



UNIVERSIDAD DE CONCEPCIÓN

FACULTAD DE INGENIERÍA

MODELO DE DELAY PARA ENLACES DE
RED TIPO WIRED-CUM-WIRELESS DE
EXTENSIÓN WAN Y ESTÁNDAR
INALÁMBRICO IEEE 802.11

PHILIPPE MONTANE PINAUD MONTRE

TESIS PARA OPTAR AL GRADO DE MAGÍSTER EN CIENCIAS DE LA INGENIERÍA
MENCIÓN INGENIERÍA ELÉCTRICA

2017

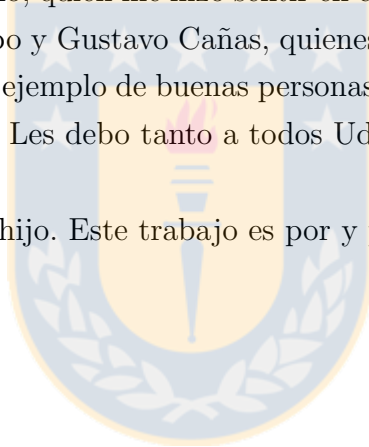
Profesor Guía: Phd. Sergio K. Sobarzo

Departamento de Ingeniería Eléctrica

Agradecimientos

No puedo dejar de mencionar y agradecer enormemente a las siguientes personas: Al profesor Sergio Sobarzo, por su paciencia y, sobre todo, por creer en mí a pesar de la constante ausencia que tuve en el laboratorio por motivos laborales. Al Coronel Luis Deantas, cuyo apoyo me otorgó el tiempo necesario para concretar este trabajo. A Don Exequiel Campillo, quien me hizo sentir en casa mientras me encontraba lejos de ella. A Elena Restrepo y Gustavo Cañas, quienes me entregaron una amistad que valoraré siempre y cuyo ejemplo de buenas personas me harán sentir siempre agradecido de haber conocido. Les debo tanto a todos Uds., muchas gracias.

A mi esposa y a mi hijo. Este trabajo es por y para ustedes. Los amo.



Resumen

En el presente trabajo se utilizaron los valores de los cuatro momentos centrales aplicados en distintos grupos de datagramas transmitidos de un host servidor a otro cliente, siendo analizados el número de datagramas por intervalo de tiempo t y el tiempo de arribo entre cada uno de ellos (packet interarrival time PIT), lo anterior, mediante la implementación de dos escenarios WAN emulados, uno compuesto por tramos de comunicación totalmente cableados y otro por un tramo final WLAN (o medios de transmisión heterogéneos), siendo este último denominado como enlace Wired-Cum-Wireless. Los resultados obtenidos permitieron identificar cambios en las distribuciones de probabilidad relacionadas a la utilización de la capacidad del buffer de un nodo de red generador de cuellos de botella, permitiendo además identificar síntomas de congestión previos al colapso total de la red y a la pérdida de paquetes.

Tabla de contenidos

Agradecimientos	II
Resumen	III
Índice de figuras	VI
Índice de cuadros	x
1. Introducción	1
1.1. Introducción general	1
1.2. Estado del Arte	3
1.3. Hipótesis	5
1.4. Objetivos	5
1.4.1. Objetivos específicos	5
1.5. Alcances y limitaciones	6
1.6. Relevancia del tema y contribuciones de esta tesis	6
1.7. Proyección	7
1.8. Organización	7
2. El efecto del delay y los enlaces heterogéneos	8
2.1. Conceptos de congestión y su control en las redes de datos	8
2.2. El delay	13
2.2.1. Delay en redes de intercambio de paquetes de datos	13
2.2.2. Relación entre el encolamiento de paquetes y el tamaño del buffer de un nodo	15
2.2.3. Relación entre el encolamiento y la pérdida de paquetes	15
2.2.4. Delay en un enlace end-to-end	17
2.2.5. Delays en enlaces 802.11	18

IV

2.3. Modelos descriptivos de encolamiento	21
2.3.1. El modelo M/M/1	21
2.3.2. El modelo M/M/1/K de buffer limitado	24
2.3.3. El comportamiento real del tráfico de datos	25
2.4. El modelo Wired-Cum-Wireless y la problemática de los enlaces heterogéneos	26
3. Aproximación teórica y práctica del escenario	30
3.1. Construcción de un escenario representativo de pruebas	31
3.1.1. Software desarrollado y su implementación	32
3.1.2. Validación del escenario y del software de captura	33
3.2. Construcción del setup Wired-Cum-Wireless a emplear	36
3.3. Generación y recopilación de la información para su análisis	38
4. Análisis del número de datagramas por intervalo de tiempo	42
4.1. Resultados obtenidos	44
4.2. Resumen	50
5. Análisis del tiempo entre arribos	51
5.1. Resultados obtenidos	52
5.2. Resumen	61
6. Conclusión	62
6.1. Trabajo futuro	63
Bibliografía	64

Índice de figuras

2.1. Ventana deslizante TCP [6]	9
2.2. Atributos básicos del control de congestión (marcas “Knee” y “Cliff” en función de: a) Throughput; b) RTT; c) Power [8]	11
2.3. Representación gráfica de “Slow Start” y “Congestion Avoidance” [Fuente: edición propia]	11
2.4. Dependencia del delay de encolamiento con la intensidad de tráfico [16]	17
2.5. Coexistencia entre DCF y PCF	19
2.6. Comparativa de media de delay para un medio de 5 canales TDM y un medio de un solo canal para un modelo M/M/m con paquetes arribados mediante distribución exponencial y tamaño medio de 1000 y 2000 bits (con U como utilización del enlace o ρ) [7]	24
2.7. Comparativa entre distintos protocolos de comunicación inalámbrica [Fuente: www.globalspec.com/reference/81104/203279/chapter-7-b3g-systems]	27
2.8. Generación de colas debido a la diferencia de capacidad entre los canales cableados e inalámbricos [5].	28
2.9. Diferencia y problemática entre los tiempos de viaje para los medios cableados e inalámbricos [20].	28
3.1. Setup n^o1 de representación de una red cableada (superior) y Setup n^o2 de una red Wired-Cum-Wireless (inferior) [Fuente: elaboración propia]	31
3.2. Transmisión de 1 a 20 Mbps medida en base a los programas desarrollados (línea negra corresponde al promedio del throughput por segundo y los valores en color azul al throughput instantáneo de cada datagrama)	33

3.3. Comparativa de throughput de transmisión del host servidor de 1 a 25 Mbps mediante el uso software de análisis de red	34
3.4. Throughput de transmisión y recepción medida en el setup $n^{\circ}1$ cableado (a) y en el setup $n^{\circ}2$ Wired-Cum-Wireless (b)	35
3.5. Resultados obtenidos para el setup $n^{\circ}1$ cableado de un nodo central .	35
3.6. Resultados obtenidos para setup $n^{\circ}2$ Wired-Cum-Wireless con un nodo central y un nodo de transmisión inalámbrica (router)	36
3.7. Proceso de encolamiento del modelo M/M/1 [Fuente: edición propia] .	37
3.8. Setups de representación de una red cableada (superior) y de una red Wired-Cum-Wireless (inferior) [Fuente: elaboración propia]	37
3.9. Representación del proceso de encolamiento del setup propuesto [Fuente: edición propia]	37
3.10. Transmisión de 221.000 datagramas (1-85.000 de 5 a 10 Mbps y 85.001-221.000 en constantes 10 Mbps)	39
3.11. Recepción de datagramas en el setup $n^{\circ}3$ cableado referencial de 4 nodos	40
3.12. Recepción de datagramas en el setup $n^{\circ}4$ Wired-Cum-Wireless de 5 nodos	40
3.13. Diferencia en las mediciones del delay en host cliente para el setup $n^{\circ}3$ cableado de referencia (azul) y el delay medido en el tercer nodo de encolamiento (rojo)	41
4.1. Muestra de cantidad de datagramas por unidad de tiempo (1 segundo, 100 milisegundos y 10 milisegundos) para el escenario cableado referencial	43
4.2. Muestra de cantidad de datagramas por unidad de tiempo (1 segundo, 100 milisegundos y 10 milisegundos) para el escenario Wired-Cum-Wireless	43
4.3. Diferencia del número de eventos por intervalo de tiempo entre tráfico [1]	44
4.4. Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 60 elementos cada una.	46

