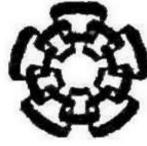


PL 626
Tesis 2010

xx(178991.1)



CINVESTAV
BIBLIOTECA CENTRAL

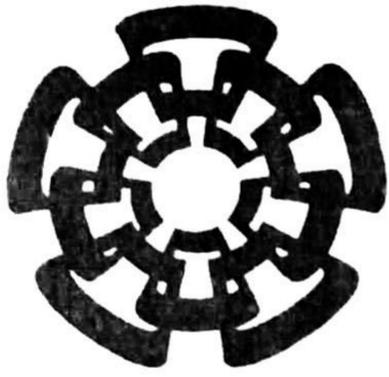


SSIT000009568

TK165.48

L67

2010



Centro de Investigación y de Estudios Avanzados
del Instituto Politécnico Nacional

Unidad Guadalajara

**Eficiencia de transmisión en redes
híbridas basadas en sistemas de
comunicación embebidos y redes
convencionales**

Tesis presentada por:
Abraham Jair López Villalvazo

para obtener el grado de:
Maestro en Ciencias

en la especialidad de:
Ingeniería Eléctrica



CENTRO DE INVESTIGACIÓN Y
DE ESTUDIOS AVANZADOS DEL
INSTITUTO POLITÉCNICO
NACIONAL

COORDINACIÓN GENERAL DE
SERVICIOS BIBLIOGRÁFICOS

Director de Tesis:
Dr. Mario Ángel Siller González Pico

**CINVESTAV
IPN
ADQUISICION
DE LIBROS**

Guadalajara, Jalisco, Mayo 2010

Eficiencia de transmisión en redes híbridas basadas en sistemas de comunicación embebidos y redes convencionales

**Tesis de Maestría en Ciencias
Ingeniería Eléctrica**

Por:

Abraham Jair López Villalvazo

Licenciado en Informática

Inst. Tecnológico de Ciudad Guzmán 1993-1998

Director de Tesis:

Dr. Mario Ángel Siller González Pico

CLASIF: TK165.G8 L67 2010
ADQUIS: SSI-626
FECHA: 4 Enero - 2011
PROCESO Tesis 2010

ID: 167490-1001

Resumen

Las redes heterogéneas permiten la creación de aplicaciones mucho más flexibles, dado que la tecnología utilizada para la infraestructura de comunicaciones ya no es una limitante.

Actualmente existen dispositivos que permiten interconectar dos segmentos de red de diferentes dominios, embebidos o convencionales. Estos dispositivos encapsulan una trama del dominio embebido en la trama correspondiente al protocolo de la red convencional. Esta condición no genera retardos extra por procesamiento ni por encolamiento en la pasarela misma, pero no permite la mejor utilización del ancho de banda disponible.

Mediante la inclusión en la pasarela de un proceso de agregación de dos o más tramas del dominio embebido en una trama del dominio convencional se mejora considerablemente el uso del ancho de banda, pero genera un proceso de encolamiento que a su vez genera retardos, incrementando el tiempo total de la transmisión.

El problema de obtener el mejor rendimiento en la utilización del ancho de banda y el menor retardo en la transmisión de fin a fin es analizado mediante un modelo matemático que representa tanto los segmentos de los dominios de red embebidos y convencionales como las pasarelas entre éstos. Esta representación de la red incluye características de capa de enlace tales como el tamaño de la trama, el protocolo ARQ y el método de acceso al medio; de capa física el bit error rate y el tipo de modulación.

El modelo permite estimar el retardo de fin a fin de la transmisión así como el rendimiento en el uso del ancho de banda y conocer los parámetros de red (el tamaño de paquete adecuado al bit error rate y la tasa de agregación de tramas en la pasarela) que lleven a obtener la mejor eficiencia de fin a fin.

Esta investigación se focaliza en el modelado de la red heterogénea incluyendo las pasarelas que interconectan los dominios diferentes, la estimación de los parámetros más adecuados de acuerdo a las condiciones de la misma red y la implementación de un escenario experimental que permita validar el modelo.

Abstract

The heterogeneous networks allow creating more flexible applications, such that the used communications infrastructure is not a limiting thing.

Nowadays exist devices allowing the interconnection of two different network domains, such as embedded and conventional. These devices encapsulate one embedded domain frame into a conventional domain frame. This condition does not generate extra processing delay, even queuing delay, but do not allow the best use of the available bandwidth.

Through the inclusion of the aggregation process in the Gateway of two or more embedded frames into a single conventional frame the throughput is improved, but the queuing process generates extra delay, increasing the end to end total delay.

The delay – throughput tradeoff is analyzed through a mathematical model that represents the embedded and conventional segments of a heterogeneous network and the gateways on it. This network representation includes some of the OSI layer 2 characteristics, such as frame size, ARQ protocol and medium access protocol, and from layer 1, the bit error rate and modulation type.

The model allows estimating the transmission end to end delay and throughput and to know the network parameters (the frame size appropriate to the bit error rate and the frame aggregation rate on the gateway) to get the best end to end performance.

This research is focused on the heterogeneous network modeling, including the interdomain gateways, the adequate network parameters estimation according the network conditions, and finally the implementation of an experimental scenario for the model validation.

Agradecimientos

A Sony por estar siempre a mi lado siempre y darme la fuerza y razón necesarias para seguir.

A mis padres David y María de la Luz y mis hermanos Aarón y David por su incondicional apoyo y fortaleza.

A mi asesor, el Dr. Mario Ángel Siller González Pico por su apoyo, guía y enseñanzas durante el proceso de esta investigación.

A Francisco Lombera, Hugo Valdovinos y Jesús Rodríguez por su apoyo técnico en la implementación de los escenarios experimentales.

A mis compañeros sin faltar ninguno porque con su apoyo y conocimientos dieron valor agregado a este trabajo y con su compañía hicieron más llevadera mi estancia en el Cinvestav.

Dedicatoria

Esta investigación está dedicada a Sony que no me permitió rendirme aún cuando las cosas eran difíciles y que con su ejemplo de fortaleza y lucha constante me enseñó a seguir siempre hacia adelante.

Gracias Patita

Índice

Contenido

| | |
|---|----|
| 1. Introducción..... | 1 |
| 1.1 Motivación..... | 1 |
| 1.2 Descripción del problema..... | 1 |
| 1.3 Objetivos..... | 2 |
| 2. Marco teórico y estado del Arte | 3 |
| Introducción..... | 3 |
| 2.1 Características de la red que afectan el desempeño de redes de comunicación. | 3 |
| 2.2.1 Entramado y Encapsulación | 3 |
| 2.1.3 Agregación de paquetes..... | 6 |
| 2.1.4 Protocolos de Acceso al Medio. | 7 |
| 2.1.4 Modelos de canal de transmisión..... | 8 |
| 2.2 Herramientas de Análisis..... | 9 |
| 2.2.1 Introducción..... | 9 |
| 2.2.2 Modelos de colas | 11 |
| 2.2.3 Modelos de desempeño. | 12 |
| 2.2.4 Diseño por cruce de capas. | 13 |
| 2.3 Escenarios de análisis | 14 |
| 2.3.1 Interconexión de diferentes dominios | 14 |
| 2.3.2 Extensión de dominios con otro dominio diferente..... | 15 |
| Solución Propuesta | 17 |
| 3.1 Introducción..... | 17 |
| 3.2 Modelo del dominio IEEE 802.15.4..... | 18 |
| 3.2.1 Funcionamiento del IEEE 802.15.4..... | 18 |
| 3.2.2 Modelo matemático. | 20 |
| 3.3 Modelado de la pasarela EC..... | 26 |

| | |
|--|-----------|
| 3.3.1 Encolamiento sin agregación de paquetes | 26 |
| 3.3.2 Encolamiento con agregación de paquetes..... | 28 |
| 3.4 Modelado del dominio LAN | 31 |
| 3.4.1 Funcionamiento del IEEE 802.11 | 31 |
| 3.4.2 Modelo matemático..... | 31 |
| 3.5 Modelo de la pasarela CE..... | 35 |
| 3.6 Medidas de desempeño de fin a fin. | 37 |
| EXPERIMENTOS Y RESULTADOS..... | 38 |
| 4.1 Descripción de los escenarios experimentales | 38 |
| 4.1.1 Escenario 1. (Interconexión de dominios)..... | 38 |
| 4.1.2 Escenario 2. (Extensión del dominio embebido)..... | 39 |
| 4.3 Resultados numéricos..... | 40 |
| 4.3.1 Análisis del retardo de la red 802.15.4 | 40 |
| 4.3.2 Análisis del retardo en la pasarela EC sin agregación..... | 42 |
| 4.3.3 Análisis del retardo en la pasarela EC con agregación..... | 43 |
| 4.3.4 Análisis del retardo en la red 802.11 | 45 |
| 4.3.5 Análisis del retardo en la pasarela CE..... | 45 |
| 4.3 Resultados Experimentales..... | 46 |
| 4.2.1 Análisis del retardo en el escenario 1 | 47 |
| 4.2.2 Análisis del retardo en el escenario 2 | 48 |
| 4.2.3 Análisis del rendimiento en el segmento embebido..... | 49 |
| 4.2.5 Análisis del rendimiento del escenario 1 | 50 |
| 4.2.6 Análisis del rendimiento del escenario 2..... | 51 |
| 4.4 Pruebas con valores óptimos | 52 |
| 4.3.1 Escenario 3. (Interconexión de dominios)..... | 52 |
| 4.3.2 Escenario 4. (Extensión del dominio embebido)..... | 52 |
| 4.3.3 Análisis del retardo en el escenario 3 | 53 |
| 4.3.4 Análisis del retardo en el escenario 4 | 54 |
| 4.3.5 Análisis comparativo entre escenarios | 55 |
| 4.2.4 Análisis del rendimiento del escenario 3 | 56 |
| 4.2.5 Análisis del rendimiento del escenario 4..... | 57 |

| | |
|---|----|
| 4.2.5 Análisis comparativo del rendimiento entre escenarios | 58 |
| Conclusiones y trabajo futuro..... | 59 |
| 5.1 Conclusiones..... | 59 |
| 5.2 Trabajo futuro..... | 59 |

Capítulo 1

1. Introducción

Las redes de comunicación heterogéneas están formadas por dos o más dominios distintos. Un dominio de red es un conjunto de nodos utilizando tecnologías y protocolos iguales en un área de cobertura bien definida. La comunicación entre diferentes dominios de red se puede realizar de diferentes maneras, la más simple, uniendo dos redes en un mismo dominio. Por ejemplo una red local donde un segmento de la red está implementado con tecnología Fast Ethernet con cable de cobre de par trenzado y un segundo segmento con tecnología WiFi a 11 Mbps con un medio inalámbrico. Un caso más complejo es el de una red de sistemas embebidos en el dominio de área personal (PAN) o de control (CAN) con una red convencional en dominios de área local (LAN), metropolitana (MAN) o amplia (WAN, Internet).

1.1 Motivación

En los escenarios mencionados, el problema no es la interconexión, ya que se han desarrollado propuestas como el Home Gateway [34] que permite la interconexión de un dominio embebido formado por sensores en una casa inteligente e Internet, los trabajos de Bayilmis [1] y Leal [9] proponen la interconexión de dominios embebidos (CAN y ZigBee respectivamente) con una red convencional 802.11. Con base en lo anterior, el campo de investigación en el análisis de la eficiencia de las transmisiones en las redes de comunicación permite proponer mejoras que optimicen el transporte de la información del usuario en la interconexión de dispositivos de diferentes dominios.

1.2 Descripción del problema

Las redes híbridas resultado de la interconexión de diferentes dominios, son cada vez más comunes debido al incremento de aplicaciones con sistemas embebidos. Sin embargo, hasta donde sabemos, dicha interconexión no se hace de una manera que se reduzca el tiempo total de transmisión y a la vez se utilice de la mejor manera el ancho de banda disponible.

El rendimiento de las transmisiones en redes híbridas se ve afectado por factores como el entramado, la encapsulación, la agregación de paquetes, los protocolos de acceso al medio y las características del canal de transmisión como la tasa de error de bit y las

técnicas de transmisión incrementando el retardo y/o reduciendo la eficiencia en el uso del ancho de banda disponible.

El modelado de redes híbridas requiere que se tomen en cuenta las características específicas de cada uno de los dominios que la conforman y la interacción entre ellas. Se requiere usar el enfoque de diseño por cruce de capas para describir en un modelo cómo dichas características de red afectan el rendimiento de fin a fin.

Nuestra hipótesis plantea que, con los parámetros actuales no se obtiene el mejor desempeño en la interconexión de dominios. El mejor desempeño se obtendrá reduciendo al mínimo posible el retardo de la transmisión y a la vez, maximizando el rendimiento de fin a fin.

1.3 Objetivos

El objetivo principal de esta investigación es desarrollar un modelo que permita medir indicadores de desempeño y obtener parámetros que permitan optimizarlos, tales como el tamaño de trama adecuado a la tasa de error de bit, la tasa de agregación de tramas en la pasarela, etc. Así mismo éste modelo permitirá estimar el comportamiento y desempeño de la red ajustando los parámetros involucrados, tales como el entramado, el tamaño del paquete, las condiciones del medio de transmisión, las características de los protocolos de acceso al medio, de control de errores y la tasa de agregación de tramas. Esta última característica se refiere a la encapsulación de dos o más paquetes del dominio embebido en una trama del dominio convencional.

Un segundo objetivo es utilizar el modelo antes mencionado se pueda utilizar en dos casos de estudio: (1) en la interconexión de dos dominios diferentes y (2) la extensión de un dominio embebido. En (1) el dispositivo de interconexión entre los dos dominios llamado “pasarela EC” (por abreviación de pasarela Embebido-Convencional) recibirá las tramas del dominio embebido (específicamente de un dominio formado por nodos IEEE 802.15.4) y los encapsulará en el campo de datos de una trama del dominio convencional (en este caso de un dominio IEEE 802.11) y lo transmitirá a un nodo final en éste último dominio. En (2) la conexión es una extensión del dominio embebido (embebido-convencional-embebido), la pasarela EC enviará los datos a una segunda pasarela llamada “pasarela CE” (por abreviación de pasarela Convencional-Embebido). Esta a su vez extraerá la información del campo de datos de la trama del dominio convencional y lo enviará a un nodo final en un segundo dominio embebido, formando así la extensión del primer dominio embebido.

Capítulo 2

2. Marco teórico y estado del Arte

Introducción

En este capítulo se presenta una revisión de los conceptos teóricos relacionados con la investigación. Algunos factores que, a consideración de la presente investigación, afectan el desempeño de las redes de comunicaciones como el entramado, los protocolos de acceso al medio, las condiciones del canal de transmisión son revisados. Así mismo se incluye una descripción teórica de algunas herramientas que permiten la creación de modelos de análisis de desempeño de redes tales como la teoría de colas y las cadenas de Markov. Finalmente se incluye una descripción del concepto de diseño por cruce de capas.

2.1 Características de la red que afectan el desempeño de redes de comunicación.

2.2.1 Entramado y Encapsulación

El entramado (“framing”) es un método o mecanismo donde un flujo de bits de la capa de enlace es dividido en grupos de bits o unidades de datos para ser transmitidos por un canal. El entramado agrega un encabezado con datos de control a cada uno de los fragmentos (ver fig. 1.1). Desde el punto de vista del desempeño, este agregado afecta el rendimiento de la transmisión de datos.

La encapsulación es una técnica en la cual un paquete de un protocolo es colocado dentro del campo de datos de otro protocolo (ver Fig. 1.1). Este procedimiento, al igual que el entramado, agrega un encabezado que también afecta al rendimiento de datos. La relación entre la cantidad de bits de encabezado y la cantidad de bits de datos permite obtener el rendimiento de una transmisión. Un paquete con un encabezado grande y un campo de datos corto tendrá muy bajo rendimiento (Ver en la fig. 1.2 la línea roja que cae en sus valores conforme el tamaño del encabezado crece con respecto al tamaño total de la trama); en el otro extremo, un campo de datos mayor tendrá un mejor rendimiento (Ver Fig. 1.2 la línea azul que incrementa sus valores conforme el tamaño de trama crece con

respecto al tamaño del encabezado) y a la vez causará un retardo mayor y tenderá a tener una mayor probabilidad de errores [19].

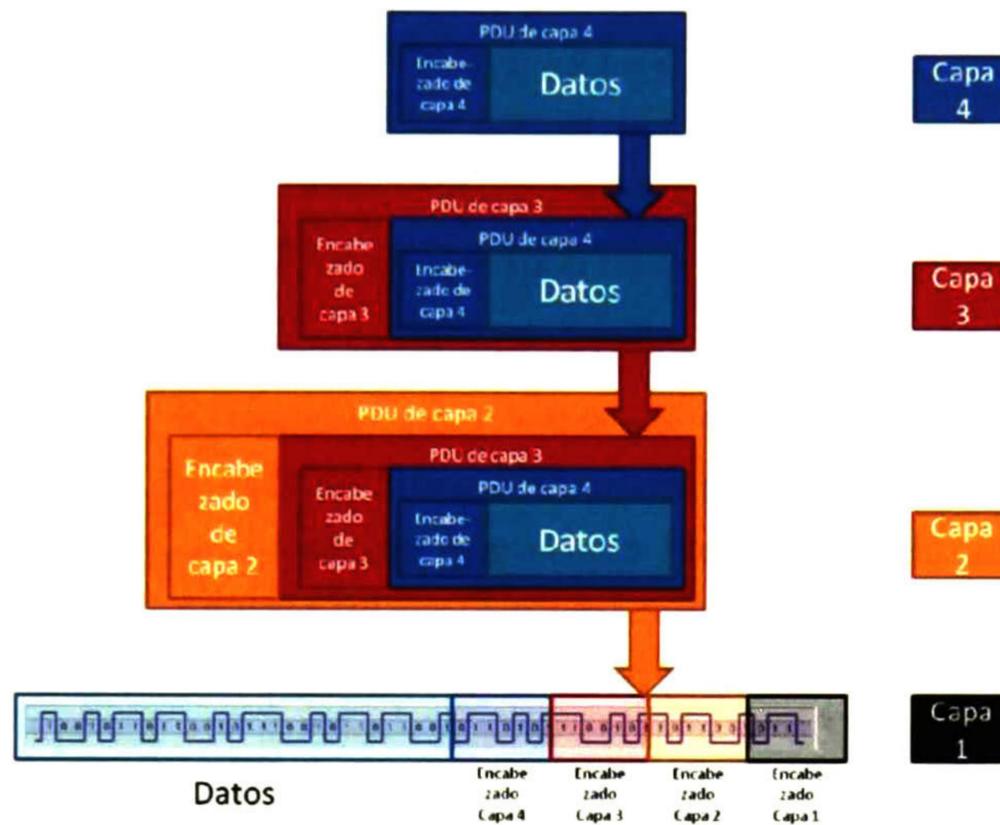


Fig. 2.1 Entramado en capa 1 y Encapsulamiento en capas superiores

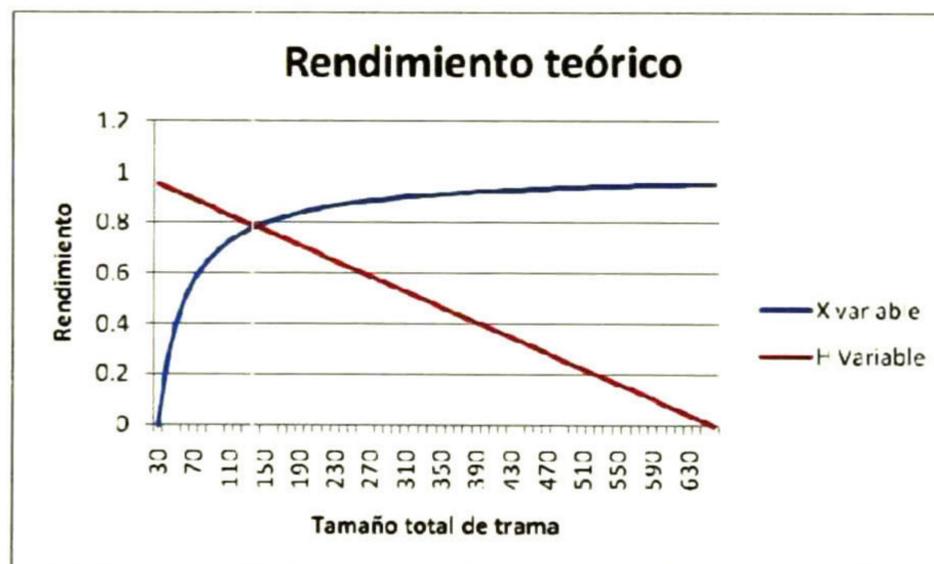


Fig. 2.2 Throughput para diferentes tamaños de paquete con encabezado de 30 bits (línea azul) y un tamaño de paquete de 660 bits y el tamaño de encabezado variable (línea roja)

Korhonen y Wang [19] desarrollaron un modelo que muestra la relación entre el tamaño del paquete y el retardo total en el IEEE 802.11. Asumiendo que los errores de bit ocurren en ráfagas formularon la probabilidad de que ocurriera al menos una ráfaga de error de bit durante la transmisión de un paquete con longitud l , como se muestra en la fórmula (1.1).

$$-$$
(1.1)

Donde $1/\lambda$ es el número promedio de bits entre dos ráfagas consecutivas de errores. Tomando en cuenta que la transmisión puede ocurrir durante una ráfaga de error (representada por b), la tasa de pérdidas de paquetes (PER Packet Error Rate) se puede obtener con (1.2):

$$p(l) = b + (1-b)(1 - e^{-\lambda l}) \quad (1.2)$$

Formulando el overhead total como muestra (1.3)

$$R(l) = (h/l) + [p(l) / 1-p(l)] \quad (1.3)$$

Donde el primer término es el overhead del paquete y el segundo término es el número de transmisiones necesarias para entregar un paquete de manera confiable. Calculando la diferencial de $R(l)$ se obtiene el mínimo overhead. Su modelo se puede utilizar para analizar cualquier protocolo que utilice Stop and Wait como protocolo ARQ. La condición de ser general no permite analizar más a fondo un protocolo específico porque no se incluyen características específicas, mismas que tendrían que ajustarse en caso necesario.

En [20], Filali modeló el efecto de la fragmentación nativa del IEEE 802.11 en las transmisiones de TCP, construyó un modelo tomando en cuenta algunos parámetros como la pérdida de paquetes de fin a fin, el número de fragmentos y la tasa de error de bit (BER, bit error rate). La probabilidad de transmitir con éxito el fragmento K es obtenida con la probabilidad de no transmitir correctamente en l intentos. Su modelo puede ser usado para determinar la mejor cantidad de fragmentos considerando la carga y el tamaño del paquete de TCP.

Vu [23] muestra un mecanismo para ajustar dinámicamente el tamaño del paquete basados en el BER. Propone reducir el tamaño del paquete cuando ocurre un error de bit para minimizar la posibilidad de corrupción del paquete a futuro. Para los casos en que la reducción del tamaño no resuelva el problema, la transmisión deberá ser interrumpida temporalmente para reducir la tasa de pérdidas y el consumo de energía. Esta opción es funcional, pero claramente repercute en el desempeño de la red incrementando el retardo de la transmisión total.

En [24] proponen calcular un tamaño óptimo del paquete y fijarlo basándose en varios parámetros del canal como el BER, la tasa de error en ráfagas, el consumo de energía al inicio y la energía útil de la comunicación de un bit, todo enfocado a la optimización del consumo de energía. Sus resultados muestran un incremento del 15% de eficiencia en las transmisiones.

2.1.3 Agregación de paquetes

La agregación de paquetes en la interconexión de dominios es un procedimiento que agrupa varios paquetes pequeños de un protocolo y los coloca en el campo de datos de otro protocolo. Todos los paquetes agregados son transmitidos como una sola unidad de protocolo (PDU Protocol Data Unit). La agregación de paquetes puede mejorar el rendimiento bajo ciertas condiciones. Si la cantidad de datos agregados no es controlada puede reducir el desempeño, por ejemplo, si la cantidad de paquetes agregados es muy pequeña, entonces la agregación es ineficiente porque el rendimiento se ve reducido, en el otro extremo, si la cantidad de paquetes agregados es muy grande, entonces el tiempo total de servicio se incrementará.

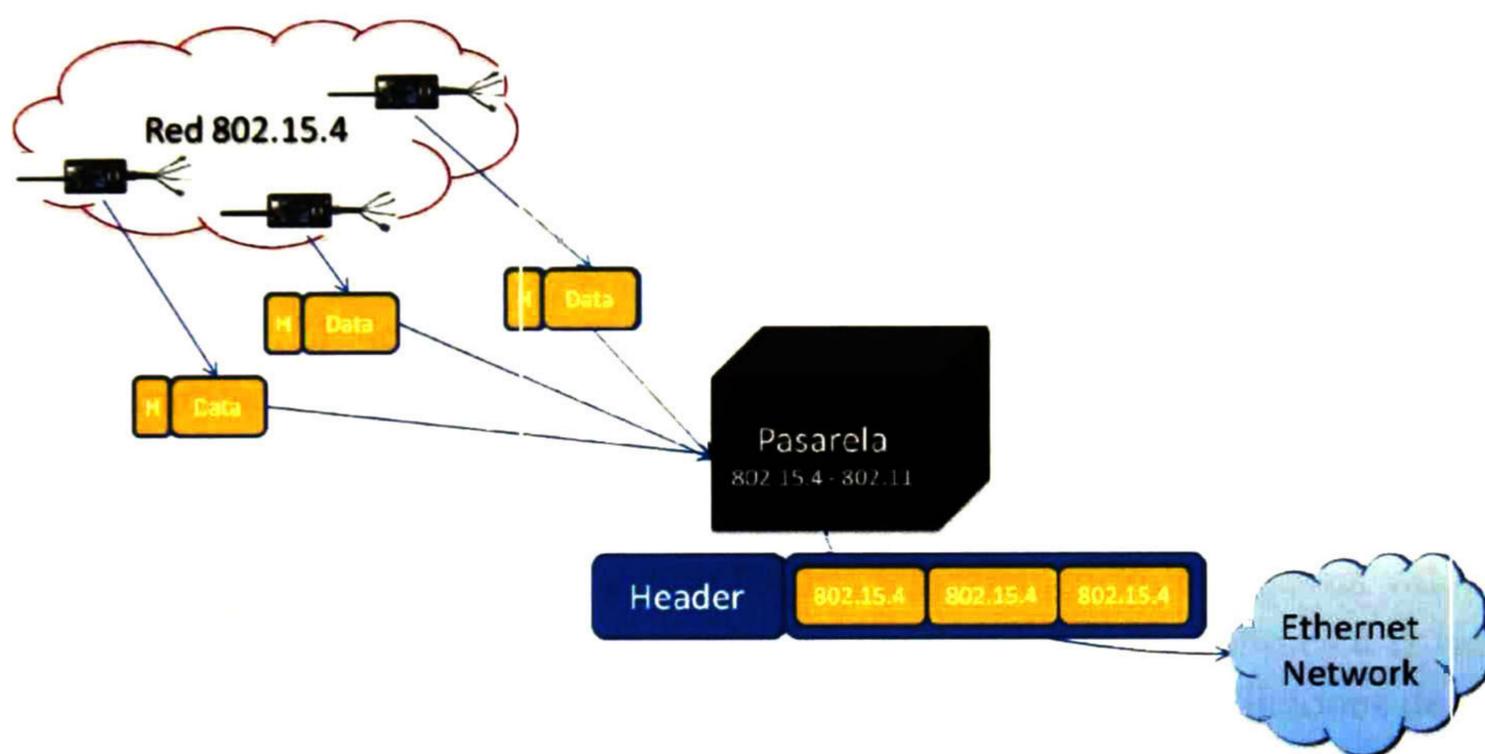


Fig.2.3 Agregación de tramas de una red embebida para una red convencional

Usando cadenas de Markov para representar la encapsulación y la agregación de paquetes, Jung [2] calcula el desempeño de la agregación de una manera general. Para el análisis, ellos consideran el procedimiento de agregación en una trama (frame) con un encabezado de tamaño fijo y un número variable de paquetes agregados. De éste modelo, ellos obtuvieron la probabilidad de n paquetes agregados, el promedio de la tasa de agregación así como los retardos promedio y totales. Sus resultados numéricos muestran que es posible encontrar la tasa de agregación con el menor retardo. Así mismo muestra que si el número de paquetes agregados es menor o mayor al óptimo, el procedimiento genera más retardo.

