones y para su posterior implementación. Existen diferentes alternativas para la implementación de un sistema de tiempo real duro, que compiten a la hora de elección por su eficiencia, confiabilidad o complejidad de implementación.

Ambas etapas no deben ser secuenciales o excluyentes, sino que debe existir una permanente interacción entre el analista y el diseñador para mejorar tanto las

especificaciones como la implementación final. Tampoco puede definirse una delimitación precisa para cada una de las etapas si se desea obtener un buen diseño.

2.2. Modelo del Sistema

Una tarea se dice que es de tiempo real, si ésta emite requerimientos periódicos para el uso del procesador, que deben ser ejecutados antes de un cierto tiempo denominado *vencimiento* (“deadline”). Éste se mide desde el momento en que la tarea generó el pedido.

Si una tarea de tiempo real no es periódica, (requerimientos asincrónicos) será necesario determinar el mínimo intervalo de tiempo entre solicitudes consecutivas y así considerarse periódica.

Un sistema de tiempo real es especificado entonces por un conjunto $S(m)$ de m tareas: $\tau_1, \tau_2, \tau_3, \dots, \tau_m$. Cada tarea τ_i se caracteriza por tener: un intervalo mínimo de tiempo de generación de pedidos, T_i , un vencimiento D_i y un tiempo de ejecución entre pedidos, cuyo peor caso, es C_i .

La relación $U_i = C_i/T_i$, es el Factor de Utilización de la tarea i , es decir, la porción de tiempo que se emplea al procesador para ejecutar la tarea i .

Una tarea i estará completamente especificada por la terna (T_i, C_i, D_i) , siendo el conjunto $S(m)$ expresado como $S(m) = \{ (T_1, C_1, D_1), (T_2, C_2, D_2) \dots (T_m, C_m, D_m) \}$.

Los parámetros T y D son parte de las especificaciones de tiempo real, mientras que el valor de C depende en este caso de la cantidad de datos a transmitir de un nodo a otro en la red.

El diagramador de tareas es la parte del sistema que realiza la conmutación de tareas. Es necesario que el diagramador adopte una forma de asignar el uso del recurso, por tal motivo establece una disciplina de prioridades sobre un conjunto de tareas, asignándole una prioridad a cada una de ellas.

Se dice que un diagramador funciona bajo prioridades fijas, cuando éstas no varían en el tiempo, desde la inicialización del sistema. Por el contrario, si las mismas varían durante la ejecución, entonces se dice que el diagramador funciona mediante prioridades variables.

Por lo tanto un diagramador basado en prioridades debe asignar el uso del recurso a la tarea de mayor prioridad que se encuentren dentro de la cola de “listas”. En caso que no hubiese ninguna tarea “lista” para ejecutar, el recurso permanecerá ocioso.

2.3 Clasificación de Diagramadores

La función de los algoritmos de diagramación es la de determinar cuál es la próxima tarea a ser ejecutada de las que se encuentran en espera y otorgarle una ranura de tiempo de uso del procesador. Existen muchos algoritmos [3], [4] que resuelven el problema de la asignación de tarea (“First Come First Served”, “Shortest Task First”, “Round Robin”, etc.). Sin embargo en esta tesis nos interesan aquellos que tienen en cuenta las condiciones temporales, como periodicidad, vencimientos, etc. de las tareas, es decir los algoritmos que resuelven la diagramación de las tareas para Sistemas de Tiempo Real. Desde este punto de vista los algoritmos de diagramación se pueden clasificar en dos grandes grupos:

- Estáticos.
- Dinámicos.

Los **diagramadores estáticos** se caracterizan por tener un conocimiento previo del conjunto de tareas y de sus parámetros. Una de sus desventajas es que no soportan variaciones en sus características temporales. Un ejemplo de éstos son los ejecutivos cíclicos.

Ejecutivo Cíclico: Este tipo de diagramador realiza la ejecución de las tareas en una secuencia ordenada y fija en el tiempo, corriendo a cada una de ella en forma no apropiativa. Esta secuencia se repite en el tiempo y permanece invariante. Es decir, se construye una tabla “fuera de línea” que contiene el orden de ejecución de tareas que se va a repetir en el tiempo. Esto presenta una serie de ventajas como predecibilidad, menor gastos indirectos, etc. sin embargo, presenta una desventaja muy importante respecto de la rigidez a los cambios que puede tolerar el sistema.

Los **diagramadores dinámicos** se caracterizan porque la asignación del recurso se basa en una disciplina de prioridades. De acuerdo a ésta última, las prioridades sobre las tareas pueden ser fijas o variables.

Las disciplinas de prioridades fijas asignan una prioridad a cada tarea que no varía en el tiempo. Cuando las mismas son variables, existe un mecanismo que determina

cual es la prioridad de cada una de las tareas en el momento de realizar la asignación del recurso.

2.3.1 Prioridades Fijas

Cuando se emplea una disciplina de prioridades fijas, se construye en el inicio del sistema una pila de prioridades que no se va a modificar en el tiempo. Entonces el algoritmo de diagramación debe recorrer dicha pila en sentido decreciente de prioridades y cuando encuentre una tarea lista para ejecutarse, le asigna el recurso para su utilización

El ordenamiento de prioridades puede ser arbitrario, es decir de acuerdo a un esquema propio del diseñador, o por menor período de pedidos. Esta última se denomina de Períodos Monotónicos Crecientes (PMC). Liu y Layland demostraron en [5] que esta disciplina de prioridades fijas resulta óptima desde el punto de vista que si el sistema es diagramable por un ordenamiento arbitrario de prioridades, también lo será por PMC.

En esta tesis, se considera que las tareas diagramadas por una disciplina de prioridades fijas con asignación de prioridades PMC son periódicas, con $D_i \leq T_i$, independientes y apropiativas. En [4], se demuestra que dado un sistema $S(m)$ de m tareas periódicas, éste es diagramable por PMC si se cumple:

$$U_{S(m)} = \sum_{i=1}^m U_i = \sum_{i=1}^m \frac{C_i}{T_i} \leq m \cdot \left(2^{\frac{1}{m}} - 1 \right) \quad (1)$$

Siendo U_i el factor de utilización de la tarea i ,

La ecuación (1), expresa una condición suficiente pesimista para el análisis de la diagramabilidad de un STR bajo una disciplina de prioridades fijas PMC, puesto que habrá STR diagramables por PMC para los cuales esta condición no lo indicará.

2.3.1.1 Ventajas de los Diagramadores por PMC

- La ventaja más importante de los diagramadores de prioridades fijas, en general, es que ante una sobrecarga del sistema, se pierden los vencimientos de las tareas de menor prioridad.

- La asignación de prioridades según PMC es la asignación de prioridades fijas óptima.
- Dado que la pila de prioridades permanece invariable en el tiempo, la implementación de estos diagramadores es simple y confiable.

2.3.1.2. Desventajas de los Diagramadores por PMC

- La complejidad en la determinación de la diagramabilidad de estos sistemas, hace que no se adapten fácilmente a la incorporación de tareas en forma dinámica.
- Existen sistemas diagramables mediante otros mecanismos (Menor Tiempo al Vencimiento, descrito más adelante) que no lo son mediante prioridades fijas por PMC.

2.3.2. Prioridades Variables

Las disciplinas de prioridades variables, al contrario de las fijas, modifican la pila de prioridades al generarse un nuevo pedido de las tareas. El diagramador debe actualizar la pila de prioridades y determinar a quién le asignará el recurso al comienzo de cada ranura.

A continuación se describen las disciplinas de prioridades variables más utilizadas en tiempo real:

2.3.2.1 Rueda Cíclica

La disciplina por Rueda Cíclica (RC), también conocida como “Round Robin”, consiste en realizar una rotación de la pila de prioridades una vez que es asignado el recurso, enviando dicha tarea al fondo de la pila, girando las restantes como si fuese una rueda. Sea m el número de tareas e i la tarea que a la cual le asigna el recurso; entonces la próxima tarea al tope de la pila será $[i \bmod m] + 1$.

La Rueda Cíclica Simple (RCS) deja un espacio de tiempo libre si la tarea al tope de la pila no generó ningún pedido de uso del recurso, al momento de la asignación del mismo. En cambio la Rueda Cíclica Justa (RCJ), asigna el uso del recurso a la tarea de mayor prioridad de las que solicitaron al mismo.

La diagramabilidad de este algoritmo para un sistema de m tareas se asegura si se cumple (2):

$$T_{\min} \geq \sum_{i=1}^m C_i \quad (2)$$

donde T_{\min} es el menor período de generación expresado en ranuras.

La ecuación (2), indica que la factibilidad del sistema se da si el menor período de vencimiento es mayor que el tiempo de ejecución de las tareas que integran el sistema.

La mayor desventaja radica en que las condiciones de diagramabilidad requieren que el sistema no sea muy exigente o que su complejidad sea relativamente baja, ya que todos los vencimientos deben ser mayores que la suma del tiempo de ejecución de todas las tareas.

2.3.2.2. Menor Tiempo al Vencimiento (EDF)

La disciplina de prioridades por Menor Tiempo al Vencimiento (EDF) consiste en determinar cuál es la tarea que posee menor tiempo para alcanzar su vencimiento, y asignar el uso del recurso a dicha tarea.

En EDF, se debe conocer perfectamente los instantes de activación y vencimientos de las tareas. Este es un mecanismo óptimo desde el punto de vista de la diagramación, ya que permite alcanzar el 100% del factor de utilización del procesador (si no se considera los gastos generales de diagramación). Si un conjunto de tareas no puede diagramarse por EDF, ningún otro algoritmo podrá hacerlo. Esto se da si el diagramador es totalmente apropiativo y no se comparten recursos del sistema. En la Ecuación (3) se establece la condición de diagramabilidad para un sistema de tiempo real diagramado mediante la disciplina EDF.

$$\sum_{i=1}^m \frac{C_i}{T_i} \leq 1 \quad (3)$$

Si la tarea τ_i realiza su j -ésimo pedido en el instante t_j , su prioridad en t será inversamente proporcional a $(t_j + D_i) - t$, siendo $(t_j + D_i)$, el instante de tiempo en que se producirá el vencimiento. En caso de coincidencia en dos o más tiempos, se emplea alguna regla de desempate.

La mayor ventaja del EDF, como se mencionó anteriormente, es que es un algoritmo de diagramación óptimo.

La desventaja más saliente es la complejidad en la implementación, que además produce importantes gastos indirectos en el sistema (mayor tiempo de cómputo para el cálculo de la prioridad). Cabe también mencionar que ante una falla por sobrecarga, podría producir una crisis en todas las tareas. Este efecto se conoce como “efecto dominó”, pues la primera tarea que pierda su vencimiento, podría producir la pérdida de vencimiento de otras tareas [6].

Ejemplo: tenemos un grupo de 3 tareas parametrizadas como se muestra en la tabla 1.

Tareas	C [seg]	T [seg]	D [seg]
1	2	5	5
2	1	6	6
3	4	10	10

Tabla 2-1. Ejemplo de sistema con 3 tareas

Aplicando la disciplina EDF para la diagramación, la ejecución del grupo de tareas de la tabla 1 queda como se muestra en la figura 2-1. Las flechas (\downarrow) indican el instante de tiempo en donde se genera la tarea. En cada ranura de tiempo se indica la tarea ejecutada por el procesador.

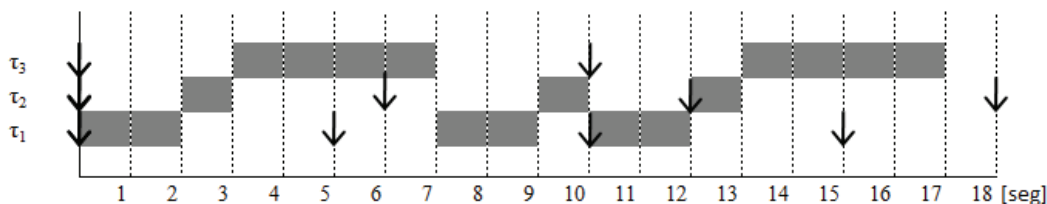


Figura 2-1. Ejemplo con disciplina EDF

2.3.2.3. Menor Tiempo de Proceso Remanente

La disciplina de prioridades por Menor Tiempo de Proceso Remanente consiste en determinar cuál es la tarea que posee menor tiempo para procesar y asigna el uso del recurso a dicha tarea.

Las características de esta disciplina son:

- Apropiativa
- Menor Tiempo de respuesta
- Alto rendimiento

- Inanición: posible para largos procesos (una tarea puede quedar relegada en la cola de atención porque su requiere mucho tiempo de proceso y nunca ser atendida)
- Penaliza a los procesos largos
- Alta Sobrecarga

La tasa de respuesta R está dada por el tiempo total gastado entre el tiempo de espera y de ejecución normalizado sobre el tiempo de ejecución.

$$R = (w + s)/s$$

donde w es el tiempo de espera y s el tiempo de ejecución.

Ejemplo: si tenemos el mismo grupo de tareas del ejemplo anterior la diagramación con la disciplina SRTP queda como se muestra en la figura 2-2

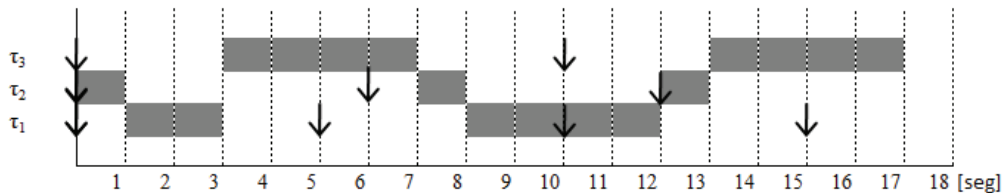


Figura 2-2. Ejemplo con disciplina SRTP

2.3.2.4 Comparación entre EDF y SRTP

Las disciplinas de prioridades dinámicas EDF y SRTP son las utilizadas en esta tesis para la evaluación del rendimiento de las distintas propuestas efectuadas en esta tesis sobre el estándar 802.15.3. Por tal motivo el siguiente ejemplo ilustra estas disciplinas usando un sistema de tiempo real compuesto de 4 tareas con un factor de utilización cercano a la unidad.

Tareas	C [seg]	T [seg]	D [seg]
1	2	10	10
2	5	8	8
3	2	6	6
4	6	15	15

Tabla 2-2. Ejemplo de sistema con 4 tareas

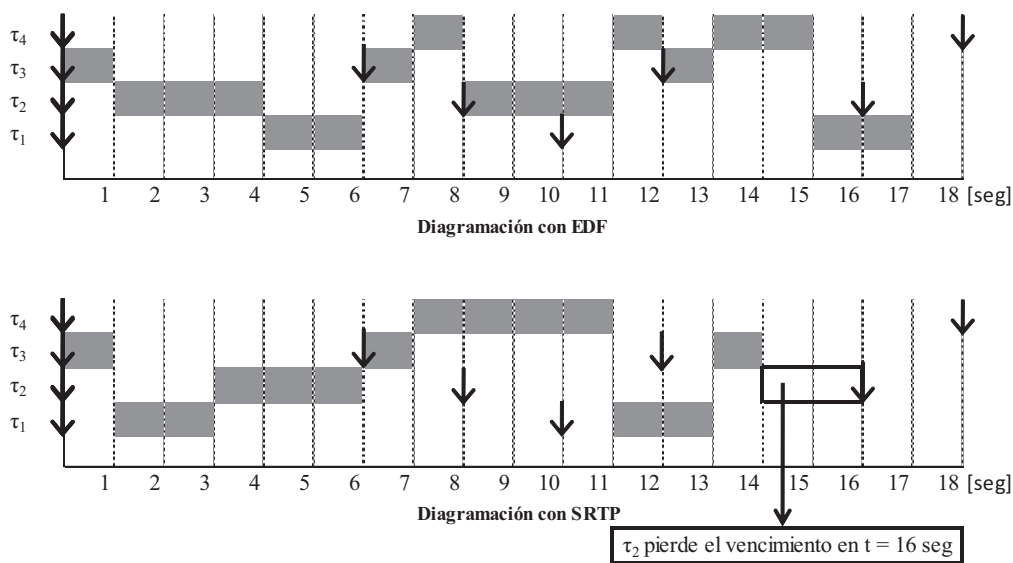


Figura 2-3. Comparación entre EDF y SRTP

Como muestra la figura 2-3, la ejecución de las tareas bajo la disciplina EDF prioriza aquellas que tienen menor tiempo al vencimiento (menor D), con lo cual el sistema tiende a no perder vencimientos. En cambio la ejecución bajo la disciplina SRTP prioriza a las tareas de menor tiempo de ejecución logrando con esto disminuir el tiempo de respuesta.

2.4. Sistemas de Tiempo Real en Redes de Datos

La teoría de tiempo real considera generalmente para el estudio de la diagramabilidad un conjunto de tareas. Las tareas son caracterizadas por el tiempo de ejecución C , por el periodo de generación T y un tiempo de vencimiento D dentro del cual se deberá cumplir con la ejecución de la tarea.

La presente tesis tiene como objetivo central el análisis, la evaluación y la optimización de las redes WPAN con restricciones de tiempo real y, en particular, el estándar 802.15.3. En el desarrollo de la tesis, se considera al conjunto de datos a ser transmitidos a través de la red (mensajes) desde cualquier nodo perteneciente a la misma. Cada mensaje estará completamente especificado dentro del STR por la terna T_i , C_i , y D_i , así como su prioridad, que en nuestro análisis se utilizarán disciplinas dinámicas de diagramación. El PNC cumplirá las funciones análogas al diagramador, determinando el nodo que podrá transmitir sus mensajes a través de la red de comunicaciones.

Los nodos reciben desde una aplicación, datos para ser transmitidos a otros dispositivos dentro de la red.

La cantidad de datos en cola del dispositivo, bytes, son convertidos a unidades de tiempo (segundos) para que éste pueda informar el tiempo que necesita para transmitir los mismos. El estándar 802.15.3 permite distintas velocidades de transmisión, siendo la usada en el desarrollo de esta tesis 55 Mbps. Con la velocidad de la red se halla el tiempo que se necesita para transmitir un bit, siendo este de 0,181 nseg.

El dispositivo podrá calcular el tiempo de ejecución de tarea (C_i) que necesita para llevar a cabo la transmisión de los datos. Con este valor tendrá que solicitar al PNC el tiempo de uso del canal (CTA) suficiente para poder concretar su tarea. Para realizar esta solicitud el PNC asigna a los dispositivos un tiempo de uso de canal destinado para tal fin (MCTA).

La generación de la tarea en el dispositivo tendrá una tasa de arribo dada por T_i .

Por último el otro dato a informar por el dispositivo al PNC es el vencimiento D_i , tiempo máximo en el cual los datos tienen que transmitirse. Aquellos datos que no puedan transmitirse dentro del tiempo estipulado, se descartaran y esto afectará a la calidad de servicio.

Con los tiempos de ejecución (C_i) y los tiempos de vencimiento (D_i) de las tareas de todos los dispositivos solicitantes, el PNC a través de una disciplina de prioridades de tiempo real ordena las mismas para asignarles a los dispositivos los CTAs correspondientes para concretar la transmisión.

La figura 2-4 muestra el funcionamiento de una piconet. El PNC (diagramador) a través de su Beacon inicializa la supertrama, dentro de esta trama está toda la información acerca del temporizado de la supertrama. Lo esencial de esta información es el tamaño de la supertrama actual e inicio y duración de cada uno de los MCTAs y CTAs. Los dispositivos que han recibidos mensajes (datos) a transmitir, realizan la solicitud del CTA para la próxima supertrama en el MCTA asignado a éste para tal fin, en este caso DEV-A y DEV-C. Los pedidos son enviados al PNC y estos almacenados para su posterior análisis. Los DEVs B, D y E envían los datos en sus CTAs que fueron diagramados previamente por el PNC.