4.5. Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 30 elementos cada una (línea roja señala ρ aproximado de 0.9).	47
4.6. Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 60 elementos cada una.	48
4.7. Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 30 elementos cada una (línea roja señala ρ aproximado de 0.9).	49
5.1. Distribuciones basadas en muestras de 100 elementos, valores de skewness, kurtosis y respectiva curva de ajuste de distribución continua para una medición del escenario cableado referencial.	53
5.2. Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para aprox. 1050 muestras de datos conformadas por 200 elementos cada una.	54
5.3. Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para aprox. 2100 muestras de datos conformadas por 100 elementos cada una (línea roja marca el valor ρ de 0.9).	55
5.4. Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para aprox. 1050 muestras de datos conformadas por 200 elementos cada una.	57
5.5. Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para aprox. 2100 muestras de datos conformadas por 100 elementos cada una (línea roja marca el valor ρ de 0.98).	58
5.6. Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 0 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -28 dBm).	59
5.7. Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -28 dBm).	59

- 5.8. Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 0 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 %, nivel de señal de -37 dBm y punto de saturación en el datagrama número 150.000 aprox.). . . . 60
- 5.9. Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 %, nivel de señal de -37 dBm y punto de saturación en el datagrama número 150.000 aprox.). . . . 60
- 5.10. Variación de las distribuciones a lo largo de un enlace Wired-Cum-Wireless, curva de ajuste de distribución continua y respectivos valores de skewness y kurtosis (configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico, calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -37 dBm). 61



Índice de cuadros

2.1. Valores de “slot time” respecto al tipo de red WLAN 20



Capítulo 1

Introducción

1.1. Introducción general

Una red de datos es una infraestructura diseñada para el intercambio de datos entre diversos equipos que la conforman. El diseño de esta red está basado en la conmutación de paquetes y se clasifica de acuerdo a su tamaño, distancia y arquitectura física. Utiliza como medio de transmisión canales de cables de cobre, fibras ópticas y/o inalámbricos, mediante el uso de señales electromagnéticas, tensión eléctrica, ondas radioeléctricas, microondas y/o infrarrojos, los que posteriormente y mediante una conversión son identificados por un nodo o host como un flujo digital de bits. Debido a las limitaciones que los actuales canales de transmisión poseen en las distancias de uso y a la enorme diversidad de rutas posibles para alcanzar un destino, existen innumerables equipos de conectividad al interior de la red que retransmiten y redirigen los datos según sea la necesidad, ya sea entre equipos nodos con una cercana proximidad entre si (red de área local LAN) o con extensas distancias de separación (red de área extendida WAN). Todo lo anteriormente señalado debe llevarse a cabo de la forma más ordenada y coordinada posible, razón por la cual se han creado un conjunto de normas y/o procedimientos a los cuales se sujetan todos los equipos que transmiten y reciben paquetes de datos, entre los que destacan los Protocolos de Enlace (Data-Link), Red (Network) y Transporte (Transport), cada uno correspondiente a distintas capas del Modelo de Interconexión de Sistemas Abiertos OSI [4]. El primero de ellos se encarga de la correcta transmisión física de los datos, el segundo brinda direccionamiento, ruteo y encapsulación lógica de los datos transmitidos, establece las reglas y chequea posibles errores; mientras que el tercero se encarga de

la fiabilidad del servicio, pudiendo realizarse de manera confiable a través del uso de Transmission Control Protocol TCP (con confirmación de recepción, control de flujo de datos, control de congestión y un estricto chequeo de errores) o mediante el User Datagram Protocol UDP que antepone flexibilidad y rapidez a la transmisión. Es posible además, hacer uso de protocolos de transporte distintos a los 2 antes mencionados, los que poseen un uso reducido debido a que están dirigidos a cumplir funciones en condiciones y enlaces específicos.

El protocolo TCP antes señalado, incorpora un algoritmo de control de flujo basado en el intercambio de señales entre hosts terminales. Paralelamente, los algoritmos de control de congestión lo hacen en base a alertas provenientes de un time out y/o de excesivos valores del round-trip time delay, relacionando directamente su desempeño al valor de delay end-to-end del enlace. Adicionalmente, en caso de que la magnitud de este último sea subvalorada, la excesiva ejecución de estos algoritmos desperdiciará la capacidad de bandwidth disponible en la red y, de ser sobrevalorado, los niveles de saturación de la red serán tales que la pérdida de paquetes hará imposible la comunicación. Dado lo anterior, realizar una acertada estimación del delay que afecta al escenario es de suma importancia para los activadores de los algoritmos de control de congestión, siendo ideal conocer las diferencias entre el delay causado por encolamiento y/o saturación de un buffer en el nodo de una red, de otros considerados normales o propios del medio de transmisión, de los protocolos de enlace (CSMA/CD, MACAW, FEC, etc.) o del procesamiento y servicio de paquetes por parte de los nodos, entre otros.

Cuando existe un medio de transmisión inalámbrico en la ruta de estimación del delay, es especialmente desafiante determinar las posibles causas de activación de los algoritmos de control producto de la aleatoriedad de los tiempos de transmisión en esos enlaces, razón por la cual, este trabajo pretende ser un aporte enfocándose en el modelamiento del delay en un enlace Wired-Cum-Wireless. Este tipo de enlaces está compuesto lógicamente por una comunicación end-to-end entre 2 hosts cumpliendo funciones de cliente-servidor y físicamente por múltiples nodos intermedios, siendo el último de ellos el que unifica tramos de líneas de transmisión guiadas con otro inalámbrico de reducida cobertura geográfica basado en el protocolo 802.11. La propuesta de esta investigación, plantea que es posible identificar y diferenciar el aumento del delay producto de congestión en los canales basado en el grado de

utilización del buffer de un nodo sujeto a una alta demanda (independiente de la tecnología de la transmisión utilizada, sobrepasándose la capacidad de procesamiento de este equipo de comunicación) del generado por el mismo canal de transmisión. Lo anterior, mediante un análisis estadístico y utilizando una reducida cantidad de datos para su desarrollo.

1.2. Estado del Arte

La descripción del Estado del Arte será dividida en 3 principales temáticas. La primera de ellas referente al modelamiento de una red y principalmente relacionada al factor de encolamiento que resulta en el aumento del delay, el cual otorgará la metodología y la dirección de los análisis que se realizarán en el presente trabajo, específicamente en lo que respecta al número de eventos por intervalo de tiempo y al tiempo de arribo entre paquetes, permitiendo conocer los posibles resultados que se obtendrán de estos análisis. La segunda temática corresponde a los mecanismos de control existentes para los escenarios Wired-Cum-Wireless, los que permitirán identificar los patrones utilizados para la detección de anomalías en la transmisión y la complejidad de los algoritmos o mecanismos utilizados y, exclusivamente relacionados, al monitoreo pasivo de datos, es decir, sin retroalimentación entre hosts. Finalmente, la tercera y última temática corresponderá a la recopilación de estudios similares a la presente propuesta, correspondientes a la inferencia de congestión o uso del buffer en un nodo de red mediante el análisis estadístico de datos.

- Modelamiento de la red: La Teoría de Superposición de Independencia de Kleinrock, señala que cada vez que un paquete de datos ingresa a un nodo en la red, adopta una nueva forma independiente de una distribución exponencial de media $1/\mu$, esto quiere decir que los paquetes pierden su “identidad” original cada vez que llegan a un nodo, pasando a formar parte de un colectivo descrito como una distribución exponencial [13]. Adicionalmente, Burke en [2] establece que el proceso de salida de una cola con proceso de entrada de Poisson y tiempo de servicio exponencial, tendrá un funcionamiento de su cola descrito como un sistema M/M/1, ello conforme a la notificación propia de la Teoría de Colas [14]. Estos procesos de Poisson también son utilizados por simplicidad de análisis, a pesar de que existen estudios que señalan que el tiempo de arribo o de ser-

vicio de paquetes no está exponencialmente distribuido y, que concluyen, que el tráfico de Internet o de clasificación geográfica WAN posee distribuciones mayormente cercanas a la auto-similaridad [19], yendo de este modo en contraposición a otros estudios que férreamente respaldan la tesis Poissoniana [3] [10].

Lo señalado en el párrafo anterior, da entender que a pesar de que han aparecido con el tiempo cada vez más teorías contradictorias entre sí respecto al comportamiento del flujo de datos en una red, ninguna de ellas ha señalado explícitamente en qué errores ha incurrido su contraparte como para desvalidarla completamente. Esta situación, da a entender que el comportamiento de los datos es totalmente impredecible o variable, y que, todos los estudios al respecto guardan mayor o menor grado de cercanía con la realidad. Es por ello que, realizar un modelamiento de delay preciso y principalmente dirigido a escenarios con una alta tasa de aleatoriedad como lo es el medio inalámbrico, sea extremadamente complejo.