Thourrilhes [4] estudió el efecto de la agregación en las redes inalámbricas. El mostró que un tamaño de paquete variable entre 0 y 2000 bytes y tomando en cuenta varios tipos de tráfico (como tráfico TCP, de voz, multimedia) agrupados en un frame único se mejora el rendimiento y la latencia en comparación con la transmisión de los diferentes

tipos de tráfico de manera individual. Esto ocurre porque se emplea sólo un período de contención para todos los paquetes en lugar de uno para cada paquete agregado.

En algunos casos, la agregación resulta inadecuada dado que el número de paquetes encapsulados es fijo. Por lo cual, un esquema adaptativo en que la tasa de agregación se ajuste tomando en cuenta el tráfico, del número de nodos, el BER, etc., permitirá un mejor desempeño y menor retardo del sistema.

El tamaño de la trama puede ajustarse tomando en cuenta factores como el BER entre otros. Lin, et al. [8] usan el BER para determinar la tasa de agregación óptima en redes IEEE 802.11. En su propuesta, concatenan muchas unidades de servicio de datos de capa MAC (MSDU, MAC Service Data Unit) con o sin encabezado en el campo de datos de una unidad de datos de MAC (MPDU, MAC Protocol Data Unit) como técnica de agregación. El análisis realizado por los autores muestra que la tasa óptima de agregación es muy sensible al BER. Concluyen que sus esquemas de agregación adaptable tienen mejor rendimiento que los esquemas fijos y aleatorios.

Chen et al. [3] describen un esquema de agregación adaptable para redes de sensores inalámbricos organizados en cúmulos (*clusters*). La agregación adaptable calcula la tasa de agregación y el tiempo de interpartida en función del número de nodos en la red o en el clueter. El nodo destino (*sink node*) reconfigura los parámetros antes mencionados en los coordinadores del *cluster* y en los nodos finales calculando los nuevos valores cada vez con la información colectada previamente. El análisis de desempeño está enfocado en la convergencia de su algoritmo y no en la red, en [3] no realizaron mediciones de métricas como el retardo o el rendimiento.

2.1.4 Protocolos de Acceso al Medio.

El análisis del impacto de los protocolos MAC puede ser realizado tomando en cuenta tres factores: (i) políticas de acceso al medio, (ii) esquemas de calendarización y (iii) esquemas de control de errores.

Alizadeh-Shabdiz et al. [28] analizaron el rendimiento en redes ad hoc de múltiples saltos. Modelaron un marco de trabajo general para los protocolos MAC tales como el modo RTC/CTS del IEEE 802.11. Además validaron su modelo con una simulación de diferentes protocolos tales como: Most Forward with Fixed Radius (MFR), Random Forward with fixed Radius (RFR), sin embargo no consideraron ninguna condición del canal de transmisión.

Otal et al. [25] proponen una disciplina de encolamiento distribuida para redes de sensores inalámbricos que mejora el desempeño en un 15% con paquetes pequeños y un 45% para paquetes grandes. Así mismo, es un 50% más eficiente en el consumo de energía que el IEEE 802.15.4. Otras forma para ahorro de energía en este tipo de redes es el modo

NACK (“*non-acknowledgement*”), que permite usar el tiempo de transmisión de tramas ACK para transmitir datos, pero los errores no se pueden detectar. En [26], Shu et al analizaron esta condición a través de una cadena de Markov de 3 dimensiones, la cual permite obtener estadísticas de pérdida de paquetes. Ellos concluyen que la pérdida de paquetes en configuraciones de NACK es considerable siendo el tamaño del cluster y el tamaño del paquete una influencia significativa.

El control de errores fue revisado por Vuran and Akyidiz [27] con un enfoque de cruce de capas. Comparan el Forward Error Control (FEC) y Automatic Repeat Request (ARQ) haciendo un modelo en función del consumo de energía de fin a fin, la latencia y el PER (Packet Error Rate). Sus resultados analíticos muestran que cuando los protocolos de ruteo están enfocados en reducir la potencia de transmisión, el protocolo ARQ tiene menor latencia y el FEC tiene menor consumo de energía. Cuando los protocolos de ruteo se enfocan en extender la longitud de los saltos de ruteo, FEC tiene menos latencia y menor consumo de energía.

2.1.4 Modelos de canal de transmisión.

Lal et al. [13] proponen un modelo de canal incluido en una métrica para medir la calidad del enlace. Su modelo representa los efectos del BER del canal en la transmisión. La longitud del paquete transmitido es de l bits e incluye 2 bytes de encabezado. Una condición del modelo es que los bytes del encabezado (l) deben llegar sin errores y los bytes restantes ($f-l$) con máximo un error de bit cada uno. Así, los autores definieron el modelo de canal con la (fórmula 1.4):

$$p = (1-P_e)^{8l} (1-P_e)^{8(f-l)} \quad (1.4)$$

Basados en el trabajo anterior, Zuniga et al. [14] complementaron el modelo incluyendo la tasa señal ruido (SNR, Signal to Noise Rate) para cuando el BER no está disponible. Además incluyen en el planteamiento la distancia entre los nodos y el piso de ruido para acercar aún más el modelo a la realidad y mejorar su estimación. Así mismo proveen los parámetros para ajustar el modelo para varias codificaciones y modulaciones.

Ferreira et al. [15] hicieron un experimento para examinar el BER en redes CAN (Controller Area Network). Estableciendo 3 ambientes, (benigno, normal y agresivo) obtuvieron el BER y la probabilidad de inconsistencias en los paquetes para los tres casos.

Akyldis et al. [6] usan el parámetro BER para modelar los canales del IEEE 802.11 e IEEE 802.15.4 y estudiar su interferencia mutua, dado que las dos redes usan la banda de 2.4 Ghz. Calcularon los tiempos de colisión para ambas redes usando los tiempos de inter-arribo y el BER. El PER es obtenido en base al BER y los tiempos de colisión para ambas redes. El rendimiento es calculado usando los mismos parámetros. Un trabajo similar es el

realizado en [17] pero los modelos propuestos son para las redes IEEE 802.15.4 e IEEE 802.15.1

2.2 Herramientas de Análisis

2.2.1 Introducción

2.2.1.1 Teoría de colas

Los sistemas de colas puede ser definida como sigue [49]: si se considera un centro de servicios y una población de clientes, los cuales a determinado tiempo llegan al centro de servicio para ser atendidos. Sea el caso de que el centro de servicio sólo puede atender a determinado número de clientes. Si un nuevo cliente llega y el centro de servicio está ocupado, entrará en la línea de espera hasta que el servicio esté disponible. Se pueden observar tres elementos principales en esa definición: el *centro de servicio*, una *población de clientes* y una *línea de espera*.

La teoría de colas intenta obtener datos tales como el tiempo promedio de espera en la cola, el tiempo promedio de respuesta del sistema, la utilización promedio del sistema, la distribución del número de clientes en la cola o en el sistema, etc. La mayoría de estos factores son investigados en escenarios estocásticos, por ejemplo, los tiempos de inter-arribo de los clientes se asumen aleatorios.

Se utiliza la notación de Kendall para identificar diferentes tipos de sistemas de encolamiento, en los que pueden variar las distribuciones de los tiempos de inter-arribo de los clientes, la distribución de los tiempos de servicio, el número de servidores o centros de servicio, si se tiene un buffer y la disciplina de servicio.

La notación de Kendall usa un código de 3 o más letras de la forma $a/b/c$, donde el primer carácter indica la distribución de los tiempos de llegada de los clientes, por ejemplo, G indica una distribución general, M para una distribución exponencial (por *memoryless* o sin memoria) y D para tiempos deterministas. La segunda letra indica la distribución del tiempo de servicio y la tercera el número de servidores. Algunos ejemplos son M/M/1, M/M/c, para indicar que los clientes llegan con tiempos de inter-arribo y los tiempos de servicio con distribución exponenciales en ambos casos y tienen uno y c servidores.

En un sistema de un solo servidor G/G/1 con una tasa de arribos λ y una media de tiempos de servicio $E(B)$, la cantidad de trabajos que llegan por unidad de tiempo es igual a $\lambda E(B)$. El servidor puede atender sólo a un cliente por unidad de tiempo. Para evitar que la cola crezca hasta infinito se requiere que $\lambda E(B) < 1$. Es común utilizar la notación $\rho = \lambda E(B)$.

Si $\rho < 1$ entonces es llamada tasa de ocupación o utilización del servidor, dado que es la fracción de tiempo que el servidor está ocupado atendiendo un cliente. Para un sistema con c servidores se requiere que $\lambda E(B) < c$, entonces $\rho = \lambda E(B)/c$.

2.2.1.2 Cadenas de Markov

Las cadenas de Markov son una herramienta para analizar el comportamiento de determinados tipos de procesos estocásticos, esto es, procesos que evolucionan de forma no determinista a lo largo del tiempo en torno a un conjunto de estados.

Por tanto, estas herramientas representan un sistema que varía su estado a lo largo del tiempo, siendo cada cambio una transición del sistema. Dichos cambios no están predeterminados, aunque sí lo está la probabilidad del próximo estado en función de los estados anteriores, probabilidad que es constante a lo largo del tiempo. Eventualmente, en una transición, el nuevo estado puede ser el mismo que el anterior y es posible que exista la posibilidad de influir en las probabilidades de transición actuando adecuadamente sobre el sistema.

Formalmente, para definir una cadena de Markov finita hace falta determinar por lo tanto los siguientes elementos: a) Un conjunto de estados del sistema, b) La definición de transición y c) Una ley de probabilidad condicional, que defina la probabilidad del nuevo estado en función de los anteriores.

Los estados son una caracterización de la situación en que se encuentra el sistema en un instante dado, dicha caracterización puede ser tanto cuantitativa como cualitativa. Formalmente, el estado de un sistema en un instante t es una variable cuyos valores sólo pueden pertenecer al conjunto de estados del sistema. El sistema modelado por la cadena, por lo tanto, es una variable que cambia de valor en el tiempo, cambio al que llamamos transición.

Dicho de otro modo, se trata de una colección indexada de variables E_t , donde t denota intervalos temporales significativos para el fenómeno estudiado. Los posibles valores de E_t se toman de un conjunto de categorías mutuamente excluyentes, denominadas estados del sistema. Por ser el sistema estocástico, no se conocerá con certeza el estado del sistema en un determinado instante, sino tan solo la probabilidad asociada a cada uno de los estados. Este hecho puede expresarse en términos de probabilidad condicional:

$$p\{E_t = j | E_{t-1} = i, E_{t-2} = e_{t-2}, E_{t-3} = e_{t-3}, \dots, E_0 = e_0\} = p\{E_t = j | E_{t-1} = i, E_{t-2} = e_{t-2}, E_{t-3} = e_{t-3}, \dots, E_{t-k} = e_{t-k}\}$$

donde i, j, e_i pertenecen al conjunto de estados posibles del sistema. Para el caso particular de una cadena de Markov de orden 1, tenemos:

$$p\{E_t = j | E_{t-1} = i, E_{t-2} = e_{t-2}, E_{t-3} = e_{t-3}, \dots, E_0 = e_0\} = p\{E_t = j | E_{t-1} = i\} = p_{ij}$$

Donde p_{ij} recibe el nombre de probabilidad de transición del estado i al estado j . En una cadena de Markov de orden 1, el estado del sistema en el futuro j sólo depende del estado presente i . En este módulo sólo estudiaremos cadenas de Markov que tengan las propiedades siguientes:

- Con un número n finito de estados (en oposición a cadenas de Markov de infinitos estados posibles).
- De orden 1 (si bien veremos cómo transformar las de orden superior en cadenas de orden 1).

Para este tipo de cadenas, tendremos que la ley de probabilidad condicional es de la forma: $p\{E_{t+s} = j | E_{t+s-1} = i\} = p\{E_t = j | E_{t-1} = i\}$.

2.2.2 Modelos de colas

Kibria et al. [11] usan una cola $M/G/1$ para representar las comunicaciones multipunto de Bluetooth, priorizando diferentes tipos de tráfico para calcular el tiempo de espera, el rendimiento y la pérdida de paquetes.

Zhai and Fang [18] modelaron la distribución del tiempo de servicio en un sistema de encolamiento. Asumiendo un proceso de Poisson, un buffer en cada estación de tamaño K y un sólo servidor representaron, estas condiciones con una cola $M/G/K/1$. Su análisis muestra que en un escenario de no saturación de tráfico el desempeño depende sólo del tráfico total, y en condiciones de saturación depende de la cantidad de estaciones.

Jain et al. [12] usan una cadena de Markov para representar la disponibilidad del enlace, asociando un nivel de BER con cada estado de la cadena, estableciendo el estado 0 como no disponible con el máximo BER. Su análisis incluye el PER y el promedio del tiempo de retardo. Compararon el modelo analítico con una simulación en AdHocSim y OMNet++ y obtuvieron resultados similares.

Chang et al. [7] usan cadenas de Markov para representar una red Wi-Max y medir el retardo causado por el procedimiento de encuestado (polling). El polling es un proceso donde el nodo coordinador de la red pregunta (generalmente un proceso round-robin) a los demás nodos de la red si requieren transmitir. Tomando el número de estaciones censadas en el proceso de polling como los estados en la cadena, ellos obtienen el número esperado de nodos. Combinando esto con el número de encuestas y todos los tiempos de transmisión, calcularon el tiempo promedio de encuestado. Una vez que obtuvieron el retardo, formularon el rendimiento.

Hong et al. [2] representan la encapsulación y la agregación con un modelo de cadenas de Markov para analizar el retardo y el rendimiento. Asumiendo que los tiempos

de inter-arribo de los paquetes tienen una distribución exponencial y el tamaño del trama de tamaño variable, proponen modelar el proceso de agregación de tramas como una agregación también de distribuciones exponenciales, es decir, una distribución tipo fase, resulta un modelo *quasi-birth and death* que permite analizar el retardo total de la transmisión utilizando agregación de tramas. El modelo resultante es muy general y puede utilizarse para analizar cualquier protocolo que permita la agregación de tramas, pero no incluye características particulares de algún protocolo específico como el acceso al medio o control de congestión. Sin embargo es una muy buena guía para el modelado del proceso de agregación de tramas con cadenas de Markov.

2.2.3 Modelos de desempeño.

El retardo y el rendimiento son las principales métricas para expresar el desempeño de las redes de comunicaciones. El retardo puede ser expresado de muchas maneras, dependiendo del segmento medido, la dirección de la transmisión (por ejemplo si la transmisión es analizada unidireccional o bidireccionalmente). Pero saber cuál es la medida de retardo aceptable es complicado, dado que cada red tiene muchas condiciones diferentes en tecnología, técnicas para transmitir y controlar los datos, etc.

Goyal [5] propuso técnicas para determinar los límites superiores para el retardo de fin a fin en redes heterogéneas convencionales. Él agrupó los algoritmos de encolamiento de los dispositivos de conmutación de redes en una clase que aseguran los tiempos de llegada basados en la tasa de transmisión y la longitud del paquete. Después desarrolló un método para calcular el retardo basado en el principio de que todos los algoritmos tienen tiempos de llegada, de servicio y retardos de propagación predecibles.

Vu et al. [23] propusieron un diseño por cruce de capas para minimizar el consumo de energía en redes de sensores inalámbricos tomando en cuenta una red de nodos multisalto (es decir, un paquete puede pasar por varios nodos antes de llegar a su destino), la calendarización del enlace y la energía necesaria para cada transmisión. Modelaron el sistema como un problema de optimización convexo donde las variables antes mencionadas eran las ecuaciones de restricción para maximizar el tiempo de vida de la red, es decir, maximizar la duración de las baterías de los nodos para que el conjunto de nodos permanezca activo el mayor tiempo posible.

Bianchi [35] desarrolló un modelo analítico que permite calcular el rendimiento del protocolo MAC del IEEE 802.11 en un escenario de red donde las condiciones del canal son las ideales (no considera la interferencia externa al canal) y un número finito de estaciones. Considera como variantes sólo los métodos de acceso al canal, (el servicio básico y el modo RTC/CTS).

Usando como referencia el trabajo de Bianchi, los autores de [36] propusieron un modelo analítico del protocolo MAC del IEEE 802.15.4. Utilizando un escenario de red

con topología de estrella, con tráfico no saturado y sin *beacons* analizan el proceso de solicitud y descarga de información para obtener la medida del rendimiento, el retardo de los paquetes, el número de *back off*, el consumo de energía y la probabilidad de pérdida de paquetes.

Malone, Duffy y Leith [37] extendieron el trabajo de Bianchi modificando las condiciones de análisis. Muestran una variación al escenario en donde consideran la no saturación de tráfico y heterogeneidad en el tamaño de los paquetes. Así mismo introducen variaciones en los procesos de llegadas para permitir el modelado de diferentes tipos de tráfico, en particular VoIP.

Los autores de [38] proponen un modelo matemático para el análisis del rendimiento de una red ZigBee donde existe interferencia de una red WLAN (Wireless LAN) asumiendo tráfico no saturado y de acuerdo a un proceso de Poisson. En este caso los dos dominios no interactúan entre sí, sin embargo el dominio LAN interfiere en el dominio embebido.

2.2.4 Diseño por cruce de capas.

El modelo OSI es una división conceptual de las redes de comunicaciones en capas y cada una de estas capas son un conjunto de funciones similares que proveen y a la vez reciben servicios de las capas adyacentes. Pero estas divisiones imponen restricciones de flexibilidad dado que cada capa se debe comunicar estrictamente con las capas adyacentes. Un enfoque reciente refiere al análisis y diseño de sistemas de comunicación violando las restricciones del modelo OSI (ver Fig.2.3) permitiendo que capas no adyacentes se puedan comunicar, unir dos o más capas, o crear una base de datos compartida por las 7 capas [21]; esto es el diseño por cruce de capas o “*Cross Layer Design*” (CLD).

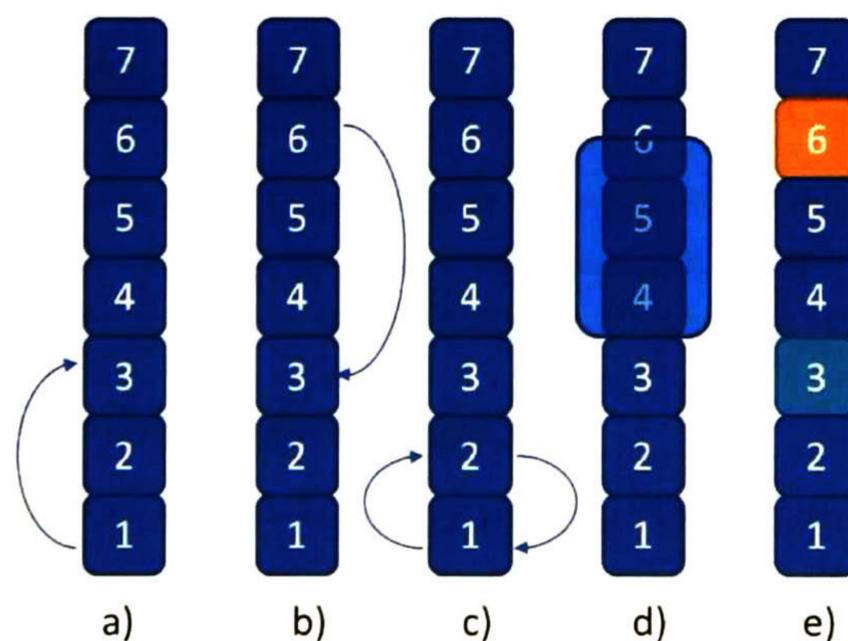


Fig.2.3 a) comunicación con capas superiores no adyacentes, b) la misma situación pero con capas inferiores, c) comunicación bidireccional entre capas no adyacentes, d) unión de varias capas en una supercapa e) modificación (azul claro) o rediseño completo de las funciones de una capa (naranja)

Papadimitratos et al. [22] proponen una mejora al protocolo IEEE 802.15.4 mediante un enfoque de CLD. Calculando el BER del enlace en cada nodo y dependiendo de éste valor, ellos seleccionan un intervalo de back-off. Con este enfoque obtuvieron hasta un 69% mejor rendimiento y hasta un 154% mas bits por unidad de energía, probando que la flexibilidad proporcionada por el CLD permite la mejora de las técnicas actuales.

Phan et al. [30] proponen que la utilización de la red es maximizada a través de la formulación de un problema no convexo. Los autores consideran el control de acceso al medio y la distribución de la energía en una red inalámbrica de saltos multiples siendo estas las restricciones del modelo de optimización.

La energía es un problema en las redes de sensores. Karimifar and Cavers [31] usa este factor y la calendarización de capa 2 como constantes de un problema de optimización del volumen de datos. Ellos concluyen que para la optimización del volumen de datos, la mejor política de transmisión es hacerlo de manera secuencial. Trabajos similares fueron realizados por los autores de [32]. Usando un protocolo de MAC simple y la información de ruteo, intentan reducir la congestión, mejorar el uso de la energía y la tasa de entrega. Ellos logran esto agrupando nodos en árboles enraizados en el nodo sink y analizando diferentes calendarizaciones de transmisión.

Basados en el marco de trabajo “*Network Utility Maximization*” (NUM), Ren et al. [33] proponen dos esquemas de optimización: (i) control conjunto de congestión y acceso al medio y (ii) control conjunto de energía y bioefectos. Éste último introduce los efectos biológicos causados por radiofrecuencias de alta energía para evaluar y controlar este factor específico. Aunque muchos autores no lo mencionan en una manera específica, ellos toman ventajas de la flexibilidad del enfoque CLD.

2.3 Escenarios de análisis

Los escenarios de dominios homogéneos han sido ampliamente estudiados, pero la interconexión de dominios que conforman redes heterogéneas son un área de interés especial. Las siguientes subsecciones explican dos escenarios de interconexión diferentes.

2.3.1 Interconexión de diferentes dominios

Para interconectar dos dominios diferentes, muchos factores deben ser tomados en cuenta, tal como los protocolos en los dos dominios, el tamaño de los paquetes, la tasa de transmisión, las capacidades de los canales, entre otros. La manera más simple de hacer esto es tomar el campo de datos o incluso el paquete completo de un protocolo y colocarlo en el campo de datos de un segundo protocolo. Esta arquitectura de red usa generalmente las mismas técnicas que la extensión de dominios mencionada anteriormente.

Ahlgren et al. [29], proponen una arquitectura para la interconexión de redes heterogéneas la cual provee conectividad de fin a fin para dispositivos heterogéneos y tecnologías de red diferentes. Esta arquitectura oculta la complejidad de la red mediante dos abstracciones: 1) de conectividad y 2) de nombramiento. La arquitectura habilita las comunicaciones con capacidades avanzadas como por ejemplo puenteo dinámico, indirección y delegación de tareas, independientemente si es una red de conmutación de paquetes o de circuitos, si es actual o no, si es cableado o inalámbrico.

2.3.2 Extensión de dominios con otro dominio diferente.

En las situaciones donde se requiere unir dos segmentos de un dominio que se encuentran ubicados geográficamente distantes y los dispositivos de éste dominio no permiten hacer la unión ya sea porque no existe tal dispositivo o por el rango de cobertura de éstos dispositivos, se puede utilizar otro dominio de red diferente con las capacidades suficientes para realizar la interconexión. Un claro ejemplo es el siguiente escenario: mediante WiFi para extender una red cableada en áreas donde es imposible implementar un sistema cableado.

Bayilmis et al. [1] usan esta idea para interconectar dos segmentos de CAN a través de un enlace de IEEE 802.11. Desarrollaron un puente que coloca un paquete de CAN dentro del campo de datos del paquete de IEEE802.11. (Ver fig. 2.4)

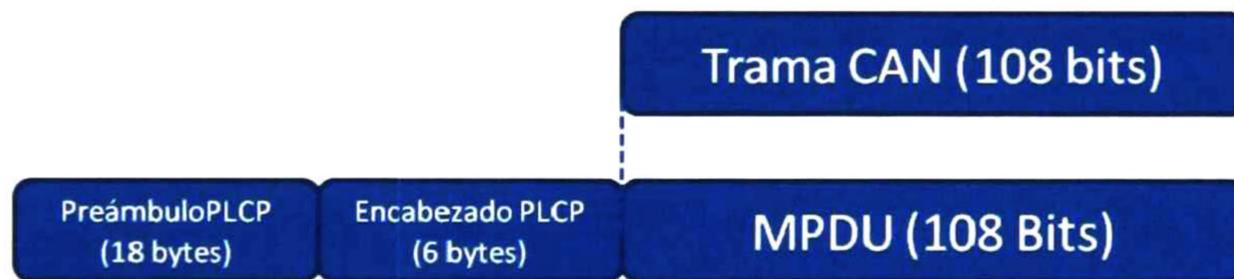


Fig. 2.4 El proceso de encapsulamiento propuesto en [1]

Usando una tabla de observación, el puente toma decisiones acerca de si el paquete debe ser reenviado a otro segmento o es descartado porque pertenece al segmento local. Las mediciones de desempeño hechas a las transmisiones desde el segmento de CAN hacia 802.11 y viceversa bajo diferentes cargas de tráfico se enfocaron sólo a comprobar que dichas transmisiones se realizaron dentro de los valores de retardo aceptables especificados por la Sociedad de Ingenieros Automotrices.

Trabajo similar fue presentado por Leal et al. [9] donde se propone un puente entre WiFi y Zigbee usando la primera como un backbone para interconectar segmentos del segundo. En su trabajo futuro, ellos mencionan que la implementación inicial es una interface entre dos dominios usando una tabla de proxy para cada dominio (como la tabla de observación mencionada anteriormente) para mantener su lista de nodos.

Otros trabajos relacionados con éste t3pico es el propuesto por Wang et al [10] donde los autores usan una arquitectura conformada por una red cableada Ethernet para extender segmentos WiFi, enfocando su an3lisis en la realizaci3n de las sesiones de fin a fin de manera justa.

Capítulo 3

Solución Propuesta

3.1 Introducción

En este capítulo se presenta el modelo para el análisis de desempeño de las redes heterogéneas compuestas por dominios embebidos y convencionales (Fig. 3.1).

Los modelos representan las redes en dos escenarios: Interconexión de dominios y extensión de dominio. Además, cada escenario es analizado en transmisiones simples y con agregación de tramas en la pasarela.

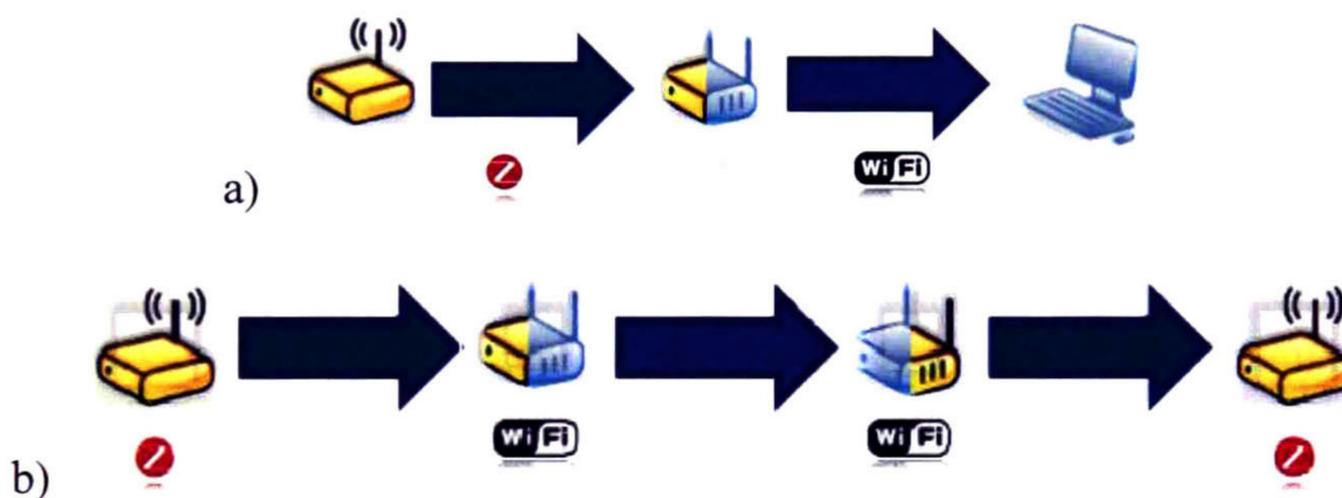


Fig. 3.1 a) interconexión de dominios, b) extensión de dominio

Para la realización del modelo, se utilizarán como referencia los trabajos de Bianchi [34] y Duffy et al. [36] donde se ha modelado el proceso de CSMA/CA del IEEE 802.11 en condiciones de tráfico saturado, no saturado y heterogéneo, pero siempre suponiendo un canal ideal.