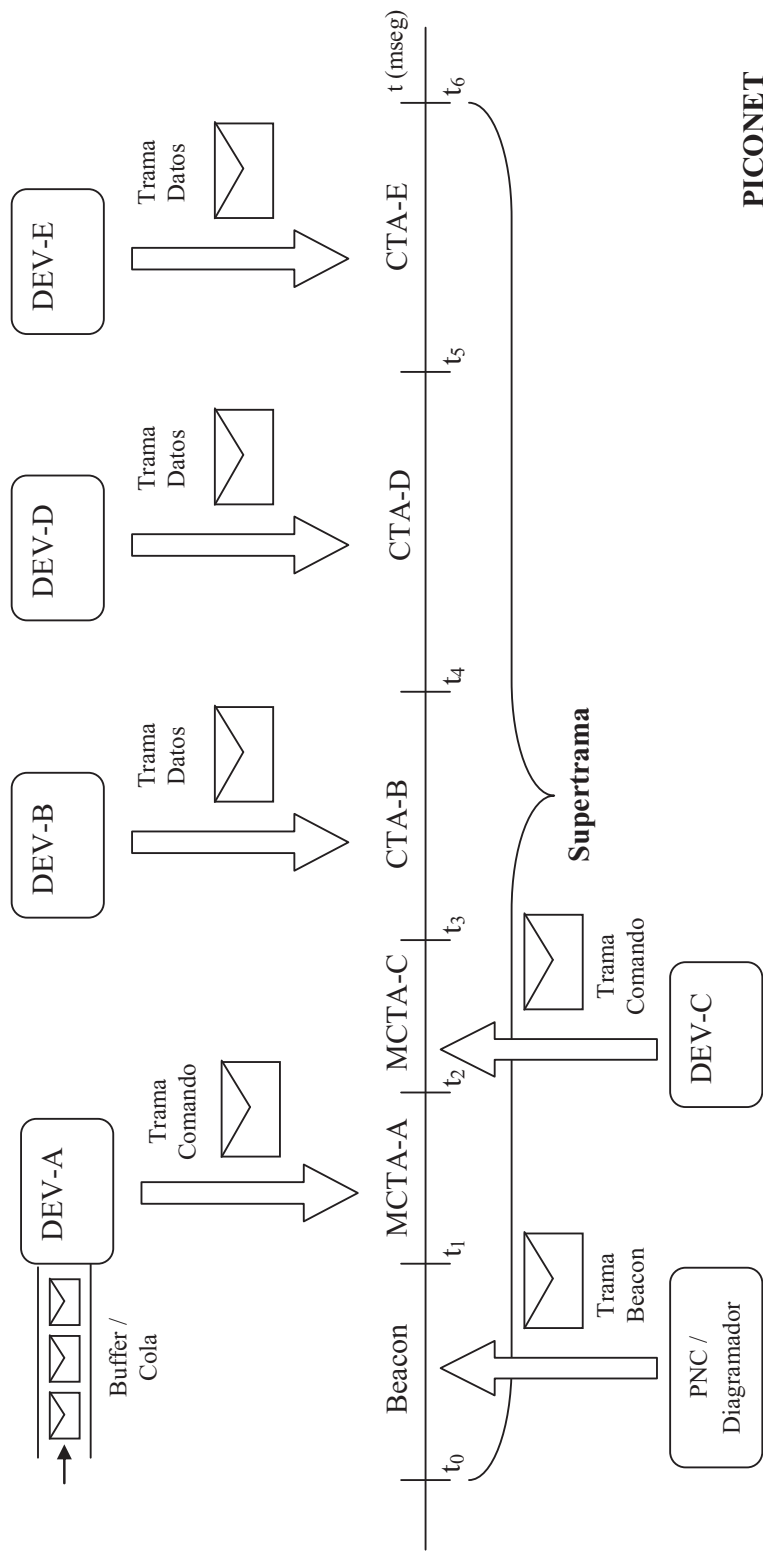


Figura 2-4. Estructura de funcionamiento de una piconet

Al finalizar la supertrama, el PNC toma los requerimientos de las tareas nuevas y los de las tareas inconclusas, a todos los ordena aplicando un esquema de prioridades dinámicas de tiempo real, en nuestro caso puede ser EDF, SRTP o RMS. Una vez aplicado cualquiera de estos esquemas, se les asigna a las tareas los CTAs según el orden establecido.

En este capítulo se presentaron conceptos generales de Sistemas de Tiempo Real: modelo de un sistema, clasificación de diagramadores y disciplinas de prioridades. Se analizó una red de datos desde el punto de vista de un sistema de tiempo real y las disciplinas de prioridades dinámicas “Menor Tiempo al Vencimiento” y “Menor Tiempo de Proceso Remanente”. En la presente tesis se evaluará el desempeño de una red de datos WPAN bajo las disciplinas antes mencionadas. Comprender las características de cada una de ellas servirá para poder entender los resultados de las simulaciones propuestas.

Capítulo 3

Algoritmos de Optimización en Redes WPAN

Comprender el funcionamiento de una red de área personal wireless es de suma importancia para entender los problemas que se pueden presentar y las distintas soluciones que se plantean. Como se ha mencionado las redes WPAN están compuestas por dispositivos cuyo radio de ubicación está dentro de los 10 mts. Una red WPAN, denominada PICONET, por lo general tienen un coordinador que realiza las tareas de temporizar, es decir, indicarle a cada uno de los dispositivos que intervienen, en que instante de tiempo tiene que empezar su transmisión. Este coordinador es uno de los dispositivos de la Piconet y se lo denomina PNC tal como fue mencionado en el capítulo 1. Cuando un DEV quiere usar un espacio de tiempo para transmitir datos, deberá solicitar tiempo al coordinador. El PNC dispone de dos formas para que los DEVs realicen sus pedidos. La primera es a través del Periodo de Contención de Acceso (CAP), éste es un espacio de tiempo definido por el PNC donde el protocolo de acceso al medio es CSMA/CA y los DEVs deben competir por el medio. La segunda opción es a través de los MCTAs dirigidos donde el acceso al medio es determinístico, a través del protocolo TDMA.

En transmisiones de cadenas isocrónicas es más apropiado utilizar MCTA dirigidos, ya que permiten garantizar el instante de tiempo en el cual los dispositivos pueden realizar sus pedidos.

El PNC arma una supertrama compuesta por una trama Beacon, los espacios de tiempos para los MCTAs y los espacios de tiempos asignados a los dispositivos para la transmisión de sus datos (CTAs). La duración de la supertrama estará sujeta a los requerimientos de los DEVs y a los tiempos destinados para que estos realicen sus solicitudes.

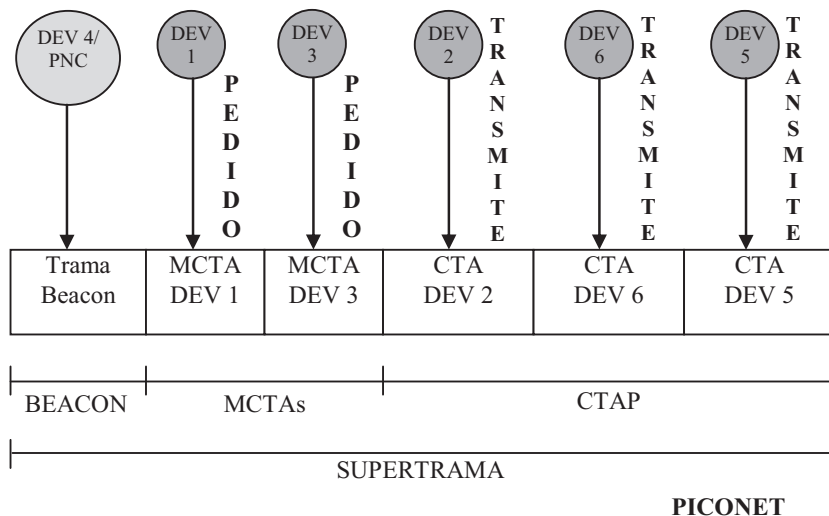


Figura 3-1. Temporizado de una red WPAN

Los factores que modifican el rendimiento de una red WPAN son: el tamaño de la supertrama y la asignación de los tiempos de uso del canal (MCTAs y CTAs). El tamaño de la supertrama puede ser de duración fija o variable. En el primer caso puede ocurrir que, dependiendo del tráfico existente, quede la supertrama subocupada provocando así un mal aprovechamiento del ancho de banda. La otra opción es calcular la duración de la supertrama dinámicamente, teniendo en cuenta que si las supertramas son de corta de duración habrá más cantidad de beacons provocando una pérdida de rendimiento. El otro factor importante es la asignación de tiempo de uso del canal para que el dispositivo realice sus requerimientos. Cuando una tarea se genera en un dispositivo éste debería realizar la solicitud al PNC para poder ser atendida lo antes posible, pero todo dependerá si el instante de generación es anterior al tiempo asignado por el PNC para que el DEV pueda hacer su requerimiento. Si es posterior a este, tendrá que enviar su solicitud en la siguiente supertrama y recién dos supertramas después será atendida la tarea.

Distintas propuestas evalúan los aspectos antes mencionados para mejorar la calidad de servicio de las redes WPANs.

3.1 Implementaciones Utilizando CTAs para Informar al PNC acerca del Estado de Cola de cada uno de los DEVs

La implementación de las técnicas Señalización del Estado de Flujo (“Flow State Signaling”) y Decisión de Bloque Elegible [7] mejoran el rendimiento de los algoritmos de diagramación EDF y SRTP en supertramas basadas en redes ad-hoc. El flujo es la cantidad de datos que necesita transmitir un nodo de la red y se compone de varios bloques y estos a su vez, de paquetes. Con estas técnicas se obtiene una mejor utilización del tiempo de uso del canal y un alto rendimiento en la diagramación de las tareas.

Estas técnicas se basan en brindarle información al PNC (diagramador) acerca de las solicitudes de los dispositivos, para que pueda lograr una diagramación óptima sin sobrecargar el sistema.

La propuesta “Señalización del Estado de Flujo” permite al dispositivo, que tiene que realizar una transmisión, hacer el pedido del CTA a través de paquetes especiales llamados “Control” (CTRL). Estos son enviados por los nodos solo cuando es necesario actualizar la información del estado interno al PNC acerca del flujo de datos a transmitir.

La información enviada por el nodo al PNC en el paquete CTRL es la siguiente:

- *Tiempo de vida*: representa el vencimiento en número de supertramas. Este es calculado por el nodo origen.
- *Número de paquetes*: el número de paquete del primer bloque.
- *Tamaño de cola*: el tamaño de cola total del flujo de datos (el flujo de datos está compuesto para varios bloques).

Para el envío de los paquetes CTRL, el PNC debe asignar un tiempo de uso del canal al DEV. La asignación de los CTAs para estos paquetes puede conducir a una sobrecarga en el sistema. Para reducir esta sobrecarga se clasifica el flujo de datos en diferentes estados. De acuerdo al estado, la información necesaria para el PNC será diferente. En un instante dado de tiempo, el flujo en el diagramador puede estar en cualquiera de los siguientes estados (figura 3-2):

- *Estado ciego (“blind state”)*: en este estado el PNC no tiene información válida acerca del flujo de datos. Un CTA es reservado para el paquete de CTRL cuando hay un periodo largo de silencio. En este estado permanece

hasta que llegue una nueva señalización de bloque (información acerca del flujo a transmitir) y pasa entonces al siguiente estado.

- *Estado de comienzo (“starting state”)*: este estado se dispara cuando arriba una nueva señalización de bloque en el paquete de CTRL. Mientras el flujo esta en este estado no se genera un CTA para los paquetes CTRL. Hasta que el vencimiento del bloque actual no expire no es necesaria la información del próximo bloque.
- *Estado intermedio (“middle state”)*: en este estado el PNC ya asignó el CTA para la transmisión de datos en base al contenido del paquete CTRL recibido en el estado anterior, y los paquetes de datos comienzan a ser transmitidos. Al final de este estado (último paquete del bloque), se asigna un CTA para un paquete de CTRL. Si existe un nuevo bloque, el flujo pasará al *Estado de comienzo* o, si hay un periodo de silencio entrará en el *Estado ciego*.

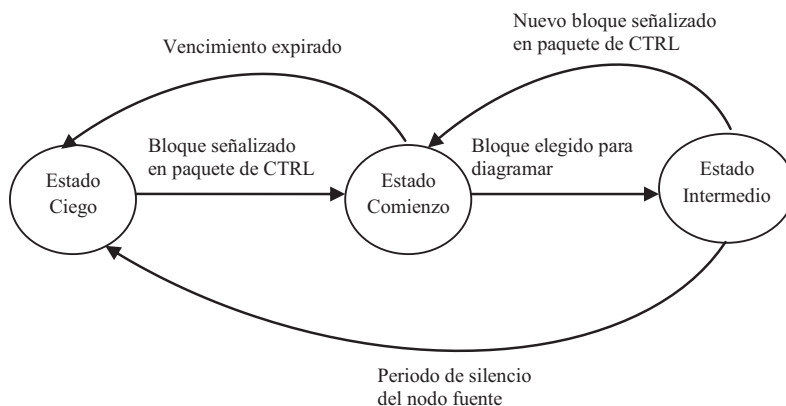


Figura 3-2. Estados de flujo en el diagramador

Hasta el momento solo se consideró un bloque por supertrama, pero puede ocurrir que se generen más de un bloque del mismo flujo en una supertrama. Para prevenir esto se usa la “Sumarización de Bloques”, esto significa que hay información de varios bloques en el mismo paquete de control. Cada bloque generado en la supertrama actual toma el mismo tiempo de vida. El número de paquetes informados en el paquete CTRL es la suma de los paquetes de todos los bloques. La sobrecarga de la señalización se reduce y los vencimientos de los bloques se mantienen bajo control.

La técnica “Decisión de Transferencia de Bloque Elegible” (BTED) es adecuada cuando los bloques tengan una alta tasa de arribo. En una red sobrecargada, es posible

que se tomen decisiones de diagramación equivocadas si el diagramador no toma información acerca los nuevos bloques con suficiente anterioridad. Esta situación conduce a que el ancho de banda puede ser desaprovechado cuando un bloque es diagramado, porque algunos de sus paquetes no pueden ser transmitidos debido a alguna razón. Una de esas razones puede ser que expire el vencimiento del bloque. En este caso la transferencia parcial del bloque ocupa innecesariamente el tiempo de uso del canal. Para evitar estos problemas la técnica BTED hace que el diagramador primero determine si el bloque puede ser transmitido (elegible); el bloque después de ser elegido puede ser diagramado.

Esta técnica tiene dos niveles de procesos para tomar la decisión. En ambos procesos el propósito es eliminar lo antes posible el flujo cuyo primer bloque no puede ser transmitido en forma completa.

Para el análisis de estas técnicas se usaron las siguientes métricas:

Tasa de falla de trabajo (JFR: Job Failure Ratio): es la tasa o razón de bloques eliminados porque ha expirado sus vencimientos. Cuanto más bajo es este valor más efectivo es la utilización del canal.

Tiempo de Respuesta (RT: Response Time): es el tiempo desde que el paquete sale de la capa de aplicación del nodo origen y la capa MAC del nodo receptor envía un reconocimiento de la llegada del mismo. Puede darse que un RT aceptable tenga un JFR muy alto.

Ambas métricas fueron evaluadas en relación a la carga de la red. La topología utilizada fue de diez nodos con flujo de video en tiempo real de 8 Mbps. La longitud de la supertrama se tomo de duración fija de 4 mseg. El vencimiento de cada bloque de datos es de 33 mseg. El tiempo de simulación de 200 seg.

La primer métrica empeora cuanto más carga (mayor tráfico) hay en red en todos los casos. Comparando los algoritmos EDF y SRTP puros con los modificados por las técnicas antes propuestas, se nota un importante mejora de hasta un 20%. Además EDF modificado mejora el sistema en comparación con SRTP modificado para una carga de red del 72% en un 4%. Esto se debe a que EDF prioriza por tiempo al vencimiento, haciendo esto que se pierdan menos vencimientos de las tareas.

La segunda métrica evaluada, también nota sustanciales mejoras con las técnicas propuestas. En este caso SRTP obtiene mejor rendimiento debido a que la prioridad la tienen las tareas con menor tiempo de ejecución.

Proveer al diagramador de mayor información posible acerca del estado de la cola de los nodos, ayuda a optimizar el rendimiento de la red. La Señalización de Estado del Flujo cumple con esta premisa y por ende mejora la calidad de servicio. La Decisión de Transferencia de Bloque Elegible en combinación con la técnica anterior mejora aún más el rendimiento del sistema ya que permite a priori saber si un bloque puede ser transmitido o no, si no se puede transmitir se descarta y se continúa con el bloque siguiente optimizando el tiempo de respuesta.

En redes WPANs el diseño exitoso de un algoritmo de asignación de tiempo de uso del canal es el factor fundamental para los requerimientos de QoS para cadenas de tráfico multimedial. El algoritmo “Asignación de CTA con realimentación asistida” (FACTA) cumple con estos requisitos [8]. Éste utiliza mini-paquetes para realimentar los parámetros dinámicos de requerimientos de tiempo de uso del canal desde los DEVs hacia el coordinador (PNC). En este esquema la duración del CTA asignado al DEV durante una supertrama es cambiada dinámicamente dependiendo del tipo de trama MPEG, carga de tráfico y límite de retardo de la trama, etc. Éste ejecuta la asignación de tiempo de uso del canal acorde con la prioridad preasignada de cada trama MPEG.

Una típico codificado MPEG genera tres tipos distintos de tramas: Intra-codificada (I), predictiva (P) y bidireccional (B) tramas. Los tres tipos de tramas son típicamente generadas acorde a una estructura de grupos de cuadros (GOP: Group of Pictures). Generalmente los codificadores MPEG usan la misma estructura GOP repetidamente en compresión de todas las tramas MPEG de una dada secuencia de video.

El principio de operación de FACTA es hacer que el diagramador (ubicado en el PNC) conozca el estado de información de la cola de los DEVs para realizar una eficiente diagramación. Para llevar a cabo esto, el esquema propuesto en FACTA utiliza paquetes de control de realimentación de corta duración para permitir al DEV informar los requerimientos de tiempo de uso del canal al PNC. Estos paquetes son llamados mini-paquetes.

La estructura de la supertrama está compuesta por el Beacon, CAP y CTAP. El CTAP está compuesto por CTAs para la transmisión del tráfico multimedial y CTAs realimentados (FCTAs) para la transmisión de los mini-paquetes. Los FCTAs son ubicados al final de la supertrama como se muestra en la figura 3-3.

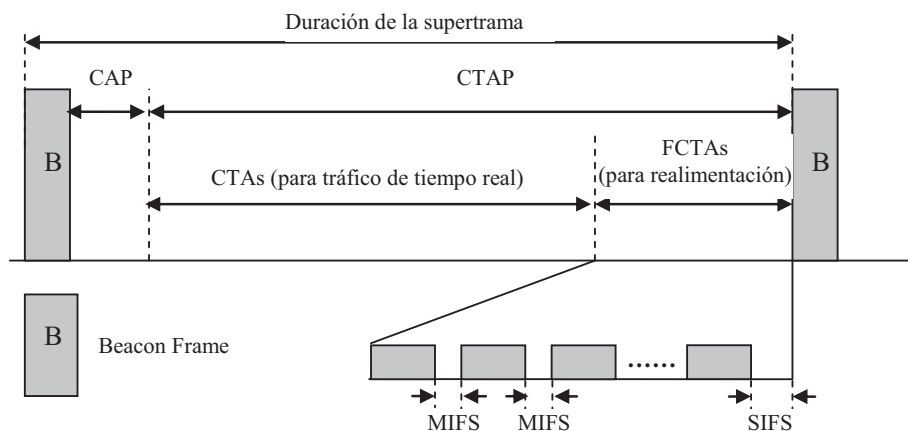


Figura 3-3. Estructura de supertrama con FCTAs

La ubicación de los FCTAs en el final de la supertrama asegura que si una trama MPEG arriba en la trama n^{th} , la información sobre la misma es enviada al PNC en la misma supertrama y se le asigna la ranura de tiempo en la supertrama $(n+1)^{\text{th}}$.