- Algoritmos de control de congestión para el escenario Wired-Cum-Wireless: Para el protocolo TCP se han creado numerosos algoritmos de variada estrategia y aplicabilidad, especialmente creadas para enlaces end-to-end constituidos por tramos heterogéneos de enlace (guiados o no guiados), las cuales pueden dividirse en 3 únicas categorías: Nivel Capa de Enlace (con TCP-Aware y TCP-Unaware), Separación de la conexión (con Indirect-TCP) y de Modificaciones internas al protocolo (con TCP SACK, TCP Vegas y TCP Westwood, estos 2 últimos exclusivamente dirigidos a enlaces inalámbricos) [20]. Cabe señalar que, estas soluciones, o hacen uso de una estación base (que controla y presta asistencia a la conexión) o retroalimentan con señales respecto al estado/factores de la comunicación (ventana de envío, transmisión y/o congestión, entre otros), no existiendo actualmente algoritmos basados en detección pasiva para este tipo de enlaces.
- Inferencia de congestión y/o utilización del buffer de un nodo mediante análisis estadístico: Respecto a técnicas no intrusivas para la detección de cuellos de botella y/o congestión al interior de un enlace, [22] plantea que es posible realizarlo mediante el análisis de los tiempos entre arribos de los paquetes de datos, pudiendo identificar mediante inferencia estadística los estados de nor-

malidad y encolamiento aplicado a enlaces con múltiples nodos. Sin embargo, la propuesta plantea que esta metodología puede ser aplicada exitosamente en el orden de los 100 paquetes por flujo únicamente en escenarios cableados, sin hacer referencia a escenarios inalámbricos sujetos a pérdidas, condiciones aleatorias o señalando el grado de utilización del buffer al momento de la detección. Finalmente, un estudio similar se realiza en [11], en el que a través del análisis del tercer y cuarto momento central (skewness y kurtosis) de las funciones de distribución de probabilidad pdf e inherentes a los tiempos entre arribos, se pueden identificar procesos de encolamiento en un nodo, lo anterior, sin especificar en la metodología la cantidad de paquetes necesarios para una detección exitosa, el grado de utilización de la capacidad del enlace y/o realizando una mayor cantidad de pruebas en escenarios reales en lugar de simulados.

1.3. Hipótesis

Es posible desarrollar un modelo del delay para un enlace “Wired-Cum-Wireless” que permita identificar congestión por saturación de un nodo en la red, ello a pesar de estar sujeto a la aleatoriedad del medio inalámbrico.

1.4. Objetivos

Desarrollar un modelo del delay para una red “Wired-Cum-Wireless” de amplia extensión geográfica cableada y tramo final WLAN que considere las condiciones desfavorables propias del enlace.

1.4.1. Objetivos específicos

1. Caracterizar una red “Wired-Cum-Wireless” identificando los parámetros y variables que la componen.
2. Desarrollar el análisis de la información y la visualización de los resultados obtenidos.
3. Desarrollar un modelo del delay para el enlace.

4. Validar el modelo propuesto.

1.5. Alcances y limitaciones

Los alcances del presente trabajo se encuentran relacionados a la ausencia de hosts ajenos al del enlace end-to-end original, impidiendo que los flujos de datos que viajan por la red se combinen al interior de los nodos con otros flujos provenientes de estos hosts. Adicionalmente, los análisis desarrollados serán realizados mediante el envío de datos en una sola dirección, de servidor a cliente móvil ubicado en una red WLAN como tramo de enlace final, sin considerar otros enlaces inalámbricos al interior de la red. Estos 2 factores antes mencionados y que no serán considerados, restan un significativo grado de complejidad y aleatoriedad al enlace Wired-cum-Wireless, limitando el presente trabajo a un enlace lógico y físico entre 2 hosts con flujo de datos unidireccional.

1.6. Relevancia del tema y contribuciones de esta tesis

Los estudios relacionados a modelar y/o identificar patrones de una red en su mayoría se encuentran desarrollados dentro del ámbito teórico y simulado, sin explicar de manera detallada el grado de pertinencia y/o aproximación que tienen con la realidad. Adicionalmente, otro gran porcentaje de ellos se encuentran dirigidos a analizar únicamente enlaces cableados o enlaces inalámbricos, dejando de lado la heterogeneidad de los actuales enlaces. Este trabajo busca aportar en la reducción de esta brecha antes señalada, realizando análisis estadísticos de datos reales medidos y obteniendo de ellos un modelo que permita reconocer las etapas de las principales causas de aumento del delay, tales como: encolamiento y saturación por congestión, identificándolas cuando uno de los nodos que conforma la red se ve afectado por ellas. Finalmente, se identificará la cantidad exacta de elementos necesarios para repetir la operación, ello mediante la aplicación de herramientas estadísticas que requieran de reducido tiempo de procesamiento y sean de rápido cómputo, específicamente mediante el cálculo de los momentos centrales de una distribución.

1.7. Proyección

Los antecedentes entregados por este trabajo otorgarán las bases para el desarrollo futuro de algoritmos de control de congestión que apliquen sistemas de detección pasiva (sin retroalimentación end-to-end, de red o local) cuyo funcionamiento dependa del empleo de una reducida cantidad de datos. Paralelamente, el presente trabajo servirá de punto de partida para posteriores estudios de escenarios más complejos compuestos por múltiples hosts que participan en la comunicación y/o la presencia de múltiples tramos inalámbricos en el enlace.

1.8. Organización

El presente trabajo se encuentra organizado de la siguiente forma:

1. Introducción
2. El efecto del delay y los enlaces heterogéneos
3. Aproximación teórica y práctica del escenario
4. Análisis del número de datagramas por intervalo de tiempo
5. Análisis del tiempo entre arribos
6. Conclusión

Capítulo 2

El efecto del delay y los enlaces heterogéneos

2.1. Conceptos de congestión y su control en las redes de datos

En TCP, el control de flujo evita que el host emisor inyecte a la red paquetes de datos a velocidades superiores a las que el host receptor es capaz de recibir y procesar. El flujo de transmisión para cada segmento mantiene directa relación con el tamaño de la *Ventana de Recepción* que posee el host receptor al otro extremo del enlace (TCP Receive Window Size, también conocido como RWIN ó W_R), el que señala el número de bytes que el host es capaz de recibir, y por consiguiente, el transmisor de enviar (mediante el uso de una “Ventana Deslizante” representada en la figura 2,1). El flujo de envío de paquetes de la *Ventana de Transmisión* (TCP Transmission Window Size ó W_S) está determinado por la capacidad libre y disponible en el espacio del buffer del receptor, permitiendo que el transmisor conozca el tamaño de este espacio antes de inyectar paquetes a la red, evitando así que el buffer receptor se sature al ser exigido por sobre sus capacidades de procesamiento y se vea obligado a descartar segmentos, constituyéndose así, en un acuerdo entre 2 partes que no considera el estado de los nodos al interior de la red.

Dado lo anterior y considerando que durante el intercambio de segmentos en la red, las múltiples conexiones de distintos usuarios compiten entre sí con la finalidad de aprovechar de mejor forma los recursos disponibles para su propio beneficio (band-

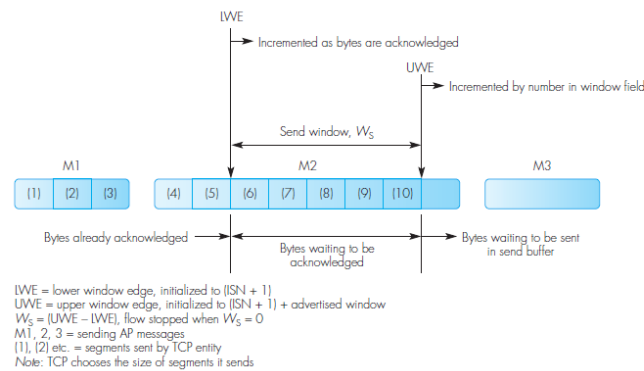


Figura 2.1: Ventana deslizante TCP [6]

width, capacidad de conmutación y uso del buffer, estos 2 últimos principalmente inherentes a los routers), pueden provocar que la demanda de recursos sea mayor a la disponible, dando inicio así a los síntomas de congestión al interior de una red, afectando de forma similar a todos los usuarios cuyos paquetes pasan a través del equipo router congestionado. El primero de estos síntomas corresponde al incremento del delay en los segmentos transmitidos (round-trip time delay RTT), el que aumenta progresivamente hasta llegar a la pérdida de paquetes (producto del desborde de segmentos en los buffers de los routers). Adicionalmente y en casos extremos de congestión, puede provocarse un “colapso de la red” y con ello que el throughput de transmisión se reduzca a una mínima fracción de la real disponible. Para evitar (en lo posible) la situación anteriormente mencionada, se desarrollaron mecanismos de control de congestión, conformados por algoritmos insertos en el actual protocolo TCP y clasificados de la siguiente forma [23]:

1. Por su locación en la red: Pudiendo operar desde distintos puntos o niveles de la red (ej: hop-by-hop, end-to-end o control a nivel de la red).
2. Por sus algoritmos reactivos o proactivos: “Reaccionando” e iniciando su funcionamiento al momento de detectar la congestión (reactivo) o momentos antes de que esta ocurra (mediante el indicio de leves síntomas).
3. Uso de Windows o Rate control: El control de congestión requiere de mecanismos que permitan controlar la cantidad de segmentos que se inyectan a la red. El control a través de Windows (ventanas) implica que los segmentos se midan mediante respuestas del receptor. En Rate control, los segmentos son medidos de manera local por su emisor y transmitidos mediante flujos contantes.