Así mismo, los trabajos de Ok Kim et al. [35], Woon Chong et al. [37] y Mišić et al. [44] serán tomados en el modelado de 802.15.4, ya que, haciendo extensión del trabajo de Bianchi [34] modelaron este protocolo en condiciones de tráfico saturado, no saturado y con interferencia mutua con 802.11 respectivamente.

Se harán extensiones y modificaciones a los trabajos antes mencionados para agregar capacidad de análisis de las características del canal de transmisión tales como la tasa de error de bit y modulación, tamaños de paquete ajustables dependiendo del estado del canal, el propio análisis del CSMA/CA y el protocolo ARQ; así mismo se considerarán los tiempos de encolamiento en los puentes y en condiciones de agregación de paquetes.

Definición 3.1: El *rendimiento* es una métrica de utilización del canal que indica la cantidad de datos útiles transmitida en un período determinado de tiempo.

Se consideran como datos útiles sólo los bits incluidos en el campo de datos de una trama que ha sido enviada correctamente y se ha recibido la trama de acuse de recibo (trama ACK) en el emisor.

El tirado de paquetes pueden surgir por una de las siguientes razones: i) colisión en el medio de transmisión; ii) errores de bit producidos por el medio y iii) la interferencia externa al mismo o por exceder el número máximo de intentos de iniciar una comunicación con el nodo transmisor durante período de contención del protocolo de acceso al medio.

Se considera como información útil sólo el campo de datos de cada paquete, dado que la información de control incluida en los encabezados y los paquetes ACK (*Acknowledge*) no son del interés del usuario final.

Definición 3.2: Sea el retardo de fin a fin la sumatoria de todos los retardos en el enlace desde el nodo inicial hasta el receptor.

3.2 Modelo del dominio IEEE 802.15.4.

El modelo propuesto está enfocado a medir y estimar principalmente el retardo en la transmisión así como el rendimiento de fin a fin, es decir, desde que una trama es transmitida en el dominio embebido hasta un dominio convencional, y si es el caso, hasta un segundo dominio embebido.

Para el modelo se toman en cuenta diversos factores tales como el tamaño de la trama, la tasa de agregación en las pasarelas, la tasa de error de bit y los protocolos de acceso al medio, conjuntándolos bajo el enfoque de diseño por cruce de capas.

3.2.1 Funcionamiento del IEEE 802.15.4

Según la especificación de IEEE [38], cuando un nodo requiere enviar una trama de datos (Fig. 3.2) usa "*Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance*" (CSMA/CA) periódicamente. Para lograr el envío de un paquete, el nodo deberá contender por la utilización del canal con los $n-1$ nodos restantes de la red.

El proceso de retracción es un tiempo elegido al azar por la estación cuando está conteniendo intentando acceder al medio de transmisión con otras estaciones y no logra hacerlo porque el canal de comunicación está ocupado por los envíos de otra de las estaciones en la red.

| Var/Const. Estándar IEEE 802.15.4 | Significado | Rango de Valores | Equivalen cia en el modelo |
|---|--|----------------------------|----------------------------------|
| N | Número de nodos en la red | (2..127) | |
| BE | <i>Backoff Exponent</i> , indica cuantos períodos de retracción debe esperar un nodo antes de intentar el primer CCA | (macMinBE .. macMaxBE) | BE |
| NB | Contador de veces en que CSMA/CA ha sido requerido mientras se intenta la actual transmisión | (0, macMaxCSMABackoff) | I |
| macMaxBE | Valor máximo para el <i>Backoff Exponent</i> | (3, 8) valor por default 5 | |
| macMinBE | Valor mínimo para el <i>Backoff Exponent</i> | (1, macMaxBE) | |
| macMaxCSMABackoff | El número máximo de <i>Backoffs</i> que CSMA/CA intentará antes de declarar una falla en el acceso al canal. | (0, 5) valor por default 3 | M |

Tabla 3.1 Rangos de valores y significados de las variables de IEEE 802.15.4

Primero deberá esperar un tiempo aleatorio uniformemente elegido en el rango de $(0, 2^{BE}-1)$ períodos de retracción (“*backoff*”) (un período de retracción es igual al tiempo de 20 símbolos de capa física transmitidos; cada símbolo se compone de 4 bits); el valor de *BE* tiene el valor inicial igual a *macMinBE*. Terminada la espera, realizará una primera prueba de canal desocupado o “*Clear Channel Assessment*” (CCA), en caso de que el canal esté ocupado se incrementa en uno el valor de *NB* y se actualiza el valor de *BE* con $\min(BE+1, macMaxBE)$ e iniciará una nueva espera (Vea tabla 3.1 para los rangos de valores de las variables). Si el canal está desocupado realizará un segundo CCA siguiendo el mismo procedimiento que el primer CCA, sólo si está desocupado iniciará la transmisión (Fig. 3.3).

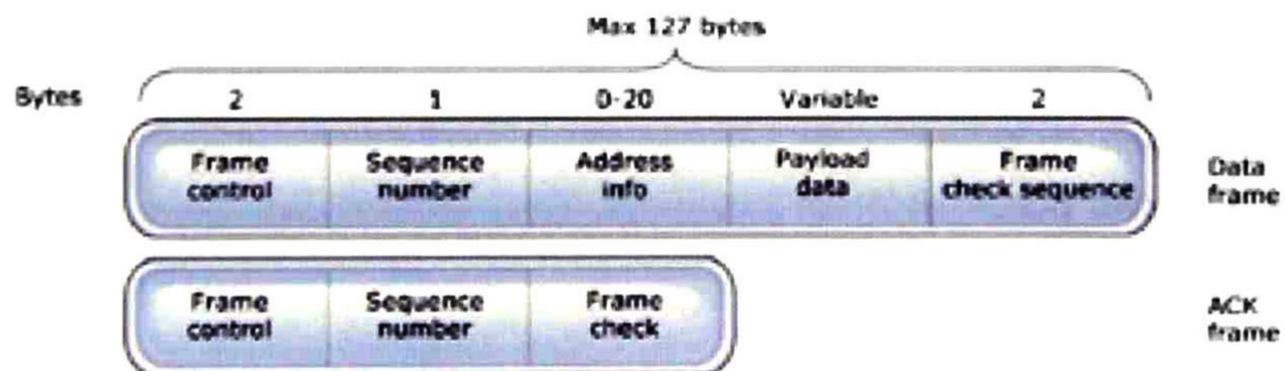


Fig. 3.2 Formato de las tramas de datos y ACK

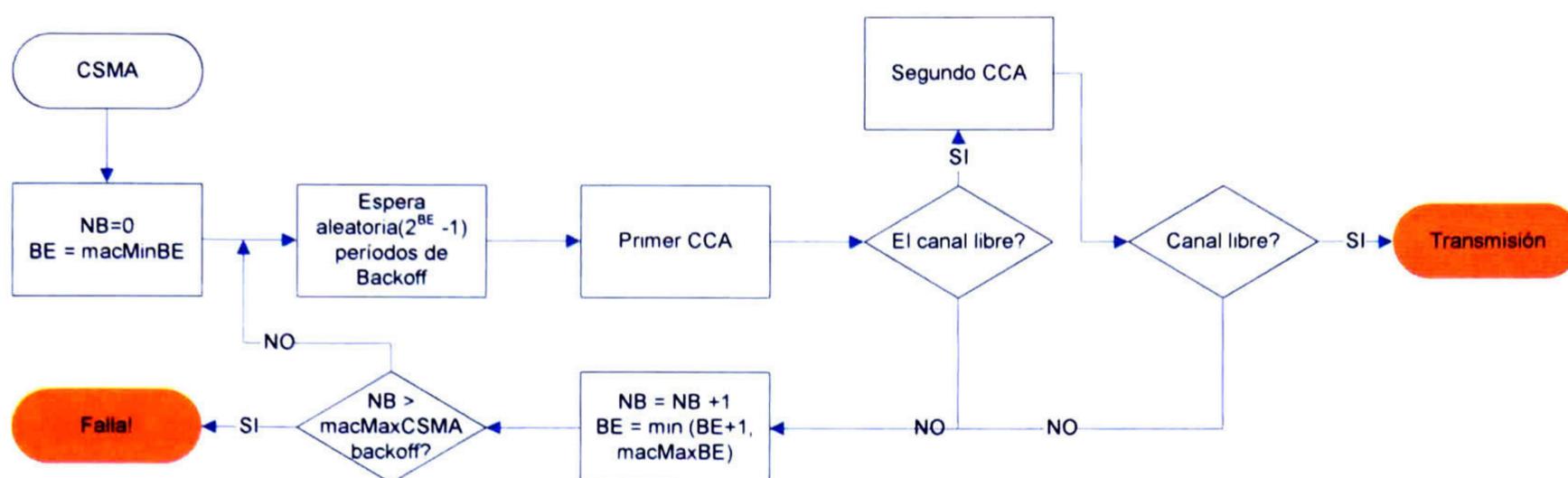


Fig. 3.3 Algoritmo CSMA/CA del IEEE-802.15.4 no ranurado

Este proceso se repetirá mientras la variable NB no alcance el valor de $macMaxCSMAbackoff$.

Si el dispositivo destino recibe correctamente el paquete, enviará una respuesta (un paquete ACK ver Fig. 3.2) indicando correcta recepción; en caso contrario no se envía ninguna respuesta. Pasado un tiempo sin respuesta, el dispositivo transmisor asume que no se ha recibido correctamente y hace un reenvío del paquete. Cabe hacer notar que el envío del paquete ACK no utiliza CSMA/CA.

Para considerar exitosa la transmisión de un paquete es necesaria la respuesta del receptor. En el estándar 802.15.4, el emisor transmite una trama y espera por una respuesta un determinado tiempo, el receptor envía una trama de respuesta ACK (*Acknowledge*) por cada trama recibida. Si no hay una respuesta después del terminado el tiempo de espera el emisor retransmite la trama [38 sección 5.5.4.2]. Aún cuando el estándar no especifica el uso de algún protocolo de ARQ el procedimiento antes descrito corresponde al protocolo ARQ tipo *Stop-and-Wait*.

3.2.2 Modelo matemático.

Para el análisis de este dominio de red se asume un conjunto de nodos que utilizan el protocolo IEEE 802.15.4 $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_i\}$ donde $1 \leq i \leq N$. Cada uno transmite a un nodo "sink" (la parte 802.15.4 de la pasarela EC) de acuerdo a un proceso de Poisson [44] con una tasa λ .

Para que el modelo se acerque más a las transmisiones reales, se utiliza el proceso de Poisson para representar la generación de las tramas en cada estación. Un proceso de Poisson es un proceso estocástico en el que los eventos ocurren de manera continua aleatoria y son independientes uno del otro. Los tiempos entre cada evento siguen una distribución exponencial y dichos eventos se generan de manera aleatoria.

Basados en [35, 44, 45, 46] definimos el proceso de transmisión descrito en la sección 3.2.1 de la siguiente manera: sea $s(t)$ un proceso estocástico que representa los retardos producidos durante cada etapa de retracción donde $s(t) \in \{1, \dots, M\}$, como la etapa de retracción del procedimiento de CSMA/CA y $b(t)$ el contador de retracción de cada una de estas etapas. Se dará el valor $b(t) = -1$ cuando el canal esté libre después del primer CCA. Sean $(-1, k)$ los estados del k -ésimo bit de la trama de datos transmitido donde R es el tamaño del paquete y $1 \leq k \leq R$. Sea $(-2, a)$ los estados que representan la recepción de la trama de ACK de tamaño A , donde $0 \leq a \leq A$. Sea $Z(t)$ una *cadena de Markov de tiempo discreto de dos dimensiones* para el algoritmo CSMA/CA definida en (3.2.1) con el diagrama de transición que muestra la Fig. 3.4.

$$Z(t) = \begin{cases} (s(t), b(t)) & \text{El dispositivo está en el proceso de retracción.} \\ (s(t), -1) & \text{Se realiza el primer CCA.} \\ (s(t), -2) & \text{Se realiza el segundo CCA.} \\ (-1, k) & \text{El dispositivo está transmitiendo el } k\text{-ésimo byte de la trama de datos} \\ (-2, a) & \text{El dispositivo está en recibiendo el } a\text{-ésimo byte de la trama ACK.} \end{cases} \quad (3.2.1)$$

Sean α la probabilidad de que el canal de transmisión esté ocupado en el primer CCA, β la probabilidad de que el canal esté ocupado en el segundo CCA y W_i donde $i=\{1..M\}$ el tiempo aleatorio elegido en el rango de $\{0 .. 2^i W_0\}$ donde W_0 es igual a 2^{macMinBE}

Las ecuaciones en (3.2.2) muestran las probabilidades de transición, un nodo tiene un paquete para transmitir e inicia el proceso de retracción en el estado $(0, j)$ con probabilidad de W_0 , y avanzará al siguiente estado de la subcadena $(0, j)$ al estado $(j+1, 0)$ con probabilidad de 1 conforme avanza el tiempo. En caso de que no tenga ninguna trama para transmitir. (Vea (3.2.2)). Para claridad de presentación, se usa la notación $P[(\text{estado destino}) | (\text{estado origen})]$.

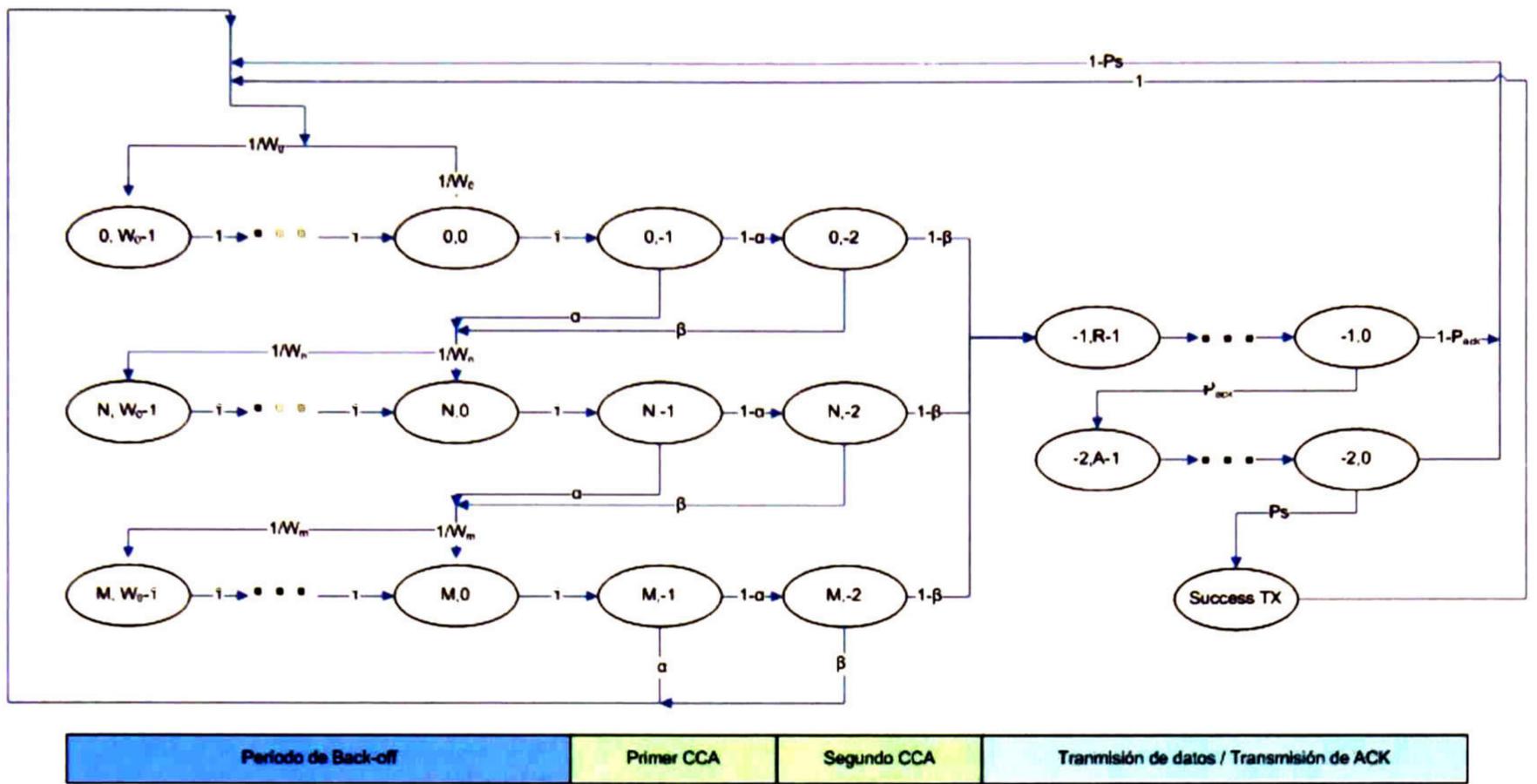


Fig. 3.4 Diagrama de estados de $Z(t)$

$$\begin{aligned}
 P[(i, j)|(i, j + 1)] &= 1 \\
 P[(i, -2)|(i, -1)] &= 1 - \alpha \\
 P[(-1, R - 1)|(i, -2)] &= 1 - \beta \\
 P[(\min(i + 1, M), j)|(i, -1)] &= \alpha/W_{i+1} \\
 P[(\min(i + 1, M), j)|(i, -2)] &= \beta/W_{i+1}
 \end{aligned}
 \quad 0 \leq i \leq M - 1 \text{ y } 0 \leq j \leq W_i - 1 \quad (3.2.2)$$

La cadena de Markov cambiará de los estados $(i, -1)$ $0 \leq i \leq M$, a los estados $(i, -2)$ (el estado donde se realiza el segundo CCA) con probabilidad de $1 - \alpha$. Entrará al estado de transmisión (es decir, el CCA detecta el canal libre en el segundo intento) con la probabilidad de $1 - \beta$. (Vea (3.2.2) ecuación 2 y 3 respectivamente). Si un paquete no se ha podido transmitir en uno de los intentos dado que en cualquiera de los 2 CCA se detectó el canal ocupado, avanzará a la siguiente fase del proceso de retracción $i+1$, con $1 \leq i < M$, con probabilidad de α/W_{i+1} en el primer CCA, y con probabilidad de β/W_{i+1} en el segundo CCA. (Vea (3.2.2) 4 y 5 respectivamente)

Si se han realizado M intentos de transmisión y el canal se detecta ocupado en los 2 CCA, la transmisión se dará como fallida y se regresará al inicio del proceso con la probabilidad de α en el primer CCA y β en el segundo CCA.

Cuando se ha podido acceder al canal se hará la transmisión de R bits representados por los estados $(-1, R)$. La transmisión de la trama de datos será recibida de manera exitosa con probabilidad de P_{ack} , entonces la estación receptora enviara la trama ACK de tamaño A , la cual se deberá recibir completa en el transmisor (representado por los estados $(-2, A)$ de la

cadena de Markov). La transmisión completa será terminada de manera exitosa con una probabilidad de P_s .

Sean $\pi(i,j) = P[(s(t),b(t)) = (i,j)]$ para $i \in \{-1, M\}$, $k \in \{-2, \max(R-1, A-1, W_i-1)\}$, las probabilidades de estados estacionarias. La probabilidad estacionaria de estar en los estados de acceso al canal se formula como en (ecuación 3.2.3a):

$$\pi_{i,0} = \pi_{i-1,0}(\alpha + (1-\alpha)\beta) \quad (3.2.3a)$$

Que por iteración es:

$$\pi_{i,0} = [(\alpha + (1-\alpha)\beta)]^i \pi_{0,0} \quad (3.2.3b)$$

La probabilidad de estar en uno de los estados de retracción está dada por (ecuación 3.2.4)

$$\pi_{i,j} = \frac{W_i - j}{W_i} [(1-\alpha)(1-\beta) \sum_{j=0}^M \pi_{j,0}] \text{ para } i = 0 \quad (3.2.4)$$

$$\pi_{i,j} = \frac{W_i - j}{W_i} \pi_{i,0} \text{ para } i > 0$$

La suma de las probabilidades de estados estacionarias de toda la cadena de Markov deben sumar 1 (ver 3.2.5)

$$1 = \sum_{i=0}^M \sum_{k=0}^{W_i-1} \pi_{i,k} + \sum_{i=0}^M \pi_{i,-1} + \sum_{i=0}^M \pi_{i,-2} + \sum_{i=0}^{R-1} \pi_{-1,i} + \sum_{i=0}^{A-1} \pi_{-2,i} \quad (3.2.5)$$

Siendo el primer término la sumatoria de las probabilidades estáticas de los estados de retracción, el segundo término de los estados del primer CCA, el siguiente término de los estados del segundo CCA, el siguiente de los estados de transmisión de la trama de datos y el último de los estados de la transmisión de la trama de ACK. La ecuación anterior es equivalente a (ecuación 3.2.6)

$$\begin{aligned} 1 = & \sum_{i=0}^M \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \left[(1-\alpha)(1-\beta) \sum_{j=0}^M \pi_{j,0} \right] + \sum_{i=0}^M \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i - k}{W_i} \pi_{i,0} \\ & + \sum_{i=0}^M (1-\alpha) \pi_{i,0} + \sum_{i=0}^M [(1-\alpha)(1-\beta)R] \pi_{i,0} \\ & + \sum_{i=0}^M [(1-\alpha)(1-\beta)R P_{ack} A] \pi_{i,0} \end{aligned} \quad (2.3.6)^6$$

Simplificando y factorizando, obtenemos la ecuación (3.2.7)

$$1 = \sum_{i=0}^M \pi_{i,0} \left[\frac{W_i + 1}{2} [(1 - \alpha)(1 - \beta)] + \frac{W_i + 1}{2} + 1 + (1 - \alpha) + [(1 - \alpha)(1 - \beta)R] + [(1 - \alpha)(1 - \beta)R \cdot P_{ack} \cdot A] \right] \quad (3.2.7)$$

Sea α la probabilidad de que el canal esté ocupado en el primer CCA y β la probabilidad de que el mismo esté ocupado en el segundo CCA, se formula cada una como muestran (ecuación 3.2.8) y (ecuación 3.2.9). Siendo $\alpha = P$ [Alguna otra estación ocupe el canal al momento del primer CCA], entonces:

$$\alpha = 1 - [R(1 - \tau)^{n-1}] [A(1 - \tau)^{n-1}] \quad (3.2.8)$$

Donde τ :

$$\tau = \sum_{i=0}^M \pi_{i,0}$$

La (ecuación 3.2.5) representa β , la probabilidad de que después del primer CCA se encuentre ocupado el canal, entonces sea $\beta = P$ [el canal ocupado en el segundo CCA | canal libre en el primer CCA]

$$\beta = 1 - \frac{(1 - \alpha) - \left(\sum_{i=0}^M \pi_{(i,-2)} \right)^{n-1}}{1 - \alpha} \quad (3.2.9a)$$

Que equivale a:

$$\beta = 1 - \frac{(1 - \alpha) - \left(\sum_{i=0}^M (1 - \alpha) \pi_{(i,0)} \right)^{n-1}}{1 - \alpha} \quad (3.2.9b)$$

$$\beta = 1 - \frac{(1 - \alpha) - \left((1 - \alpha) \tau \right)^{n-1}}{1 - \alpha} \quad (3.2.9c)$$

La probabilidad de una transmisión exitosa implica que ninguna otra estación intente transmitir, o lo haga durante el proceso de la estación analizada, que según la especificación se deberá realizar habiendo cumplido con el CSMA/CA y esperar la emisión del paquete ACK (ecuación 3.2.10).

$$P_s = \sum_{i=0}^M \pi_{i,0} [(1 - \alpha)(1 - \beta)] \quad (3.2.10)$$

De la misma manera podemos definir la probabilidad de fallo dado que no se pudo acceder al canal en los M procesos de retracción como:

$$Pf = \sum_{i=0}^M \pi_{i,0} [\alpha(1-\alpha)\beta] \quad (3.2.11)$$

El retardo en este dominio de red está dado por la probabilidad de lograr una transmisión exitosa en cualquier número de intentos en el proceso de retracción, sumado al retardo ocasionado por una transmisión sin éxito (es decir, que no se recibió un ACK) y el retardo ocasionado por los intentos de transmisión sin acceso al medio. Todas estas condiciones las expresan los 3 términos de la ecuación (3.2.12) respectivamente.

$$\begin{aligned} Dz = & \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^i \alpha^i [(1-\alpha)\beta]^{i-j} (1-\alpha)(1-b)Ps(W_i - 1 + R + A) \\ & + \sum_{i=0}^M \alpha^i [(1-\alpha)\beta]^{i-j} (1-\alpha)(1-b) (1-Ps)(W_i - 1 + R + A) \\ & + \sum_i^M \alpha^i [(1-\alpha)\beta]^{M-i} (W_i - 1) \end{aligned} \quad (3.2.12)$$

Una manera de optimizar el rendimiento es utilizando un tamaño de paquete de acuerdo a las condiciones del canal. Entonces, el tamaño del paquete óptimo es dependiente del BER (*Bit Error Rate*) y de la capacidad del canal. Sea R el tamaño del paquete a transmitir. El tamaño óptimo de R haciéndolo dependiente de las condiciones del medio de transmisión (del BER propiamente):

$$R = \sqrt{h/p_e} \quad (3.2.13)$$

Sean h , p_e el tamaño del encabezado del paquete en bytes y el BER respectivamente, el cual está representado por (3.2.14) para el caso específico de IEEE802.15.4 usando la frecuencia de 2.4Ghz con modulación O-QPSK.

$$p_e = Q\left(\sqrt{2E_b/N_0}\right) \quad (3.2.14)$$

Siendo $Q(x)$ la función de coerror definida en [40] como:

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^{\infty} e^{-u^2/2} du$$

Siguiendo la definición 3.1, el rendimiento Tz representado en (ecuación 3.2.15) [41] conjunta la parte de datos útiles de los paquetes usando (ecuación 3.2.13) y el protocolo ARQ representado por la segunda parte de (ecuación 3.2.15), el numerador es la probabilidad de error en la transmisión de un paquete de tamaño R . En el denominador están la ocupación del canal, el retardo de propagación y la ocupación del canal del encabezado con respecto a la ocupación de todo el paquete.

$$Tz = \left(1 - h/R\right) \left(\frac{e^{-peR}}{(t_i + 2t_p + t_a)/t_i}\right) \quad (3.2.15)$$

Sean C , t_i , t_p y t_a la capacidad del canal en bits/sec., la ocupación del canal por el paquete (R/C), el retardo por propagación y la ocupación del canal por el encabezado (h/C).

Como se puede observar, no se considera la reducción del rendimiento causada por los envíos de los paquetes ACK, entonces, utilizando (3.2.7) en el lugar del denominador, tendremos la inclusión de este factor.