Después de recibir todos los FCTAs de la supertrama actual, el PNC tiene la información de los parámetros dinámicos de todos los DEVs y entonces puede calcular la asignación de los CTAs y FCTAs en la próxima supertrama.

Los parámetros dinámicos usados para la asignación de los CTAs en el PNC, son clasificados en dos clases: la asignación de tiempo de uso de canal (CTAs) para el tráfico multimedial y la asignación de tiempo de uso de canal de los FCTAs para los mini-paquetes.

Los parámetros que toma el PNC en cuenta para la asignación de CTAs son: tasa de datos, política de reconocimiento (ACK), tipo de trama de MPEG (I, P o B), umbral de fragmentación e información del estado de cola.

El PNC, para decidir la asignación de FCTAs, toma en cuenta un nuevo parámetro llamado "Tiempo de Realimentación Próximo" (NFT_i : "Next Feedback Time"). Este parámetro le indica al PNC cuando asignar el próximo tiempo de uso del canal FCTA

para el mini-paquete del DEV_i . Esto permite aprovechar mejor el ancho de banda disponible dado que asigna un FCTA cuando el dispositivo lo necesite.

Usando el parámetro NFT, el PNC determina el conjunto de DEVs para los cuales los FCTAs dedicados deberán ser asignados para que los dispositivos informen sus requerimientos. El PNC puede asignar los FCTAs en la misma supertrama en la cual arriban las tramas al dispositivo para ser atendidas, logrando con esto una mayor eficiencia. Esto es posible dado que la generación de tramas MPEG tiene una tasa constante, por consiguiente el PNC puede determinar cuando tiene que asignar un FCTA.

La asignación de los mini-paquetes solo a los dispositivos que lo necesitan, mejora el aprovechamiento del ancho de banda a diferencia de algunos esquemas donde la asignación de los FCTAs se realiza en todas las supertramas, tenga o no que enviar requerimientos el DEV.

Para el análisis de este algoritmo se simuló con una piconet de 2 a 15 dispositivos, cadena de tráfico MPEG con una estructura de cuadro ($N=12$, $M=3$) generados con una tasa de 4 Mbps y una tasa de arribo entre tramas MPEG de 33 mseg, supertramas de duración de 5 a 15 mseg y una política de inmediato reconocimiento (InmACK). El esquema de prioridad dinámica de tiempo real usado fue SRTP.

Las métricas utilizadas para la evaluación del rendimiento fueron la tasa de falla de tramas (tramas que no pueden ser enviadas dentro de los límites de tiempo fijados) y el tiempo de respuesta que es el tiempo entre el arribo de trama MPEG a la cola de un DEV origen y la transmisión con éxito al DEV receptor .

Los resultados de la simulación fueron comparados con un sistema que incluía FCTAs en todas las supertramas, tenga o no que enviar requerimientos el DEV al PNC.

Ambas métricas fueron evaluadas para distintas cantidades de nodos y duraciones de supertramas. Con respecto al número de nodos, el tiempo de respuesta es mejor con este algoritmo para pocos DEVs en comparación con el otro sistema y la tasa de tramas que pierden su vencimiento mejora con cualquier número de nodos.

Para supertramas de distinta duración, a mayor duración mejor tiempo de respuesta con FACTA.

El esquema FACTA garantiza los retardos para el tráfico multimedial. Este algoritmo reduce el mal gasto del ancho de banda dado que los mini-paquetes no se asignan en todas la supertramas sino que los mismos se asignan dependiendo del parámetro NFT.

La efectiva asignación de tiempo de uso del canal, en redes que utilizan TDMA como mecanismo de acceso al medio, es el punto esencial para garantizar los requerimientos de QoS para flujos de datos multimediales. El algoritmo MES-ESRTP (MCTA at the End of Superframe – Enhanced Shortest Remaining Processing Time: MCTA al final de la supertrama – Menor tiempo de proceso remanente mejorado) [9] propone un simple y eficiente esquema de asignación de tiempo de uso del canal.

En este algoritmo el PNC asigna un MCTA por cada flujo de datos, siendo ubicado al final de la supertrama. Durante el periodo MCTA cada dispositivo envía el número de fragmentos del primer MSDU (MAC Service Data Unit: Unidad de datos de servicio de MAC) y el número remanente de fragmentos de los restantes MSDUs que componen un flujo de datos.

El PNC en la siguiente supertrama asignará los CTAs correspondientes a los requerimientos efectuados aplicando el esquema de prioridades dinámicas de tiempo real SRTP.

El estándar IEEE 802.15.3 permite la fragmentación para el manejo de grandes unidades de datos, como lo son las cadenas de datos (flujos) multimediales como por ej. MPEG-4. Una cadena de datos a transmitir es fragmentada, los fragmentos son numerados con un orden de secuencia, los mismos son transmitidos al destinatario que ensambla dicho fragmentos en base al número de secuencia.

Las tramas de datos de video tienen vencimiento, es decir, las mismas deben ser transmitidas antes de un cierto tiempo para cumplir con las condiciones de QoS. Se supone que el dispositivo origen conoce ese vencimiento, entonces cuando le llega una trama de video para ser transmitida, éste calcula si puede ser enviada o no en base a su vencimiento. En el caso de que no pueda ser transmitida, el dispositivo origen elimina esta trama y continúa con la siguiente.

Por simplicidad MES-ESRTP propone un esquema de supertramas fijas (duración constante). Además se diseña un simple y eficiente algoritmo de diagramación de

asignación de CTAs para el PNC, en cada supertrama, que reduce la tasa de fallo de tareas/trabajos (JFR: Job Failure Rate) y aumenta en gran medida el rendimiento. El JFR significa la cantidad de tramas de videos eliminadas debido a la pérdida de su vencimiento.

Este algoritmo es comparado con un método llamado Actualización Instantánea – SRTP. Este último lo que hace es agregar un byte adicional al encabezado MAC para actualizar el tamaño de la cola de cada cadena de datos instantáneamente. Luego el PNC asigna los CTAs aplicando el esquema de prioridades SRTP, es decir, primero las tareas de menor tiempo de proceso remanente. El agregado de un byte adicional al encabezado MAC genera las siguientes desventajas:

- Agregar un byte al encabezado MAC significa una alteración al estándar.
- Siempre debe estar como destinatario el PNC para que puede ser informado del estado de la cola.
- Tiene una sobrecarga de procesamiento debido al byte adicional.

El MES-ESRTP propone el uso del MCTA para la comunicación de la información del tamaño de cola de cada flujo entre el DEV origen y el PNC. Las ventajas de usar MCTAs son:

- La mejora es acorde al estándar.
- El dispositivo destinatario no siempre es el PNC, solo cuando hay que actualizar el requerimiento de tiempo de uso del canal.
- La sobrecarga debida a la transmisión de información del estado de cola es reducida en gran medida.

Un problema que se presenta en este algoritmo es la ubicación del MCTA dentro de la supertrama. Como recién el PNC puede tomar la decisión de asignar CTAs una vez que la supertrama anterior haya terminado, los MCTA para cada flujo de datos son ubicados al final de la supertrama.

Después que el PNC levanta todos los requerimientos informados en los MCTAs, éste asigna los CTAs correspondientes según el esquema de prioridades dinámicas de tiempo real SRTP. En este punto se divide en dos grupos las tramas de video. Un primer grupo que tiene la primera trama de cada flujo y el segundo grupo que contiene

las tramas restantes. Ambos grupos son ordenados aplicando SRTP. Con esta división se logra priorizar las tramas de mayor urgencia a ser transmitidas en una cadena de datos de video.

Para la evaluación de este algoritmo se utilizaron las métricas JFR y capacidad de procesamiento (throughput), ambas en función del número de flujos de datos. Se analizaron distintos tráficos MPEG-4 con redes de distinto ancho de banda. Las mejoras son sustanciales en ambas métricas comparadas con el método Actualización Instantánea – SRTP, sobre todo cuando mayor es la cantidad de flujos de datos.

3.2 Formación Dinámica de Supertramas

La formación de la supertrama es punto esencial en el rendimiento de las redes WPAN bajo el estándar IEEE 802.15.3. Existen formaciones de supertramas estáticas y dinámicas, esto es, de duración fija o duración variable según el escenario existente en el momento de formación de la misma. Esta última tiene ventajas sobre la estática dado que se acomoda mejor al escenario vigente. El redimensionamiento del tamaño de la supertrama, cuando hablamos de tamaño nos referimos a la duración de la misma, tiene limitaciones impuestas por el estándar y por tal motivo existen algoritmo que tienden a solucionar estas limitaciones como es el caso del “Algoritmo de formación de supertrama gradual” [10].

El estándar 802.15.3 permite cambiar la duración de la supertrama. Si el PNC decide cambiarla, por un cierto tiempo deberá avisar a los integrantes de la red la nueva longitud antes de realizar el cambio. El algoritmo de formación de supertrama gradual toma ventaja de esta característica y su principal idea se basa en adaptarse dinámicamente a la carga de la red intentando optimizar la utilización del ancho de banda (figura 3-5).

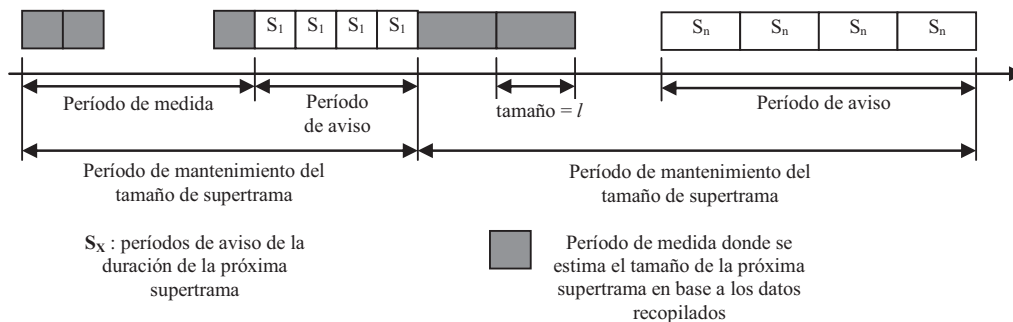


Figura 3-5. Algoritmo de formación de supertrama gradual

Esto se logra tomando información de la red y en base a esto se estima la duración de la supertrama para adecuarse a las necesidades de la carga de la red. En este caso la información se refiere al estado interno de cada nodo que a su vez está representado por la cantidad de paquetes del flujo de datos existente en la cola del mismo.

Durante el *período de medida* el PNC recolecta el estado interno de los nodos que conforman la red y al final de éste determina el tamaño óptimo de la supertrama para los estados informados. Este nuevo tamaño es avisado durante varias supertramas, *período de aviso*, finalizando con el cambio de duración de supertrama.

Debido a que el cambio de supertrama se produce después de un cierto tiempo en el cual el PNC informa del nuevo valor, la reacción del sistema a las fluctuaciones de tráfico en la red es lenta. Además continuos cambios en la duración de la supertrama pueden conducir a que no se cumpla con las garantías de tiempo para aplicaciones de tiempo real duro.

Para evitar esta desventaja, un algoritmo de Formación de Supertrama Jerárquico en Redes Wireless 802.15.3 (Hierarchical Superframe Formation in 802.15.3 Networks) con estructura de supertrama de tiempo ranurado, provee alta performance, estabilidad, tolerancia al error y características de ahorro de energía [11]. El análisis de este algoritmo se realiza con diferentes tipos de tráfico. La tolerancia al error por pérdidas de los Beacons y el comportamiento del flujo CBR (bit rate constant) también son contemplados.

Esta técnica combina las ventajas de algoritmos estáticos y dinámicos para obtener un sistema con alto rendimiento y una amplia escala de servicios.

El primer y más importante aspecto en la caracterización de una red es la eficiente utilización del tiempo de uso del canal. Por tal motivo se analiza el rendimiento de las respectivas estrategias de asignación de supertrama. Otro importante aspecto de un sistema wireless es el ahorro de energía soportado, ofrecido a los dispositivos con limitada vida de la batería. El estándar 802.15.3 fue diseñado para permitir administración de energía.

En 802.15.3 los nodos usan la información de las asignaciones de CTAs recibidas en los mensajes beacons. La pérdida de un mensaje beacon puede conducir a una severa

degradación del rendimiento. Por lo tanto se investiga la tolerancia del sistema a la pérdida de beacons.

Durante la diagramación de las asignaciones de tiempos de uso del canal, el PNC ubica delante de la supertrama las asignaciones para el tráfico CBR (tráfico de tasa de bits constante), seguido por las asignaciones para el tráfico rt-VBR (tráfico de tasa de bits variable en tiempo real). La ubicación del tráfico CBR delante de la supertrama garantiza CTAs de posición estática lo cual es importante para este tipo de tráfico.

Para ejecutar un algoritmo de diagramación con mejor rendimiento, los nodos utilizan una técnica de “piggybacking” (llevar la información en el mismo paquete donde viaja el dato) para informar al PNC sus estados internos. El estado interno es en este caso el número de paquetes del flujo de datos en la cola del nodo fuente u origen. Como el PNC esta en el rango de radio de todos los nodos comunicantes, éste puede analizar la información de estado de la cola de todos los nodos de la red. Usando esta información la diagramación del flujo de datos rt-VBR puede ser optimizar, dado que los tiempos de uso del canal (CTA) pueden ser ajustados al tamaño necesario. Sin esta técnica los tiempos de uso del canal pueden ser mal gastados si los nodos origen no tienen paquetes para transmitir. Para tener un sistema con buenas características de rendimiento, se usó un algoritmo de diagramación el cual es efectivo y justo en términos de utilización de ancho de banda. SRTP es el algoritmo de diagramación de prioridades dinámicas en tiempo real que cumple con esas características.

El algoritmo estático usa una supertrama de tamaño constante. La ventaja de este algoritmo es el ahorro de energía y es apropiado para el flujo de datos CBR. Las desventajas son bajo rendimiento (debido a la existencia de CTAs con tiempo libre o sin usar) y la inconsistencia en el tamaño de cola (resultante de una sub-óptima diagramación del flujo de datos)

Usando el algoritmo dinámico el sistema tendrá un comportamiento adaptivo, dado que el PNC puede cambiar el tamaño de supertrama dinámicamente. Con este algoritmo no se produce mal gasto del ancho de banda como se producía con el algoritmo estático. Por otro lado este algoritmo es más complejo y tiene falencias en la capacidad para el ahorro de energía y tratamiento del flujo CBR.

Combinando las ventajas de los dos algoritmos, se conforma el Algoritmo de Formación de Supertrama Jerárquico. Este logra obtener un sistema con baja

complejidad, el cual exhibe mejor rendimiento que el algoritmo estático, sin sacrificar el ahorro de energía ni la capacidad de tratamiento del tráfico CBR.

Para poder mantener este algoritmo simple, se usó una supertrama de duración fija. Por otro parte se adoptó la idea de supertramas dinámicas teniendo dos tipos de supertramas. La supertrama normal con su beacon y la mini-supertrama con su mini-beacon. En cada periodo tenemos una supertrama normal y una o más mini-supertramas. La duración de cada período es fijado a un valor predeterminado. Si la supertrama no se extiende a este valor existe la posibilidad de introducir las mini-supertramas. La idea es aprovechar el tiempo libre que había en el algoritmo estático introduciendo las mini-supertramas, logrando así que los nodos pueden enviar información al PNC sobre el estado interno de la cola y así mejorar la asignación de los tiempos de uso del canal.

Las métricas para la evaluación de este algoritmo son: la *Tasa de falla de trabajo* (JFR: Job Failure Ratio) y el *Tiempo de Respuesta* (RT: Response Time). En ambos se compararon con los algoritmos de formación estáticos y los algoritmos de formación dinámicos en base a la carga de la red. La respuesta en ambos caso para una carga de red entre un 30% a 60% este algoritmo es el más adecuado en ambos casos. Esto se debe a que combina las ventajas de cada una de las formaciones de supertramas, estática y dinámica.

3.3 Técnica de Diagramación para Obtener la Máxima Transmisión de Datos

Un método de diagramación para IEEE 802.15.3, denominado “Diagramación Tráfico Máximo” (“MT: Maximun Traffic”), garantiza que el total de datos a transmitir es máximo en cualquier instante de tiempo y los CTAs necesarios para la transmisión son mínimos [12] . Además se analiza la duración del CAP y los CTAs.

La idea principal de la diagramación MT se muestra en la figura 3-4.

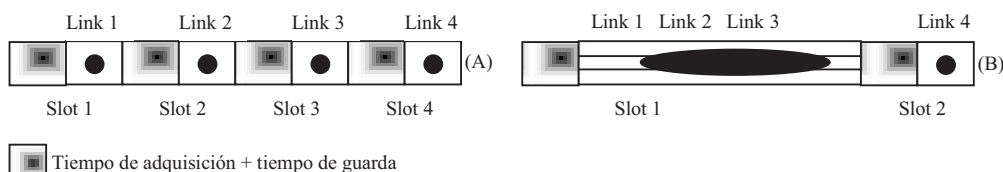


Figura 3-4. Beneficios de diagramación MT: (A) Diagramación general vs (B) Diagramación MT

Hay 4 enlaces para ser diagramados; tres ellos son pares de transmisión y recepción independientes (pueden transmitir simultáneamente sin causar interferencia).

La figura 3-4 (A) muestra una diagramación general donde el número de CTAs para la transmisión es 4, además como vemos están los tiempos de guarda y adquisición que también son 4. La diagramación MT pone en el mismo CTA los tres pares de transmisión y recepción independientes y extiende la duración de la transmisión acorde al número de pares independientes los cuales están en el mismo CTA (Figura 3-3(B)). El tiempo de adquisición y los tiempos de guarda TDMA se reducen a dos unidades de tiempo y la duración del CTA para los tres pares independientes es incrementada en tres veces el tiempo de uso del canal original.

La diagramación de Tráfico Máximo (MT) se basa en dos criterios: el total de datos a transmitir es máximo en cualquier instante de tiempo y el número de tiempos de uso del canal (CTAs) de una supertrama es mínimo. Cuando un DEV requiere un CTA para transmitir, el DEV realiza un requerimiento al PNC. El requerimiento incluye los identificadores del nodo origen y destino, información requerida definida en el estándar 802.15.3 y la identificación de todos los DEVs que interfieren para este par transmisión recepción especial. La información acerca de los DEVs interferentes es calculada por el nodo origen mediante la información de la posición relativa.

El problema de diagramación para el PNC esta descrito formalmente en el siguiente problema: dado algunos pares de transmisiones, agrupar esos pares tal que puedan transmitir en el mismo CTA simultáneamente y que el número de grupos sea mínimo.

Para solucionar este problema, se modela y reduce a un problema de coloración de grafos. Una k -coloración de un gráfico es definida como una asignación de k distintos colores para cada vértice al fin de que dos vértices adyacentes no reciben el mismo color. El número cromático es el menor número natural k tal que el gráfico pueda ser k -coloreado. La definición del gráfico está dada por:

Definición: Considere un gráfico $G = (V, E)$

- V es el conjunto de pares de transmisión y recepción.
- Hay un punto $e \in E$ entre v_i y v_j ($v_i, v_j \in V$) si cualquiera de los destinatarios v_i están dentro del rango de los v_j transmisores o los destinatarios v_j están dentro del rango de los v_i transmisores.

El problema presentado puede ser solucionado encontrando el número cromático desde el gráfico de la definición. Las propiedades del número cromático garantizan que el número de CTAs necesarios es mínimo. Los vértices (pares de transmisión-recepción) con el mismo color pueden ser puestos en el mismo grupo (tiempo de uso del canal) y pueden permitir la transmisión simultáneamente.