4. Diseño de bucle abierto o cerrado: Referente al diseño de su algoritmo, pudiendo utilizar uno o ambos de forma simultánea. Un bucle cerrado está diseñado para mantener la red en un punto de máxima potencia (zona cercana a “Knee” en la figura 2.2), siendo la potencia o *Power* [15] una medida del desempeño basada en la relación del throughput y el delay :

$$P = \frac{T^\alpha}{\bar{D}} \quad (2.1)$$

Siendo T la medida del throughput, \bar{D} el promedio de delay entre 2 host y el parámetro α el valor utilizado para establecer la preferencia del throughput por sobre el delay. Del mismo modo, se define *Load* o ρ como el nivel de carga utilizada en una red en la escala de 0 a 1, siendo 1 el valor que indica máxima carga utilizada y/o nula capacidad disponible (punto “Cliff”).

Considerando estas 4 clasificaciones, es posible señalar que el control reactivo de un bucle cerrado comienza a operar al momento de alcanzar la zona “Cliff”, y que, pasado ese punto el throughput cae drásticamente y la mayor parte de la capacidad de la red es consumida por las retransmisiones. Por otra parte, la técnica de bucle abierto es totalmente distinta en su funcionamiento, ello al reaccionar antes de que produzca esta caída del throughput (preventivo). El resultado óptimo esperado en un algoritmo de control de congestión corresponderá a “maximizar” la potencia (*Power*) con respecto a ρ , tal como se muestra en las figuras 2,2a, 2,2b y 2,2c. Respecto a la retroalimentación en un sistema de bucle cerrado, este puede ser explícito o implícito. La retroalimentación explícita implica el envío de información o señal desde un host a otro. La fuente que ejecuta la retroalimentación, mediante mecanismos propios incorpora el contenido y aplica un modo de divulgación, pudiendo realizarse de acuerdo a los siguientes posibles modelos:

- Retroalimentación end-to-end: Implica que la información de retroalimentación viaja entre host finales (emisor-receptor). Existen variantes de TCP que utilizan esta técnica como una forma de control del flujo (ej: al momento de comenzar a saturarse los buffers, el receptor inicia el manejo de “los ritmos” de transmisión del emisor), informando la condición de cada uno de los host de forma directa entre ellos mismos.
- Retroalimentación de red: Es generada por un router dentro de la red al momento de detectar congestión de manera local, generando indicadores que pueden

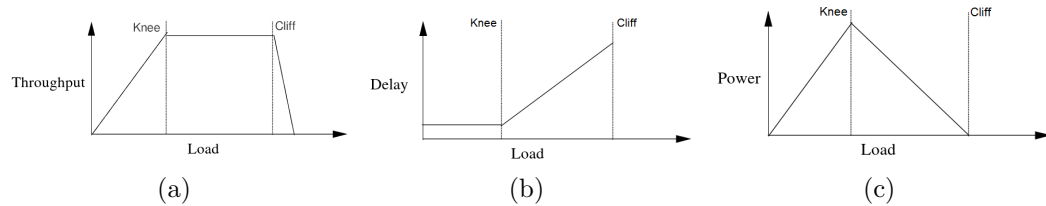


Figura 2.2: Atributos básicos del control de congestión (marcas “Knee” y “Cliff” en función de: a) Throughput; b) RTT; c) Power [8]

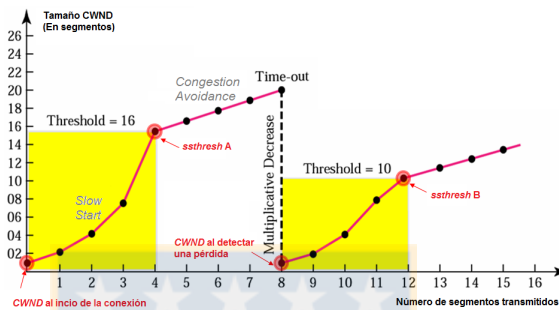


Figura 2.3: Representación gráfica de “Slow Start” y “Congestion Avoidance” [Fuente: edición propia]

ir dirección hacia adelante o atrás del segmento causante de dicha condición. Es también conocido como “control de congestión del gateway” (ej: Source Quench TCP/IP como notificador de congestión hacia adelante del Internet Control Message Protocol ICMP).

- Retroalimentación local: Implica que la información de la retroalimentación proviene de un vecino inmediato al nodo (ej: hop-by-hop).

Por otro lado, la retroalimentación implícita no involucra el envío de señales o de algún tipo información de retroalimentación, ya que pueden aplicarse como un tiempo de espera o como algún otro indicador de pérdida de un segmento por parte del emisor o del receptor. La mayoría de los algoritmos de control de congestión de TCP están basados en información implícita ya que no implican el envío de información o algún tipo de señal al ser el propio escenario (red) la fuente de información (ej: cambios en el tiempo de viaje de los segmentos de ida o RTT), posibilitando la implementación de estos métodos como algoritmos en los host finales de la red.

Previamente se hizo mención a 2 tipos de ventanas (TCP Transmission Window

Size y TCP Receive Window Size), sin embargo, existe una tercera ventana denominada *Ventana de Congestión* o Congestion Window CWND, cuya función es entregar valores que aporten eficiencia al valor propio de W_S , evitando (en lo posible) que este último genere congestión en algún segmento de la red. Gracias a CWND, el emisor ya no sólo evitará enviar segmentos con un número de secuencia mayor al de la suma de la secuencia con ACK, sino que, el tamaño de W_S podrá ser menor al informado por W_R en casos de existir indicios de congestión en el canal de transmisión (ecuación 2.2).

$$W_s = \min(CWND, RWIN) \quad (2.2)$$

“Slow Start” y “Congestion Avoidance” son los algoritmos de control de congestión mayormente conocidos y utilizados (figura 2.3), los cuales evitan el envío de datos a una red ya incapaz de transportarlos, el primero de ellos mediante el aumento de 1 segmento en CWND sólo posterior a la recepción del ACK correspondiente (incremento exponencial) y el segundo introduciendo el concepto de “threshold” y el aumento de $1/CWND$ con cada ACK recibido (incremento lineal). El valor de CWND al inicio de la conexión varía con respecto a la mínima durante el transcurso de la conexión (del tamaño de 1 MSS en el ejemplo de la figura 2.3), pudiendo sufrir variaciones posteriormente conforme a las condiciones de la red.

Finalmente, es necesario destacar que los algoritmos de control de congestión anteriormente señalados corresponden a los mecanismo básicos de funcionamiento del protocolo TCP, los cuales y como pudo apreciarse, basan su funcionamiento en la retroalimentación entre hosts de manera permanente e individual para cada paquete, sin indagar en las causas que generaron la activación de estos, principalmente de slow start, desaprovechando así una capacidad de bandwidth disponible debido a abruptas (y quizás innecesarias) caídas en el throughput de transmisión producidas por un valor de ssthresh que varía de acuerdo a lo informado por un TO o vencimiento de un RTT estimativo. Es por esta razón, que se hace necesaria la correcta determinación de las causas de aumento del delay en un enlace, el cual permita discriminar si las variaciones de su valor son a causa de factores esperados (propios del tipo de conexión) o producto de la presencia de congestión y/o saturación de las capacidades de servicio de un nodo al interior del enlace.