La (ecuación 3.2.15) sólo considera la probabilidad de que no existan pérdidas por errores en el canal pero es necesario considerar la probabilidad de pérdida por colisión. La (ecuación 3.2.16) conjunta estas 2 posibilidades de pérdida de información.

$$p_{loss} = \sum_{i=0}^M \alpha^i [(1 - \alpha)\beta]^i (1 - \alpha)(1 - \beta)(1 - Ps) + (1 - e^{-peR}) \quad (3.2.16)$$

Modificando (ecuación 3.2.15) utilizando (ecuación 3.2.12) y (ecuación 3.2.16) se obtiene (ecuación 3.2.17) con todas las consideraciones anteriores.

$$Tz = \left(1 - h/R\right) \left(\frac{(1 - p_{loss})}{Dz}\right) \quad (3.2.17)$$

3.3 Modelado de la pasarela EC.

En esta sección se describe el modelado de la pasarela entre el dominio de red embebido y el dominio de red convencional. En primera instancia se muestra el modelo de pasarela que toma un paquete del dominio embebido y lo coloca en un paquete del dominio LAN. Así mismo muestra el modelo en que la pasarela realiza agregación de paquetes.

3.3.1 Encolamiento sin agregación de paquetes

Como ya se ha mencionado, el puente interactúa con los 2 dominios, haciendo una retransmisión de información. Esta acción se puede modelar con el sistema de colas más sencillo, el M/M/1.

Se asumen llegadas desde el dominio embebido $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_i\} 1 \leq i \leq n$ de acuerdo con un proceso de Poisson con media de $1/\lambda$ cada nodo. Si tenemos n procesos de Poisson $Z_1(t), \dots, Z_n(t)$, con tasas respectivas $\lambda_1 \dots \lambda_n$, la suma $\sum_{i=1}^n Z(t)_i$ es también un proceso de Poisson con tasa $\lambda = \sum_{i=1}^n \lambda_i$. También se asumen tiempos de servicio exponenciales con media $1/\mu$ y un único servidor (vea fig. 3.5 a). Esto describe un sistema de encolamiento M/M/1 [43] (vea fig. 3.5 b).

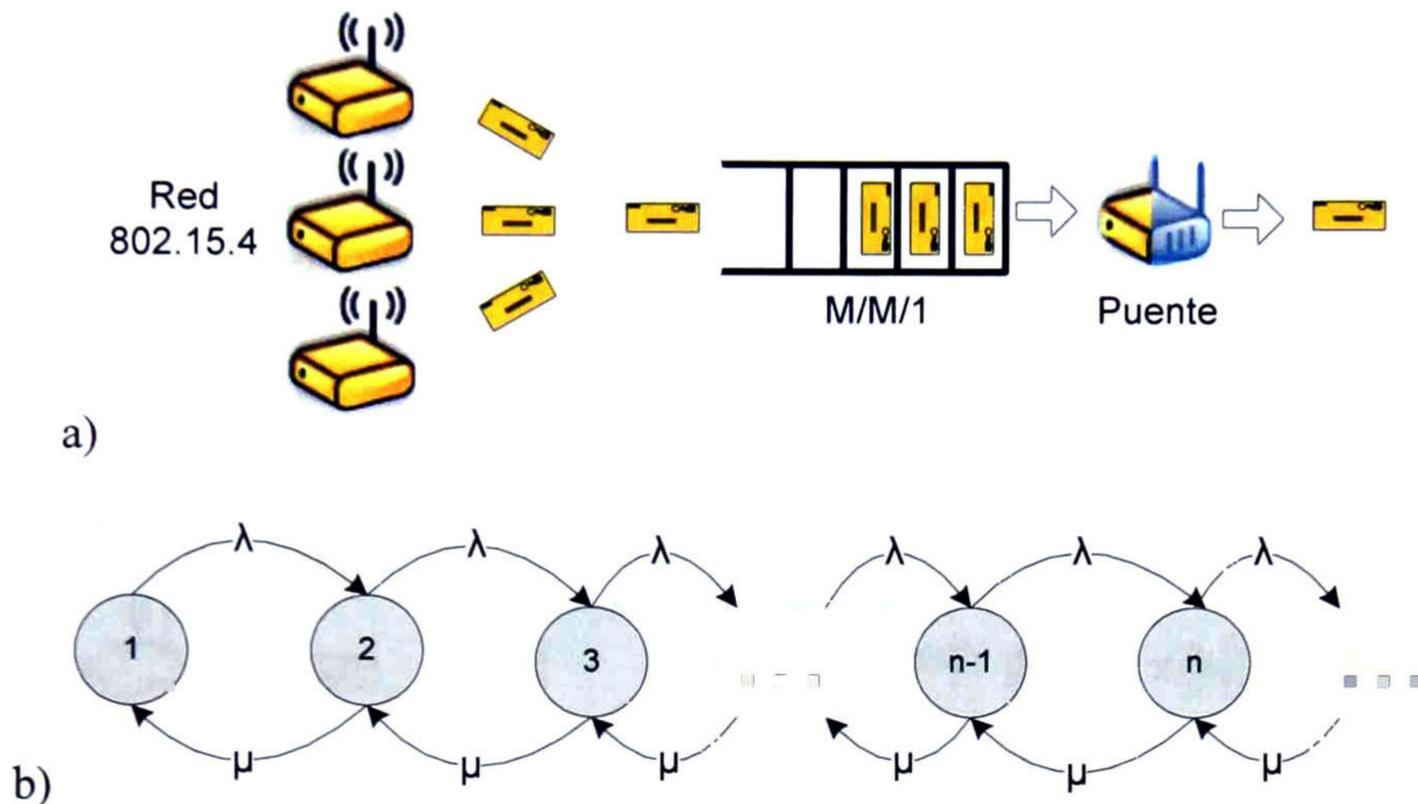


Fig. 3.5 a) Cola M/M/1 en el puente de b) diagrama de estados para la misma cola

Sea $p_i(t)$ la probabilidad de que haya i paquetes en la cola (ej. estar en el estado i), se deriva según muestran las ecuaciones de (3.3.1).

$$\begin{aligned}
 p_1 &= \rho p_0 \\
 p_2 &= \rho^2 p_0 \\
 p_i &= \rho^i p_0 \\
 p_0 &= 1 - \rho
 \end{aligned} \quad i = 0, 1, 2, \dots \quad (3.3.1)$$

Sea $E[L]$ el número promedio de paquetes en el sistema de encolamiento en un tiempo arbitrario y ρ la tasa de ocupación del servidor dada por $\rho = \lambda/\mu$; el primero, descrito por (ecuación 3.3.2b) es la suma del número promedio de paquetes en el sistema.

$$E[L] = \sum_{i=0}^{\infty} i p_i \quad (3.3.2a)$$

donde $p_i = \rho^i p_0 = \rho^i (1 - \rho)$, sustituyendo:

$$E[L] = \sum_{i=0}^{\infty} i (1 - \rho) \rho^i = (1 - \rho) \sum_{i=0}^{\infty} i \rho^i = \frac{\rho}{1 - \rho} \quad (3.3.2b)$$

Sea $E[S]$ el tiempo promedio de espera en la cola de la pasarela EC. Aplicando la ley de Little ($E(L) = \lambda E(S)$) a (ecuación 3.3.2b) obtenemos $E[S]$ en (ecuación 3.3.3).

$$E[S] = \frac{\lambda}{\frac{\rho}{1-\rho}} = \frac{1/\mu}{1-\rho} \quad (3.3.3)$$

3.3.2 Encolamiento con agregación de paquetes

Para el caso en análisis se colocarán paquetes del dominio embebido dentro del campo de datos del dominio LAN. Esta acción se analiza con varios modelos, con una cola $M/M(a,b)/1$, que en funcionamiento es lo mismo que la cola $M/M/1$ pero con servicios en *batch* o bloques de tamaño k , $a \leq k \leq b$. (ver fig. 3.6)

a)

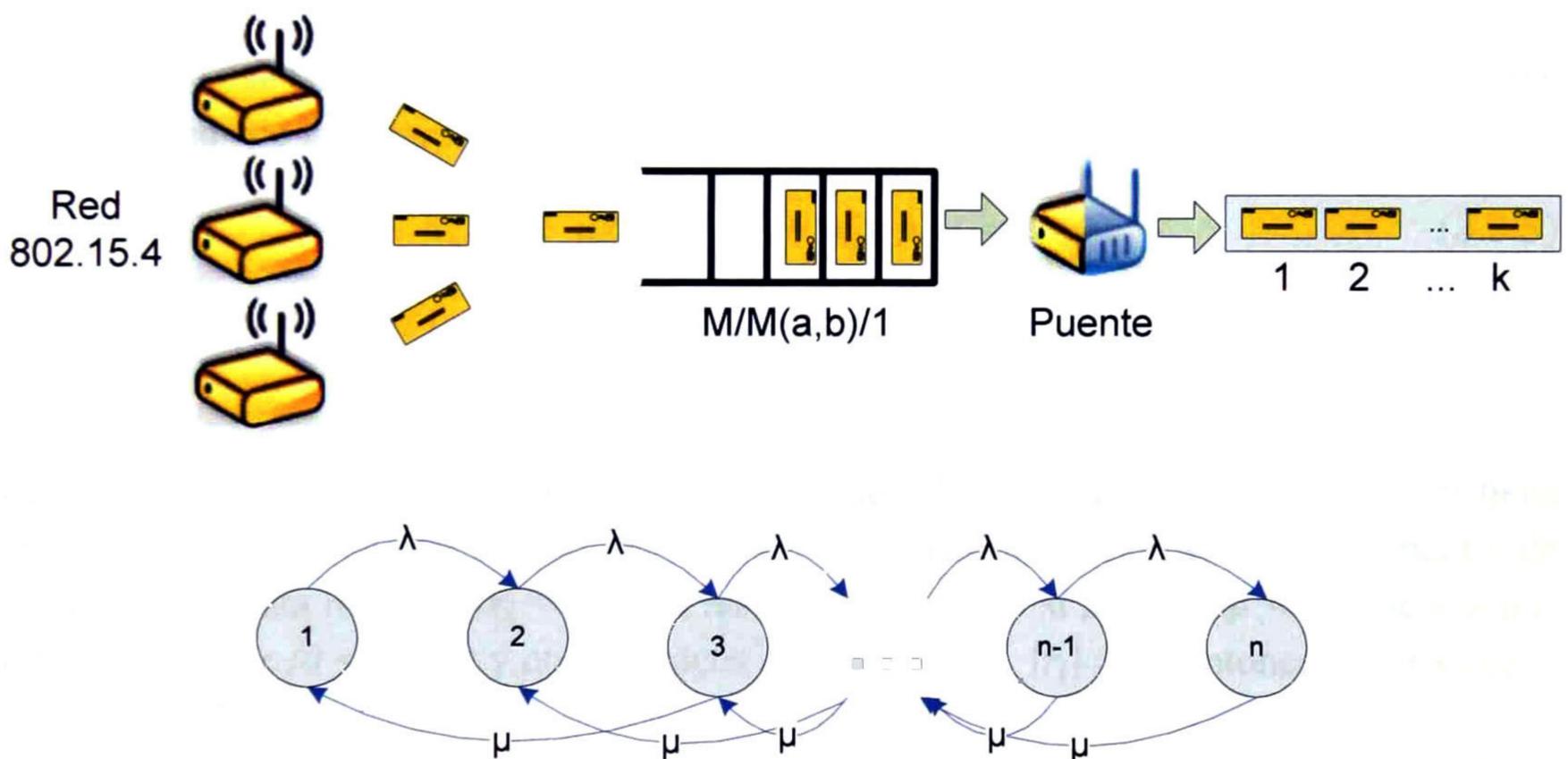


Fig. 3.6 La cola $M/M(a,b)$ en la pasarela EC

Las llegadas se generan siguiendo un proceso de Poisson, en las mismas condiciones que se perfilan en 3.1. Las salidas son en lotes (“*batch*” o “*bulk*”) de tamaño k entre los límites inferior a y superior b en un solo servidor. El servicio de los paquetes comienza cuando el tamaño de la cola alcanza o excede el límite inferior a hasta la máxima capacidad b ($b \geq a \geq 1$) con tiempos de servicio exponenciales con media de $1/\mu$.

Tomamos de [42] la descripción de este sistema de encolamiento descrito de la siguiente manera: sean los estados de la cadena de dos dimensiones (i,n) donde i es indicador de que el servidor está ocupado atendiendo un grupo de paquetes de tamaño s ($a \leq s \leq b$) si i es igual a 1 y es igual a 0 si el servidor está libre. Sea n el número de paquetes

en la cola de espera. Se describen con (ecuación 3.3.4a) las ecuaciones de balance y en (ecuación 3.3.4b) las ecuaciones de probabilidades estacionarias.

$$\begin{aligned}
 (\lambda + \mu)p_{1,n} &= \lambda p_{1,n-1} + \mu p_{1,n+b} & (3.3.4a) \\
 (\lambda + \mu)p_{1,0} &= \lambda p_{0,a-1} + \mu \sum_{r=a}^b p_{1,r} \\
 \lambda p_{0,0} &= \mu p_{1,0} \\
 \lambda p_{0,q} &= \lambda p_{0,q-1} + \mu p_{1,q}
 \end{aligned}$$

Para $n=1, 2, 3, \dots$ y $q=1, 2, \dots, a-1$, si $a=1$ la última ecuación no tiene lugar.

$$\begin{aligned}
 0 &= -(\lambda + \mu)p_{1,n} + \lambda p_{1,n-1} + \mu p_{1,n+b} & n = 1, 2, \dots \\
 0 &= -(\lambda + \mu)p_{1,0} + \lambda p_{0,a-1} + \mu \sum_{i=a}^b p_{1,i} \\
 0 &= -\lambda p_{0,0} + \mu p_{1,0} \\
 0 &= -\lambda p_{0,q} + \lambda p_{0,q-1} + \mu p_{1,q} & q = 1, 2, \dots, a-1 & (3.3.4b)
 \end{aligned}$$

Si se usa la primera ecuación de (ecuación 3.3.4a) para obtener la tasa de ocupación [42], derivada de la ecuación característica (ecuación 3.3.5).

$$h(z) \equiv \mu z^{b+1} - (\lambda + \mu)z + \lambda = 0 \quad (3.3.5)$$

Suponga que $f(z) = -(\lambda + \mu)z$ y $g(z) = \mu z^{b+1}$ y considere el círculo $|z| = 1 - \delta$ donde δ es arbitrariamente pequeño. Escribiendo $z = (1 - \delta)e^{i\theta}$ se puede mostrar que en el contorno de ese círculo $|g(z)| < |f(z)|$. Del teorema de Rouché se sigue que $f(z)$ y $f(z) + g(z)$ tendrán el mismo número de ceros dentro de $|z| = 1 - \delta$. Dado que $f(z)$ tiene sólo un cero dentro de éste círculo $f(z) + g(z) \equiv h(z)$ tendrá también sólo un cero dentro de $|z| = 1 - \delta$. Ésta raíz de $h(z) = 0$ es un real único si y sólo si $\rho = \lambda/b\mu < 1$. Denotamos éste real como r ($0 < r < 1$) y otras b raíces como r_1, \dots, r_b , $|r_i| \geq 1$, entonces r satisface la (ecuación 3.3.6).

$$b\rho = \lambda/\mu = \frac{r(1 - r^b)}{1 - r} = r + r^2 + \dots + r^b \quad (3.3.6)$$

La solución de la segunda ecuación de (3.3.4) se puede escribir en (ecuación 3.3.7) con $n = 0, 1, 2, \dots$ y $\rho \leq r \leq \rho^{2/(b+1)}$ cuando $0 < \rho < 1$:

$$p_{1,n} = Ar^n + \sum_{i=1}^b A_i r_i^n \quad (3.3.7)$$

Donde las A 's son constantes. Dado que $\sum_{n=0}^{\infty} p_{1,n} < 1$ tiene que ser $A_i = 0$ para todas las i , entonces, para todas las n tendremos:

$$p_{1,n} = Ar^n = p_{1,0}r^n = \left(\frac{\lambda}{\mu}\right) p_{0,0}r^n \text{ (de la tercera eq. de 3.3.4)}$$

$$p_{1,n} = \left(\frac{1-r^b}{1-r}\right) p_{0,0}r^{n+1} \quad (3.3.8)$$

De la tercera ecuación de (3.3.4), usando (ecuación 3.3.8) y simplificando un poco, tenemos:

$$p_{0,a-1} = \frac{1-r^a}{1-r} p_{0,0} \quad (3.3.9)$$

Y colocando $q=a-1, a-2, \dots, 1$ y usando (3.3.8) en la cuarta ecuación de (3.3.4) tenemos

$$p_{0,q} = \frac{1-r^{q+1}}{1-r} p_{0,0} \quad (3.3.10)$$

Si consideramos que $\sum_{q=0}^{a-1} p_{0,q} + \sum_{n=0}^{\infty} p_{1,n} = 1$ tenemos:

$$P_{0,0} = \left[\frac{a}{1-r} + \frac{r^{a+1} - r^{b+1}}{(1-r)^2} \right]^{-1} \quad (3.3.11)$$

Las ecuaciones (3.3.8), (3.3.9) y (3.3.11) constituyen las probabilidades estacionarias. Usando estas probabilidades, el número esperado de paquetes $E(Q)$ en la cola se formula como muestra (3.3.12)

$$E(Q) = \sum_{q=0}^{a-1} qp_{0,q} + \sum_{n=0}^{\infty} np_{1,n}$$

$$= \frac{p_{0,0}}{1-r} \sum_{q=0}^{a-1} \{q - qr^{q+1}\} + \frac{p_{0,0}(1-r^b)}{1-r} \sum_{n=0}^{\infty} nr^{n+1}$$

$$= \frac{p_{0,0}}{1-r} \left\{ \frac{a(a-1)}{2} + \frac{r^2[ar^{a-1}(1-r) - (1-r^a)]}{(1-r)^2} \right\} + \frac{p_{0,0}}{1-r} \frac{r^2}{(1-r)^2} \quad (3.3.12)$$

Usando la ley de Little sobre (3.3.12) se obtiene el tiempo promedio de espera en la cola en (3.3.13):

$$E(Wq) = \frac{p_{0,0}}{\lambda(1-r)} \left[\frac{r^2(1-r^b)}{(1-r)^2} + \frac{a(a-1)}{2} + \frac{r^2\{ar^{a-1}(1-r) - (1-r^a)\}}{(1-r)^2} \right] \quad (3.3.13)$$

3.4 Modelado del dominio LAN

3.4.1 Funcionamiento del IEEE 802.11

De acuerdo con la especificación de IEEE 802.11 [39] un nodo antes de transmitir, verificará si el canal está libre por medio del procedimiento CSMA/CA. El algoritmo especifica que la estación deberá tener libre el canal por un espacio de tiempo igual a DIFS (*Distributed Inter Frame Space*) para poder transmitir, en caso que el canal se detecte como ocupado, el nodo aplazará la transmisión hasta que esté libre. Después del aplazamiento, el nodo seleccionará un intervalo de retracción que decrementará hasta 0 mientras el canal esté libre. Una vez realizado el envío, la transmisión se dará como exitosa cuando se reciba un paquete de ACK (Vea Fig. 3.7). Este procedimiento describe la utilización de un protocolo ARQ tipo “Stop-and-Wait” [39, 48].

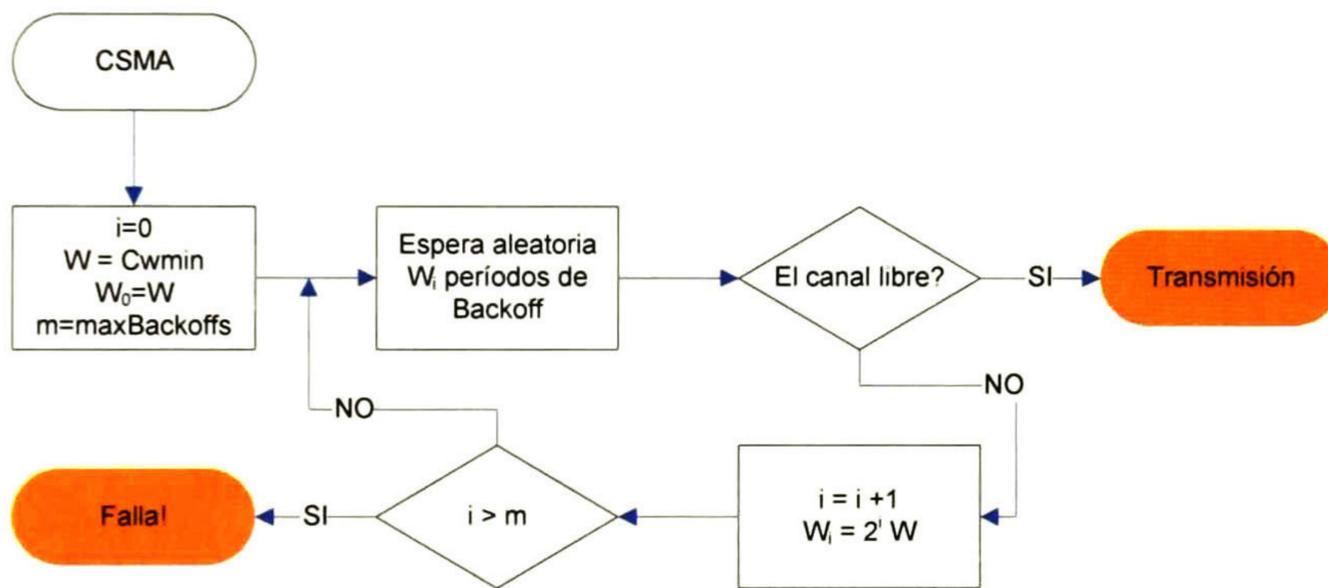


Fig. 3.7 Algoritmo CSMA/CA del IEEE-802.11

El dominio LAN consiste de n nodos que utilizan para la transmisión inalámbrica el estándar IEEE802.11 en una topología Ad Hoc de un solo salto.

3.4.2 Modelo matemático.

El modelo se hace en una situación de tráfico no saturado, es decir, los nodos pueden o no tener paquetes a transmitir [36], dado que reciben los datos del dominio embebido a una tasa de transmisión más baja. Para el proceso de transmisión antes descrito, tomando como base los trabajos de Bianchi [34], Duffy et al. [36] y Malone et al. [47] donde se define el modelo para la red 802.11 como sigue:

Sea $sw(t)$ un proceso estocástico que representa los retardos producidos durante la etapa de retracción donde $sw(t) \in \{1 .. M\}$ donde M es la equivalencia de la variable, la etapa de retracción del procedimiento de CSMA/CA y $b(t)$ el contador de retracción de cada una de estas etapas. Se define $b(t) = 0$ cuando el canal esta libre después del CCA. El tamaño del paquete óptimo es dependiente del BER y de la capacidad del canal.

Tomando en cuenta lo anterior podemos definir $W(t)$ como una cadena de Markov para el procedimiento descrito en (3.4.1) como:

$$W(t) = \begin{cases} (sw(t), bw(t)) & \text{El dispositivo está en back-off y existen paquetes en espera.} \\ (0, bw(t))_e & \text{El dispositivo está en back-off, no hay nuevos arribos.} \end{cases} \quad (3.4.1)$$

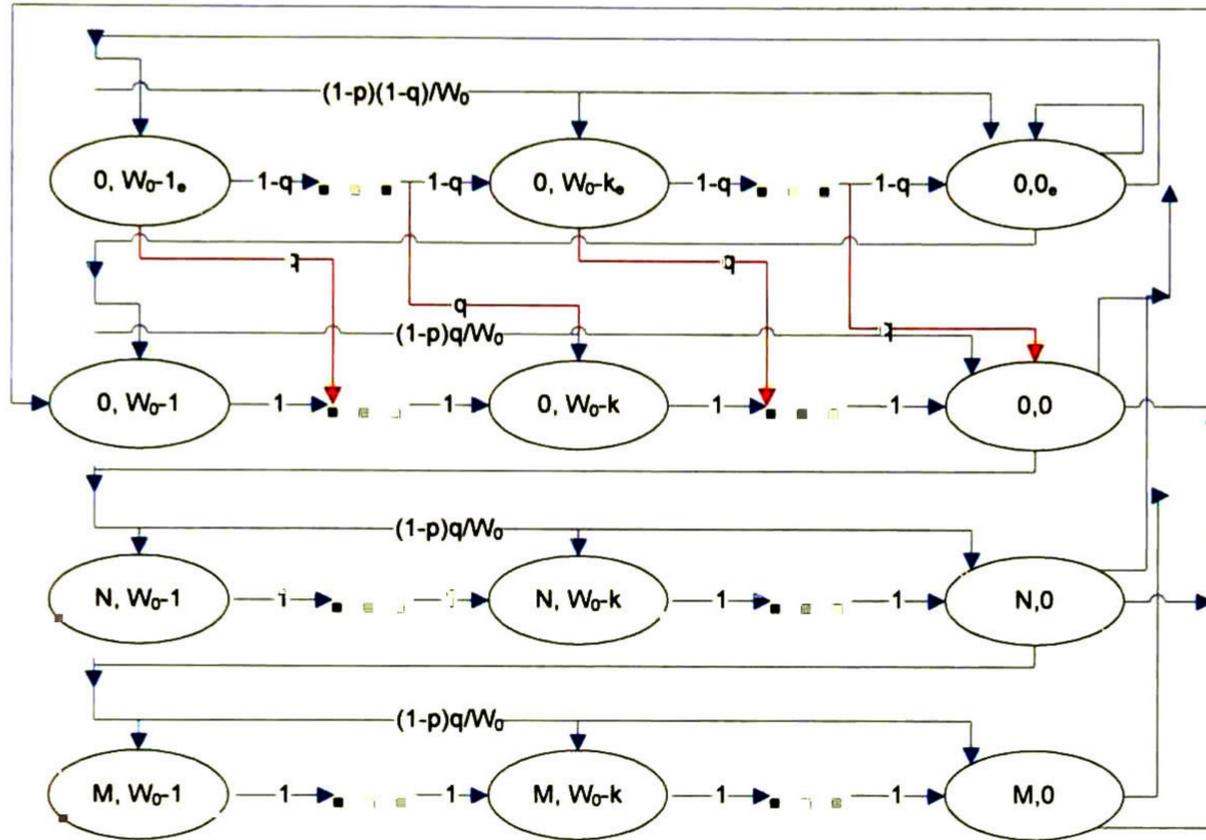


Fig. 3.8 Cadena de Markov para CSMA/CA del IEEE 802.11

Sean P la matriz de transición, p la probabilidad de colisión, b la probabilidad estacionaria y τ la probabilidad de transmisión. Si la estación tiene un paquete para transmitir y existe al menos otro paquete en espera, estará en el proceso de back-off en el estado (i, k) , $0 < i \leq m$, y pasará al siguiente estado $(i, k-1)$ con una probabilidad de 1. Si no existen paquetes en espera, sólo el que se pretende enviar, estará en un estado $(0, k)$ y llegará otro paquete con probabilidad de q entonces pasará al estado siguiente $(0, k-1)$ con probabilidad de $1-q$ y al estado $(i, k-1)$ con la probabilidad q . Esto formulado en (ecuación 3.4.2a):

$$\begin{aligned} P[(i, k-1)|(i, k)] &= 1 \\ P[(0, k-1)_e|(0, k-1)_e] &= 1 - q \\ P[(0, k-1)|(0, k)_e] &= q \end{aligned} \quad (3.4.2a)$$

Cuando k llega a 0 entonces se inicia la transmisión. Existe la posibilidad de que una segunda estación intente transmitir al mismo tiempo con probabilidad p , y en dado caso, la estación entrará en la siguiente etapa de back-off.