El análisis de la diagramación MT muestra que los CTAs requeridos pueden ser reducidos a una o dos cuando el tráfico en una piconet está muy saturado. Esto mejora sustancialmente el rendimiento debido a que se aprovecha mejor el ancho de banda.

3.4 Esquemas que Optimizan la QoS Cambiando la Duración, Pertenencia y Función de un CTA

En la transmisión de cadenas de datos multimediales como MPEG-4 muchos esquemas de diagramación presentan problemas como lo son el desaprovechamiento del ancho de banda disponible y la pérdida de tramas debidas a la fragmentación. Un esquema de diagramación MAC dinámico (DMSS: “Dynamic MAC Scheduling Scheme”) para servicios multimediales basados en MPEG-4 [13] soluciona estos problemas.

Los tópicos más importantes de esta implementación son:

- La trama de trabajo FGS (Escalabilidad de Granularidad Fina) del estándar de codificación MPEG-4, que permite estimar más precisamente el tiempo de uso del canal requerido.
- La modificación del tiempo de uso del canal requerido, adaptándolo a la variación de la longitud de la trama MAC durante los períodos de transmisión de una cadena de datos.

Una cadena de datos de video FGS está compuesta de múltiple capas. Una capa base llamada BL (Layer Base) y múltiples capas de mejoramiento llamadas ELs (Enhancement Layer). La capa base provee la calidad mínima de video. Las capas ELs mejoran la calidad de la cadena de video.

El primer paso consiste en determinar el *tiempo de transmisión estimado*. El mismo se calcula de la siguiente manera:

$$T_i = FL_i/b$$

Donde b es el ancho de banda correspondiente a cada dispositivo de la red y FL_i es el tamaño de la trama en la capa i . En el cálculo del tamaño de la trama se tienen en cuenta la longitud de los encabezados de la capa de transporte, red y de enlace de datos.

Luego se realiza el pedido del tiempo de uso del canal requerido (R) al PNC según el tiempo de transmisión estimado. Para evitar la ocupación exclusiva del canal por un DEV, se compara R con el mínimo tiempo que tendría un DEV dentro la supertrama. Este tiempo se calcula haciendo T/N donde T es el tiempo de duración de la supertrama y N la máxima cantidad de DEVs que un PNC podría soportar. El valor mínimo entre R y este valor es *requerimiento de CTA* que hará el DEV al PNC.

Si el valor de R calculado para una nueva trama de la cadena de datos difiere del anterior, el DEV envía un comando al PNC para cambiar la duración de CTA que tenía hasta al momento, adaptándose así dinámicamente a los requerimientos del sistema

Las métricas utilizadas para evaluar este esquema fueron: la tasa de utilización de CTAs, la variación de la tasa de arribo (“jitter”) de la trama y el número de comandos de asignación de CTAs, todos en función de la tasa de arribo de la tramas. Además el tiempo de uso de canal requerido en función del número de tramas.

La tasa de utilización de CTAs obtuvo mejoras comparadas con otros sistemas en un 12% aproximadamente. El jitter de la trama fue decrementado en un 22% con respecto a otros esquemas. Cabe aclarar que cuando menor es el jitter significa mejor es la calidad de video.

A pesar que existe un gran número de comandos de asignación de CTAs, para poder adaptar dinámicamente los CTAs al tiempo de transmisión necesario, este esquema ofrece mejoras respecto a otros.

Para cumplir con los requerimientos de QoS de ciertas aplicaciones, el diagramador de tiempos de uso del canal (CTA) juega un rol importante. Un algoritmo llamado VBR-MCTA (Tasa de Bit Variable: Variable Bit Rate – Managment CTA) [14], permite compartir la pertenencia de los CTAs entre distintos dispositivos y con esto mejorar uno de los requerimientos principales como lo es el tiempo de respuesta.

Este algoritmo aprovecha las características estadísticas de las cadenas de datos de tasa de bit variable, como los son las cadenas de video, asignando unidades de tiempo

sin uso dentro de una supertrama a dispositivos que requieren seguir transmitiendo datos porque aún no han terminado en su propio CTA.

Esta solución toma la ventaja del StreamGroupID del estándar 802.15.3b y el comando Relinquish (abandono) que permite al propietario de un CTA pasar el control de su CTA a otro dispositivo.

Para soportar eficientemente el tráfico VBR y tener un alto factor de utilización de los CTAs, es necesario adaptar dinámicamente el tamaño y posición de los CTAs. Por lo tanto este algoritmo permite a un dispositivo que necesita más tiempo para transmitir sus datos, usar el tiempo libre de un CTA de otro dispositivo dentro de la misma supertrama. Aquellos dispositivos que requieran más tiempos serán ordenados a través de algún criterio y luego se les asignará los tiempos libres de los CTAs de la supertrama actual.

Todas las cadenas VBR deben fijar la bandera StreamGroupID para informar al diagramador que la propiedad de los CTAs para cadenas VBR con común StreamGroupID son compartibles, es decir que los pueden usar otros dispositivos. El diagramador coloca un MCTA antes de los CTAs cuyo flujos de datos tengan fijados el StreamGroupID.

Los pasos de funcionamiento de este algoritmo son:

1. Cada dispositivo compone o arma un conjunto de descriptores del estado de los datos como por ejemplo tamaño de la cola, prioridad, vencimiento, etc.
2. Los dispositivos envían ese conjunto de información en un MCTA ubicado antes de cada CTAs. En este caso el control acceso al medio en el MCTA se hace vía CSMA/CA. El PNC almacena la información de estado de cola de cada DEV para usarla como se indica en el paso 6.
3. El dueño de un CTA entrante, D_{src} (DEV source o fuente), determina si tiene algo que transmitir. Si no tiene el algoritmo salta al paso 6 caso contrario continua por el paso 4.
4. D_{src} transmite en su CTA los datos que tiene almacenados en su cola.

5. Una vez que el D_{src} ha finalizado su transmisión, éste determina las unidades de tiempo remanente en su CTA. Si el tiempo restante es suficiente para transmitir dos paquetes incluyendo los espacios entre tramas y sus respectivos paquetes de reconocimiento, el D_{src} envía un comando de Abandono (Relinquish) al PNC. Con esto le da el control de su CTA al PNC.
6. El PNC entonces usa los requerimientos recogidos en el punto 2 para determinar a qué dispositivo se le otorga el tiempo restante del CTA recientemente liberado.
7. Después de determinar el dispositivo ganador del CTA, D_{win} , el PNC envía el comando de Abandono del paso 5 al D_{win} .
8. Una vez que el D_{win} recibe el comando de Abandono, D_{win} , usa el Beacon recibido en la actual supertrama para determinar el tiempo remanente del CTA liberado por D_{src} , si es suficiente, diagrama el próximo paquete a transmitir.

El VBR-MCTA requiere de un MCTA por cada CTA para que los dispositivos puedan enviar sus requerimientos. Esta técnica tiene una sobrecarga del uso de tiempo del canal debido a la señalización del estado del flujo de datos. La sobrecarga dependerá del tamaño y frecuencia de los MCTAs.

Para mejorar esta técnica, se proponen dos optimizaciones de VBR-MCTA. La primera denominada VRB-Blind, donde los MCTAs no son usados. El PNC no tiene ninguna información acerca del estado de cola de los DEVs. La asignación del tiempo libre o remanente de un CTA la hace aplicando el mecanismo Round-Robin (primero en la lista – primero en ser atendido) a una lista de dispositivos. La lista de dispositivos es armada en forma aleatoria.

Una segunda optimización a VBR-MCTA denominada VBR-Token Bus, permite transferir el comando de Abandono una vez que el D_{win} haya finalizado de transmitir y todavía queda tiempo libre en el CTA. El D_{win} enviará el comando de Abandono al PNC y éste elegirá el siguiente dispositivo de la lista. Una leve variante a esta segunda optimización hace que el PNC envíe la lista de dispositivos en espera al D_{win} , para que

éste cuando termine, le transfiera la propiedad del CTA al siguiente dispositivo en lista sin tener que pasar por el PNC.

El algoritmo VBR-MCTA y sus dos optimizaciones fueron evaluados comparándolo con mecanismos de transmisión estándar.

Las métrica principal utilizada fue el tiempo de respuesta promedio versus el número de flujos de datos a transmitir. En todos los casos el tiempo de respuesta fue mejorado. El mejor rendimiento se obtuvo con VBR-Token Bus, y en segundo lugar con VBR-MCTA. Si bien la optimización VBR-Blind fue la más pobre, esta puede ser conveniente dependiendo del tipo de tráfico. Si el tráfico no requiere QoS, VBR Blind tiene un importante ahorro en ancho de banda debido a que no utiliza MCTA para informar al PNC el estado de información de los datos en cola.

Un método que aprovecha los tiempos libres u ociosos de las supertramas para el envío de flujo de datos de los dispositivos que no han terminado de transmitir en su tiempo asignado o para la retransmisión de envíos fallados es denominado ECAP (CAP Mejorado / Enhanced CAP) [15].

Un dispositivo puede requerir o cancelar un tiempo de uso del canal (CTA) de acuerdo a sus necesidades. Cuando ocurre una cancelación de CTA, existirá un tiempo sin utilización el cual degradará el rendimiento de la red.

Por tal motivo, este método, propone una nueva estructura de supertrama para utilizar las CTA libres o vacíos. Dentro del período de los CTAs (CTAP) genera uno o varios periodos CAP, donde el control de acceso al medio no se realiza por TDMA sino por CSMA/CA.

Estos periodos son llamados ECAP y la nueva estructura de supertrama se muestra en la figura 3-6.

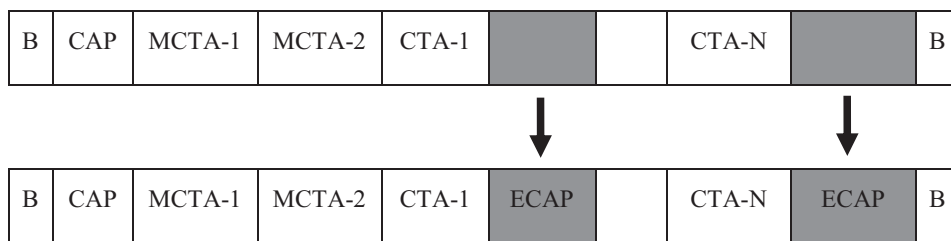


Figura 3-6. Nueva estructura de supertrama

Usando el ECAP los dispositivos pueden acceder al tiempo de uso del canal libre usando las mismas reglas que en el CAP, por lo tanto los DEVs y el PNC no necesitan tomar alguna acción adicional para transmitir datos durante ese período. Los DEVs conocen el tiempo no asignado durante el CTAP a través de los campos de información de los CTAs que existen en el Beacon.

Durante el ECAP cualquier dispositivo puede competir por el acceso al medio para la transmisión de datos. Para hacer más eficiente el uso del ECAP se establece un sistema de prioridades donde el DEV que está transmitiendo en el CTA previo al periodo ECAP, y no pudo finalizar el envío de sus datos, toma mayor prioridad que el resto y puede ocupar el ECAP siguiente sin tener que competir por el medio.

Este método desarrolla otra variante con el objetivo de optimizar el tiempo de uso del canal en redes WPAN.

En este capítulo se consideraron distintos trabajos que analizan el temporizado del estándar IEEE 802.15.3 con el fin de optimizar el rendimiento a través de diversos algoritmos implementados, mejorando la QoS de las redes WPAN bajo un sistema de tiempo real.

Capítulo 4

Análisis y Propuestas para el Nivel de Capa 2 (MAC) en 802.15.3

En el presente capítulo se analizan diversas propuestas sobre el nivel de capa MAC del estándar IEEE 802.15.3 que tienen como objetivo optimizar la QoS en sistemas de tiempo real que trabajen sobre esquemas de prioridades dinámicas.

Para cumplir con el objetivo se trabajó sobre la duración de la supertrama, la asignación y la duración del uso de tiempo del canal.

En primera instancia se analizaron sistemas con estructura de supertrama fija, variando el tamaño de las mismas para evaluar el valor más adecuado para cada sistema. Luego se propuso un esquema de supertrama variable en tiempo de ejecución con MCTAs Fijo, donde el diagramador (PNC) debe calcular el tamaño más adecuado de la próxima supertrama, antes que termine la actual. Por último a la propuesta de supertrama variable en tiempo de ejecución (dinámica) se la modifica, incorporando una extensión de tiempo a la supertrama y la asignación dinámica de los MCTAs.

Para analizar las modificaciones propuestas, se evaluaron el tiempo de respuesta y la cantidad de tareas vencidas bajo dos esquemas de prioridades dinámicas de tiempo real: EDF y SRTP.

La evaluación se realizó utilizando un simulador [16] desarrollado en el lenguaje de programación Visual Basic 6.0. El mismo permite trabajar con estructuras de supertrama fija y dinámica. En el esquema de supertrama fija se puede establecer la duración de la supertrama. En el esquema dinámico podemos dividirlo en dos partes: supertramas con MCTA Fijo o Variable. Además se pueden configurar el tiempo de simulación, la cantidad de simulaciones y el esquema de prioridades dinámicas a utilizar durante la simulación.

4.1. Esquema de Supertrama Fija

Una estructura típica del estándar IEEE 802.15.3 utiliza supertramas de duración fija, comprendidas entre el valor mínimo y máximo que establece estándar, la cual es determinada por el coordinador al comienzo y permanecerá invariable. En este esquema puede ocurrir que existan varias supertramas vacías o subocupadas, degradando el rendimiento. Evaluando el sistema con diversos tamaños de supertrama fue posible mejorar el desempeño de la red.

Debido a que se trató con sistemas de tiempo real, una de las consignas empleadas fue que los dispositivos utilicen MCTAs para realizar sus pedidos de tiempo en lugar del CAP [17]. La utilización del CAP crea incertidumbre en la generación del pedido, pues todos deben competir utilizando técnicas de CSMA/CA. Para las evaluaciones se consideró la existencia de un MCTA por cada DEV que interviene en la piconet dentro de la supertrama.

Para el análisis del comportamiento de la red se emplearon técnicas de simulación. Las simulaciones se realizaron bajo los esquemas de disciplinas de prioridades dinámicas SRTP, EDF y RMS. Se evaluaron los parámetros tiempo de respuesta y el número de tareas vencidas. El tiempo de respuesta fue tomado como el promedio de la diferencia entre los tiempos de generación de los datos en los nodos fuente y los tiempos de finalización de la transmisión de los datos en la red.

Para las simulaciones se tomaron distintos tipos de tráfico y redes con distinta cantidad de nodos. El tráfico de datos fue parametrizado como se menciona en la sección 2.2. El escenario de la tabla 4-1 muestra un modelo de tráfico con distintas topologías de redes para configuraciones de 2 a 10 nodos y duración de la supertrama con valores comprendidos entre 5000 μ seg a 15000 μ seg. Los ensayos se realizaron con la disciplina de prioridades EDF, con un tiempo de simulación fue de 200 seg y los resultados se muestran en las figuras 4-1 y 4-2.

Cantidad de Nodos	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
2	3000	33000	33000
3	3000	33000	33000
\vdots	\vdots	\vdots	\vdots
10	3000	33000	33000

Tabla 4-1. Escenario con distintas topologías de redes

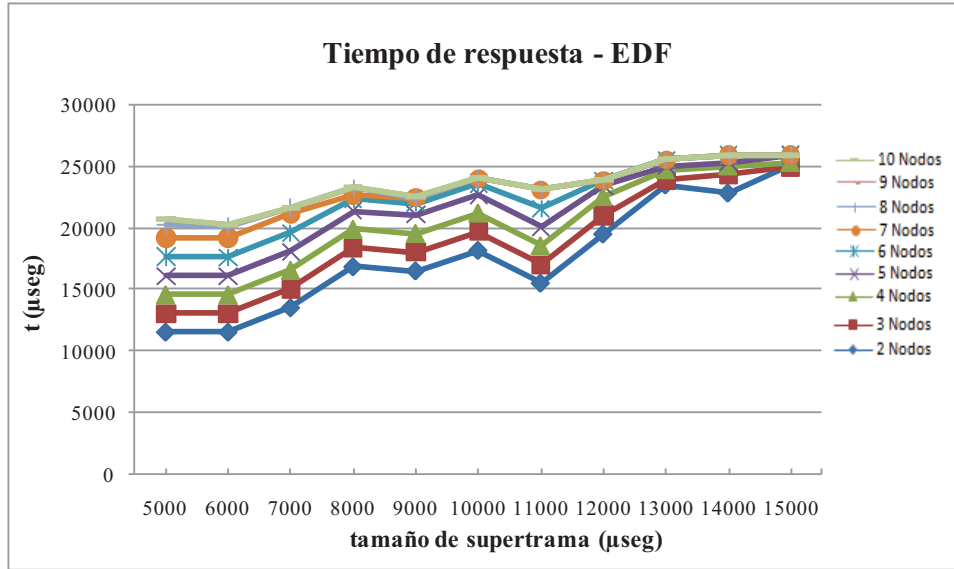


Figura 4-1. Tiempo de respuesta

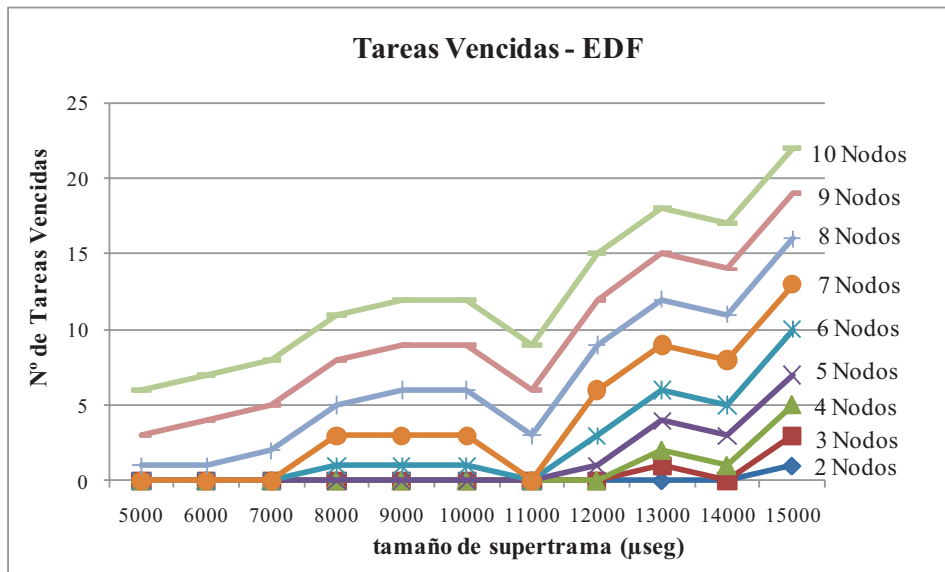


Figura 4-2. Tareas Vencidas

La figura 4-1 muestra el tiempo de respuesta en función de la duración de la supertrama, dentro del rango de 5000 a 15000 µseg en paso de 1000 µseg. Con el menor valor de duración de supertrama se obtuvo un mejor tiempo de respuesta en todos los casos, y a medida que el tamaño aumenta, empeora este parámetro. En la supertrama de duración 11000 µseg se produce una mejora del tiempo de respuesta, contrario a la tendencia, debido a que ese valor es múltiplo de los periodos de arribo de información a los nodos. La misma tendencia ocurre con el otro parámetro de medición, las tareas

vencidas, siendo menor el número de tareas vencidas cuanto menor es la duración de la supertrama.

En la tabla 4-2 se muestra otro escenario de simulación, donde se aprecia que los valores de la duración de los mensajes a transmitir (C) y los tiempos de arribo (T) entre los distintos nodos son diferentes. Se tomó una “piconet” fija compuesta por 5 nodos y distintos tamaños de duración de supertrama, variando la misma de 3000 μseg a 8000 μseg en paso de 1000 μseg . La misma se realizó bajo los esquemas de prioridades EDF, SRTP y RMS. Las figuras 4-3 y 4-4 muestran el tiempo de respuesta y el número de tareas vencidas en función del tamaño de la supertrama, para este escenario.