2.2. El delay

En la actualidad, Internet puede ser visto como una infraestructura proveedora de servicios distribuidos para el funcionamiento de aplicaciones en equipos terminales, deseándose que idealmente esto se realice mediante servicios capaces de mover una gran cantidad de datos entre 02 equipos terminales, de manera prácticamente instantánea y sin ninguna pérdida de datos. Sin embargo, este es un objetivo inalcanzable en la realidad, puesto que las redes computacionales constan y dependen necesariamente del factor throughput (cantidad de datos por segundo que pueden ser transferidos o recibidos de forma exitosa) entre terminales (en adelante hosts), introduciéndose por razones físicas y lógicas el factor de delay entre ambos, aumentándose con ello la probabilidad de pérdida de paquetes. De este modo, esta sumatoria de factores ineludibles que limitan el throughput, ha provocado la necesidad de desarrollar algoritmos de control cada vez más robustos, complejos y eficientes, con el fin de que cada host pueda lidiar con estos u otros factores que afecten a la red computacional en la cual se encuentran insertos.

2.2.1. Delay en redes de intercambio de paquetes de datos

Cuando un paquete sale del host de origen, pasa a través de una serie de switches o routers, terminando su viaje en el host de destino, o, cuando un paquete viaja desde un nodo (switch, router u host al interior de una red) al nodo subsiguiente a través de un segmento de red (para un canal de transmisión guiado o no guiado), los paquetes se ven expuestos a sufrir distintos tipos de delay en cada uno de los nodos por los cuales deben transitar. Este delay anteriormente señalado puede dividirse y clasificarse en 04 tipos [16], tales como: delay de procesamiento, delay de encolamiento, delay de transmisión y delay de propagación, siendo la sumatoria de todos ellos el delay total que puede afectar a un paquete de datos. Cabe señalar, que el desempeño de muchas aplicaciones de Internet, puede verse altamente afectado por uno o más de estos delays, afectando con ello la calidad de servicio final para el usuario. Para aportar un mayor entendimiento de éstos, se describirá brevemente la naturaleza de cada uno:

1. Delay de Procesamiento: Corresponde al tiempo requerido para la examinación de la cabecera del paquete (determinando la dirección a la cual va dirigido) y el chequeo de errores a nivel de bits que puedan provenir del nodo anterior.

En los routers de alta velocidad este delay se mantiene dentro del orden los microsegundos o incluso menores a este valor.

2. Delay de encolamiento: Este tipo de delay puede afectar a un paquete tanto al ingreso como a la salida del nodo y es principalmente conocido como el tiempo de espera de un paquete para su transmisión. La magnitud del delay de encolamiento para un paquete en específico dependerá del número de arribos anteriores a él, que se encuentren también encolados y a la espera de su turno para ser transmitidos, pudiendo ser un tiempo extenso bajo ciertas circunstancias y alcanzando valores del orden de los micro y milisegundos. En caso de que la cola se encuentre vacía, el paquete será transmitido inmediatamente con un valor de este delay igual a cero.
3. Delay de transmisión: Considerando que los paquetes son atendidos bajo un criterio de first-come-first-served (FCFS) implementado en las redes de datos, un paquete en específico podrá ser transmitido toda vez que los paquetes predecesores a éste hayan sido servidos también. Se denota la longitud de un paquete como L bits y su tasa de transmisión de un nodo a otro como R bits/seg., el delay queda representado como la relación L/R , siendo la cantidad de tiempo requerido para transmitir o inyectar todos los bits de un paquete al interior de un enlace, fructuando sus magnitudes de tiempo también entre los micro y milisegundos. Este delay comúnmente tiende a confundirse con el delay de propagación, sin embargo, el delay de transmisión no guarda relación alguna con la distancia entre nodos, siendo únicamente la cantidad de tiempo requerido para expulsar del nodo un paquete hacia la red, manteniéndose como una función del largo del paquete y la tasa de transmisión del enlace.
4. Delay de propagación: Una vez introducido un bit al canal de transmisión, el tiempo requerido para propagarse desde la salida de un nodo hasta el ingreso a otro es denominado delay de propagación, tiempo que depende de la velocidad física permitida por el medio de propagación (par trenzado de cobre, fibra óptica, etc.), fructuando de ese modo sus valores entre los 2×10^8 y los 3×10^8 metros/segundo. En otras palabras, el delay de propagación corresponde a la distancia entre 2 nodos d , dividida por la velocidad de propagación s , es decir d/s . Dado lo anterior, las magnitudes de este valor guardan relación directa con la distancia geográfica del enlace y, que su valor, no se relaciona con el

largo del paquete ni con la tasa de transmisión, sino que únicamente con el tiempo de propagación de bits entre nodos.

Finalmente, es posible definir delay nodal como:

$$d_{nodal} = d_{proc} + d_{queue} + d_{trans} + d_{prop} \quad (2.3)$$

2.2.2. Relación entre el encolamiento de paquetes y el tamaño del buffer de un nodo

El espacio de memoria destinado para el almacenamiento temporal de paquetes en un nodo se denomina buffer y es el espacio lógico donde se produce el encolamiento y los cuellos de botella en una red. Los routers y switches distribuidos dentro de una red, en cualquiera de sus gamas, utilizan este mecanismo como regulación de tráfico, siendo este espacio de memoria un parámetro dentro su diseño, prestaciones y/o de su configuración para almacenar paquetes, existiendo actualmente numerosos estudios para determinar la medida ideal de acuerdo al comportamiento de un canal de comunicaciones específico. El método teórico básico para su cálculo es el siguiente:

$$B = C * RTT \quad (2.4)$$

Siendo B el tamaño del buffer, RTT la media del tiempo de propagación ida y vuelta y C la capacidad de la interfaz del router. Cabe señalar, que posteriores diseños han modificado este valor, tales como los modelos de small buffer y/o tiny buffer, pudiendo así calcularse mediante una ecuación específica, la cual no es una característica comúnmente entregada por los fabricantes. Finalmente, de ser este un parámetro sobrestimado podría aumentar considerablemente la latencia del enlace y que, en caso de ser subestimado, la pérdida de paquetes será tal que podrá volverse incluso irrecuperable.

2.2.3. Relación entre el encolamiento y la pérdida de paquetes

Al contrario de d_{proc} , d_{trans} y d_{prop} , el delay de encolamiento puede variar de un paquete a otro, a modo de ejemplo, si 10 paquetes consecutivos entre sí arriban simultáneamente a un nodo con una cola de buffer vacía, uno de los paquetes será

transmitido sin d_{queue} alguno. Sin embargo, el tiempo de espera del resto de los paquetes irá incrementándose hasta ser servido el último de ellos. Es por esto, que para la caracterización del delay de encolamiento se utilizan comúnmente métodos estadísticos, tales como promedio y varianza del delay, además de la probabilidad de alcanzar o no ciertos valores específicos. El delay de encolamiento alcanzará altos valores dependiendo de la tasa de transmisión de datos que inyecte paquetes a la cola y si éstos llegan de manera periódica o en forma de ráfagas. Para su cálculo, se considerará a bits/segundos la tasa promedio de arribo de paquetes a la cola, R bits/segundo la tasa de transmisión a la cual los paquetes son expulsados fuera de ella y, suponiendo que los paquetes poseen una longitud constante de L bits, la tasa promedio de arribo a la cola será La bits/segundos. Todo lo anterior, suponiendo que se dispone de una cola extremadamente grande en capacidad, pudiendo almacenar en ella una infinita cantidad de bits.

La relación La/R se denomina “Intensidad de Tráfico” (Traffic Intensity), siendo un factor importante en la estimación del delay nodal. Si $La/R > 1$, quiere decir que la tasa de arribo promedio de bits que llegan a la cola excede a la tasa en la cual estos bits son atendidos y despachados de la línea de espera. Para este último caso, el encolamiento comenzará a incrementarse y el delay se aproximará a infinito. Dada esta situación, el diseño de cualquier sistema debe obligatoriamente considerar una intensidad de tráfico inferior a 1, ya que en caso que La/R se aproxime a este último valor, la naturaleza del tráfico de arribo impactará directamente en el valor y aumento del delay. A modo de ejemplo, si los paquetes arriban de manera similar y periódica, la probabilidad de generación de delay será prácticamente nula, pero en caso de llegar los mismos de igual forma mediante ráfagas, se generará un aumento significativo de delay. Esto queda reflejado en el caso de que N paquetes arriben simultáneamente cada $(L/R)N$ segundos, donde el primer paquete será transmitido sin ningún delay, mientras el resto se verá sujeto a sufrir $(n - 1)L/R$ segundos de retardo, siendo n el n -ésimo paquete transmitido.