$$P[(0, k)_e | (i, 0)] = \frac{(1-p)(1-q)}{W_0}$$

$$P[(0, k) | (i, 0)] = \frac{(1-p)q}{W_0} \quad (3.4.2b)$$

$$P[(\min(i+1, m), k) | (i, 0)] = \frac{p}{W_{\min(i+1, m)}}$$

En el caso de que no existan más paquetes por transmitir después del último enviado, el estado $(0,0)_e$ será el estado de permanencia. Si algún otro paquete llega, dependerá del estado del enlace. (ecuación 3.4.2c)

$$P[(0,0)_e | (0,0)_e] = 1 - q + \frac{q(1-\tau)^{n-1}(1-p)}{W_0}$$

$$P[(0, k)_e | (0,0)_e] = \frac{q(1-\tau)^{n-1}(1-p)}{W_0} \quad k > 0$$

$$P[(1, k) | (0,0)_e] = \frac{q(1-\tau)^{n-1}p}{W_1} \quad k \geq 0 \quad (3.4.2c)$$

$$P[(0, k) | (0,0)_e] = \frac{q(1 - (1-\tau)^{n-1})}{W_0}$$

En [34] $(1-p) = (1-\tau)^{n-1}$ y τ formulado en (ecuación 3.4.3), la probabilidad de que una estación esté intentando transmitir, es decir, si está en los estados $(i,0) \forall i$ o en el estado $(0,0)_e$

$$\tau = \sum_{i=0}^m b_{(i,0)} + b_{(0,0)_e} q(1-p) = b_{(0,0)_e} \frac{q^2}{1-q} \left(\frac{W_0}{(1-p)[(1-(1-q))^{W_0}] - (1-p)} \right) \quad (3.4.3)$$

Sea Dw el retardo total en el dominio LAN formulado en (ecuación 3.4.4) conformado las probabilidades de un retardo por transmisión exitosa, por una transmisión no exitosa dado que no se recibió un ACK y las probabilidad de realizar M intentos de transmisión durante el proceso de retracción sin poder lograr la transmisión.

$$\begin{aligned}
Dw = & \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^i \tau^j (1 - \tau)^{i-j} P_s \left(\sum_{k=0}^i W_k - 1 + R + A \right) \\
& + \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^i \tau^j (1 - \tau)^{i-j} (1 - P_s) \left(\sum_{k=0}^i W_k - 1 + R + A \right) \\
& + \sum_{i=1}^M \tau^i (1 - \tau)^{M-i} W_i - 1
\end{aligned} \tag{3.4.4}$$

Sea P_s la probabilidad de una transmisión exitosa (ecuación 3.4.5) y las otras $n-1$ estaciones no transmiten y los errores de canal no afectan la transmisión.

$$P_s = \tau(1 - \tau)^{n-1} + (1 - e^{-p_e R_w}) \tag{3.4.5}$$

Para el cálculo del rendimiento del dominio LAN, T_w , se tomará en cuenta que IEEE 802.11 también utiliza un protocolo ARQ "Stop-and-Wait" representado con (ecuación 3.4.6)

$$T_w = \left(1 - h/R_w\right) \left(\frac{e^{-p_e R_w}}{t_i + 2t_p + t_a/t_i}\right) \tag{3.4.6}$$

La (ecuación 3.4.6) funciona cuando se transmiten datos cualesquiera, pero cuando se transmiten paquetes de otro protocolo, entonces es necesario incluir el encabezado los paquetes transportados, y en el caso de la agregación se deberán incluir los encabezados de cada paquete agregado. Entonces se obtiene (ecuación 3.4.7):

$$T_w = \left(1 - h/R_w\right) K \left(1 - h/R_z\right) \left(\frac{e^{-p_e R_t}}{t_i + 2t_p + t_a/t_i}\right) \tag{3.4.7}$$

El segundo paréntesis agrega la utilización del canal por la parte útil de los paquetes de 802.15.4 agregados suponiendo que se les ha eliminado el encabezado. Si no se elimina el encabezado, el segundo paréntesis deberá sustituirse por $K(R_z)$. Cambiando el denominador por (ecuación 3.4.4) y el numerador por (ecuación 3.4.5) T_w quedará como muestra (3.4.8)

$$T_w = \left(1 - h/R_w\right) K \left(1 - h/R_z\right) \left(\frac{P_s}{Dw}\right) \tag{3.4.8}$$

Sea R_t el tamaño del paquete total conformado por la suma del encabezado de 802.11 y la longitud de los k paquetes agregados.

$$R_t = hw + kR_z \tag{3.4.9}$$

Calculamos el tamaño óptimo del paquete con la misma (ecuación 3.2.8) del dominio embebido:

$$R_w = \sqrt{h/p_e} \quad (3.4.10)$$

Pero para este caso, la probabilidad de error p_e está formulado por (ecuación 3.4.11), asumiendo que se transmite a con la especificación 802.11b a 11Mbps [39]:

$$p_e = \frac{128}{255} \left(24Q(4 \text{ SINR})^{1/2} + 16Q(16 \text{ SINR})^{1/2} + 174Q(8 \text{ SINR})^{1/2} + 16Q(10 \text{ SINR})^{1/2} + 24Q(12 \text{ SINR})^{1/2} \right) + Q(16 \text{ SINR})^{1/2} \quad (3.4.11)$$

La tasa de agregación está limitada al tamaño máximo y/o al tamaño óptimo del paquete de 802.11, por tanto la máxima tasa de agregación (o máximo tamaño del bulk) k esta formulada asi:

$$k = \left\lfloor \frac{(R_w - h)}{R_z} \right\rfloor \quad (3.4.12)$$

3.5 Modelo de la pasarela CE

Una vez transmitidos los datos, el receptor tendrá que desempaquetar las tramas agregadas en la trama del dominio convencional. Los paquetes llegan en *batches* de tamaño X , de acuerdo a un proceso de Poisson con parámetro λ . En el caso de que no se use agregación en el primer puente, X tendrá el tamaño igual a 1, convirtiéndose el sistema en otro M/M/1 tal como se describe en la sección 3.3.1.

Sea X el tamaño del *batch*, una variable real con función de probabilidad $\Pr(X \leq k) = a_k, k = 1, 2, 3, \dots$, o sea, la probabilidad de que un *batch* de tamaño k llegue en un intervalo de tiempo $(t, t+h)$ es $\lambda a_k h$. Sea $A(s) = \sum_{k=1}^{\infty} a_k s^k$ la función generadora de probabilidad de X y $\bar{a} = A'(1) = E(X)$ la media de X . Entonces, el proceso de llegada es un proceso de Poisson compuesto con tasa de arribo medio de $\bar{a}\lambda$. Se asume que las salidas son de un solo paquete a la vez con tiempo de servicio medio de $1/\mu$. Sea N el número de paquetes en el sistema.

El sistema descrito es un sistema de colas $M^{(X)}/M/1$ con una tasa de utilización descrita por (ecuación 3.5.1) y las ecuaciones de balance por (ecuación 3.5.2)

$$\rho = \frac{\lambda E(X)}{\mu} = \bar{a}\lambda/\mu \quad (3.5.1)$$

$$\begin{aligned}
p'_0 &= -\lambda p_0(t) + \mu p_1(t) \\
p'_n(t) &= -(\lambda + \mu)p_n(t) + \mu p_{n+1}(t) + \sum_{k=1}^n \lambda a_k p_{n-k}(t) \quad n \geq k \geq 1
\end{aligned} \tag{3.5.2}$$

Para obtener la solución de estados estacionarios reescribimos las ecuaciones de (3.4.2):

$$\begin{aligned}
0 &= -\lambda p_0 + \mu p_1 \\
0 &= -(\lambda + \mu)p_n + \mu p_{n+1} + \sum_{k=1}^n \lambda a_k p_{n-k} \quad n \geq k \geq 1
\end{aligned} \tag{3.5.3}$$

Ahora sea $P(s) = \sum_{n=0}^{\infty} a_n s^n$ la FGP de $\{p_n\}$. Multiplicando la segunda ecuación de (ecuación 3.5.3) por s^n para $n=1,2,3,\dots$ y agregándola a la primera ecuación de (3.5.3) tenemos:

$$\begin{aligned}
0 &= -\lambda P(s) - \mu[P(s) - p_0] + (\mu/s)[P(s) - p_0] + \lambda \sum_{n=1}^{\infty} \sum_{k=1}^n a_k p_{n-k} s^n \\
&= -\lambda P(s) - \mu[P(s) - p_0] + (\mu/s)[P(s) - p_0] + \lambda \sum_{n=1}^{\infty} a_n s^n \sum_{k=1}^{\infty} p_{n-k} s^{n-k} \\
&= -\lambda P(s) - \mu[P(s) - p_0] + (\mu/s)[P(s) - p_0] + \lambda A(s)P(s)
\end{aligned} \tag{3.5.4}$$

Y de (ecuación 3.5.4) podemos despejar $P(s)$ (ecuación 3.5.5a)

$$P(s) = \frac{\mu(1-s)p_0}{\mu(1-s) - \lambda s[1-A(s)]} \tag{3.5.5a}$$

Donde:

$$p_0 = 1 - \lambda \frac{\bar{a}}{\mu} = 1 - \rho$$

Sustituyendo en (ecuación 3.5.5a) obtenemos:

$$\begin{aligned}
P(s) &= \frac{\mu(1-s)(1-\rho)}{\mu(1-s) - \lambda s[1-A(s)]} \\
&= \frac{(1-\rho)}{1 - \frac{\lambda s}{\mu(1-s)}\{1-A(s)\}}
\end{aligned} \tag{3.5.5b}$$

El número esperado de paquetes en el sistema está dado por (ecuación 3.5.6)

$$E(N) = \frac{\rho}{1-\rho} \frac{E(X^2) + E(X)}{2E(X)} \tag{3.5.6}$$

Donde $E(X^k) = a^k$, $K \geq 2$, $a^{(1)} = \bar{a}$. Aplicando la ley de Little a (ecuación 3.5.6) obtenemos el retardo medio del sistema en (ecuación 3.5.7).

$$E(W) = \frac{1}{2\mu(1-\rho)} \left[\frac{a^2 + \bar{a}}{\bar{a}} \right] \tag{3.5.7}$$

3.6 Medidas de desempeño de fin a fin.

Una vez modeladas cada una de las partes, la unión para cada uno de los escenarios es simple.

El retardo total está dado por la suma de los retardos en cada uno de los módulos, la ecuación (ecuación 3.6.1) formula este factor para la extensión de dominios.

$$DT = 2Dz + Da + Dw + Dd \quad (3.6.1)$$

Y la interconexión de dominios está dada por (ecuación 3.6.2)

$$DT = Dz + Da + Dw \quad (3.6.2)$$

El rendimiento para la extensión de dominios está dado por (ecuación 3.6.3) y para la interconexión de dominio por (ecuación 3.6.4)

$$T_t = T_z T_w T_z \quad (3.6.3)$$

$$T_t = T_z T_w \quad (3.6.4)$$

Capítulo 4

EXPERIMENTOS Y RESULTADOS

4.1 Descripción de los escenarios experimentales

Los escenarios experimentales son casos de estudio que permitirán validar nuestra hipótesis. Se implementarán dos escenarios: la interconexión de dos diferentes dominios y la extensión de un dominio embebido.

4.1.1 Escenario 1. (Interconexión de dominios)

El escenario experimental es una red 802.15.4 con topología de estrella de 25 nodos enviado datos a la pasarela EC. La pasarela se encargará de reenviar los datos a la red WiFi además de aplicar el mecanismo de agregación de tramas. La conexión entre el nodo puente y la red WiFi es Ad Hoc. Un segundo conjunto de nodos de cada red se utilizará para introducir interferencia en las 2 partes de la red (Vea Fig. 4.1).

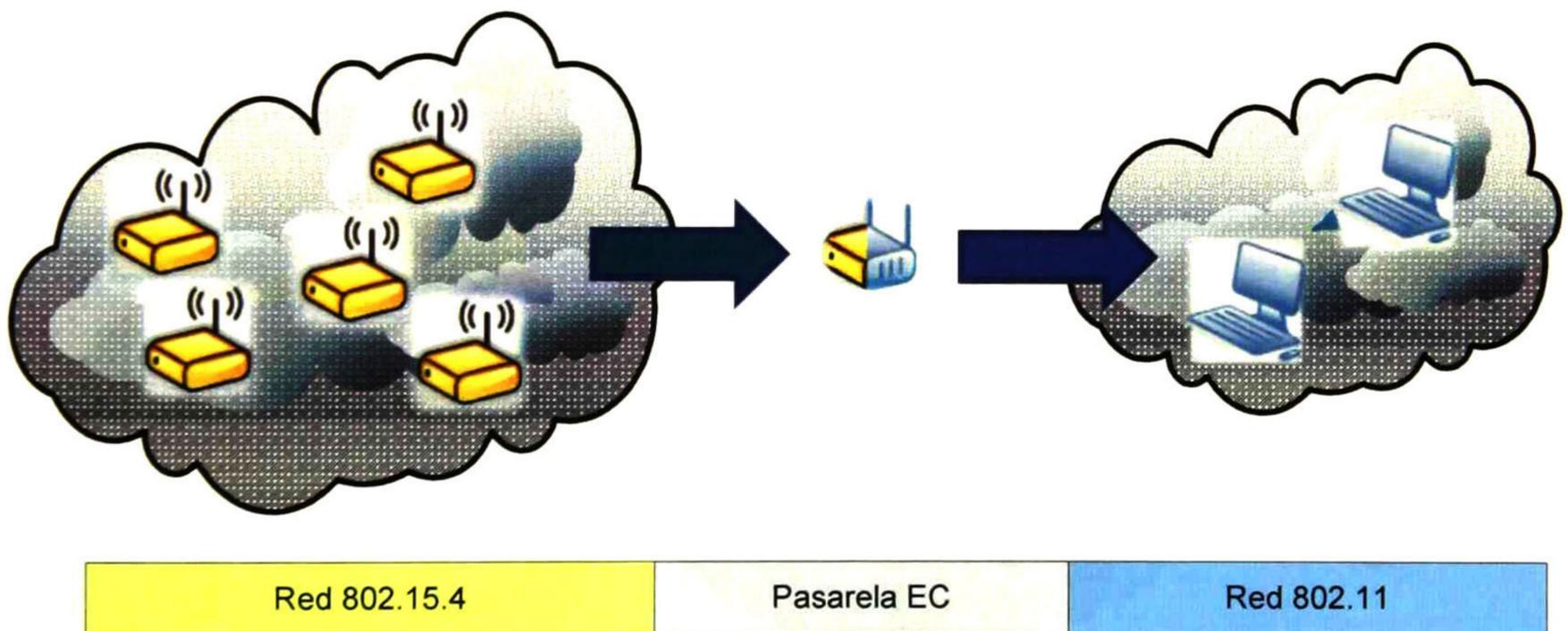


Fig. 4.1 Topología de red para el escenarios 1

Los nodos de la red 802.15.4 cuentan con 3 sensores (temperatura, humedad y luminosidad). Se usará la información que generan los sensores para generar tráfico de red. Los nodos de la red 802.15.4 estarán distribuidos en un área *indoor* con la distancia máxima permitida por el estándar y la estación receptora de la red LAN estará fuera de dicha área para agregar atenuación e interferencia a la red Wi-Fi.

El objetivo es medir cómo la agregación de paquetes afecta el retardo y el rendimiento de fin a fin, se realizarán los siguientes experimentos en este escenario:

| Experimento | Tasa de agregación |
|-------------|---|
| 1.a | 0 (una trama embebida en uno LAN) |
| 1.b.1 | Mínima (dos tramas agregadas) |
| 1.b.2 | Máxima (Todos las tramas de dominio embebido posibles en la trama LAN de tamaño máximo) |

Tabla 4.1 Tasas de agregación para cada uno de los experimentos

Se usará el software Front Line MeshDecoder[®] para analizar el tráfico de la red 802.15.4 y obtener los tiempos de inter-arribo, retardos así los estadísticos de transmisiones correctas y con error. Con el mismo propósito se utilizará el software WireShark en la red 802.11.

4.1.2 Escenario 2. (Extensión del dominio embebido)

En el segundo escenario, mostrado en la figura 4.2, se compone de un dominio embebido representado por un grupo de nodos 802.15.4 con topología de estrella, los cuales envían sus datos al primer puente (embebido → LAN). Éste reenviará los datos a un segundo puente (LAN → embebido) que, finalmente enviará los datos a un nodo de un segundo dominio embebido.

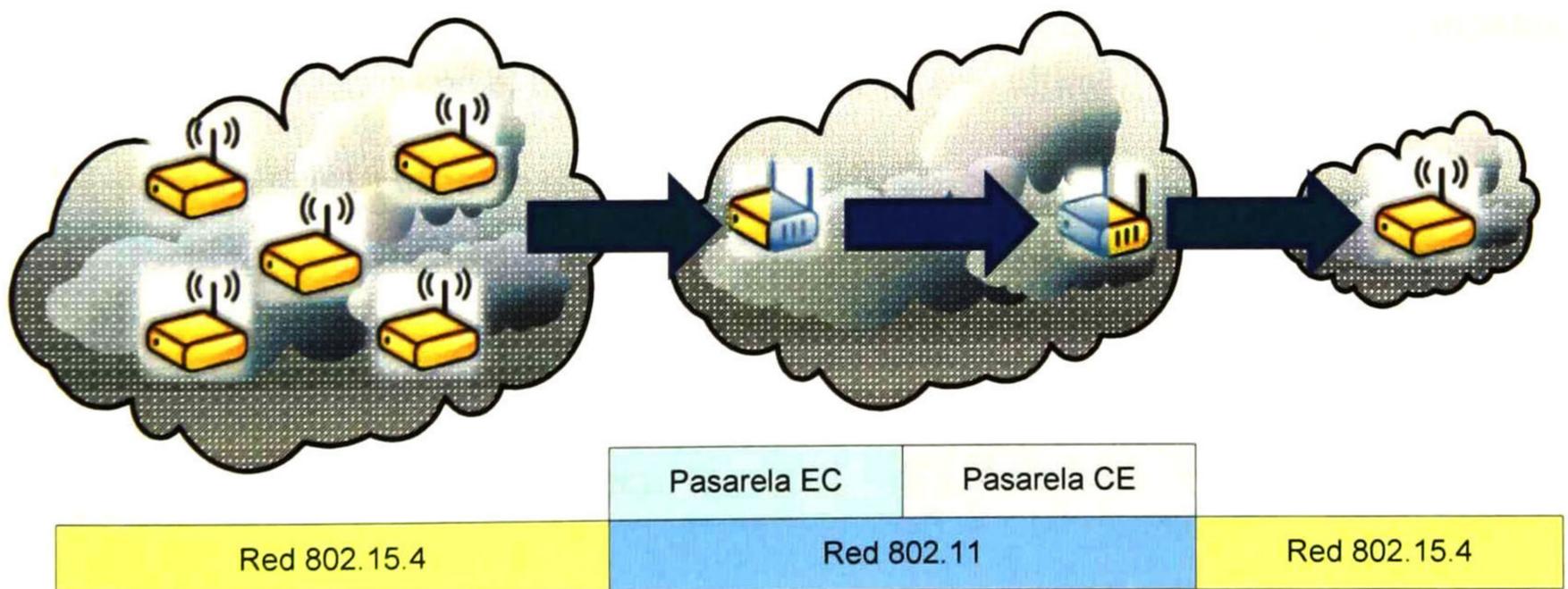


Fig. 4.2 Topología de red para el escenario 2

Se harán las transmisiones en el puente con agregación de paquetes, con las tasas de agregación indicadas en la tabla 4.1.

Las estaciones puente (en los 2 escenarios) utilizarán el software desarrollado por el equipo de investigación para éste propósito

Supuestos

Para la ejecución de las pruebas en estos escenarios se asume lo siguiente:

- Existe interferencia en el canal
- Los paquetes se generarán de manera aleatoria.
- La forma actual de realizar la interconexión entre los dos dominios es sin agregación de tramas.
- Los nodos de la red IEEE 802.15.4 utilizan el protocolo ARQ *Stop and Wait* usando tramas ACK para confirmar la recepción correcta de un paquete de datos.
- Se usa un paquete en la red 802.15.4 de tamaño fijado en 52 bytes incluyendo los bytes del encabezado.

4.3 Resultados numéricos

En esta sección se analizan los resultados obtenidos mediante las fórmulas del modelo matemático planteado en el capítulo 3. Se muestran los datos estimados con diferentes valores en los parámetros de tamaños de paquetes y de la cantidad de nodos en la red.

En cada subsección se comparan los datos obtenidos en los experimentos realizados con los datos estimados con el modelo a fin de validar éste último.

4.3.1 Análisis del retardo de la red 802.15.4

En la fig. 4.6 se muestra el retardo del segmento embebido, obtenido con la fórmula 3.2.12 para un tamaño de paquete de datos de 52 bytes y diferentes cantidades de nodos. Se puede observar que conforme el número de nodos incrementa en la red, el retardo a su vez incrementa, debido a la reducción de la probabilidad de acceder al medio y la mayor probabilidad de pérdida por colisiones.

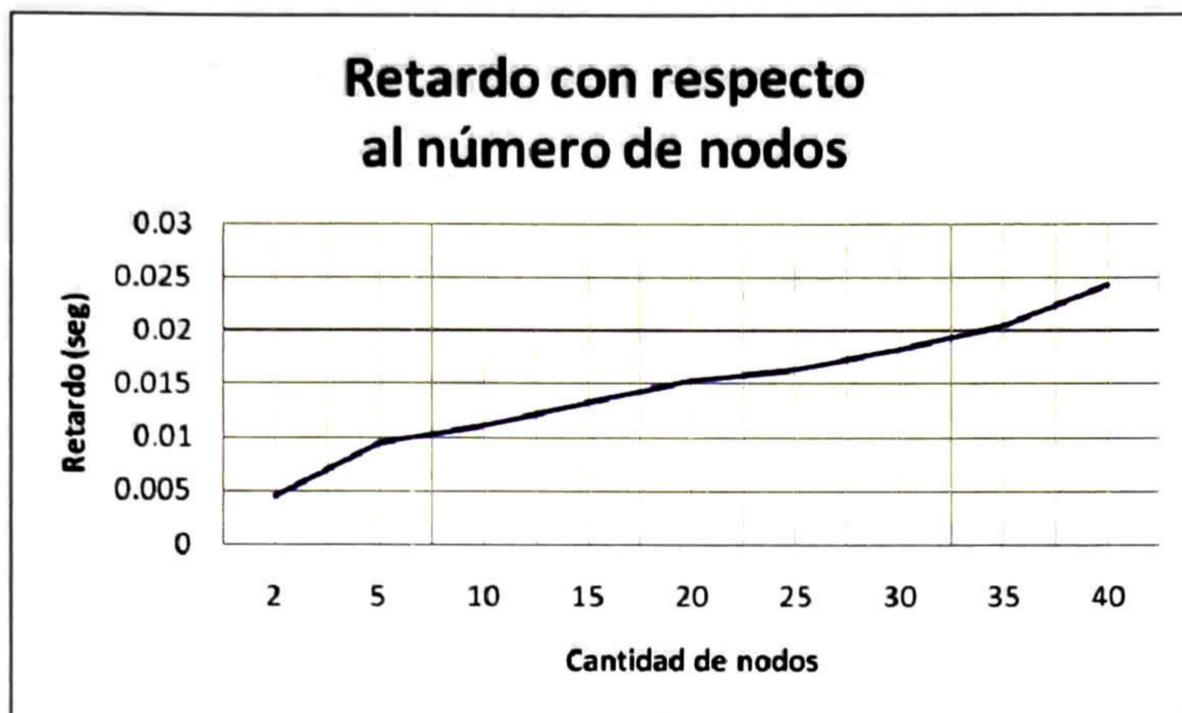


Fig. 4.6 Retardo estimado del dominio embebido.

La tabla 4.2 muestra los retardos obtenidos variando el tamaño de paquete (filas) y el número de nodos en la red (columnas).

| | 2 | 5 | 10 | 15 | 20 | 25 | 30 | 35 | 40 |
|-----|----------|-----------|-----------|-----------|-----------|-----------|-----------|-----------|-----------|
| 133 | 0.004678 | 0.009541 | 0.0112087 | 0.0133944 | 0.0154181 | 0.0164976 | 0.0182845 | 0.0204772 | 0.0243197 |
| 52 | 0.004544 | 0.0094406 | 0.0111165 | 0.0133127 | 0.0153451 | 0.0164287 | 0.018222 | 0.0204217 | 0.0242747 |
| 6 | 0.004468 | 0.009383 | 0.0110641 | 0.0132664 | 0.0153036 | 0.0163896 | 0.0181865 | 0.0203902 | 0.0242492 |

Tabla. 4.2 Comparativo entre los retardos obtenidos con diferente tamaño de paquete y de nodos.

La fig. 4.7 es similar a la gráfica 4.6, pero se muestran también puntos representativos de los retardos obtenidos en varios experimentos con los mismos valores en los parámetros de tamaño de paquete y con un número de nodos igual a 25. La gráfica muestra que, si bien ninguno de los puntos representativos de los experimentos cae sobre la línea del retardo estimado, ésta última cruza en un punto (0.0164287) que se acerca al promedio entre los tiempos de los experimentos (0.0172552).

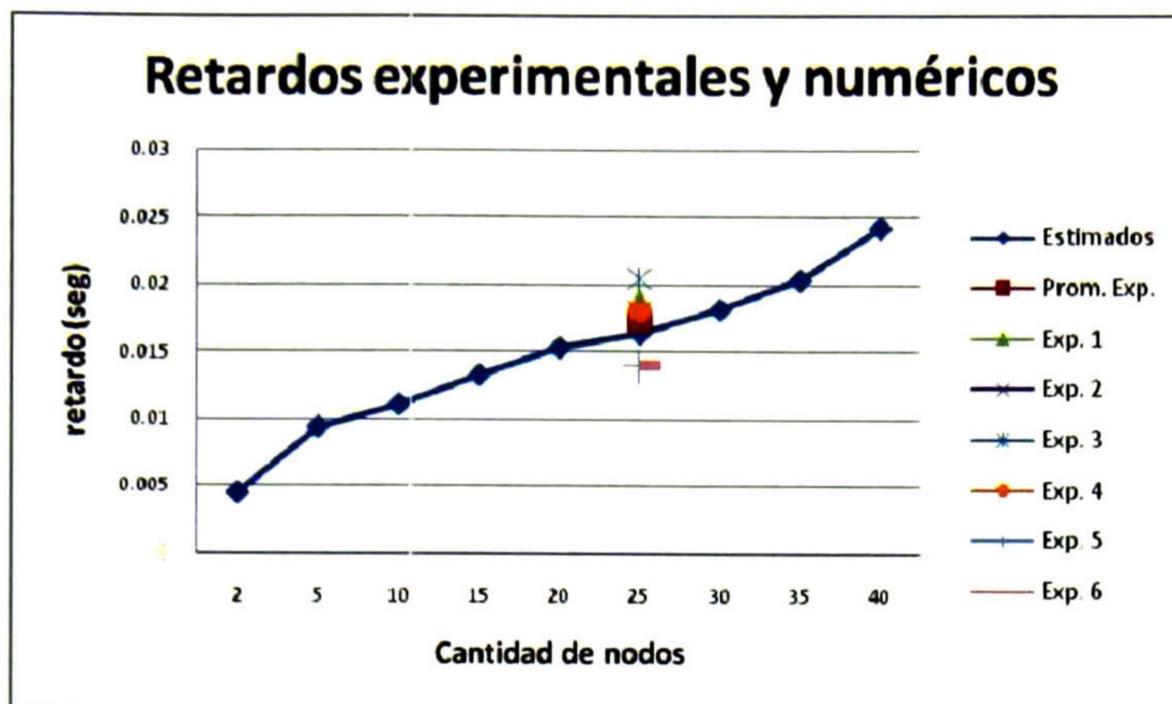


Fig. 4.7 Tiempos de retraso experimentales y numéricos (línea azul) para el segmento embebido

4.3.2 Análisis del retardo en la pasarela EC sin agregación

El siguiente factor en el cálculo del retardo es el tiempo de encolamiento en la pasarela EC. En la fig. 4.8 se muestra el número promedio esperado de paquetes en la cola de dicha pasarela. Como se puede observar, estas cantidades están en negativo. Esto es debido a que el tiempo de servicio es extremadamente corto (en promedio 0.00019661 seg.) y la tasa de llegada de tramas desde la red 802.15.4 es mínima en comparación con la capacidad de salida y procesamiento de la pasarela hacia la red WiFi.