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3000	12000	12000
2	2000	15000	15000
3	3000	15000	15000
4	3000	21000	21000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-2. Escenario con distintos C y D

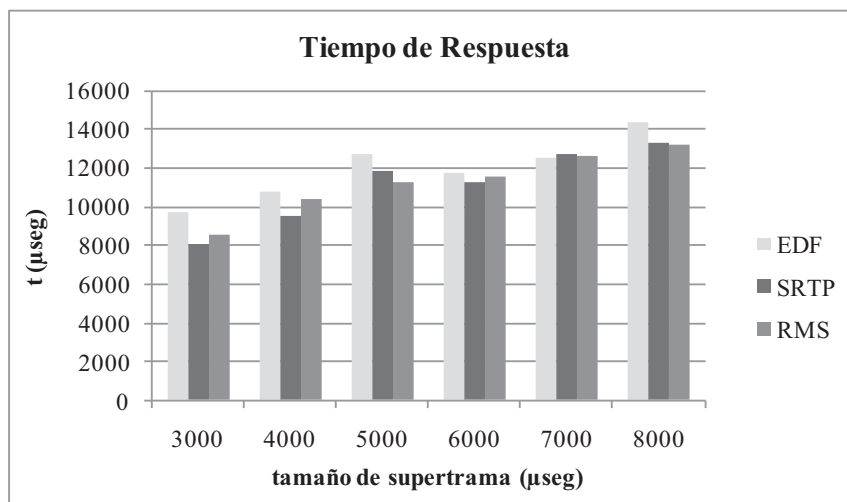


Figura 4-3. Tiempo de respuesta

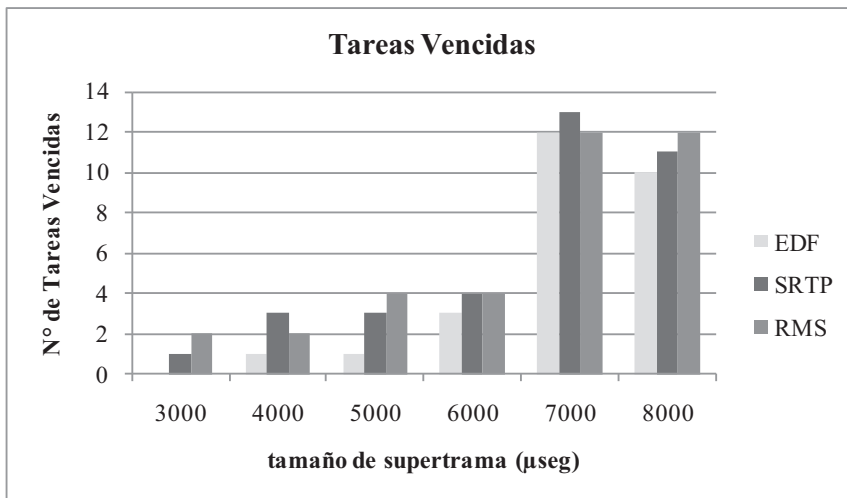


Figura 4-4. Tareas Vencidas

La figura 4-3 refleja el tiempo de respuesta comparativo entre las distintas disciplinas de prioridades, donde se muestra las diferencias en los resultados obtenidos. Se puede observar que con la disciplina SRTP el tiempo de respuesta del sistema es, en general, menor que los otros dos esquemas de prioridades. Esto está ligado a la relación entre el C , T y D , ya que como SRTP ordena por tiempo de ejecución, ésta logrará los mejores tiempos de respuesta. En cambio EDF tendrá la menor cantidad de tareas vencidas, ya que su ordenamiento es por menor tiempo al vencimiento.

La figura 4-4 muestra que para valores máximos de tamaño de supertrama simulados (7000 µseg y 8000 µseg), se produce un fuerte incremento en las tareas vencidas. Esto se debe a que hay más tiempo ocioso en cada supertrama y que el tiempo de generación de algunas de las tareas (tiempo de arribo de la información al nodo) coincide con el inicio de la supertrama, motivo por el cual el DEV tendrá que esperar dos supertramas completas para ser atendido (peor caso).

La tabla 4-3 muestra un tráfico de datos que se parametrizó con tareas de distinta duración (C), pero de igual períodos de arribo (T) y vencimientos (D).

N° de Nodo	<i>C</i> [μseg]	<i>T</i> [μseg]	<i>D</i> [μseg]
1	3000	33000	33000
2	2000	33000	33000
3	5000	33000	33000
4	3500	33000	33000
5	5500	33000	33000
6	6500	33000	33000
7	1000	33000	33000
8	1000	33000	33000
9	1000	33000	33000
10	1000	33000	33000

Tabla 4-3. Escenario con distinto *C* e igual *T* y *D*

Las simulaciones fueron realizadas para distintos tamaños de supertrama, las mismas fueron tomadas desde 400 μseg hasta 2000 μseg en pasos de a 400 μseg, tal como se muestra en las figuras 4-5 y 4-6. En esta simulación el valor de supertrama en algunos casos ($SF = 400 \mu\text{seg}$ y $SF = 800 \mu\text{seg}$) estuvo por debajo del valor mínimo que establece el estándar (1 mseg). Estos valores se tomaron con el fin de mostrar la influencia del beacon y los MCTAs en el rendimiento de la red. En cada simulación la cantidad de nodos de la piconet se mantuvo en 10. Las simulaciones se realizaron sobre las disciplinas EDF y SRTP. La figura 4-5 y 4-6, muestran como mejora el tiempo de respuesta y el número de tareas vencidas si la disciplina de prioridades utilizada es SRTP. Esto se debe a que esta disciplina ejecuta primero las tareas de menor *C*, mejorando el tiempo de respuesta. Dado que existen muchas tareas con bajo valor de *C*, esto provoca una menor cantidad de tareas vencidas. En cambio, EDF ejecuta primero las de menor vencimiento, sin embargo como estos son iguales para todas las tareas, no tiene incidencia las propiedades de esta disciplina dando origen a un mayor tiempo de respuesta y consiguiente pérdidas de vencimiento.

De la figura 4-6 se observa que EDF tiende a mejorar a medida que el tamaño de supertrama aumenta, tendiendo a igualar los resultados del esquema SRTP. Esto se debe a que con mayor tamaño de supertrama, la incidencia de los tiempos destinados al “beacon” y los MCTAs (sobrecarga) es menor.

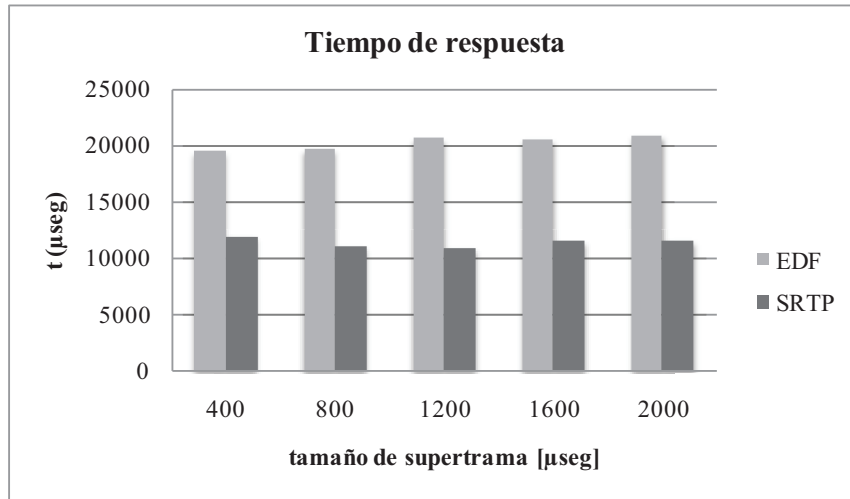


Figura 4-5. Tiempo de respuesta

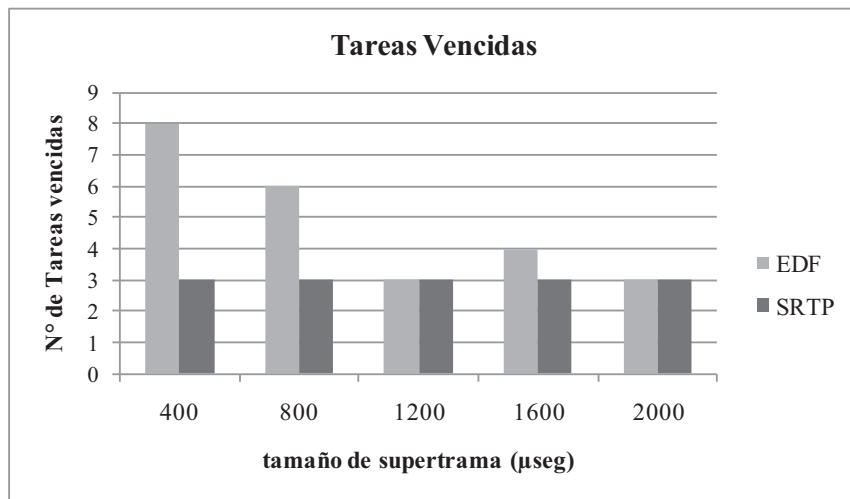


Figura 4-6. Tareas vencidas

4.2. Supertrama Dinámica con MCTA Fijo

A pesar que sería posible encontrar la duración de supertrama más adecuada, los resultados obtenidos muestran que las supertramas fijas conducen en muchos casos a que haya una cantidad importante de supertramas sub-ocupadas u ociosas. Por tal motivo en esta sección se analizará la generación de supertramas de duración variable, “dinámicas” [18]. Esta propuesta plantea que la duración de la supertrama se ajuste a los requerimientos de transmisión de los dispositivos, permitiendo mejorar el desempeño de la red. El PNC toma la decisión de determinar el tamaño de la supertrama en función del tiempo de duración (C) y del vencimiento (D) de las tareas.

En el instante inicial, el PNC genera una supertrama que estará compuesta de la trama Beacon más las tramas MCTAs (una por cada uno de los nodos de la red). A esta supertrama la llamamos supertrama mínima SF_{\min} como se muestra en la figura 4-7. El valor de SF_{\min} no será constante pues depende del número de dispositivos intervinientes, estando su valor comprendido entre el mínimo y máximo establecido por la norma. Los DEVs enviarán los requerimientos en sus correspondientes MCTAs.

Beacon	CTAP			
	MCTA ₁	MCTA ₂	*****	MCTA _n

Figura 4-7. Estructura de supertrama mínima- SF_{\min}

Al finalizar cada supertrama, el PNC recalcula el tamaño de la misma en base a los requerimientos que les enviaron los DEVs a través de los MCTAs. Si no tiene pedidos en espera para ser atendidos, enviará supertramas mínimas hasta que aparezcan nuevas solicitudes.

Una vez que el PNC adquiere los requerimientos de los DEVs que intervienen en la piconet, el mismo procede a calcular la duración de la siguiente supertrama ajustando su valor para optimizar así el rendimiento de la red.

El PNC realiza el cálculo del tamaño de la supertrama de la siguiente manera:

$$SF = B + \sum_{i=1}^n MCTA_i + \sum_{i=1}^j C_i \quad (4-1)$$

Donde B es el Beacon, n es el número total de nodos de la red, j el número de nodos que solicitaron tiempos de uso del canal de comunicaciones para transmitir (pedidos) y C_i los tiempos de duración de cada mensaje. Si SF es menor al valor mínimo permitido por el estándar, la duración se ajusta al valor mínimo. Si SF es igual o supera el valor máximo dado por el estándar, la duración se ajusta al valor máximo.

Si el valor calculado en (4-1) está comprendido entre los valores de supertrama mínimo y máximo, el tiempo de finalización de la siguiente supertrama (t_{final}) se calcula como la suma del tiempo final de la supertrama actual (t_{actual}) y el valor obtenido en (4-1), entonces:

$$t_{final} = t_{factual} + SF \quad (4-2)$$

Una vez obtenido el t_{final} , el PNC compara este valor con el tiempo de generación más cercano al $t_{factual}$, denominado t_{Pmin} . Si t_{final} es mayor que t_{Pmin} se debe recalcular el tamaño de supertrama como sigue:

$$SF = t_{Pmin} - t_{factual} \quad (4-3)$$

Si el t_{final} es igual que el tiempo t_{Pmin} queda el tamaño como se calculo en (4-1). Si el t_{final} es menor que el tiempo t_{Pmin} se procede a hacer la diferencia entre estos dos valores ($t_{Pmin} - t_{final}$). A este valor lo identificaremos como t_{dif} .

$$t_{dif} = t_{Pmin} - t_{final} \quad (4-4)$$

Si $t_{dif} < SF_{min}$, el tamaño de la supertrama será igual al valor calculado en (4-1) más el valor de t_{dif} :

$$SF = t_{dif} + SF \quad (4-5)$$

Si $t_{dif} \geq SF_{min}$, el tamaño de la supertrama es como se calculó en (4-1).

Esto permite mejorar el tiempo de respuesta ya que se le da al dispositivo la oportunidad de realizar su pedido al PNC en el instante de tiempo más próximo a la generación del mensaje.

A modo de ejemplo supongamos que tenemos dos tareas con los siguientes parámetros:

Tarea 1: $C_1 = 2$ [mseg], $P_1 = 5$ [mseg] y $D_1 = 5$ [mseg]

Tarea 2: $C_2 = 2$ [mseg], $P_2 = 7$ [mseg] y $D_2 = 7$ [mseg]

$$SF_{min}(B+MCTAs) = 0,5 \text{ [mseg]}$$

En el instante inicial SF_{min} toma el valor de 1 mseg ya que es el mínimo que permite el estándar. Para calcular el tamaño de la próxima supertrama, se procede de la siguiente manera:

Con los requerimientos de los DEVs, se calcula SF aplicando la ecuación (4-1):

$$SF = 0,5 + 4 = 4,5 \quad \text{[mseg]}$$

de la ecuación 4-2, el t_{final} será:

$$t_{final} = 1 + 4,5 = 5,5 \quad [\text{mseg}]$$

Comparando el t_{final} con el t_{Pmin} , éste, es mayor y por la tanto SF se recalcula aplicando la ecuación (4-3)

$$SF = 5 - 1 = 4 \quad [\text{mseg}]$$

La figura 4.8 la primer parte del ejemplo

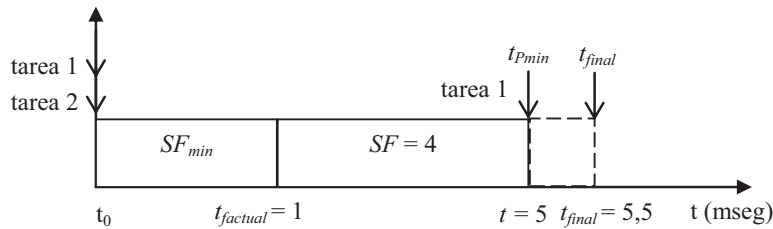


Figura 4.8. Cálculo de SF de forma dinámica

En $t = 5$ mseg, dado que hay tareas pendientes de ejecución (la tarea 2), se calcula SF (4-1) y t_{final} (4-2):

$$SF = 0,5 + 0,5 = 1 \quad [\text{mseg}]$$

$$t_{final} = 5 + 1 = 6 \quad [\text{mseg}]$$

En este caso el t_{final} es menor que t_{Pmin} (7mseg), por lo tanto aplicando la ecuación 4-4, se obtiene:

$$t_{dif} = 7 - 6 = 1 \quad [\text{mseg}]$$

Comparando t_{dif} con el valor de SF_{min} , estos son iguales y por lo tanto SF queda igual al valor calculado en (4-1).

En esta supertrama se completa la tarea 2 y hace su solicitud la tarea 1 que se generó en $t = 5$ mseg.

En $t = 6$ mseg el PNC calcula la siguiente supertrama aplicando (4-1) dado que hay requerimientos pendientes de atención:

$$SF = 0,5 + 2 = 2,5 \quad [\text{mseg}]$$

$$t_{final} = 6 + 2,5 = 8,5 \quad [\text{mseg}]$$

En este caso el t_{Pmin} (7 mseg) es menor que el t_{final} por la tanto se recalcula SF aplicando (4-3):

$$SF = 7 - 6 = 1 \quad [\text{mseg}]$$

En esta SF sólo se asignará 0,5 mseg a la tarea 1, quedando el resto para la siguiente SF . La figura 4.9 muestra esta última parte del ejemplo, donde el valor calculado para SF tendría que finalizar el 8,5 mseg, pero como este tiempo es mayor que el tiempo de generación más cercano al $t_{factual}$, en esta caso la tarea 2, se recalcula la duración de la supertrama finalizando la misma en 7 mseg.

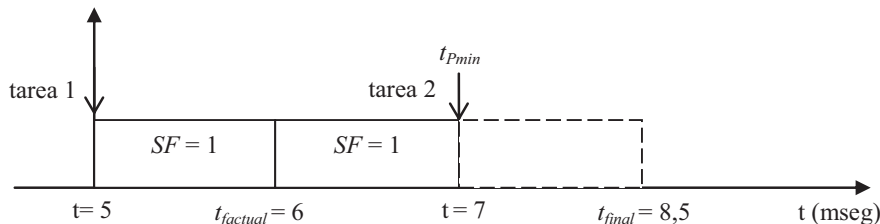


Figura 4.9. Cálculo de SF de forma dinámica

Para notar las ventajas de esta propuesta, comparando este ejemplo utilizando supertramas de tamaño fijo igual a 2 mseg, se obtiene:

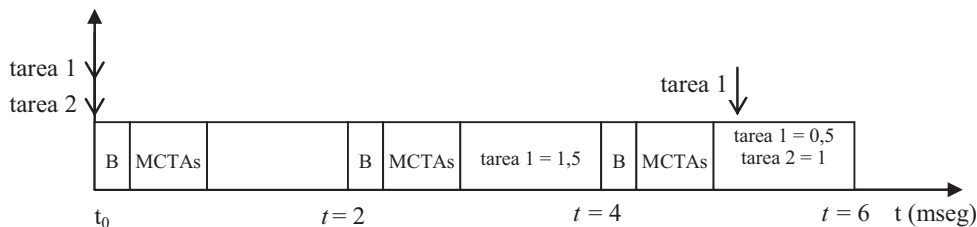


Figura 4.10. SF de duración fija

Como se observa en la figura 4.10, la tarea 1 comienza e ejecutarse recién en $t = 2,5$ mseg (1 mseg después que en el ejemplo de la figura 4.8), y en $t = 6$ mseg, resta aún ejecutarse 1 mseg de la tarea 2, cuando en SF dinámica, ya se ejecutaron ambas tareas.

Aplicando esta metodología para el cálculo del tamaño de la supertrama, es posible asegurar la obtención de los requerimientos de las tareas ni bien se produce la generación de las mismas y así poder ejecutarlas en la próxima supertrama, mejorando el rendimiento de la red.

La evaluación del comportamiento para la asignación dinámica del tamaño de la supertrama con MCTA fijo, se realizó empleando técnicas de simulación, bajo las disciplinas de prioridades EDF y SRTP para distintos escenarios.

En las simulaciones se consideran distintas redes “piconet”, variando la cantidad de DEVs, distintos tipos de tráfico con generación sincrónica (C , T y D), una tasa de transferencia de 55 Mbps y un tiempo de simulación de 200 seg.

En la tabla 4-4 se muestra un escenario donde se varió la cantidad de nodos de 8 a 10. La simulación solo se realizó en EDF dado que por el patrón de tráfico con la disciplina SRTP daría el mismo resultado. Las medidas de evaluación realizadas fueron el tiempo de respuesta y el número de tareas vencidas.