Todo lo anteriormente señalado se enmarca dentro de lo teórico y del entendimiento básico del proceso, ello debido a que, en la realidad, el proceso de arribo de paquetes a una cola es aleatorio, lo que quiere decir que no existen patrones, por tanto los paquetes se encuentran distanciados entre sí por aleatorias unidades de tiempo. Adicionalmente, los valores de La/R no aportan suficiente información para caracterizar el delay de encolamiento, sin embargo, se puede aseverar que cuando este valor tiende a 0, los tiempos de arribo entre paquetes se encuentran mayormente

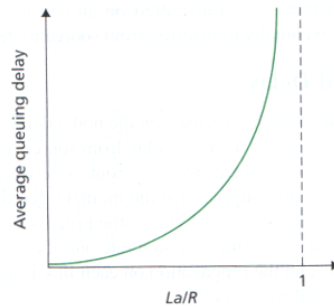


Figura 2.4: Dependencia del delay de encolamiento con la intensidad de tráfico [16]

distanciados entre sí y que, si es cercano a 1, la tasa de tiempo entre arribos excede la capacidad de servicio del nodo, quedando esto representado en la figura 2.4.

Como se verá en punto 2.2, los modelos de encolamiento para redes de datos consideran en su teoría básica una capacidad infinita para la contención de paquetes, siendo que en la realidad, esta variable se encuentra sujeta a la capacidad de memoria específica que posea cada nodo, la cual está relacionada a su diseño, gama y costo de éste. Por esta razón, a medida que la intensidad de tráfico se aproxima al valor 1, los paquetes que vayan arribando dejarán de encontrar disponibilidad de espacio en la cola para ser servidos, siendo de ese modo descartados por el nodo y provocando la pérdida de ellos al interior de la red, impidiendo así que este valor se aproxime al valor infinito como lo señala la teoría.

Finalmente, y desde el punto de vista de una comunicación end-to-end, la pérdida se interpreta como un paquete que ingresó a la red y que nunca logró llegar a destino, por lo que, y a medida que la intensidad de tráfico aumenta, lo hace también la probabilidad de pérdida. Por esta razón, el desempeño de los nodos de una red no se mide únicamente en términos del delay, sino que se debe considerar además, la probabilidad de pérdida de paquetes que éstos poseen.

2.2.4. Delay en un enlace end-to-end

Ya definido el delay para el intercambio de datos entre 2 nodos al interior de una red (delay nodal), es preciso diferenciarlo de delay propio de la comunicación entre hosts terminales, es decir, cliente-servidor o simplemente end-to-end, el que corresponderá al delay nodal acumulativo de los $N-1$ nodos por los cuales transitarán los paquetes a lo largo del enlace (excluyéndose d_{queue} debido a su valor 0 en condiciones

normales):

$$d_{end-to-end} = N(d_{proc} + d_{trans} + d_{prop}) \quad (2.5)$$

Siendo $N - 1$ los nodos localizados entre el cliente y el servidor, d_{proc} y d_{prop} el delay de procesamiento y el delay de propagación de cada uno de los tramos, una tasa de transmisión de entrada y salida de los nodos de R bits/segundo y $d_{trans} = L/R$, siendo L el tamaño del paquete, todo lo anterior para el caso general en donde los enlaces posean delays homogéneos y un valor de delay de encolamiento promedio en cada nodo.

2.2.5. Delays en enlaces 802.11

Dentro de los protocolos de enlace, uno de los que más incide en el desempeño del delay corresponde al del estándar 802.11 [18], en el que, con la finalidad de solucionar la problemática de “estaciones expuestas” y “estaciones ocultas” que afecta a la comunicación, implementaron 2 modos de funcionamiento, uno denominado Distributed Coordination Function o DCF y otro Point Coordination Function o PCF (ambas insertas en la subcapa de control de acceso al medio o MAC). La principal diferencia entre ambos es que en DCF cada nodo compete por hacer uso del medio de transmisión al igual que en el protocolo Ethernet (lo anterior, mediante el uso del Virtual Carrier Sense Function propio del Multiple Access with Collision Avoidance for Wireless MACAW, específicamente del Network Allocation Vector NAV), mientras que PCF proporciona un control centralizado de la transmisión, sondeando cada nodo de su red, consultando a los hosts respecto a la transmisión que requieren realizar y controlando el orden de las emisiones evitando algún tipo de colisión entre paquetes (a través del uso de una señal Beacon emitida de manera periódica de 10 a 100 veces por segundo), utilizando información respecto a los parámetros del sistema, secuencias de salto, tiempos de permanencia, sincronización de relojes, etc. Los modos DCF y PCF pueden coexistir dentro de una misma celda, permitiendo un control central y distribuido simultáneo, ello mediante el control de cada período de tiempo entre tramas mediante la asignación de intervalos con funciones específicas (figura 2.5a y 2.5b):

1. Intervalo SIFS (Espaciado Corto entre Tramas): se utiliza para permitir el diálogo inicial entre distintas partes, esto es, la transmisión de RTS de un

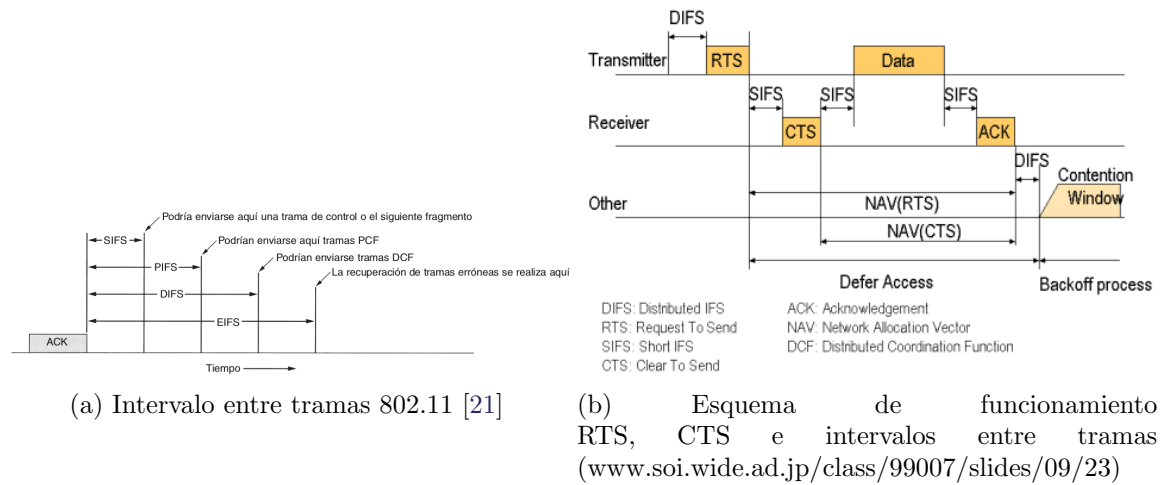


Figura 2.5: Coexistencia entre DCF y PCF

nodo y la respuesta CTS de otro, la emisión de un ACK por parte del receptor debido al correcto arribo de un fragmento o trama completa y/o permitir la transmisión de nuevos datos sin necesidad de repetir la emisión de un RTS.

2. Intervalo PIFS (Espaciado entre tramas PCF): es el intervalo de tiempo utilizado en caso que falle una respuesta dentro del intervalo SIFS, permitiendo que la estación base transmita señales Beacon y que un nodo transmita una trama de datos o secuencia de fragmentos sin interferencia alguna, permitiendo además que la estación base retome el control del canal una vez finalizada la transmisión.
3. Intervalo DIFS (Espaciado entre Tramas DCF): es el tiempo dedicado cuando la estación base no tiene nada que informar, permitiendo que cualquier nodo haga uso del canal para transmitir datos. Aplica reglas de contención y en caso de ocurrir una colisión de paquetes, aplica el algoritmo de retroceso exponencial binario.
4. Intervalo EIFS (Espaciado entre Tramas Extendido): se utiliza para reportar cuando un nodo recibe una trama errónea o desconocida, otorgándole a este evento una menor prioridad debido a que posiblemente esa recepción no le concierne, evitando así que interfiera con la comunicación entre 2 nodos ajenos a él.