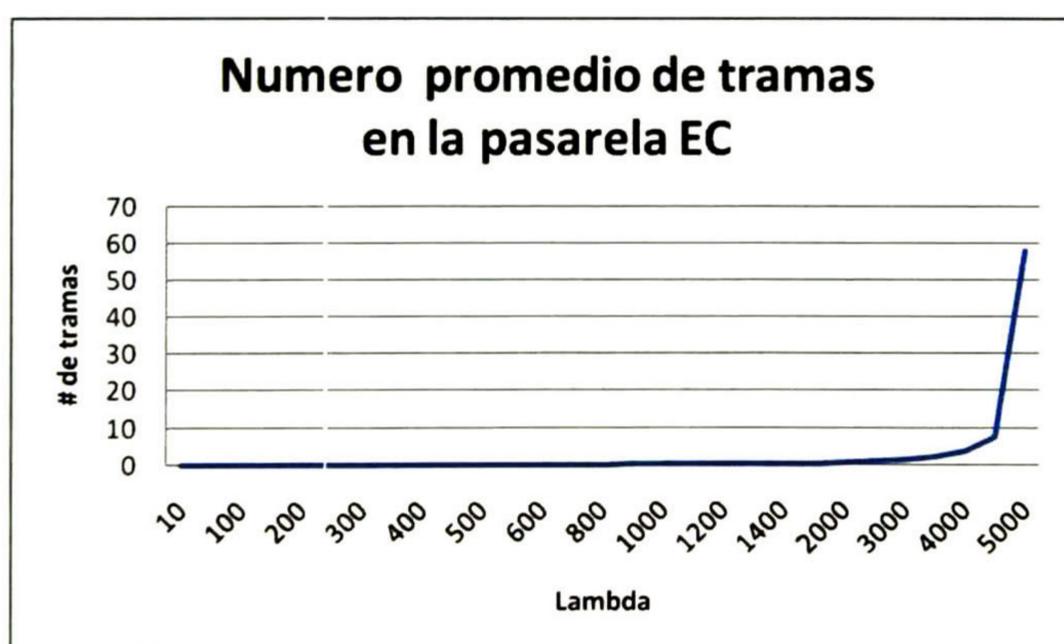


Fig. 4.8 Número promedio de tramas en la cola de la pasarela EC

Se puede observar que, incluso usando la tasa máxima de transmisión de la red embebida (alrededor de 4464 tramas de tamaño mínimo) no se produce encolamiento en la

pasarela. Es de hacerse notar que la tasa de transmisión de la red embebida es de 250 Kbps y la de la red WiFi es de 11 Mbps.

En la figura 4.9 se pueden apreciar los tiempos estimados de espera de un paquete en la pasarela EC. Muestra los tiempos en números negativos al igual que la figura anterior. En ambas gráficas, los números negativos deberán entenderse como cero.

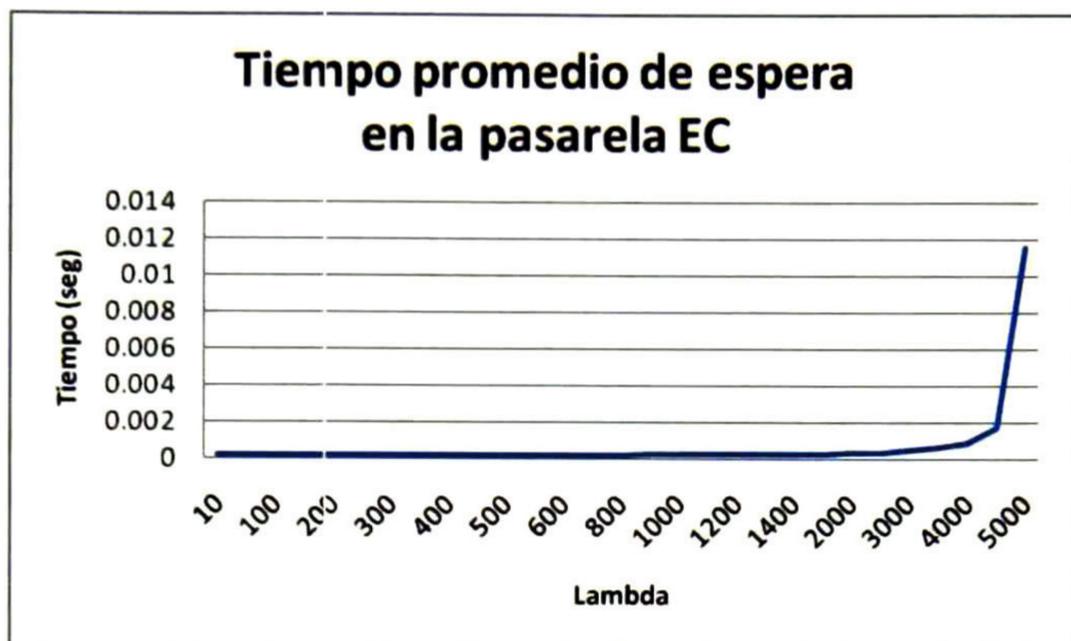


Fig. 4.9 Tiempo promedio de espera de una trama en la pasarela EC

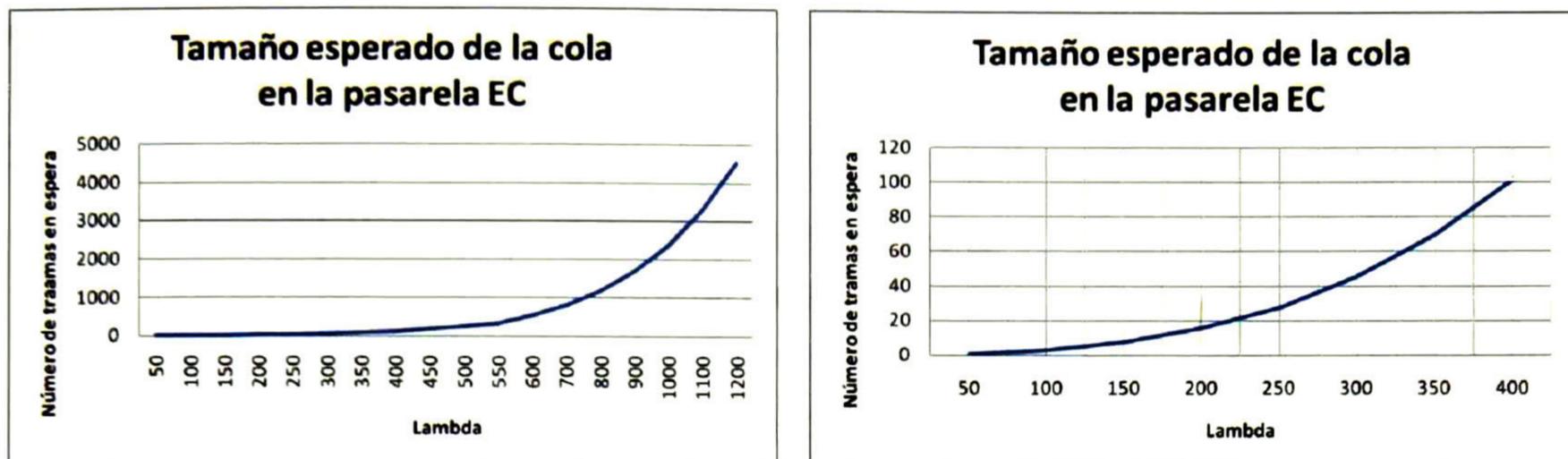
Como ya se mencionó, en la pasarela EC en condiciones de no agregación de tramas no se da encolamiento dadas las capacidades de transmisión tanto de la red embebida como de la red convencional. Por lo tanto, el tiempo de espera promedio en la pasarela será cero también.

4.3.3 Análisis del retardo en la pasarela EC con agregación

El modelo propuesto en la sección 3.3.2 para el análisis del retardo en la pasarela EC contempla la agregación de tramas en cantidades entre un límite inferior a y uno superior b . Por cuestiones de tiempo, la implementación de la agregación de tramas en la pasarela no se hizo dinámica, sino que la tasa de agregación es fijada a un tamaño específico k .

Por ésta razón, para el análisis numérico se necesitan algunas modificaciones para éste caso, quedando una cola con el tamaño del *batch* de tamaño fijo igual a k , es decir, una cola tipo $M/M_k/1$ [42]. Estas variaciones afectan a las fórmulas 3.3.6 y 3.3.11, quedando como se muestra en las fórmulas 3.3.6b y 3.3.11b a continuación.

En la fig. 4.10 se muestra el tamaño de la cola de espera en la pasarela EC cuando se utiliza agregación de paquetes. La gráfica muestra la agregación de 31 tramas de 52 bytes en una trama de WiFi estándar.



a) Tamaño de la cola con diferentes tasas de entradas (λ)

b) Tamaño de la cola con valores de λ de 50 a 400 tramas/sec.

Fig. 4.10 Tamaño promedio de la cola en la pasarela EC

Las dos gráficas de la figura 4.10 muestran lo mismo pero el inciso a) muestra un rango de valores menor con la intención de observar mejor el incremento en el tamaño de la cola de espera con respecto al valor de λ (el número promedio de arribos).

En la fig. 4.11 se observa el incremento del tiempo de espera promedio en la cola con respecto a la cantidad de tramas que llegan. Estos tiempos de espera están calculados con valores de lambda que varían de 50 a 1200 tramas por segundo, tiempo de servicio promedio de 0.915611939 seg., la tasa de agregación es de 31 tramas del dominio 802.15.4.



Fig. 4.11 Retardo promedio en la cola de la pasarela EC.

4.3.4 Análisis del retardo en la red 802.11

En la fig. 4.12 se puede observar como el retardo incrementa conforme el número de nodos en la red es mayor y el comparativo entre los retardos medidos en los experimentos y los obtenidos numéricamente.



Fig. 4.12 Retardos experimentales y numéricos (línea azul)

La tabla 4.2 muestra los retardos obtenidos con diferentes tamaños de trama y con diferente número de estaciones en la red.

| | 2 | 4 | 6 | 8 | 16 | 20 | 24 |
|------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|--------|
| 36 | 0.0345 | 0.0374 | 0.0405 | 0.0432 | 0.0471 | 0.0509 | 0.0544 |
| 110 | 0.0384 | 0.0413 | 0.0443 | 0.0469 | 0.0507 | 0.0544 | 0.0579 |
| 1484 | 0.1098 | 0.1114 | 0.1131 | 0.1146 | 0.1169 | 0.1191 | 0.1213 |

Tabla 4.2 Comparativo entre diferentes tamaños de trama (renglones) y número de nodos (columnas)

4.3.5 Análisis del retardo en la pasarela CE

En la fig. 4.13 se muestra el número de tramas esperadas en el sistema. Muestra un comparativo entre dos tamaños diferentes de llegadas, uno con dos tramas embebidas en una trama del dominio convencional y la segunda gráfica con 31 tramas agregadas con un tamaño de trama del dominio embebido igual a 52 bytes. Se observa que en el primer caso las tramas se retransmiten casi inmediatamente (el número esperado no llega a 1) pero en el segundo caso se puede notar que van de 2 a 149 dependiendo la tasa de arribo a la pasarela.

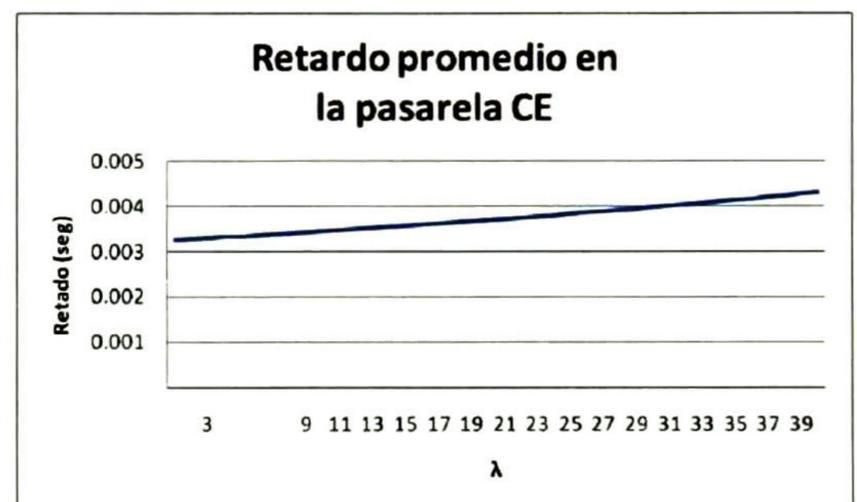


a) Promedio de tramas con tasa de agregación igual a 2

b) Promedio de tramas con tasa de agregación igual a 31

Fig. 4.13 Número esperado de tramas en la pasarela CE

La fig. 4.14 muestra el retardo promedio generado en esta pasarela. Muestra también un comparativo entre los retardos cuando la tasa de agregación de las tramas que llegan es igual a 2 y 31 (inciso a) y b) respectivamente).



a) Retardo promedio con tasa de agregación igual a 2

b) Retardo promedio con tasa de agregación igual a 31

Fig. 4.14 Retardo esperado en la pasarela CE

4.3 Resultados Experimentales

En esta sección se muestran los resultados de los experimentos así como el análisis y la interpretación de los mismos. Primero se analiza el comportamiento del retardo de la transmisión en el escenario 1 y 2, después los escenarios con los tamaños óptimos de paquete (escenarios 3 y 4) y finalmente se hace un comparativo entre ellos. Posteriormente se realiza el análisis del rendimiento siguiendo la misma estructura que con el retardo.

4.2.1 Análisis del retardo en el escenario 1

En la figura 4.1 se muestran los retardos correspondientes a los 3 experimentos del escenario 1, se puede observar que transmitiendo un paquete de 802.15.4 sobre uno de WiFi el retardo es mínimo (0.00607716 seg. en promedio). Al agregar 2 paquetes del dominio embebido en uno WiFi, el retardo crece (a un promedio de 0.12076019 seg.) debido a la espera en la pasarela EC. El incremento en el retardo es mayor siendo éste de 1.83990905 seg., por la misma causa cuando se utiliza la máxima tasa de agregación, que para este caso fue de 31 paquetes del dominio embebido en uno de WiFi.

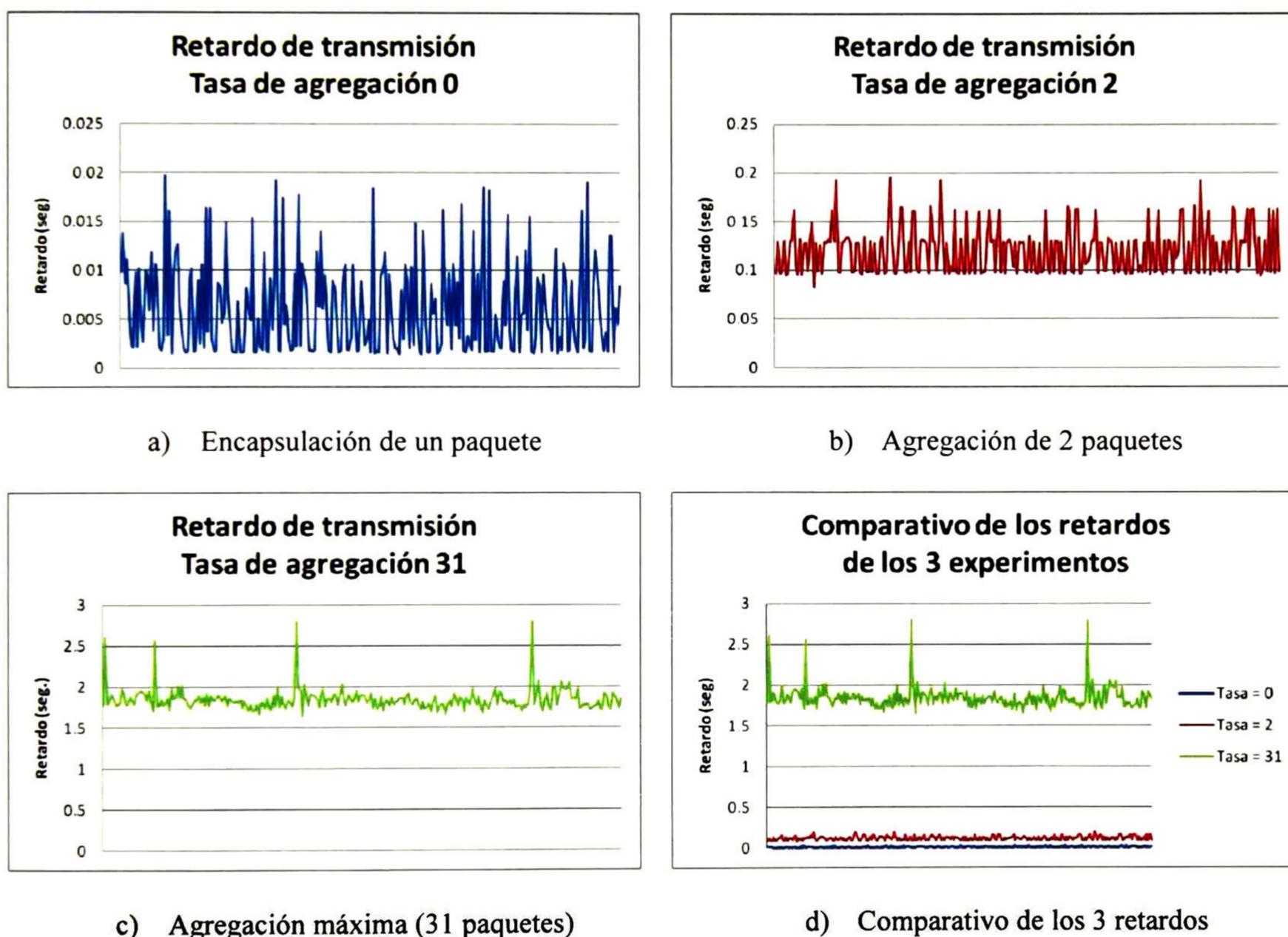


Fig. 4.1 Retardos en el escenario 1 con 3 diferentes tasas de agregación

El retardo en la pasarela EC es generado por la espera a que llegue la cantidad de paquetes especificados en la tasa de agregación, por ejemplo, si la tasa de agregación indica 31 paquetes del dominio embebido, tendrá que esperar a acumular esta cantidad para poder construir el paquete de WiFi y entonces poder enviarlo.

4.2.2 Análisis del retardo en el escenario 2

En la figura 4.2 se puede observar el comportamiento de los retardos de los experimentos realizados en el escenario 2. Dichos experimentos muestran un comportamiento similar a los del escenario 1, pero con un pequeño incremento debido a la transmisión extra desde la pasarela CE hacia un nodo final de dominio embebido.

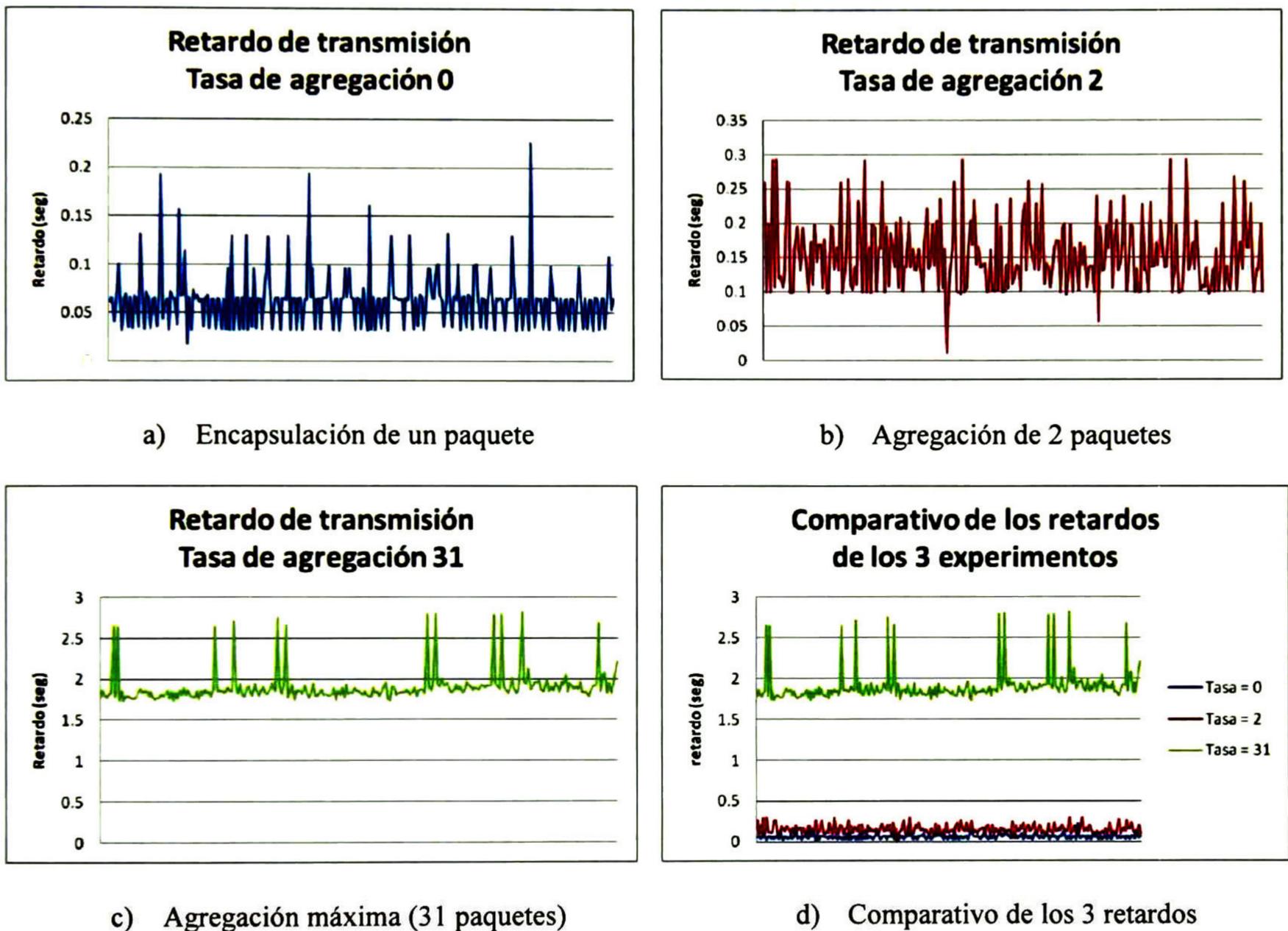


Fig. 4.2 Retardos en el escenario 1 con 3 diferentes tasas de agregación

El retardo del primer experimento tiene un promedio de 0.06879122 seg. y el segundo 0.15731285 seg. Se puede observar un incremento considerable entre estos dos experimentos debido al retardo en la pasarela EC generado por el proceso de agregación y por el proceso de desagregación (que es mucho más rápido que la agregación porque no genera esperas) en la pasarela CE. En comparación, el tercer experimento tiene un promedio de retardo de 1.90836861, incremento generado, como ya se mencionó, por la agregación de los 31 paquetes en la pasarela EC y el proceso recíproco en la pasarela CE.

4.2.3 Análisis del rendimiento en el segmento embebido.

En la fig. 4.3 se muestra el cálculo del rendimiento del segmento embebido variando el tamaño de la trama de 80 a 1064 bits, incluyendo el encabezado de 48 bits. La línea azul muestra el rendimiento obtenido en los experimentos y la línea roja el estimado mediante la fórmula (3.2.17).

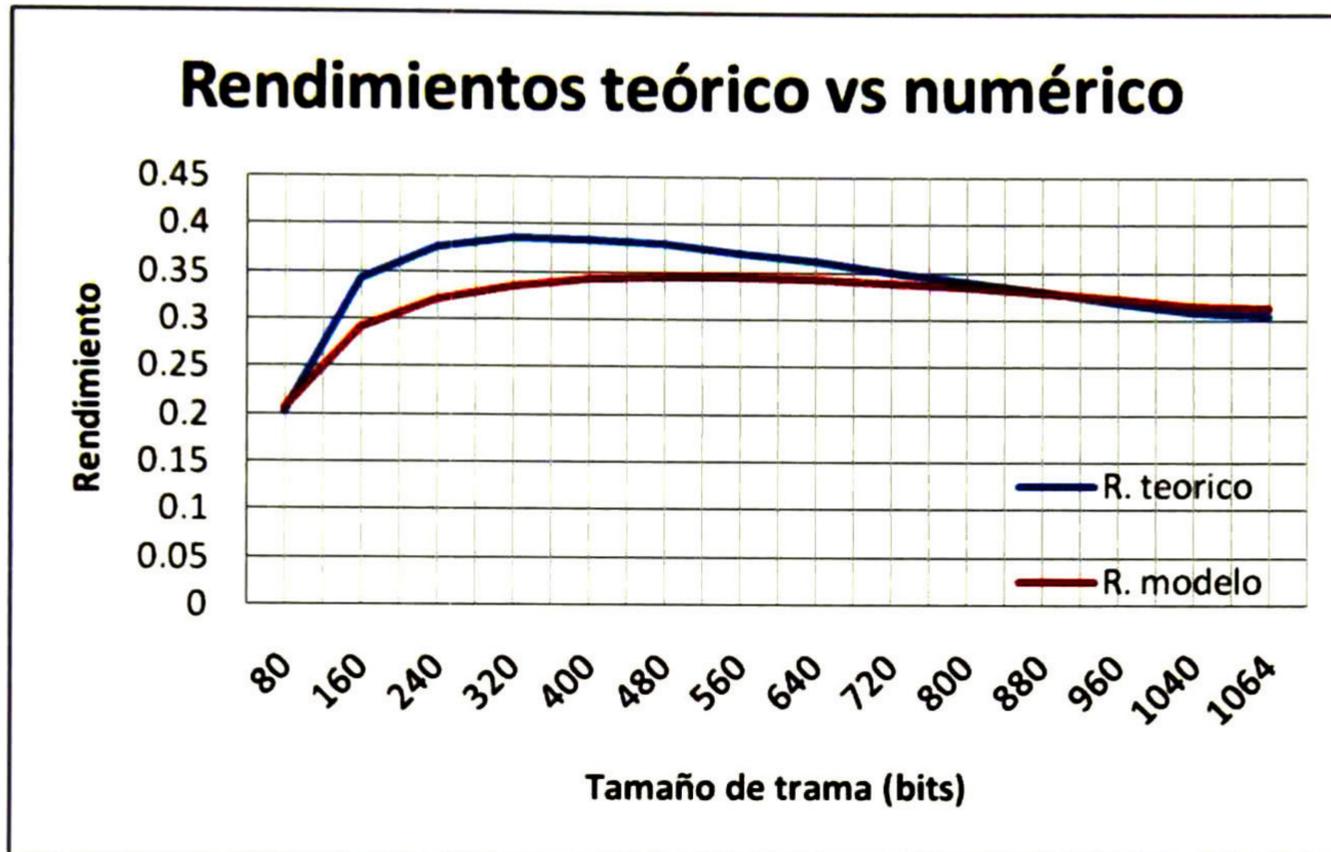


Fig. 4.3 Rendimiento del segmento embebido

En la gráfica se puede observar que el punto máximo en la línea azul se logra cuando el tamaño de la trama es de 320 bits y en la línea roja cuando la trama tiene un tamaño de 480 bits (ver tabla 4.3).