Cantidad de Nodos	C [μ seg]	T [μ seg]	D [μ seg]
8	3000	33000	33000
9	3000	33000	33000
10	3000	33000	33000

Tabla 4-4. Escenario para simulación con EDF

El tiempo de respuesta se calcula como el promedio de la diferencia entre los tiempos de generación de los datos en los nodos fuente y los tiempos de finalización de la transmisión de los datos en la red. En la figura 4-11 se puede apreciar que los tiempos de respuesta varían entre 13500 y 17000 μ seg, aumentando a medida que es mayor el número de nodos.

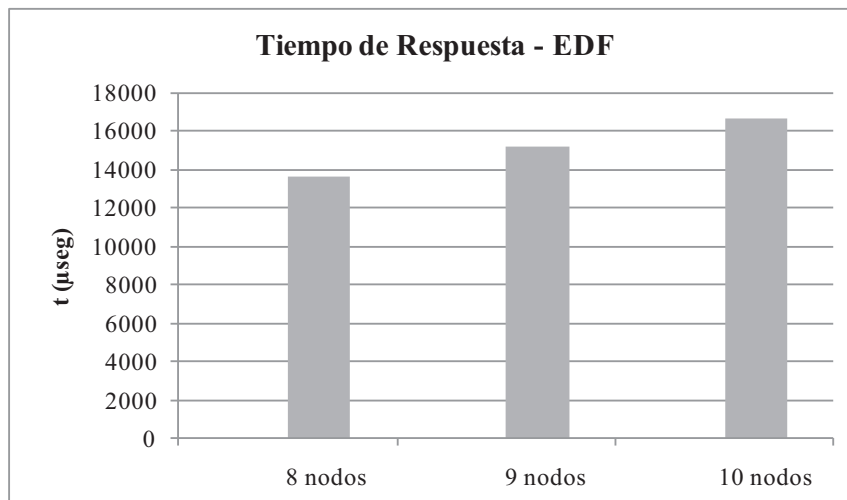


Figura 4-11. Tiempo de respuesta con EDF

El tamaño de supertrama se ajusta dinámicamente en tiempo de ejecución dependiendo de las tareas pendientes, provocando que la pérdida del vencimiento de una tarea ocurra cuando el sistema esté sobrecargado. Por ejemplo, para una piconet de 10 nodos se necesita para la atención de todas las tareas un tiempo de 30000 μ seg (3000 μ seg cada tarea) más dos supertramas mínimas (2000 μ seg), dando un total de 32000

μseg . El vencimiento de todas las tareas es de 33000 μseg , esto significa que se ejecutan todas las tareas y por este motivo el número de tareas perdidas es cero.

La tabla 4-5 muestra otro escenario donde se aprecian diferentes valores de duración de los mensajes (C), tiempos de arribo (T) y vencimientos (D) entre los distintos nodos de la red. En este caso se tomó una “piconet” fija compuesta por 5 nodos.

Nº de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3000	12000	12000
2	2000	15000	15000
3	3000	15000	15000
4	3000	21000	21000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-5. Escenario con distintos C y D

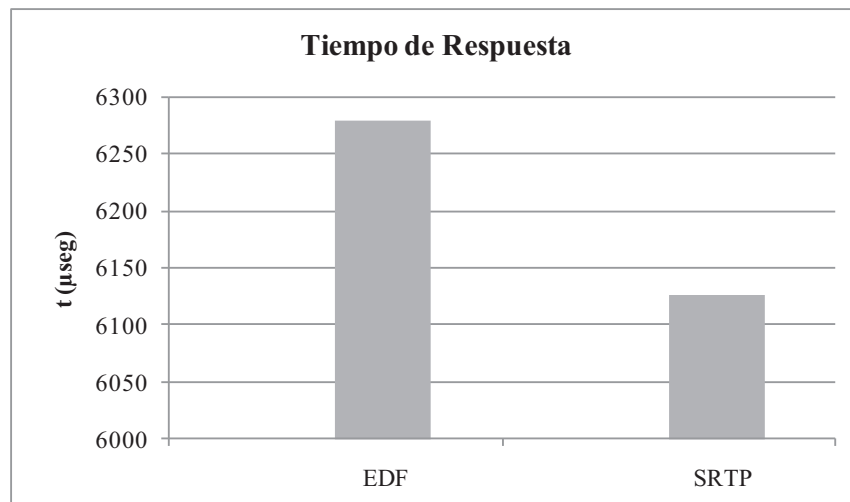


Figura 4-12. Tiempo de Respuesta EDF vs SRTP

La figura 4-12 refleja el tiempo de respuesta comparativo entre las distintas disciplinas de prioridades, donde se muestran las diferencias de los resultados obtenidos. Se puede observar que con la disciplina SRTP el tiempo de respuesta del sistema es menor que con EDF, debido a que la relación entre C , T y D en la disciplina SRTP se ordena por tiempo de ejecución. En esta simulación el número de tareas vencidas fue 0, pues el tamaño de las supertramas se ajusta en forma dinámica a las necesidades de los dispositivos.

Un nuevo escenario de simulación se muestra en la tabla 4-6, con un patrón de datos con tareas de distinta duración (C), pero de igual períodos de arribo (T) y vencimientos (D).

Nº de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3000	33000	33000
2	2000	33000	33000
3	5000	33000	33000
4	3500	33000	33000
5	5500	33000	33000
6	6500	33000	33000
7	1000	33000	33000
8	1000	33000	33000
9	1000	33000	33000
10	1000	33000	33000

Tabla 4-6. Escenario con distinto C e igual T y D

La figura 4-13 muestra el tiempo de respuesta de las simulaciones realizadas para las disciplinas EDF y SRTP.

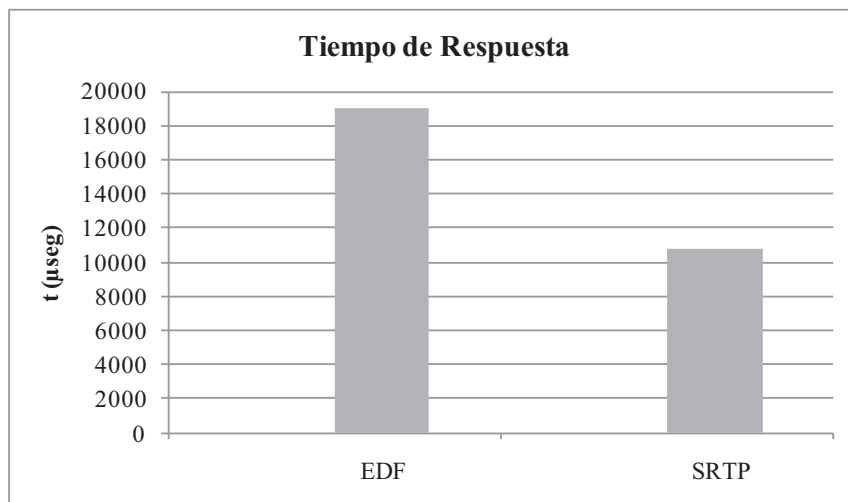


Figura 4-13. Tiempo de respuesta comparativo EDF y SRTP para 10 nodos

De la figura 4-13, se puede observar que el menor tiempo de respuesta se verifica para la disciplina de prioridades SRTP. Esto se debe a que esta disciplina ejecuta primero las tareas de menor C , mejorando el tiempo de respuesta dado que existen muchas tareas en esta simulación de corta duración. Igual que en los casos anteriores el número de tareas vencidas, para ambas disciplinas, es 0 por los mismos motivos explicados anteriormente.

La tabla 4-7 muestra el tráfico de datos parametrizado con tareas de distinta duración (C), períodos de arribo (T) y vencimientos (D) con un factor de utilización muy alto cercano a la unidad.

Nº de Nodo	$C[\mu\text{seg}]$	$T[\mu\text{seg}]$	$D[\mu\text{seg}]$
1	600	3500	3500
2	600	3800	3800
3	800	4000	4000
4	800	4000	4000
5	1100	5000	5000

Tabla 4-7. Escenario con distintos C , T y D

Se realizaron comparaciones del funcionamiento de asignación de supertramas dinámicas con las asignaciones estáticas. Se graficaron el tiempo de respuesta y el número de tareas vencidas. Las simulaciones se realizaron sobre las disciplinas EDF y SRTP.

Las figuras 4-14 y 4-15 muestran el tiempo de respuesta para la disciplina EDF y SRTP, respectivamente.

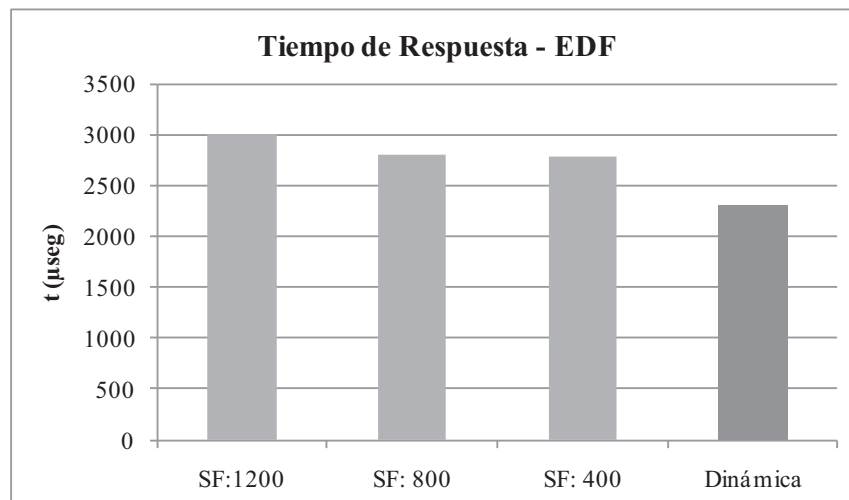


Figura 4-14. Tiempo de respuesta comparativo entre supertrama dinámica y estáticas para EDF

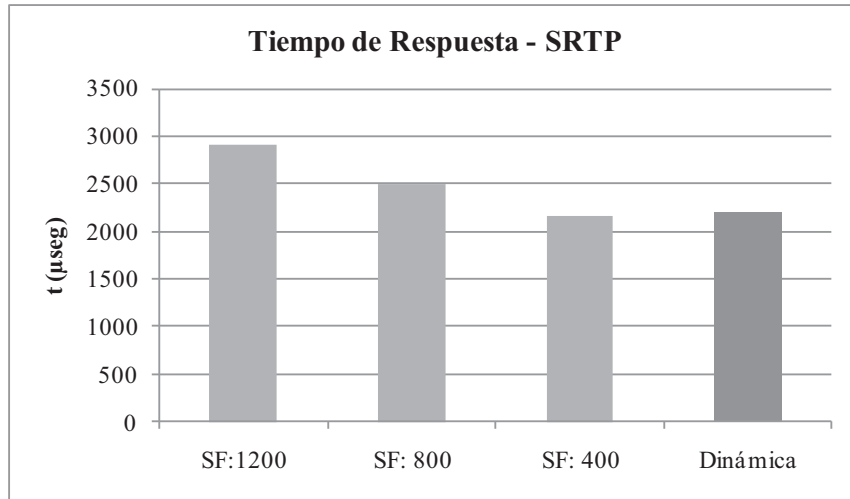


Figura 4-15. Tiempo de respuesta comparativo entre supertrama dinámica y estáticas para SRTP

Las figuras 4-16 y 4-17 muestran las tareas vencidas para las disciplinas EDF y SRTP, donde se aprecia una notable mejoría al aplicar la asignación dinámica.

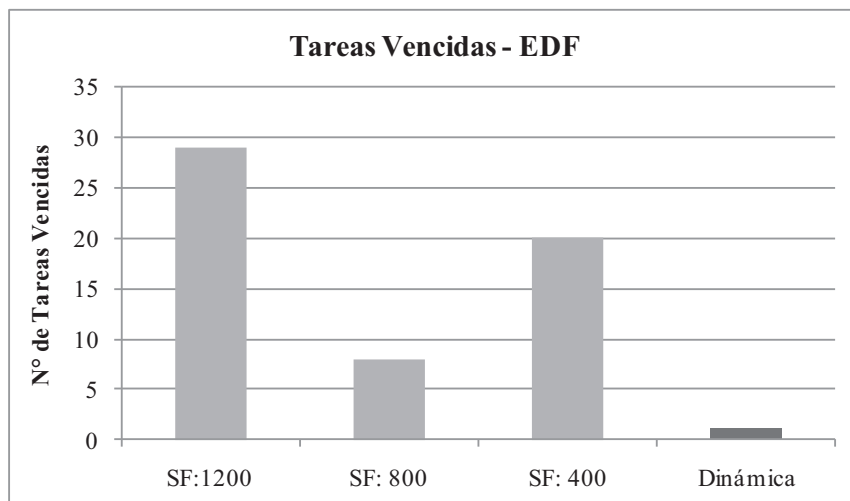


Figura 4-16. Tareas vencidas comparativas entre supertrama dinámica y estáticas para EDF

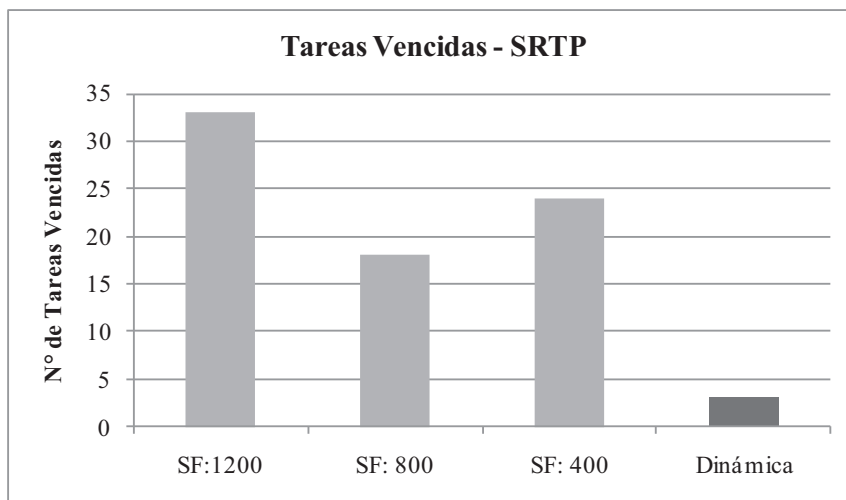


Figura 4-17. Tareas vencidas comparativas entre supertrama dinámica y estáticas para SRTP

Las respuestas obtenidas en todos los escenarios comparados con los resultados de supertramas estáticas reflejan una sustancial mejora tanto en el tiempo de respuesta como en el número de tareas vencidas.

El nuevo escenario de simulación se presenta para un tráfico saturado, como el de la tabla 4-8, con un factor de utilización es 1,175 [19].

Nº de Nodo	C [µseg]	T [µseg]	D [µseg]
1	850	3300	3300
2	675	3600	3600
3	940	4100	4100
4	825	3900	3900
5	1330	4600	4600

Tabla 4-8. Escenario con tráfico saturado

Las figuras 4-18, 4-19, 4-20 y 4-21 muestran el tiempo de respuesta y cantidad de paquetes perdidos para EDF y SRTP respectivamente, donde se observa que la asignación dinámica de supertramas con MCTA fijo presenta un mejor rendimiento para un sistema saturado. En la figura 4-19 se nota que el tiempo de respuesta es levemente mejor en SRTP con supertramas fijas ($SF=400$ µseg) que con supertramas dinámicas. Esto se debe a que al perder más paquetes (figura 4-20) mejora el tiempo de respuesta.

La simulación realizada para supertramas fijas de 400 µseg corresponde a un valor fuera del rango del estándar. Este valor se utilizó al solo efecto de lograr el mejor el tiempo de respuesta en supertramas fijas.

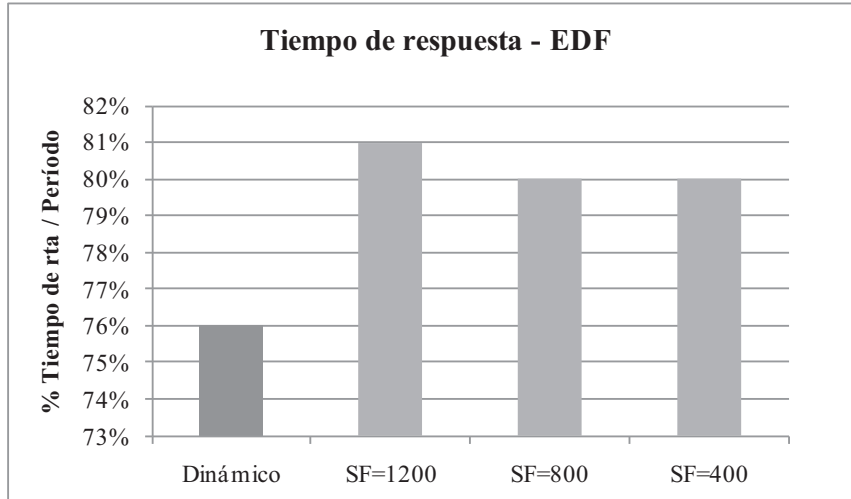


Figura. 4-18. Tiempo de respuesta: supertrama dinámica vs estática para EDF

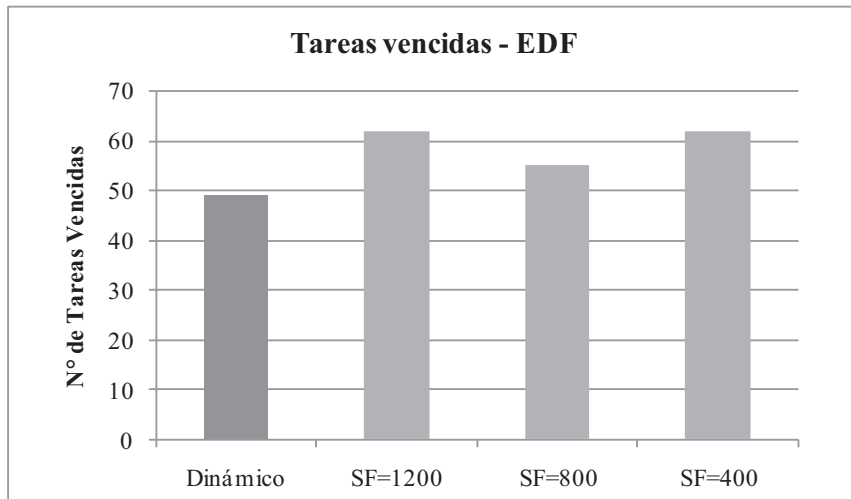


Figura. 4-19. Tareas vencidas: supertrama dinámica vs estática para EDF

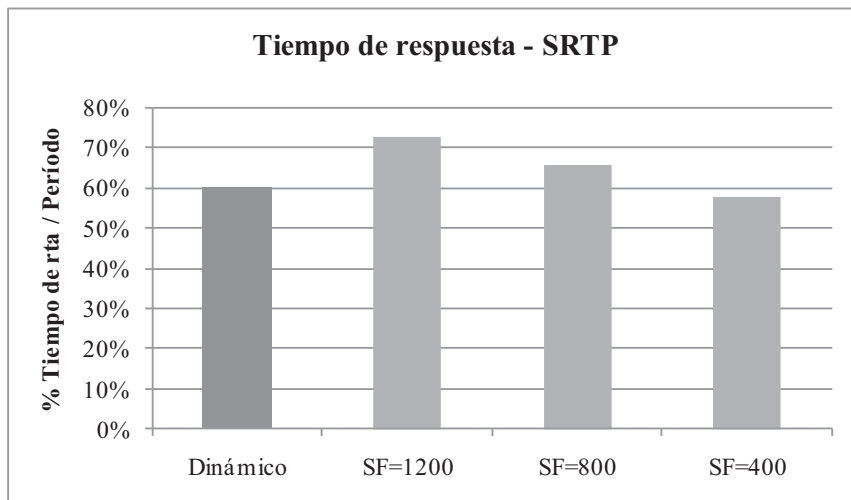


Figura 4-20. Tiempo de respuesta: supertrama dinámica vs estática para SRTTP

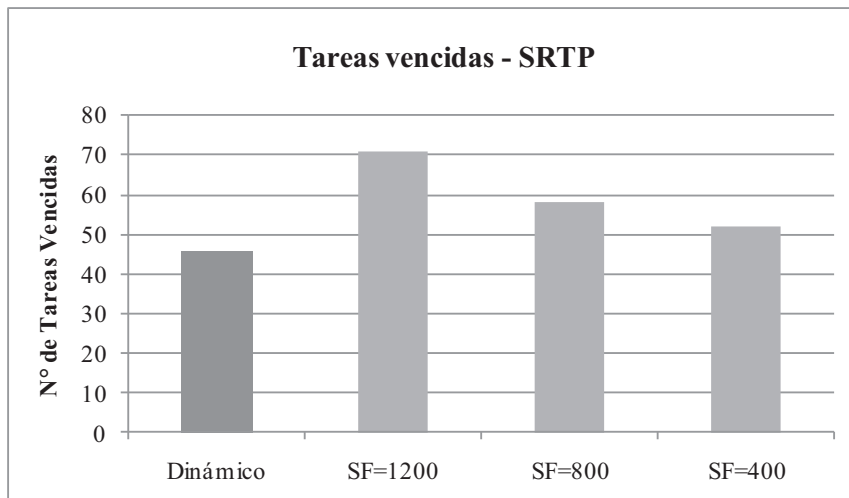


Figura 4-21. Tareas vencidas: supertrama dinámica vs estática para EDF

La complejidad computacional para lograr estas mejoras representa un valor próximo al 25 % de la SF_{min} , sin embargo este tiempo de cálculo, será realizado por el PNC durante el período de tiempo de uso del canal (CTAP), no provocando tiempos extras de supertrama.

El procedimiento presentado requiere que en todas las supertramas se generen los MCTA, uno para cada nodo, aunque éstos no tengan solicitudes, provocando una disminución del ancho de banda disponible.

4.3. Supertrama Dinámica con MCTA Variable

Como se ha visto, es posible optimizar el ancho de banda disponible, ajustando en forma dinámica el tiempo de ejecución de la duración de la supertrama de acuerdo a los pedidos que el PNC tenga en cola de espera.

Otro punto que permite mejorar la calidad de servicio es la asignación adecuada de los MCTAs para que los dispositivos hagan sus pedidos. Hasta ahora, la cantidad de MCTAs es igual al número de dispositivos que forman parte de la piconet en cada supertrama generada. Si el DEV no tenía solicitud pendiente, el espacio de tiempo asignado al MCTA de ese DEV no era utilizado con lo cual se desperdiciaba el ancho de banda disponible y en consecuencia el desempeño de la red.

Por tal motivo se estudiará la asignación dinámica de MCTA. Esto significa asignar MCTAs únicamente cuando los dispositivos requieran hacer la solicitud de tiempo de uso del canal, mejorando el ancho de banda disponible.

Otra mejora en el desempeño de la red, propone evaluar el agregado de un tiempo adicional para la próxima supertrama en virtud de las condiciones presentes a la hora de efectuar el cálculo [20], [21]. Esto permite obtener las solicitudes de los dispositivos que se generan en un periodo cercano a la finalización de la supertrama. Esto se verá reflejado como mejoras en el tiempo de respuesta.

En una forma similar a los casos anteriores, al finalizar cada supertrama, el PNC calcula el tamaño de la próxima en base a los requerimientos que les enviaron los DEVs a través de los MCTAs. Si no tiene pedidos en espera para ser atendidos enviará supertramas que contendrán el beacon hasta que aparezcan nuevas solicitudes. El PNC realiza el cálculo del tamaño de la SF de la siguiente manera:

$$SF = B + \sum_{i=1}^j MCTA_i + \sum_{k=1}^l C_k \quad (4-6)$$

Como se indica en (4-6) se suma el Beacon (B), los $MCTA_i$ correspondientes a las generaciones de las tareas (j) y los tiempos de ejecución (C_k) de las tareas pendientes (l). Si la SF es mayor a 1mseg se suma SF al tiempo final de la supertrama actual ($t_{factual}$) obteniendo el tiempo de finalización de la siguiente supertrama, t_{final} .

$$t_{final} = t_{factual} + SF \quad (4-7)$$

El PNC compara el t_{final} con el tiempo de generación más cercano al $t_{factual}$, denominado t_{Pmin} . Si t_{final} es mayor que t_{Pmin} y este a su vez mayor que $t_{factual} + 1mseg$, se debe recalcular el tamaño de la SF como sigue:

$$SF = t_{Pmin} - t_{factual} \quad (4-8)$$

Caso contrario, el valor de SF que como se calculo en (4-6). Una vez obtenido el tamaño de la supertrama se evalúa extender o no la supertrama. Si no existen generaciones pendientes ($T_p = 0$), será conveniente extender la supertrama. El proceso consta de la apertura de una ventana de 1 mseg (tamaño mínimo de una supertrama) posterior al tiempo de finalización de la SF calculada (t_{final}). Si dentro de esa ventana existen generaciones de tareas para ser atendidas, el tamaño de la supertrama se extiende al tiempo de generación más próximo a cierre de la ventana.

La figura 4-22 muestra el funcionamiento de la aplicación de la extensión de la supertrama.

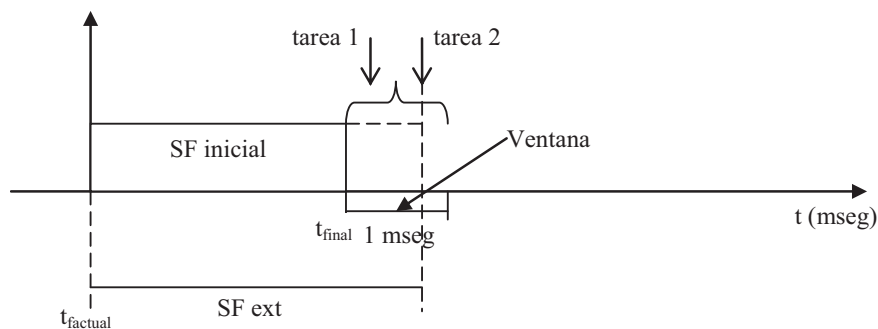


Figura 4-22. Extensión de supertrama

Con esta extensión de supertrama se logra mejorar el tiempo de respuesta debido a que el PNC obtiene la solicitud un tiempo antes, que si se hubiese aplicado el método de supertrama dinámica con MCTA fijo. Esta extensión no perjudica el rendimiento de las tareas pendientes de finalización ($C \neq 0$), es decir, que están siendo atendidas.

Si existen generaciones pendientes de atención ($T_p \neq 0$), esto significa que el PNC tiene que asignarle un MCTA a cada una de las generaciones pendientes en la supertrama que se está calculando, la aplicación de la extensión no se realiza.

El motivo de no realizar la extensión en este caso, se debe a que un mayor tiempo de la supertrama retardaría la atención de los DEVs solicitantes.

El ejemplo graficado en las figura 4-23 muestra las mejoras en el tiempo de respuesta de la Tarea 1 y 2

En t_1 el método de supertrama dinámica con MCTA fijo calcula el tamaño de la supertrama (SF), terminando la misma en el momento de generación de la tarea 1, t_2 . En la siguiente supertrama el PNC recibirá los requisitos de la tarea 1. En t_1 el método de supertrama dinámica con MCTA variable calcula el tamaño de la supertrama (SF), terminando la misma en el momento de generación de la tarea 2, $t_2 + 0,1$ mseg. De esta forma en la siguiente supertrama el PNC recibirá los requisitos de ambas tareas. En el primer caso, la supertrama inicia en t_2 donde se ejecutará la tarea 1 y en el segundo caso, la supertrama inicia en $t_2 + 0,1$ mseg donde se ejecutará la tarea 1 y 2. Del este ejemplo se observa claramente las mejoras en el tiempo de respuesta del sistema.

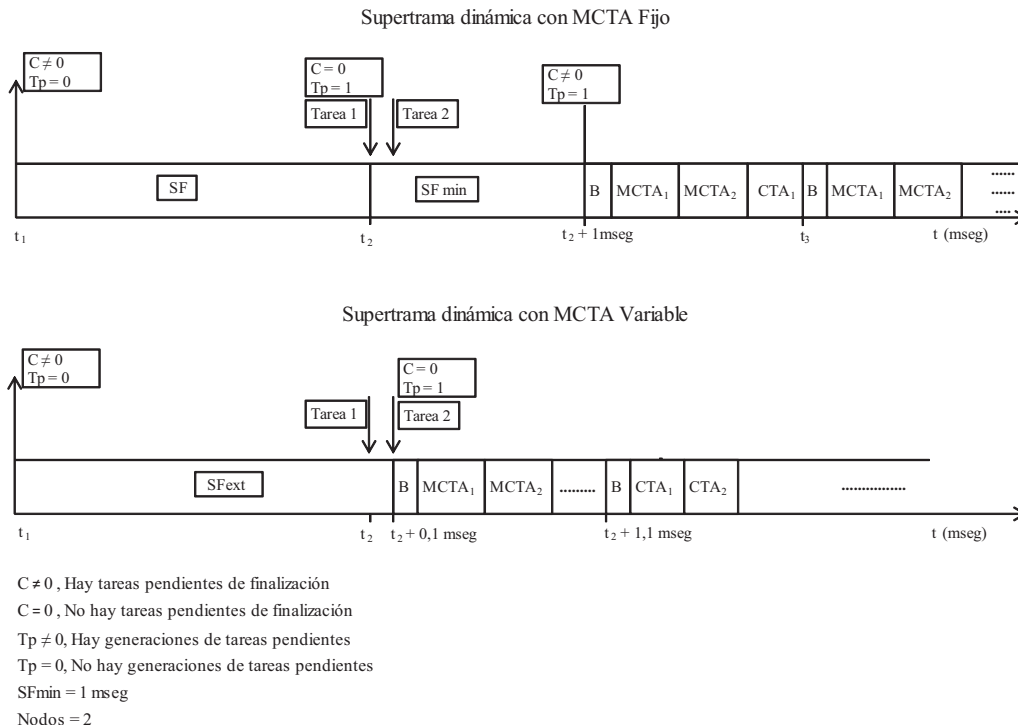


Fig. 4-23. Comparación entre Supertramas dinámicas con MCTA fijo y variable

Para el cálculo de la duración de la supertrama extendida (SF_{ext}) en el método supertrama dinámica con MCTA variable, se procede de la siguiente manera:

$$SF_{ext} = SF + (t_{extf} - t_{final}) \tag{4-9}$$

Donde t_{extf} es el tiempo de generación de la tarea más próximo al límite superior de la ventana de 1 mseg (ver ejemplo figura 4.19) y t_{final} el tiempo de finalización de la supertrama (SF) calculada en primera instancia

Como se explico anteriormente, si existen generaciones pendientes ($T_p \neq 0$) no se procede a aplicar la extensión de la supertrama, dado que no asegura una ganancia en el tiempo de respuesta ni en los paquetes perdidos.

El análisis del desempeño de esta técnica, basada en la asignación dinámica de MCTAs, se realizó con la misma línea de evaluación seguida en esta tesis:

- Tráficos con generación sincrónica (C, T y D), para entornos no saturados.
- Tasa de transferencia de 55 Mbps.
- Tiempo de simulación de 200 seg.

- Disciplina de prioridades EDF.

Los resultados de estas simulaciones se compararon con respecto al modelo de supertrama variable, descrito en sección 4.2, que asigna un MCTA por dispositivo conectado a la red.

En la tabla 4.9 contiene los parámetros de los nodos para el escenario de simulación con 5 nodos cuyo factor de utilización es de 0,89, valor cercano a la saturación. La figura 4-24 muestra el tiempo de respuesta comparativo para simulaciones con MCTA variable y MCTA fijo. No fue necesario graficar el número de tareas vencidas ya que fue cero en ambos casos.

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3000	12000	12000
2	2000	15000	15000
3	3000	15000	15000
4	3000	21000	21000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-9. Tráfico con factor de utilización de 0.89

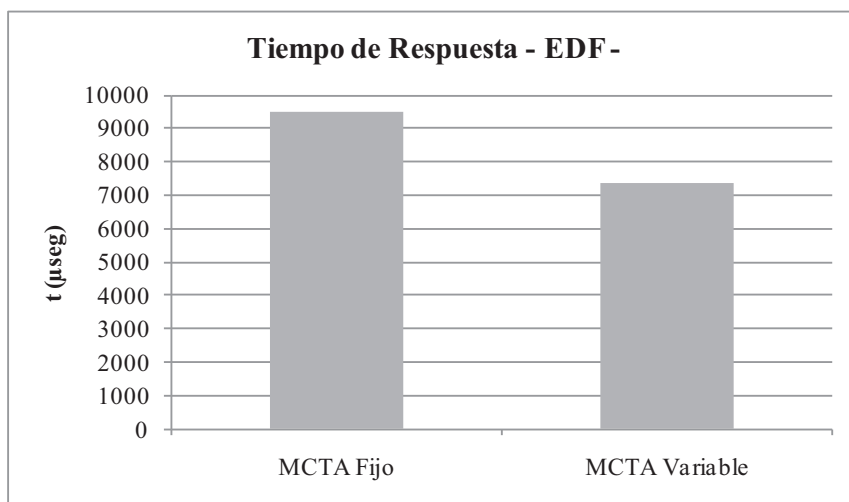


Figura 4-24. Tiempo de respuesta

En este escenario, como se muestra en la figura 4-24, la alternativa con MCTA variable mejora el tiempo de respuesta en un 23%, debido fundamentalmente a la incidencia de los MCTA y en menor medida, dado el modelo de patrón de tareas, a la extensión de supertrama.

El siguiente escenario simulado se muestra en la tabla 4-10 con un factor de utilización de 0,79. El tiempo de respuesta se observa en la figura 4-25, siendo las

condiciones de la simulación las mismas que las del escenario anterior, obteniendo un factor de mejora del 18%.

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	2000	12000	12000
2	2000	15000	15000
3	3000	15000	15000
4	2500	20000	20000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-10. Tráfico con factor de utilización de 0.79

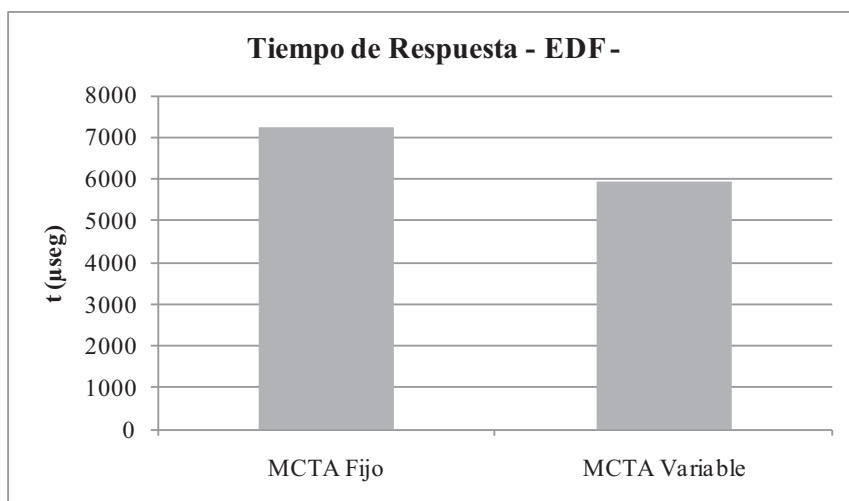


Figura 4-25. Tiempo de Respuesta

Las tablas 4-11 y 4-12 muestran los parámetros de dos escenarios cuyos factores de utilización son 0,71 y 0,6 respectivamente y las figuras 4-26 y 4-27, el tiempo de respuesta comparativo.

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	2000	12000	12000
2	1500	15000	15000
3	2000	15000	15000
4	3000	21000	21000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-11. Tráfico con factor de utilización de 0.71

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	2000	14000	14000
2	1500	18000	18000
3	2000	18000	18000
4	3000	22000	22000
5	3000	25000	25000

Tabla 4-12. Tráfico con factor de utilización de 0.6

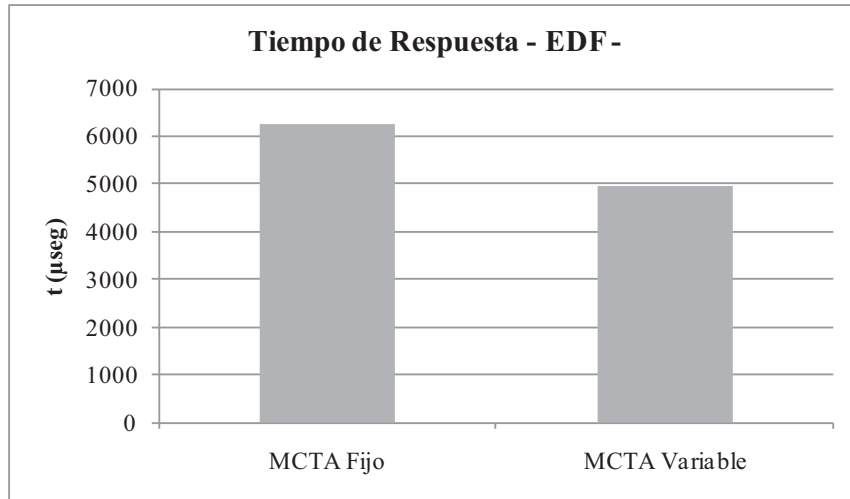


Figura 4-26. Tiempo de Respuesta

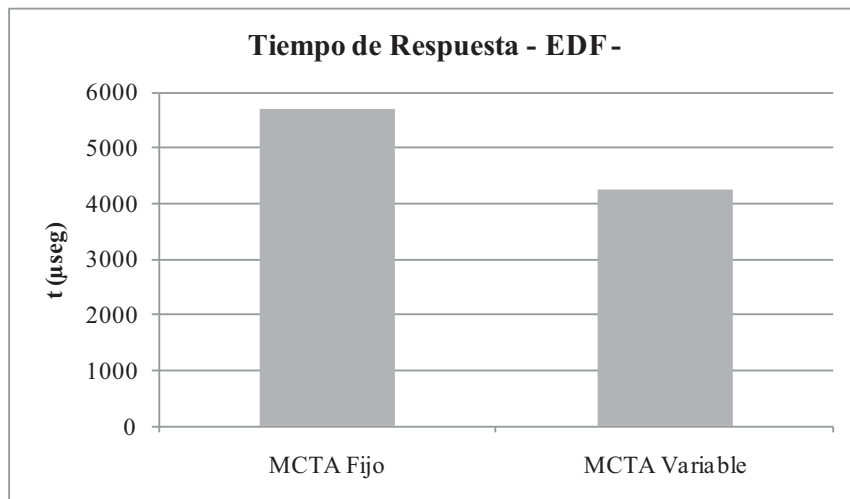


Figura 4-27. Tiempo de Respuesta

Los factores de mejoras observados en estos dos últimos casos fueron de 20 % y 25% respectivamente.

En todos los casos, como ya se mencionó, el número de tareas que perdieron su vencimiento fue 0, pues el tipo de entorno es no saturado y el tamaño de las supertramas se ajusta dinámicamente a las necesidades de los dispositivos.

El método de supertrama dinámica con MCTA variable permite disminuir la cantidad de tramas beacon, generando supertramas de mayor longitud y a su vez logra que las solicitudes de las tareas se adquieran en el instante de su generación.

El factor de utilización de estos escenarios varió de 0,6 a 0,9, donde se notó que en los extremos de este rango, la mejora en el tiempo de respuesta fue más pronunciada

con respecto al método de MCTA fijo (23% y 25%). En el extremo inferior, con un sistema desocupado, la asignación de los MCTAs de forma dinámica es el único factor que incide en la mejora del tiempo de respuesta.