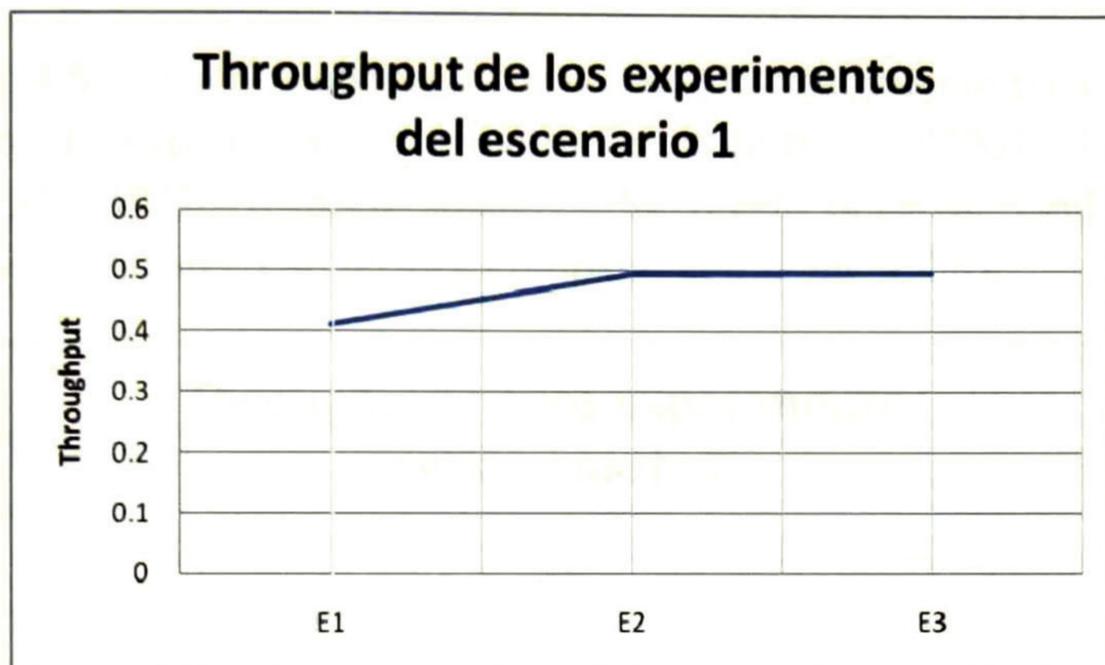
| | | | | | | | | | | | | | |
|------------------------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|-------|
| Rendimiento Teórico | 0.204 | 0.344 | 0.379 | 0.388 | 0.387 | 0.381 | 0.373 | 0.363 | 0.353 | 0.342 | 0.332 | 0.321 | 0.311 |
| Rendimiento estimado | 0.208 | 0.293 | 0.322 | 0.337 | 0.344 | 0.346 | 0.346 | 0.344 | 0.341 | 0.336 | 0.33 | 0.324 | 0.317 |
| Tamaño de trama (bits) | 80 | 160 | 240 | 320 | 400 | 480 | 560 | 640 | 720 | 800 | 880 | 960 | 1040 |

Tabla 4.3 Rendimiento obtenido en los experimentos y rendimiento estimado

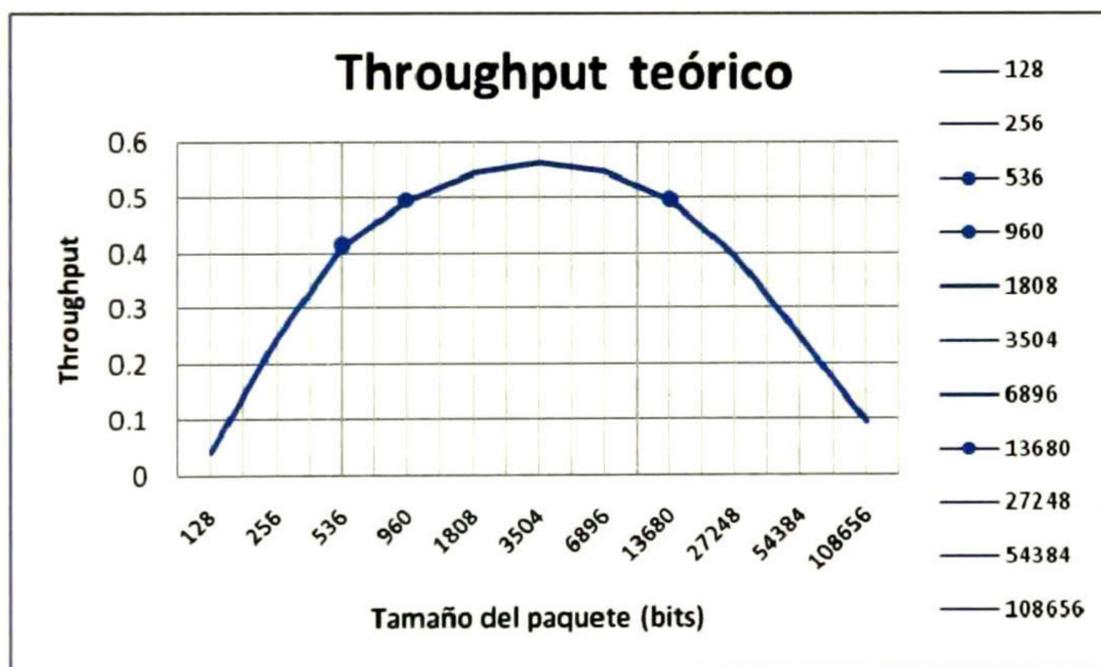
El análisis de correlación de las 2 series de datos arroja un índice igual a 0.884054269 que implica un buen nivel de correlación.

4.2.5 Análisis del rendimiento del escenario 1

En el primer experimento, el rendimiento es de 0.411660471, debido a que sólo se transmite un paquete de 802.15.4 en uno de WiFi; en comparación, el valor obtenido en el segundo experimento (0.49504806) es mejor dado que la cantidad de datos útiles es mayor (debido a que se empaquetan 2 tramas de 802.15.4 en una de WiFi).



a) Rendimiento calculado para los 3 experimentos (E1, E2, E3) del escenario 1



b) Rendimiento teórico para varios tamaños de paquete, incluyendo el de los 3 experimentos (marcados)

Fig. 4.4 Rendimiento experimental y teórico de los experimentos del escenario 1

El rendimiento obtenido en el tercer experimento es muy similar al obtenido en el segundo experimento aún cuando se hizo la agregación de 31 tramas de 802.15.4 en uno de WiFi. La causa de éste comportamiento es que la transmisión de un paquete mayor provoca un mayor retardo y una mayor probabilidad de pérdida de datos ocasionando un mayor número de retransmisiones así, el rendimiento se ve reducido. Este comportamiento se puede observar en la fig. 4.4 en el inciso b).

4.2.6 Análisis del rendimiento del escenario 2

En el escenario 2 se observa un comportamiento similar al escenario 1, sólo con valores inferiores dada la inclusión de la transmisión del puente CE a la estación final de 802.15.4.

En la Fig. 4.5 se pueden observar los valores de rendimiento para los experimentos de este escenario. El experimento 1 arrojó un valor de 0.275102007, el segundo y tercer 0.330827767, 0.332249826 respectivamente. Se puede observar también que los dos últimos valores son similares y se pueden comparar con la fig. 4.3 b).

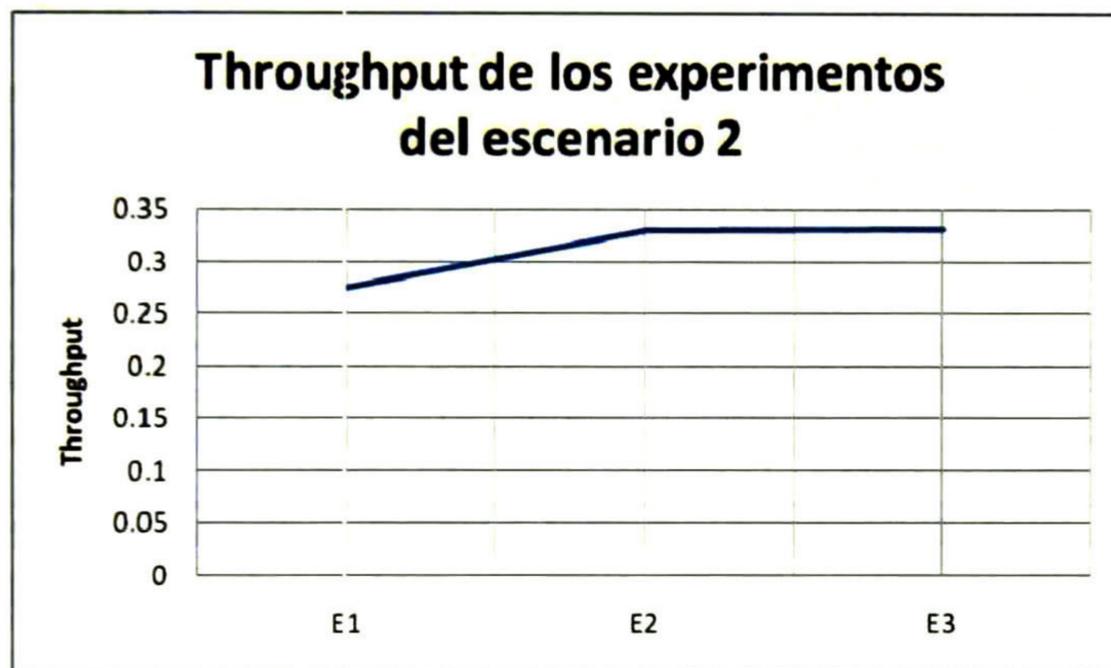


Fig. 4.5 Rendimiento experimental y teórico de los experimentos del escenario 1

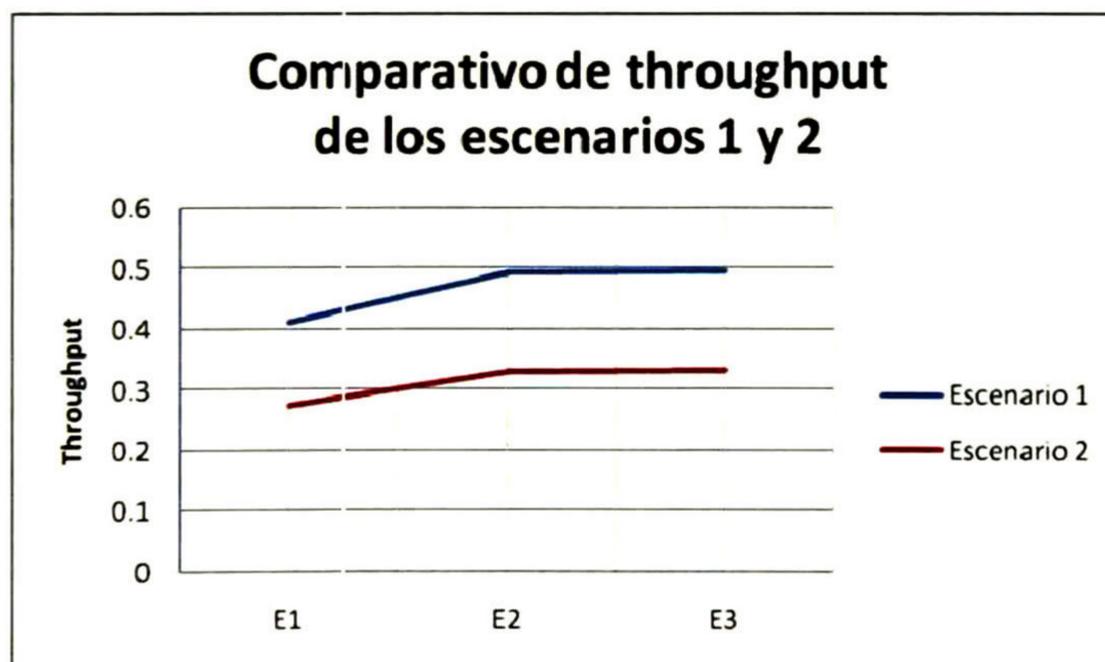


Fig. 4.6 Comparativo de valores de rendimiento del escenario 1 y 2

En la fig. 4.6 se muestra que en el segundo escenario se obtienen valores inferiores de rendimiento por el retardo de la transmisión a la última estación de 802.15.4 y la probabilidad de pérdida de éste segmento.

4.4 Pruebas con valores óptimos

Los siguientes experimentos permitirán evaluar tanto la red real como el modelo en condiciones que, a nuestros supuestos mejorarán el desempeño de fin a fin. A continuación se describen estos escenarios y los experimentos a realizar.

4.3.1 Escenario 3. (Interconexión de dominios)

Descripción:

Se utilizará la misma configuración del escenario 1. Se harán experimentos con y sin agregación de paquetes en el puente, pero en este caso los tamaños de paquete variarán de acuerdo a la tabla 4.3

| Experimento | Tamaños de paquete |
|-------------|--|
| 2.a | El paquete del dominio embebido de tamaño óptimo (según los cálculos) sin agregación de paquetes |
| 2.b.1 | El paquete del dominio convencional de tamaño óptimo (según cálculos) con agregación de paquetes $k = \lfloor (R_w - h) / R_z \rfloor$ |
| 2.b.2 | Tasa máxima de agregación de los paquetes embebidos en un paquete de LAN de tamaño máximo |

Tabla 4.3 Tasas de agregación para cada uno de los experimentos

4.3.2 Escenario 4. (Extensión del dominio embebido)

Para este escenario se utilizará la configuración de topología, nodos, puentes y software de captura como se menciona en el escenario 2. Así como en el escenario 3, se harán variaciones en los tamaños de paquete de acuerdo con la tabla 4.2.

Supuestos

Los supuestos para estos experimentos son los mismos que en los escenarios 1 y 2 a excepción de lo relativo a los tamaños de la trama.

Para este escenario se calculó el tamaño óptimo con las fórmulas correspondientes y tomando en cuenta las mediciones del SNR y SINR de los experimentos anteriores (SNR = 6.12 dB para 802.15.4 y SINR = 12dB para 802.11) resultando en 40 y 505 bytes para 802.15.4 y 80211 respectivamente.

4.3.3 Análisis del retardo en el escenario 3

En la fig. 4.7 se muestran los retardos resultantes de los experimentos del escenario 3, donde se observó un retraso promedio de 0.06247555 seg., en el segundo experimento un retraso promedio de 0.120295753 seg. y finalmente en el tercer experimento el retardo promedio fue de 1.228393211 seg.

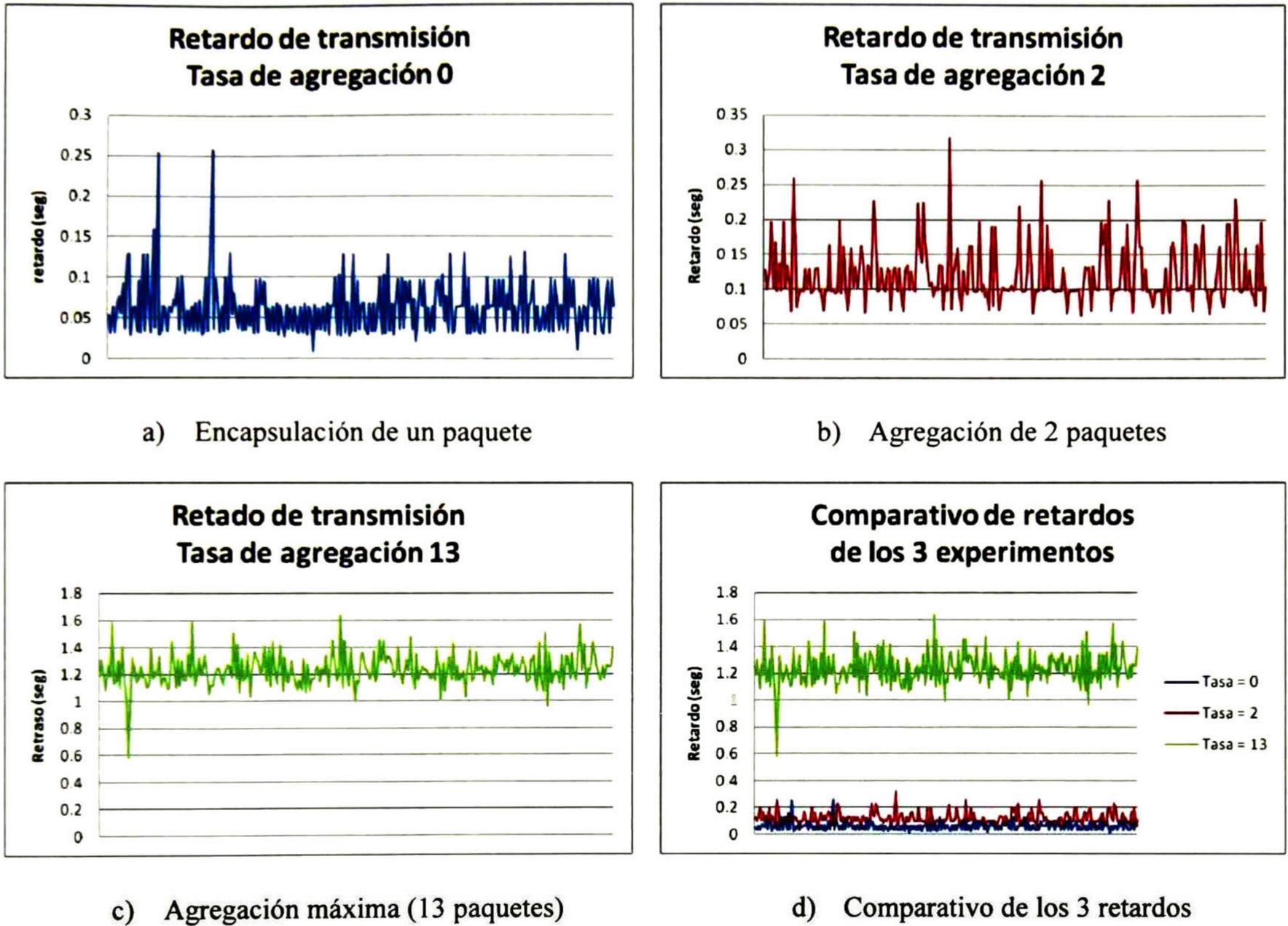


Fig. 4.7 Retardos en el escenario 3 con 3 diferentes tasas de agregación

En el inciso d) de la fig. 4.7 se puede observar el comparativo de los resultados de los tres experimentos, que conservan el comportamiento de incremento observado en los experimentos anteriores, a mayor tasa de agregación mayor retardo.

En este caso, dado que el tamaño de paquete es menor y la tasa de agregación máxima también, el retardo en el último experimento no crece tanto como en los dos escenarios anteriores.

4.3.4 Análisis del retardo en el escenario 4

Al igual que en el escenario anterior, se utilizaron los tamaños óptimos calculados y se puede observar un mismo comportamiento, de hecho, el mismo comportamiento, sólo un pequeño incremento en los retardos con respecto a los experimentos anteriores, debido a la retransmisión del puente CE hacia el nodo final de la red 802.15.4

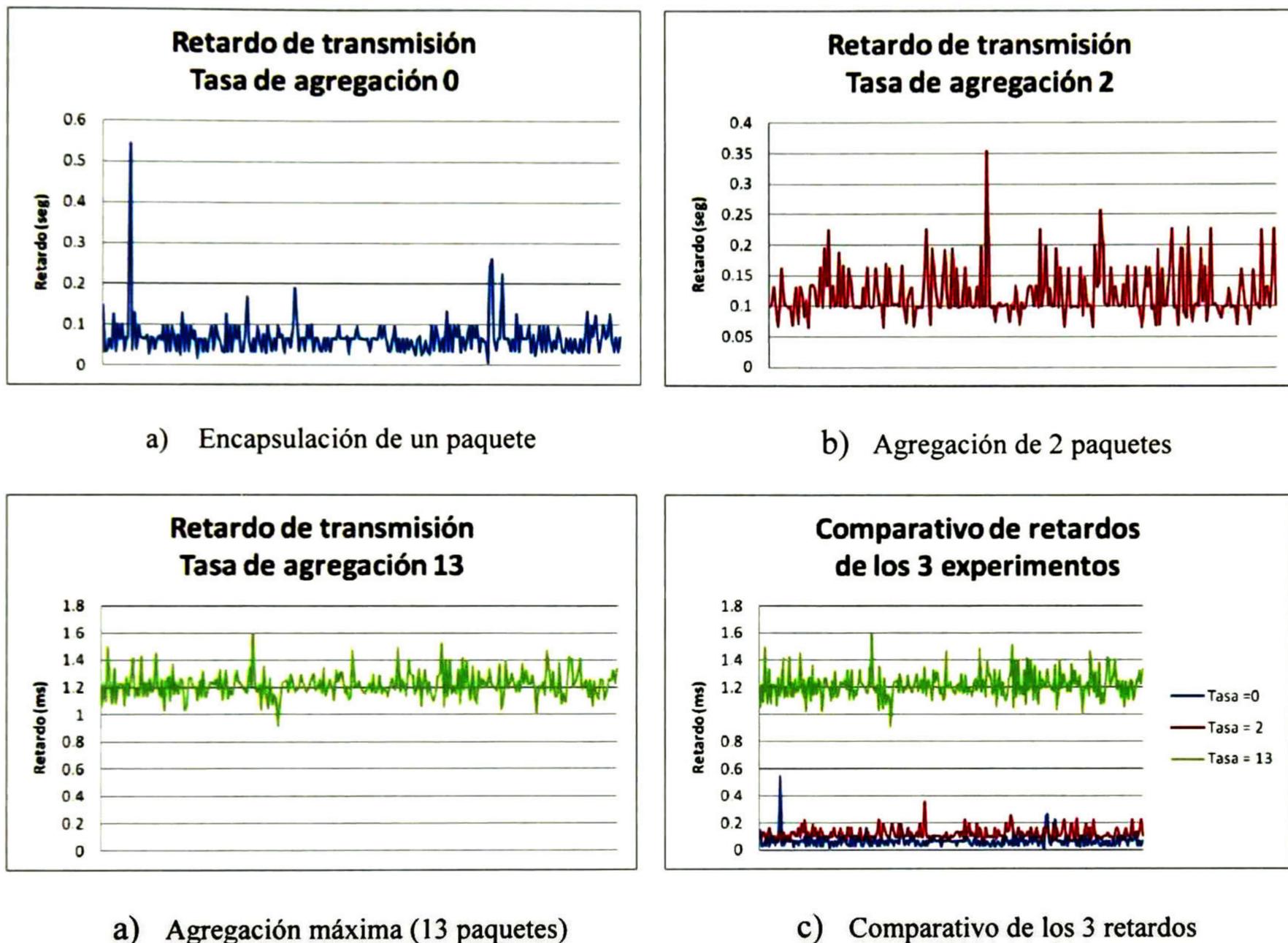


Fig. 4.8 Retardos en el escenario 4 con 3 diferentes tasas de agregación

Para este escenario los tiempos promedio de retraso son 0.067798396 seg., 0.118959408 seg. y 1.214195392 seg. para los tres experimentos con tasa 0, 2 y 13 respectivamente

4.3.5 Análisis comparativo entre escenarios

En la fig. 4.5 se muestra un comparativo entre los escenarios 1 y 3 y los escenarios 2 y 4. Se comparan en éste orden dado que el 1 y 3 son escenarios que describen una interconexión de dominios y los 2 restantes describen una situación de extensión de dominio

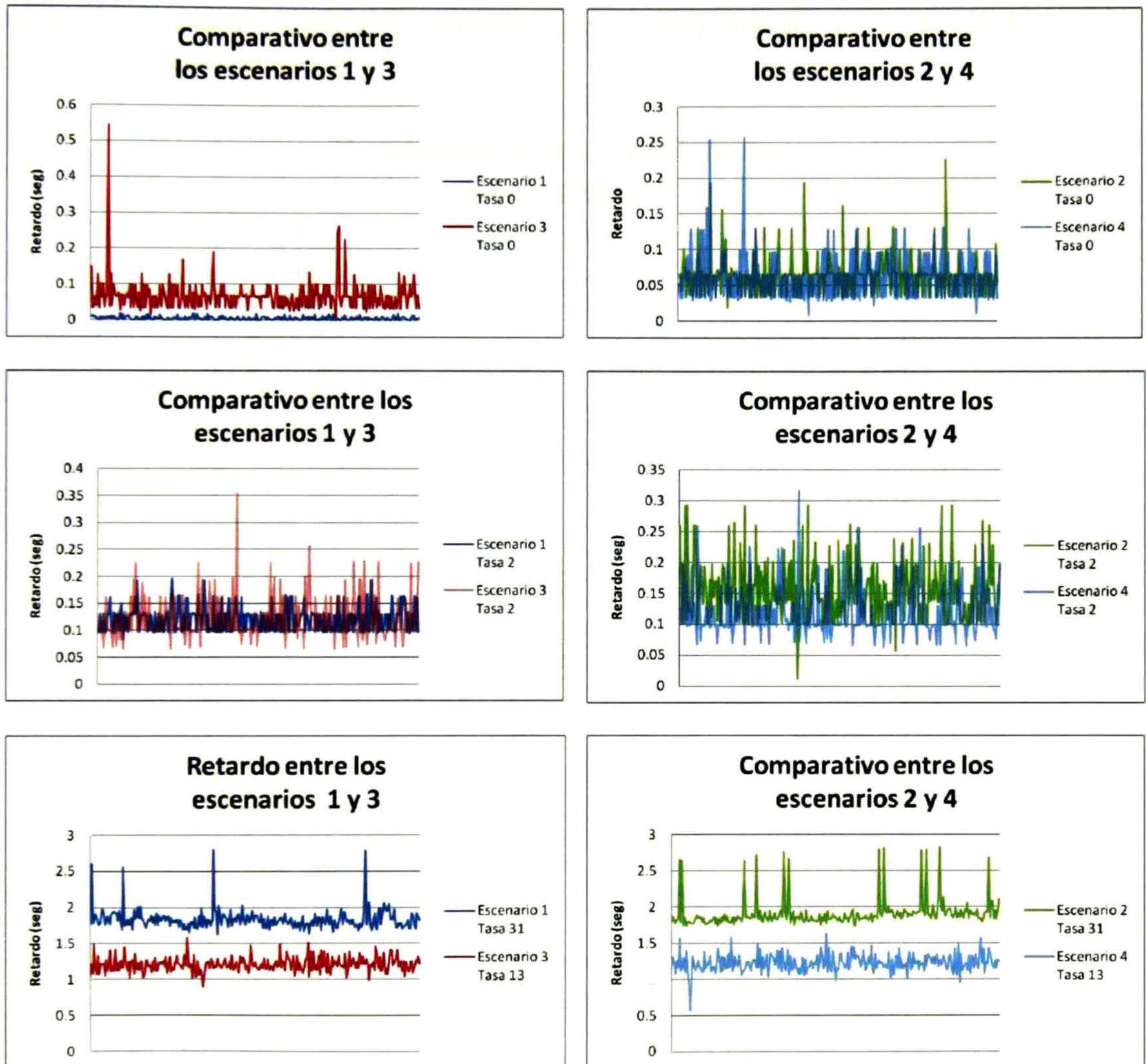


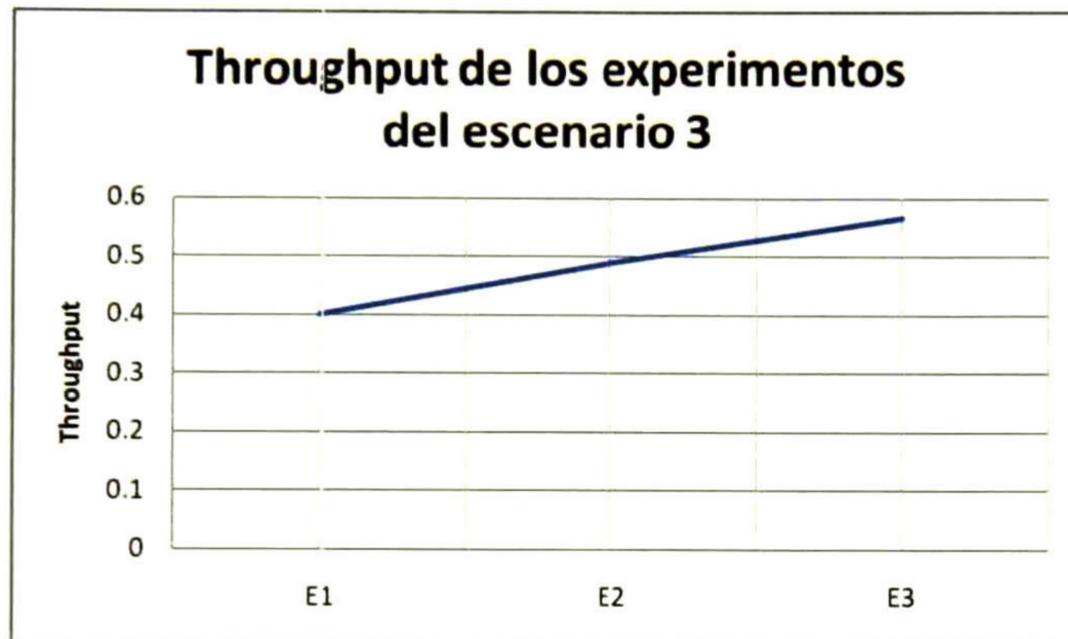
Fig. 4.9 Comparativo entre los escenarios con tamaños de paquete estándar y óptimo.