En el extremo superior, cercano a la saturación, la extensión de supertrama es el factor más influyente, dado que hay una alta tasa de generación de las tareas y en ambos métodos la cantidad de los MCTAs asignados tiende a ser la misma.

Extendemos la evaluación precedente [22], donde simulamos la propuesta de supertrama dinámica con MCTA variable bajo las disciplinas de prioridades dinámicas EDF y SRTP para dos tipos de tráfico saturados. Los dos tipos de tráfico simulados tienen 0,94 y 1,03 como factor de utilización.

Los parámetros del siguiente escenario se muestran en la tabla 4-13 con un factor de utilización de 0,94. El tiempo de respuesta se observa en la figura 4-29 obteniendo un factor de mejora de hasta 19% en SRTP y un 10 % en EDF. Al igual que en el caso anterior SRTP tiene un mejor tiempo de respuesta que EDF.

N° de Nodo	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3000	11000	11000
2	2000	14000	14000
3	3000	14000	14000
4	3000	20000	20000
5	4000	24000	24000

Tabla 4-13. Tráfico con factor de utilización cercano a la unidad

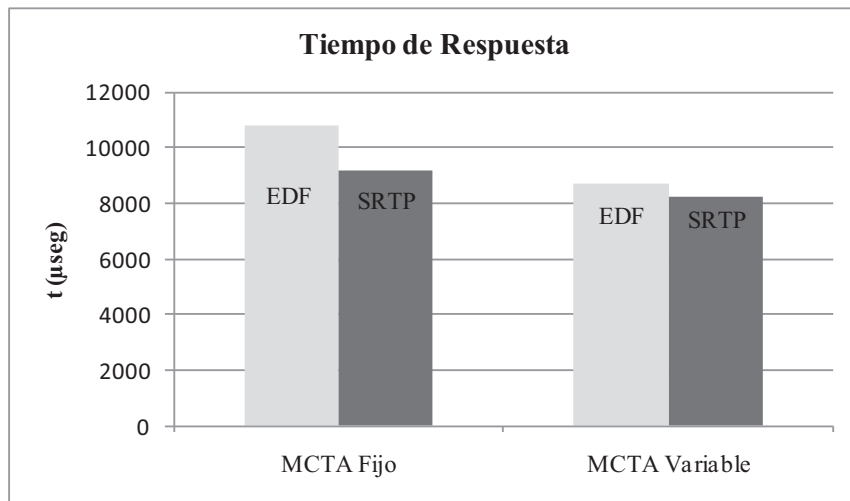


Figura 4-29. Tiempo de respuesta

En este escenario, con MCTA Fijo, tenemos tareas que pierden el vencimiento. En EDF se obtiene un mejor rendimiento, como se muestra en la figura 4-30, con respecto a este parámetro dado que este ejecuta primero la tarea de menor tiempo al vencimiento (D).

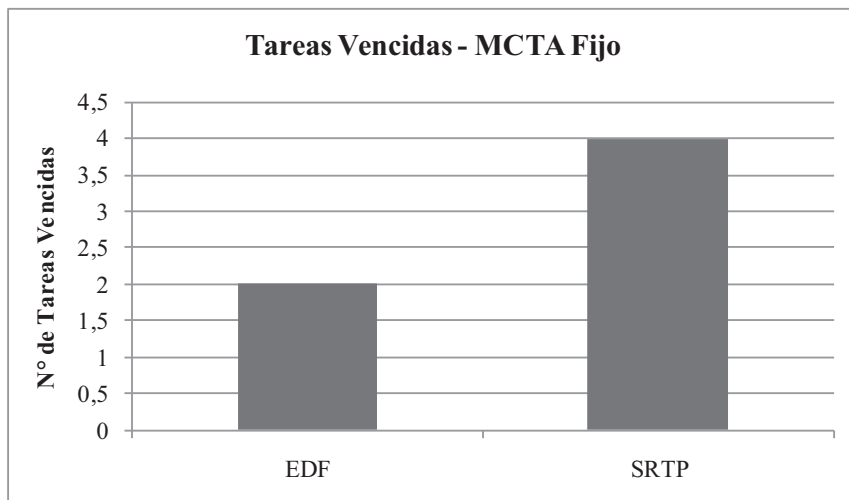


Figura 4-30. Tareas Vencidas

Los parámetros del último escenario se muestran en la tabla 4-14 con un factor de utilización 1,03. Los parámetros evaluados, tiempo de respuesta y tareas vencidas, se muestran en las figuras 4-31 y 4-32.

Nodos	C [μseg]	T [μseg]	D [μseg]
1	3500	11000	11000
2	2000	14500	14500
3	3200	14000	14000
4	3600	22000	22000
5	4500	24000	24000

Tabla 4-14. Tráfico con factor de utilización de 1.14 (Saturado)

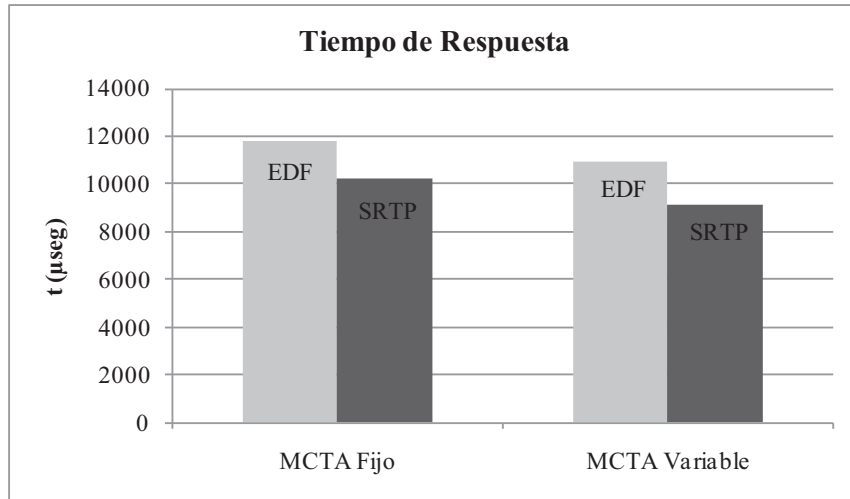


Figura 4-31. Tiempo de Respuesta

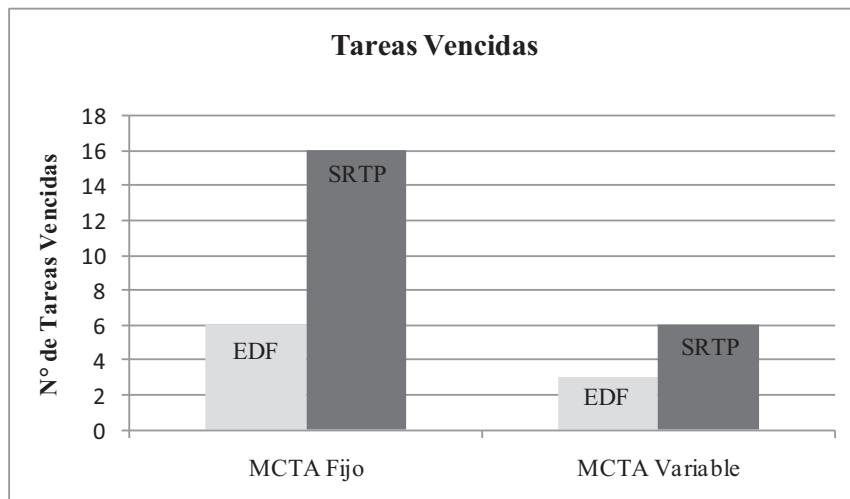


Figura 4-32 Tareas Vencidas

Las mejoras obtenidas con MCTA variable fueron de un 9 % en EDF y de un 7 % en SRTP.

En escenarios saturados las mejoras obtenidas en el tiempo de respuesta entre ambos métodos tiende a disminuir dado que son menos influyentes las técnicas aplicadas. Además también se observa pérdida de paquetes, siempre menor en ambas disciplinas.

Analizando sobre cada disciplina de prioridades, en entornos saturados, el esquema de supertramas dinámica con MCTA variable optimiza el rendimiento del sistema mejorando el tiempo de respuesta y disminuyendo la cantidad de tareas vencidas.

En este capítulo se analizó y evaluó las tres propuestas de esta tesis para mejorar la QoS en sistemas de tiempo real para redes WPAN sobre el estándar IEEE 802.15.3: esquema de supertrama fija, supertrama dinámica con MCTA fijo y supertrama dinámica con MCTA variable.

La primera analiza el efecto que causa la duración de la supertrama, evaluando escenarios con distintos tamaños de supertrama. Variando el tamaño de la supertrama para un mismo escenario se mejora el rendimiento de la red.

El segundo se enfoca al ajuste dinámico de supertrama en tiempo de ejecución, pudiendo con esto aprovechar mejor el ancho de banda disponible.

La tercera y última, agrega a la supertrama de generación dinámica una asignación dinámica de MCTAs y una extensión de la misma dependiendo del contexto a la hora del cálculo. Con esta propuesta se asigna los MCTAs cuando los dispositivos lo requieran, logrando así mejorar el tiempo de respuesta del sistema.

4.4. Características del Simulador

Como se mencionó al principio de este capítulo, la evaluación se realizó utilizando un simulador desarrollado en el lenguaje de programación Visual Basic 6.0. El mismo permite trabajar con estructuras de supertramas fijas y dinámicas. En el esquema de supertramas fijas se puede establecer la duración de la supertrama. En el esquema dinámico podemos dividirlo en dos partes: supertrama dinámica con MCTA fijo y supertrama dinámica con MCTA variable. Además se pueden configurar el tiempo de simulación, la cantidad de simulaciones y el esquema de prioridades dinámicas a utilizar durante la simulación. Los valores a ingresar son los de una cadena de tráfico multimedial parametrizada como un sistema de tiempo real, donde se indica el tiempo de duración de la tarea (C), el periodo de generación de la tarea (T) y el tiempo en el cual se vence la tarea (D).

En una base de datos se almacenan el tamaño de la supertrama calculado por el sistema, el tiempo de generación, de inicio y de finalización de ejecución de la tarea. Si el sistema detecta que una tarea ya no puede ejecutarse antes de su vencimiento, la descarta y almacena el valor de tiempo cuando esto ocurre. Con los valores registrados procedemos a efectuar las gráficas correspondientes al tiempo de respuesta y a la cantidad de tareas vencidas. El tiempo de respuesta de cada tarea se obtiene de la

diferencia del tiempo de finalización y el tiempo de instanciación de la misma. El promedio de las diferencias será el tiempo de respuesta del sistema simulado. La suma de la cantidad de vencimientos registrados, nos da la cantidad de tareas que perdieron el vencimiento. El simulador en el instante inicial permite definir si trabajamos con supertramas dinámicas o estáticas, si es estática hay que indicar el tamaño de la supertrama y si es dinámica hay que indicar si es con el método MCTA fijo o variable.

El simulador consta de varias rutinas: principal y secundarias. La principal es la que se encarga de la ejecución de las tareas en el orden establecido por el esquema de prioridades de tiempo real elegido y almacenar los valores antes mencionados en la base de datos. Entre las secundarias tenemos la que ordena las tareas según el esquema de prioridades de tiempo real elegido y la que realiza el cálculo del tamaño de supertrama próximo a ejecutarse. Estas rutinas se ejecutan al término de cada supertrama.

Capítulo 5

Conclusiones

El estándar IEEE 802.15.3 es un protocolo inalámbrico emergente. Este especifica los requerimientos de capa física (PHY) y el control de acceso al medio (MAC) en redes inalámbricas de área personal que permite transmitir datos a alta tasa de transferencia y mínimo consumo.

El objetivo de esta tesis es hacer una propuesta con el fin de mejorar el rendimiento del estándar y por ende la calidad de servicio (QoS) en sistemas de tiempo real que trabajen sobre esquemas de prioridades dinámicas. Para ello se estudió la influencia del tamaño de la supertrama y la asignación de tiempo de uso de canal en la transmisión de la información.

Para el análisis, se parametrizó el flujo de datos a transmitir como un sistema de tiempo real llamando a éste “tarea”. Las evaluaciones se realizaron bajo los esquemas de prioridades dinámicas: EDF (menor tiempo al vencimiento) y SRTP (el tiempo de procesamiento remanente más corto). Esto significa que el diagramador ordena a las tareas, en el primer caso, por menor tiempo al vencimiento y en el segundo caso por menor tiempo de procesamiento remanente.

El tiempo de respuesta y la cantidad tareas vencidas fueron los parámetros para la evaluación del rendimiento. El tiempo de respuesta de cada tarea se obtiene de la diferencia entre el tiempo de finalización y el tiempo de generación de la misma. El promedio de las diferencias será el tiempo de respuesta del sistema simulado. La suma de la cantidad de vencimientos registrados, nos da la cantidad de tareas que perdieron el vencimiento. Con el fin de evitar la incertidumbre en la asignación de tiempo a los dispositivos, se utilizaron los MCTAs, para que los dispositivos realicen sus solicitudes de tiempo de uso del canal (CTA) en lugar del CAP.

Se evaluaron tres métodos tendientes a cumplir con el objetivo de esta tesis: esquema de supertrama fija, supertrama dinámica con MCTA fijo y supertrama dinámica con MCTA variable.

Con la aplicación de un esquema de supertrama fija se comprobó que de acuerdo al sistema utilizado, se generan supertramas ociosas o sub-ocupadas. Distintos tamaños de supertramas aplicados al mismo flujo de datos producían mejoras en la ocupación del espacio dentro de la supertrama.

Con la propuesta de generación de supertrama dinámica con MCTA fijo se obtuvo sustanciales mejoras con respecto al manejo de la red con supertramas de duración fija, que van desde un 50% a un 100% tanto en el tiempo de respuesta como en la cantidad de tareas vencidas.

Estas mejoras obtenidas fueron tanto para entornos no saturados (factor de utilización menor a 1) como saturados (factor de utilización mayor a 1).

En este método, se asigna un MCTA por cada dispositivo que interviene en la red tenga o no solicitudes que realizar. En las evaluaciones realizadas se mostró la influencia de mantener constante la cantidad de MCTAs dentro de la supertrama. Por tal motivo se ensayaron esquemas de supertramas dinámica con cantidad de MCTAs variables, donde solo se generan los MCTAs para los dispositivos que necesiten hacer su solicitud de tiempo, logrando con esto un mejor aprovechamiento del ancho de banda disponible. Esta influencia es más notable en sistemas con factores de utilización intermedios (0,5 a 0,6).

Conjuntamente con esta implementación se aplicó lo que denominamos “extensión de supertrama”, que bajo ciertas condiciones de entorno, extiende el tamaño de la misma. Esto permite mejorar el tiempo de respuesta, ya que se obtienen los requerimientos de los dispositivos en el instante más cercano al momento de sus generaciones y se disminuye el número de tramas Beacon. Con la extensión de supertramas se logró mejoras de hasta un 25%, en tráficos con factores de utilización cercanos a la unidad.

Futuros trabajos elaboraran la extensión de supertrama bajo cualquier condición de entorno logrando así el tamaño óptimo de supertrama.

Referencias

[1] IEEE 802, Part 15.3 (2003) “Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)”, IEEE std 802.15.3 – 2003, Sept. 2003.

[2] IEEE 802, Part 11 (2007) “Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications”, IEEE std 802.11TM – Marzo 2007, Revision of IEEE Std 802.11-1999.

[3] Silberschatz, & Galvin. “Operating System Concepts”, Addison-Wesley, 1994.

[4] Schultz. “C and the 8051 Programming for Multitasking”. Prentice Hall. 1993.

[5] C. L. Liu and J.W. Layland, “Scheduling Algorithms for Multiprogramming in Hard Real Time Environment”, J.ACM 20 (1) 1973, 46-61.3.

[6] Cayssials R. “Análisis de Sistemas de Tiempo Real Duro con Constricciones de Precedencia”. Tesis Doctoral. - UNS 1999.

[7] A. Török, L. Vajda, A. Vidács and R. Vida, “Techniques to Improve Scheduling Performance in IEEE 802.15.3 based ad hoc networks”, IEEE GLOBECOM 2005.

[8] Sun-Myeng Kim, Young-Jong Cho, “Scheduling Scheme for providing QoS to Real-Time Multimedia Traffics in High-Rate Wireless PANs”, IEEE Transactions on Consumer Electronics, Vol. 51, No. 1160 . 4, NOVEMBER 2005.

[9] LIU Xin, DAI Qiong-hai, WU Qiu-feng, “Time allocation scheme in IEEE 802.15.3 TDMA mechanism”, Journal of Zhejiang University SCIENCE A 2006 7(Suppl. I) - ISSN 1009-3095 (Print); ISSN 1862-1775 (Online).

[10] Török A., Vajda L., Kyu-Jung Y., Sun-Do J., “Superframe formation algorithms in 802.15.3 networks”, Proc., IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), Atlanta, Georgia, USA, 2004.

[11] Vajda L., Török A., Kyu-Jung Y., Sun-Do J., “Hierarchical superframe formation in 802.15.3 networks”, Proc., IEEE International Conference on Communications (ICC), Paris, France, 2004.

[12] Yi-Hsien Tseng, Eric Hsiao-kuang Wu, Gen-Huey Chen, “Maximun Traffic Scheduling and Capacity Analysis for IEEE 802.15.3 High Data Rate Mac Protocol”, IEEE VTC 2003-Fall, vol. 3, pp. 1678-1682, Oct. 2003.

[13] Ming Wang y Kuo G.S., “Dynamic MAC Scheduling Scheme for MPEG-4 Based Multimedia Services in 802.15.3 High-Rate Networks”, IEEE 2005.

[14] Kwan-Wu y Darryn Lowe., “A Novel IEEE 802.15.3 CTA Sharing Protocol for Supporting VBR Streams”, IEEE 2005.

[15] Ji Eun Kim, Young Ae Jeon y Sang Sung Choi, “An Improvement of Channel Efficiency for IEEE 802.15.3 High Rate WPAN”, ISBN 89-5519-129-4, ICACT 2006.

[16] http://www.frbb.utn.edu.ar/electronica/sitic/Simulator_802.15.3.zip

[17] Reggiani G., Alimenti O., Cayssials C. y Ferro E. “Análisis del Protocolo MAC de 802.15.3 bajo Esquemas de Prioridades en Tiempo Real”, XIII Congreso Argentino de Ciencias de la Computacion - CACIC 2007, Octubre 2007, Corrientes y Resistencia, Argentina.

[18] Reggiani G., Alimenti O., Cayssials C. y Ferro E. “Optimización del tamaño de Superframe en forma dinámica bajo MAC 802.15.3”, In: XV Congreso Internacional de Ingeniería Eléctrica, Electrónica y Sistemas – INTERCON 2008, Agosto 2008, Trujillo, Perú.

[19] Reggiani G., Alimenti O., Cayssials C. y Ferro E. “Mejora del Rendimiento para Mac 802.15.3 en Entornos Saturados y no Saturados”, In: XXXIV Conferencia Latinoamericana en Informática – CLEI 2008, Setiembre 2008, Santa Fe, Argentina

[20] Reggiani G., Alimenti O., Cayssials C. y Ferro E. “Improvements in the Superframes Generations in MAC 802.15.3 Using dynamic MCTA ”, In: WIP 27th Edition The Brazilian Symposium on Computer Networks and Distributed Systems (SBRC) – 2009 , Mayo 2009, Recife, Brasil.

[21] Reggiani G., Alimenti O., Cayssials C. y Ferro E. “Supertrama de Duración Variable en Mac 802.15.3 Utilizando MCTA Dinámicos”, In: XXXV Conferencia Latinoamericana en Informática – CLEI 2009, Setiembre 2009, Pelotas, Brasil.

[22] Reggiani G., Alimenti O. y Friedrich G. “Propuesta en MAC de Redes de Area Personal (WPAN) para Optimizar el Tiempo de Respuesta”, XV Congreso Argentino de Ciencias de la Computación - CACIC 2009, Octubre 2009, San Salvador de Jujuy, Argentina.