Como se puede observar en la fig. 4.9, en los experimentos con tasas de agregación igual a 0 y 2, pero con tamaños de paquete diferentes, el retardo es muy similar. La mejora más visible es cuando se usa la máxima agregación posible con tamaño optimizado y el no optimizado. Se puede observar en las últimas 2 gráficas que existe gran diferencia en el retardo, por lo que la utilización de una tasa de agregación basada en los tamaños de paquete optimizados permite reducir casi a la mitad el retardo.

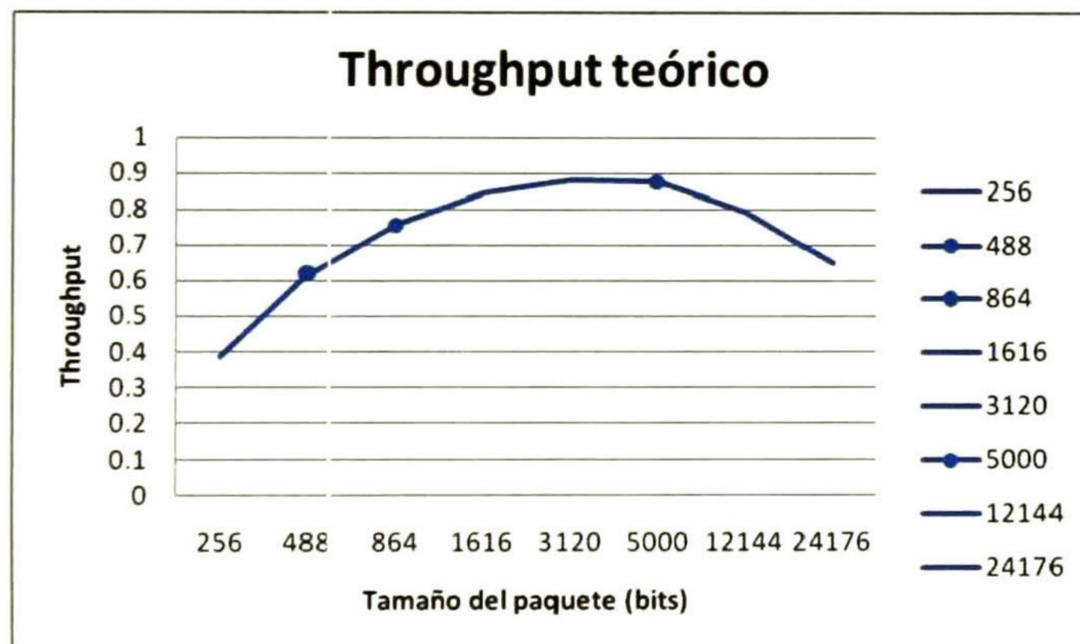
4.2.4 Análisis del rendimiento del escenario 3

En el escenario 3 se utilizó un tamaño de trama para las transmisiones optimizado dependiente del BER tanto para la red 802.15.4 como para la red WiFi.

La tasa de agregación está ajustada también a los tamaños de trama obtenidos de los cálculos, porque el paquete es más pequeño que el usado en el escenario 1 y 2. La tasa de agregación ajustada es igual a 13 paquetes de la red embebida por uno de la red WiFi en el caso de la agregación máxima.



a) Rendimiento de los 3 experimentos del escenario 1



b) Rendimiento teórico para varios tamaños de paquete (marcas de los tamaños de los 3 experimentos del escenario 1)

Fig. 4.10 Rendimiento experimental y teórico de los experimentos del escenario 1

Se puede observar en la fig. 4.10 que el rendimiento incrementa con el aumento de la tasa de agregación, esta condición se da porque el retardo de la transmisión es menor, al igual que la probabilidad de pérdida como consecuencia de un tamaño de trama menor.

4.2.5 Análisis del rendimiento del escenario 4

En estos experimentos se observa un incremento en el rendimiento (ver Fig. 4.11) conforme la tasa de agregación incrementa. Estos incrementos se dan en el mismo grado que en el escenario 3, pero con valores un poco menores causados por la retransmisión de la pasarela CE a la última estación 802.15.4.

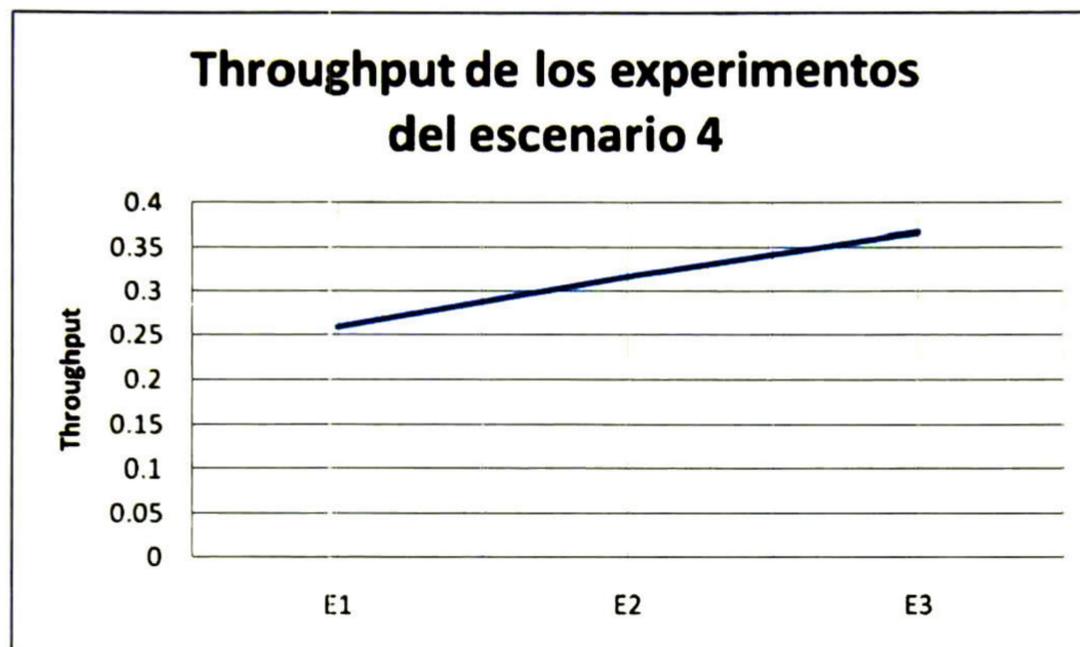


Fig. 4.10 Rendimiento de los 3 experimentos del escenario 4

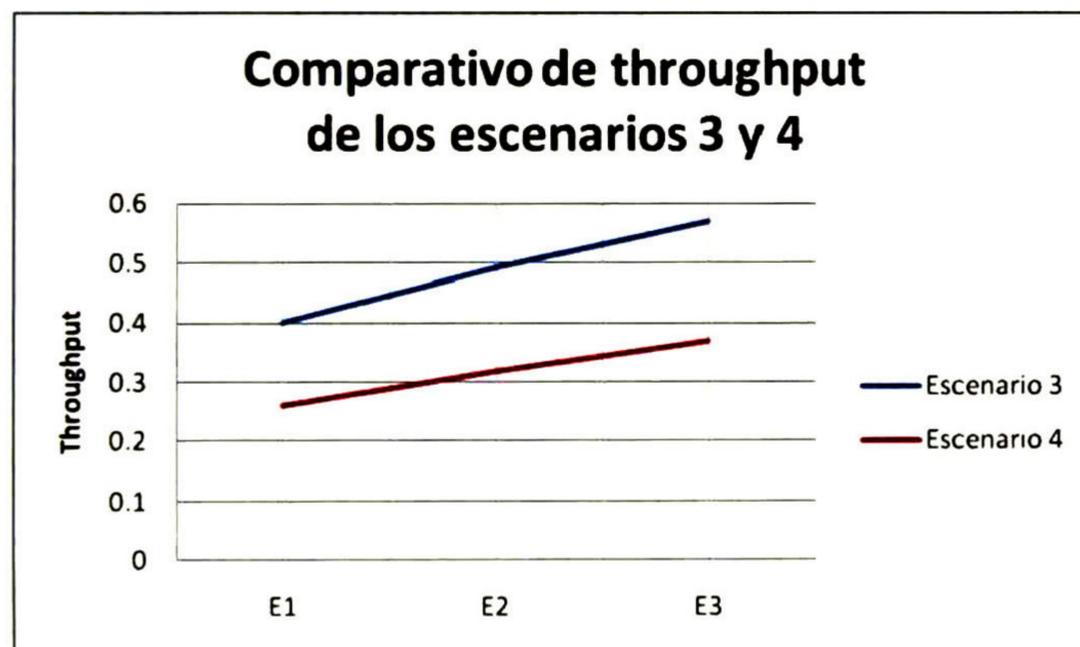
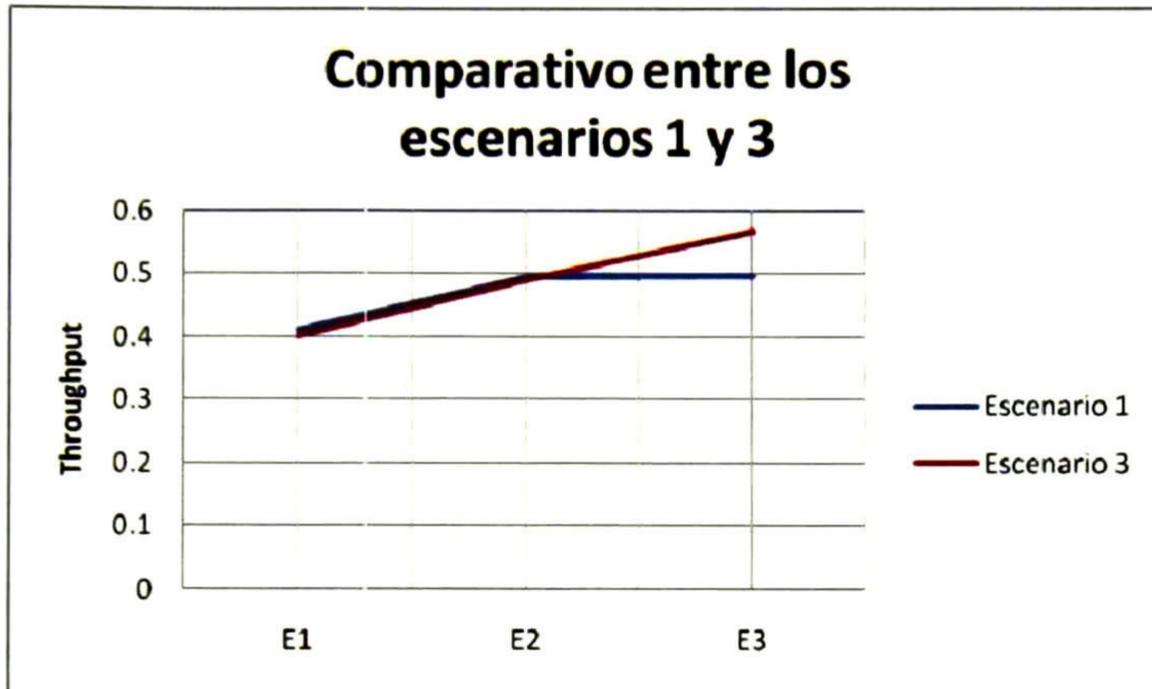


Fig. 4.11 Comparativo de rendimiento de los escenarios 3 y 4

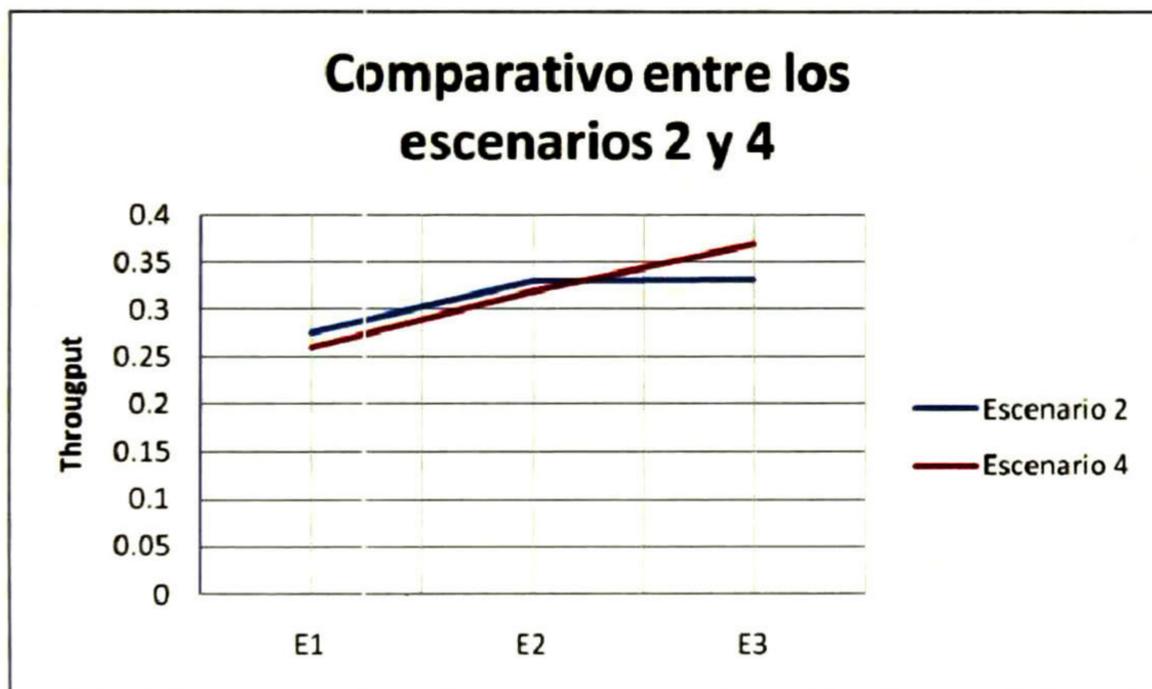
La fig. 4.11 muestra un comparativo del rendimiento obtenido en los dos últimos escenarios donde se puede observar la similitud del comportamiento de rendimiento con diferentes tasas de agregación. También se puede observar la diferencia entre los valores de los dos escenarios, que, como ya se había mencionado, el escenario 4 es menor por los efectos de la retransmisión en el último puente la cual causa una probabilidad mayor de pérdida y un retraso de transmisión mayor.

4.2.5 Análisis comparativo del rendimiento entre escenarios

En la fig. 4.12 se observa que el rendimiento se incrementa utilizando tamaños de trama optimizados basados en la fórmula 3.2.10 (línea roja en las dos gráficas) y una tasa de agregación máxima, es decir colocando la mayor cantidad de tramas (de tamaño optimizado) de la red embebida en una trama de WiFi (también optimizado)



a) Comparativo entre valores de rendimiento de los escenarios 1 y 3



b) Comparativo entre valores de rendimiento de los escenarios 2 y 4

Capítulo 5

Conclusiones y trabajo futuro

5.1 Conclusiones

La principal aportación de la presente investigación es el análisis del impacto de cuatro factores en el desempeño de fin a fin de una red heterogénea: el BER, la agregación de paquetes, el encapsulamiento y el entramado y los protocolos de acceso al medio. Se tomaron en cuenta como métricas de desempeño el retardo de transmisión y el rendimiento, ambos de fin a fin.

Se propuso un modelo matemático que permite estimar las dos métricas de desempeño mencionadas. Construido con el enfoque de Diseño por Cruce de Capas se tomó en cuenta el estado del canal en capa 1 a través del BER, el control de la comunicación incluyendo en el modelo los protocolos MAC y las tramas en sí, analizando su tamaño, el overhead causado por los datos de control del encabezado, el encapsulamiento y la agregación de tramas de un protocolo dentro de otro.

Se ha demostrado que, tomando en cuenta factores antes mencionados se puede reducir el retardo de transmisión e incrementar el rendimiento en comparación con una transmisión en la que no han sido tomados en cuenta dichos factores.

Hasta donde sabemos, la agregación de tramas no ha sido utilizada como un factor de mejora en las transmisiones, sin embargo, en esta investigación se demostró que utilizando esta técnica se incrementa el rendimiento. Incluso, si la agregación de tramas se combina con un tamaño de trama adecuado a las condiciones del canal, es decir, si el tamaño de trama se optimiza de acuerdo al BER se puede reducir el tiempo de transmisión y se incrementa el rendimiento aún más.

5.2 Trabajo futuro.

En esta sección se muestran algunas condiciones para mejorar el presente trabajo de investigación, haciéndolo más flexible y apegado a las condiciones de una red y transmisión reales.

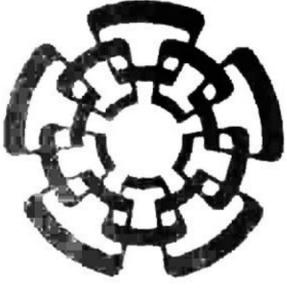
1. Considerar tanto en el modelo como en los escenarios de prueba el tráfico heterogéneo.

2. Utilizar técnicas de optimización para encontrar las condiciones que reduzcan al mínimo el retardo e incrementen al máximo el rendimiento.
3. Permitir que la implementación de las pasarelas adapten la tasa de agregación a las condiciones de tráfico y del canal de comunicaciones de la red.
4. Generar un modelo multidominio que permita analizar y estimar las métricas de desempeño de más de 2 dominios interconectados.
5. Considerar otros protocolos de dominios embebidos tales como CAN, LIN, Bluetooth, etc.
6. A fin de hacer más robusto el análisis, incluir las condiciones y restricciones de capas superiores del modelo OSI, tales como enrutamiento, congestionamiento, tipos específicos de información transmitida, etc.

Bibliografía

- [1] C. Bayilmis, I. E Turk and C. Ceken. "Extending CAN segments with IEEE 802.11 WLAN", 3rd ACS/IEEE International Conference on Computer Systems and Applications, 2005
- [2] J. Ha Hong, O. Gusak, K. Soharby, N.I Oliver, "Performance analysis of packet encapsulation and aggregation", Proceedings of the 14th IEEE symposium on modeling, analysis and simulation of computer and telecommunication systems. 2006
- [3] H. Chen, H. Mineno and T. Mizuno. "Adaptive data aggregation scheme in clustered wireless sensor networks" Computer Communications Journal, Elsevier. 2008.
- [4] J. Tourrihes. "Packet Frame Grouping: Improving IP multimedia performance over CSMA/CD". HP Labs,
- [5] P. Goyal, S. S. Lam and H. M. Vin. "Determining end to end delay bounds in heterogeneous networks." Multimedia Systems Volume 5 , Issue 3, May 1997
- [6] I. Akyldis, T. Melodia, K. Chowdhury. "A survey on wireless multimedia sensor networks" Computer Networks, Elsevier. 2006
- [7] B. Chang and C. Chow. "Markov chain model for polling delay and rendimiento analysis of uplink subframe in Wi-Max networks." Computer Communications Volume 31 , Issue 10, June 2008
- [8] Y. Lin and V. W.S. Wong. "Frame aggregation and optimal frame size adaptation for IEEE 802.11n Wlans." GLOBECOM '06. IEEE Global Telecommunications Conference, 2006.
- [9] J. Leal, A. Cunha, M. Alves, A. Koubâa, "On a IEEE 802.15.4/Zigbee to IEEE 802.11 Gateway for the ART-WiSe Architecture." ETFA. IEEE Conference on Emerging Technologies and Factory Automation, 2007.
- [10] X. Wang, K. Kar, S. H. Low. "End-to-end fair rate optimization in wired-cum-wireless networks." Ad Hoc Networks Volume 7 , Issue 3 May 2009
- [11] S. Kibria, A. S. Rueda, J. A. Rueda. "Queuing Model for BlueTooth Multipoint Communications." Proceedings of the 2002 IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering, 2002
- [12] V. Jain, M. Jain, "Queuing network model for link an path availability of ad hoc networks." IFIP International Conference on Wireless and Optical Communications Networks, 2006
- [13] D. Lal, A. Manjeshawar, F. Herrmann, E. Uysal, A. Keshavarzian, "Measurement and Characterization fo Link Quality Metrics in Energy Constrained WSN." GLOBECOM '03. IEEE Global Telecommunications Conference, 2003.
- [14] M. Zuniga, B. Krishnamachari, "Analyzing the transitional region in low power wireless links." First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, 2004. IEEE SECON 2004.
- [15] J. Ferreira, A. Oliveira, P. Fonseca, J. Fonseca, "An Experiment to assess bit error rate in CAN" Proc. of RTN 2004 - the 3rd Int. Workshop on Real-Time Networks
- [16] S. Young Shin, H. S. Park, W. H. Kwon, "Mutual interference analysis of IEEE802.15.4 and IEEE802.11b", Computer networks, Elsevier, 2007.
- [17] S. Y. Shin, H. Park, W. H. Kwon, Y. H. Shin, Y. H. Kim, J. J. Kin, "Packet error rate analysis of IEEE802.15.4 under IEEE802.15.1 interference".
- [18] H. Zhai and Y. Fang, "Performance of Wireless LAN based in IEEE802.11 MAC Protocols." IEEE, 2003
- [19] J. Korhonen and Y. Wang, "Effect of packet size on loss rate and delay in wireless links". Wireless Communications and Networking Conference, IEEE, 2005
- [20] F. Filali, Link-layer fragmentation and retransmissions impact on TCP performance in 802.11-based networks.
- [21] V. Srivastava and M. Motani, "Cross Layer Design, a Survey and the Road Ahead.", Communications Magazine, IEEE, 2005
- [22] P. Papadimitratos, A. Mishra and D. Rosenberg. "A cross layer approach to enhance 802.15.4." Military Communications Conference, 2005. MILCOM 2005.
- [23] T. Vu, D. Reschke, W. Horn. "Dynamic Packet Size Mechanism (DPSM) for Multimedia in Wireless Networks"
- [24] Y. Sankarasubramaniam, I.F. Akyildiz and S.W. McLaughlin. "Energy Efficiency based Packet Size Optimization in Wireless Sensor Networks." International Workshop on Sensor Network Protocols and Applications, 2003. Proceedings of the First IEEE. 2003
- [25] B. Otal, C. Verikoukis, L. alonso, "Optimizing MAC Layer Performance based on a Distributed Queuing Protocol for Wireless Sensor Network." IEEE GLOBECOM Workshops, 2008
- [26] F. Shu, T. Sakurai, M. Zukerman, H. L. Vu. "Packet loss analysis of the IEEE802.15.4 MAC without acknowledgment". IEEE communications letters, january 2007.
- [27] M. C. Vuran and I. F. Akyildiz, "Cross Layer Analysis of Error Control in Wireless Sensor Network." IEEE SECON, 2006
- [28] F. Alizadeh-Shabdiz and S. Subramaniam, "MAC Layer Performance Analysis of Multi-Hop Ad Hoc Networks", IEEE Communications Society Globcomm, 2004.
- [29] B. Ahlgren, L. Eggert, B. Ohlman and A. Schieder. "Ambient Networks: Bridging Heterogeneous Network Domains." IEEE 16th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications. 2005
- [30] K. T. Phan, H. Jiang, C. Tekkambura, S Vorobyov and R. Fan. "Joint Medium Access Control, Routing and Energy Distribution in Multi-Hop Wireless Networks." IEEE Transactions on Wireless Communications, Vol 7 No. 12, 2008
- [31] S. Karimifar and J. K. Cavers. "On Maximizing the Received Data Volume in a Wireless Sensor Network." Vehicular Technology Conference, 2008. VTC Spring 2008. IEEE

- [32] T. Canli, N. Abdesselam and A. Khokar. "A Cross-Layer Optimization Approach for Efficient Data Gathering in Wireless Sensor Networks." Networking and Communications Conference, 2008. INCC 2008.
- [33] H. Ren, M. Meng and X. Chen. "Cross-Layer Optimization Schemes for Wireless Biosensor Networks", Proceedings of the 6th World Congress of Intelligent Control and Automation, 2006
- [34] Bianchi, Giuseppe. "Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function", : IEEE Journal on Selected Areas in Communications, March 2000 Volume: 18, Issue: 3
- [35] Ok Kim, Tae. Soo Park, Jin. Dae Choi, Bong. "Analytic model of IEEE 802.15.4 with download traffic", 21st International Conference in Advanced Information Networks Workshops, 2007
- [36] Duffy, Ken. Malone, David. Leith, Douglas J. "Modeling the 802.11 distributed coordination function in non saturated conditions"
- [37] Woon Chong, Jo. Young Hwang, Ho. Young Jung, Chang. Keun Sung, Dan. "Analysis of rendimiento in a ZigBee network under the presence of WLAN interference." International Simposium on Communications and Information Technologies IEEE 2007
- [38] IEEE. "IEEE Std 802.15.4™-2006"
- [39] IEEE. "IEEE Std 802.11™-2007"
- [40] Sklar, Bernard. "Digital Communications, Fundamentals and Applications" Prentice Hall P T R, 2007
- [41] Ghanbari, M. Huges, C.J. Sinclair, M.C. Eade, J.P, "Performance Engineering for telecommunications and informations systems" IEEE telecommunications series 35. 1997
- [42] Medhi, J. "Stochastic models in queueing theory", Academic Press, Elsevier Science. 2003
- [43] Adan, Ivo and Resing, Jacques, "Queueing Theory" Department of Mathematics and Computing Science Eindhoven University of Technology, 2002
- [44] Mišić, Jelena, Shafi, Shairmina, Mišić, Vojislav B. "The impact of MAC Parameters on the performance of 802.15.2 PAN", Ad Hoc Networks Journal Vol 3, Elsevier, 2005
- [45] *Et al* "Performance Analysis of Slotted IEEE 802.15.4 Medium Access Layer"
- [46] Young Hung, Chang, Young Hwang, Ho, Keung Sung, Dan, Uk Hwang, Gang. "Enhanced Markov Chain Model and Throughput Analysis of the slotted CSMA/CA for IEEE 802.15.4 under Unsaturated Traffic Conditios", IEEE Transactions on vehicular technology, Vol 58 No. 1, January 2009
- [47] Malone, David. Duffy, Ken, Leith,Doug. "Modeling the 802.11 Distributed Coordination Function in Nonsaturated Heterogeneous Conditions" IEEE/ACM Transactions on Networking. Vol 15, No. 1 February 2007
- [48] Ni, Qiang. Romdhani, Lamia. Turletti, Thierry "A Survey of QoS Enhancements for IEEE 802.11 Wireless LAN" Journal of Wireless Communications and Mobile Computing, Wiley. 2004: Volume 4, Issue 5



**CENTRO DE INVESTIGACIÓN Y DE ESTUDIOS AVANZADOS DEL I.P.N.
UNIDAD GUADALAJARA**

"2010, Año de la Patria, Bicentenario del Inicio de la Independencia
y Centenario del Inicio de la Revolución"

El Jurado designado por la Unidad Guadalajara del Centro de Investigación y de Estudios Avanzados del Instituto Politécnico Nacional aprobó la tesis

Eficiencia de transmisión en redes híbridas basadas en sistemas de comunicación embebidos y redes convencionales

del (la) C.

Abraham Jair LÓPEZ VILLALVAZO

el día 07 de Mayo de 2010.



Dr. Félix Francisco Ramos Corchado
Investigador CINVESTAV 3A
CINVESTAV Unidad Guadalajara



Dr. Mario Angel Siller González
Pico
Investigador CINVESTAV 2A
CINVESTAV Unidad Guadalajara



Dr. Andrés Méndez Vázquez
Investigador CINVESTAV 2A
CINVESTAV