Los intervalos anteriormente señalados si bien se encuentran dentro de pequeñas

magnitudes enmarcados en microsegundos, afectan al delay en su conjunto, lo que se ve principalmente reflejado en la incorporación de jitter. Respecto al algoritmo de retroceso exponencial binario antes mencionado (Binary Exponential Backoff BEB), este fue creado para minimizar la probabilidad de colisiones entre nodos pertenecientes a la misma WLAN con estado “disponible” para transmitir y/o recibir datos (intervalo DIFS), evitando así que puedan realizar consultas o envíos de manera simultánea entre nodos, ello a través de la asignación de tiempos aleatorios de transmisión. Lo anterior, se realiza mediante un mecanismo de retroceso aleatorio (backoff) utilizado para aleatorizar el instante en el cual un host intenta acceder al medio inalámbrico. Este algoritmo de backoff entrega un número entero y aleatorio de ranuras temporales (slot time) cuyo valor es igual al tiempo necesario para que el host detecte la transmisión de un frame proveniente de otro host, el cual varía dependiendo el tipo de protocolo (cuadro 2.1), todas ellas contenidas dentro de una *Ventana de Contención* (Contention Window CW) de tamaño variable. Estos slots se van consumiendo si el medio esta libre, deteniéndose unicamente en caso de encontrarse ocupado. Si el contador de backoff queda en cero, el frame es transmitido. Si la transmisión no es exitosa (por colisión o no recibo de ACK), el valor de la Ventana se duplica, repitiéndose este proceso hasta lograr dicho objetivo (con un máximo de 1023 en 802.11b, equivalentes a 5 retransmisiones).

PHY Option	Slot Time (μseg)	DIFS (μseg) = SIFS + 2 slot
802.11a	9	34
802.11b	20	50
802.11g	9 ó 20	28 ó 50

Cuadro 2.1: Valores de “slot time” respecto al tipo de red WLAN

Debido a que el medio de transmisión en el cual viajan las señales inalámbricas puede verse afectado de manera significativa por la atenuación, el desvanecimiento, multi-path, interferencia y por el propio funcionamiento de MACAW, es preferible asociar cierto grado de incertidumbre a estos enlaces, principalmente causado por 2 factores. El primero se encuentra relacionado a la potencia o intensidad de la señal recibida (Received Signal Strength RSS) por el nodo inalámbrico, puesto que el indicador RSSI no considera la calidad de señal (debido a que este último se determina mediante la comparación de la intensidad de señal y la relación señal/ruido). El se-

gundo factor corresponde a la asimetría del tipo de infraestructura a la cual están sujetos los hosts dentro de una red WLAN (sobrecarga de un Access Point AP por exceso de conexiones canalizadas). Cabe señalar, que existen otros tres factores no mencionados que pueden afectar el desempeño de un enlace, siendo éstos el multipath, el handover de nodos que ingresan o salen de un área de cobertura y la idéntica prioridad de envío que poseen los datos (802.11 no ofrece control de Quality of Service QoS), sin embargo, en el caso de multipath se incorporaron en las tarjetas de red equalizadores dinámicos que atenúan este efecto en al menos 0.45 microsegundos, lo que es equivalente a aproximadamente 150 metros de separación entre nodos, considerado así como normal dentro de las capacidades operacionales de los dispositivos utilizados en interiores. Del mismo modo, la probabilidad de incidencia del handover y la falta de QoS dependerá de las necesidades propias del usuario, siendo así significativamente reducidas en comparación con las primeras dos.

2.3. Modelos descriptivos de encolamiento

Múltiples métodos con amplio fundamento teórico se han utilizado para evaluar y estimar el desempeño de una red. Los más utilizados corresponden a Teoría de Colas (Queueing Theory), Ancho de Banda Efectivo (Effective Bandwidth) y Cálculo de Redes (Deterministic Network Calculus y Stochastic Network Calculus). El Cálculo de Redes es la metodología que mayormente se ha desarrollado en el último tiempo, sin embargo, ésta aún mantiene sus fundamentos basados en la Teoría de Colas, teoría que a pesar de que se originó hace décadas, describe de manera aproximada a la realidad la utilización de buffers y el proceso de encolamiento en un nodo.

2.3.1. El modelo M/M/1

Este modelo corresponde al sistema más sencillo de encolamiento y su nombre radica en la nomenclatura de la notación de Kendall $a/b/c$ señalando que a corresponde a un proceso de arribo de paquetes markoviano (como un proceso Poisson con distribución exponencial entre tiempos de arribo), b como proceso de servicio de paquetes mediante tiempos entre salidas distribuidos exponencialmente y, finalmente c , que señala la cantidad de servidores que participan en el sistema, siendo 1 para el presente caso. Cabe hacer mención, que la referencia a servidores no guarda relación con la cantidad de equipos terminales o hosts que proveen un servicio, sino como

un proveedor de servicio intermedio que permite el flujo de los paquetes que son transmitidos de un host a otro mediante un enlace end-to-end. Formas extendidas de la notación permiten especificar el tamaño de la cola (o buffer) y, en caso de no hacerlo, se presume que su valor es infinito y que la disciplina de entrega de servicio a paquetes corresponde a first-come-first-served. Este sistema de encolamiento Markoviano de nacimiento y muerte posee un estado independiente de tasa de arribos λ y de servicio μ , siendo ambos a su vez independientes de la cantidad de paquetes. Matemáticamente, sus modelos dependen de los análisis de sus estados de transición [12]:

$$\pi_j^* = \pi_0^* \prod_{i=0}^{j-1} \frac{\lambda}{\mu} = \pi_0^* \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^j \quad j \geq 0 \quad (2.6)$$

Siendo π_j^* la probabilidad de equilibrio para cada estado de nacimiento o muerte, π_0^* la misma probabilidad para el estado cero, $\lambda_j = \lambda$ la tasa de arribo de paquetes (tasa de nacimiento, considerando que todas las tasas de salida son las mismas para todos los estados) y μ la tasa de servicio o atención de los paquetes en el servidor (tasa de muerte). Lo anterior, considerando como valor para π_0^* :

$$\pi_0^* = \frac{1}{\left(1 + \sum_{j=1}^{\infty} \left(\frac{\lambda}{\mu} \right)^j \right)} \quad (2.7)$$

Donde $\lambda < \mu$, reduciéndose además el denominador a $\left(\frac{1}{1 - \frac{\lambda}{\mu}} \right)$, quedando finalmente de la forma:

$$\pi_0^* = 1 - \frac{\lambda}{\mu} \quad (2.8)$$

La relación λ/μ representa la intensidad a la cual la tasa de arribos, como fracción de la tasa de servicio, puede ser evaluada como grado de utilización de las capacidades del sistema, siendo este valor comunmente conocido como ρ , es decir:

$$\pi_0^* = 1 - \rho \quad (2.9)$$

De la anterior ecuación, se puede entender que la probabilidad de que el sistema se encuentre disponible para ser utilizado (ej: π_0^*), puede ser aplicada para todos los sistemas de encolamiento cuyo tamaño sea ilimitado. Finalmente y para la obtención

de la probabilidad estacionaria para cualquier estado j es:

$$\pi_j^* = \rho^j (1 - \rho) \quad (2.10)$$

A medida que la utilización del sistema aumenta, lo hará también la probabilidad de que aumente con ello el tamaño de la población de paquetes. Por ello, analíticamente, el promedio de paquetes en el sistema está definido por:

$$\bar{N} = \sum_{j=0}^{\infty} j \pi_j^* \quad (2.11)$$

Considerando que la sumatoria sea convergente, es decir, cuando $\lambda < \mu$, el número promedio de paquetes en el sistema será:

$$\bar{N} = \frac{\rho}{(1 - \rho)} \quad (2.12)$$

Es posible apreciar que cuando $\rho \rightarrow 1$, $\bar{N} \rightarrow \infty$, lo que quiere decir que la tasa de arribos se aproximará a la tasa de servicio, aumentando con ello la cantidad de paquetes insertos en el sistema. La explicación del por qué la cantidad de paquetes aumenta a pesar de que la tasa de arribos es menor a la tasa de servicio es producto del proceso estocástico que lo afecta, lo que quiere decir que por breves instantes de tiempo la tasa de arribos es superior a la tasa de servicio, a pesar de que ésta en promedio es menor, provocando durante estos breves períodos encolamiento debido a la asimetría del sistema (al no generarse “créditos de servicios” cuando el buffer se encuentra desocupado). Cuando el valor de ρ se aproxime a 1 querrá decir que el sistema ya se encuentra congestionado y, que el comportamiento de la cola en función a la cantidad de paquetes en el sistema, corresponderá a expuesto en la figura 2.6 obtenido del Teorema de Little. En el gráfico, la asíntota tiende hacia el infinito a medida que se aproxima al valor 1 de ρ , lo que en términos de redes de datos indica que se aproxima a la máxima capacidad del enlace, provocando que el desborde del buffer del router o switch y la pérdida de paquetes, siendo por ello un 70% el umbral generalmente utilizado en las prestaciones de servicio, ya que una vez excedido este valor, la probabilidad de pérdidas se hace cada vez mayor. Del mismo modo y conforme al Teorema de Little, el número promedio de paquetes en el sistema será el producto del promedio del tiempo de espera λ y el promedio de la tasa de llegadas, es decir:

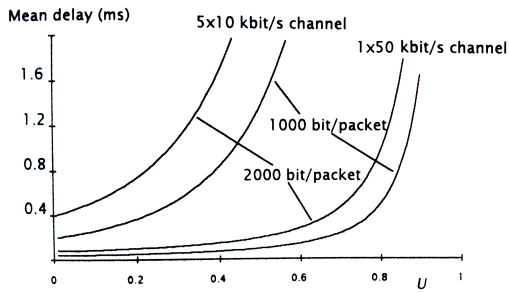


Figura 2.6: Comparativa de media de delay para un medio de 5 canales TDM y un medio de un solo canal para un modelo M/M/m con paquetes arribados mediante distribución exponencial y tamaño medio de 1000 y 2000 bits (con U como utilización del enlace o ρ) [7]

$$*\lambda = \frac{\rho}{(1 - \rho)}c \tag{2.13}$$

Quedando finalmente representado como:

$$*\lambda = \frac{\frac{\rho}{\lambda}}{(1 - \rho)} = \frac{\frac{1}{\mu}}{(1 - \rho)} \tag{2.14}$$

2.3.2. El modelo M/M/1/K de buffer limitado

Como ya se señaló anteriormente, los dispositivos de conectividad reales cuentan con un limitado espacio de memoria o buffer para encolar paquetes, es por ello que se hace necesario hacer referencia al comportamiento del modelo básico M/M/1 sujeto a este tipo de condiciones. Considerando que el sistema cuenta únicamente con $K - 1$ buffers, ni la población de paquetes en el sistema ni en servicio pueden exceder el valor de K , además la tasa de arribos de paquetes para el estado K se perderá de manera similar al del buffer saturado, quedando los estados de transición representados como:

$$\lambda_j = \begin{cases} \text{si } j < K & \lambda \\ \text{si } j \geq K & 0 \end{cases} \tag{2.15}$$

y:

$$\mu_j = \mu \quad j = 1, 2, \dots, K \tag{2.16}$$

De este modo, se puede reescribir la ecuación 2.5 como:

$$\pi_j^* = \begin{cases} \text{si } j \leq K & \pi_0^* \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^j \\ \text{si } j > K & 0 \end{cases} \quad (2.17)$$

Utilizando como resultado de:

$$\pi_0^* = \frac{1}{\left[1 + \sum_{j=1}^K \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^j\right]} \quad (2.18)$$

Simplifando la ecuación 2.16 de la siguiente forma:

$$\sum_{k=0}^{n-1} r^k = \frac{1 - r^n}{1 - r} \quad (2.19)$$

Y rescribiendo la ecuación 2.44 como:

$$\pi_0^* = \frac{1 - \frac{\lambda}{\mu}}{1 - \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^{k+1}} \quad (2.20)$$

$$\pi_j^* = \begin{cases} \text{si } j \leq K & \frac{1 - \frac{\lambda}{\mu}}{1 - \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^{k+1}} \left(\frac{\lambda}{\mu}\right)^j = \frac{1 - \rho}{1 - \rho^{k+1}} \rho^j \\ \text{si } j > K & 0 \end{cases} \quad (2.21)$$

Cabe señalar, que al contrario del modelo M/M/1, este modelo tendrá $\pi_0^* \neq 1 - \rho$ debido a las limitancias del sistema, ya que el número de paquetes en servicio en un instante determinado será menor a lo indicado por el estimador, ello debido a que los nuevos arribos con buffer saturado se perderán. Finalmente, se concluye que este sistema es estable por definición e independiente de su estado de uso, debido al automático descarte de paquetes arribados en exceso.

2.3.3. El comportamiento real del tráfico de datos

Hace décadas atrás, los diseñadores de redes comúnmente consideraban distribuciones de Poisson para estimar la capacidad requerida de una red (considerando la aplicación de fórmulas de Erlang para el tráfico de voz), del mismo modo, numerosos estudios afirman que las llegadas de paquetes de datos a un sistema pueden modelarse como un proceso de Poisson [17]. Sin embargo, y a medida que han evaluado las redes y su tráfico, se han desarrollado y aplicado nuevos modelos que con éxito

han conseguido representar la situación actual, pasando así desde procesos de Poisson markovianamente modulados MMPP hasta llegar con un modelo de tráfico autosimilar (o Self-Similarity), proponiendo este último que el número de llegadas de paquetes por segundo dependen del estado anterior en milisegundos (inclusive de magnitudes superiores), siendo así una contradicción explícita a los procesos markovianos. Cabe señalar, que a pesar de que este nuevo modelo propuesto ha sido consistente en representar las nuevas redes, aún no ha sido del todo preciso para todo tipo de muestras y/o como para dejar obsoletos a los otros modelos. Dado lo anterior, surge la pregunta: ¿bajo qué condiciones sigue siendo válido el clásico modelo de Teoría de Colas?. La respuesta a esto es que este modelo aún se mantiene como conocimiento básico para el entendimiento del desempeño de una red, teniendo resultados todavía acertados para el tráfico actual cuando las distribuciones de los paquetes son “suaves”, motivo por el cual dependerá del tipo de red en particular que se desea analizar y/o diseñar.

2.4. El modelo Wired-Cum-Wireless y la problemática de los enlaces heterogéneos

Debido a la masificación de Internet y a la proliferación de nuevas tecnologías y dispositivos para el usuario final (notebooks, tablets, celulares, etc.), se han diversificado también los medios de transmisión con la finalidad de cumplir con los principios de Quality of Service QoS, utilizándose para ello medios guiados como fibra óptica o par trenzado de cobre y/o medios no guiados como Wi-Fi o Bluetooth, entre otros (figura 2.7). Dado lo anterior, el escenario Wired-Cum-Wireless al cual apunta el presente trabajo se encuentra presente en la gran mayoría de los lugares frecuentados por un usuario común, tales como el uso de un Access Point mediante el protocolo Wi-Fi (802.11) desde un domicilio, trabajo, recinto educativo y/o comercial, cuyos usuarios desean acceder desde su host móvil a diferentes aplicaciones de red localizadas en servidores distribuidos en lugares geográficos lejanos. Para lograr esto, es necesario establecer un enlace end-to-end entre un host cliente móvil y un servidor remoto, debiendo sortear los paquetes de datos, medios heterogéneos de comunicación, nodos y otros factores que afectarán en su rendimiento.

A pesar del masivo uso y de los desarrollos dirigidos a este tipo de conexiones [20], aún es posible mencionar un amplio listado de problemáticas relacionadas principal-

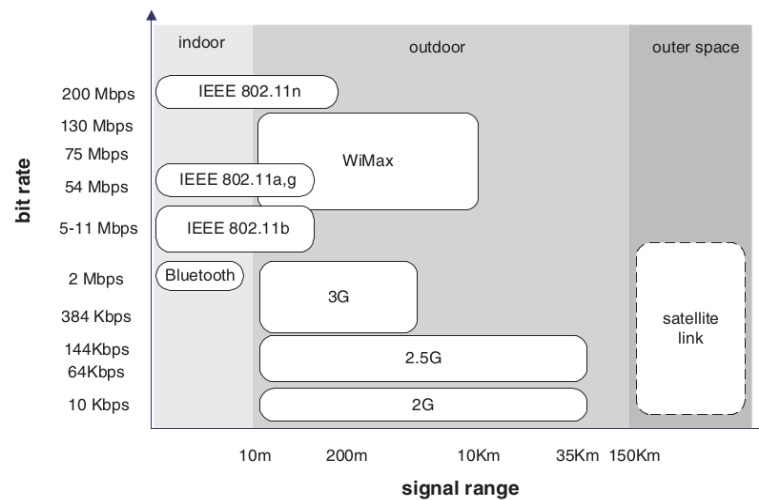


Figura 2.7: Comparativa entre distintos protocolos de comunicación inalámbrica [Fuente: www.globalspec.com/reference/81104/203279/chapter-7-b3g-systems]

mente al segmento inalámbrico del escenario en comento. Las causas y consecuencias de estos problemas se encuentran ligados a 5 principales factores (excluyéndose intencionalmente un sexto relacionado a la movilidad del host):

- **Bandwidth inalámbrico limitado:** Este es causado por limitantes propias de la tecnología utilizada (IEEE 802.11b), esta capacidad inherente al canal y la diferencia que se genera en comparación con el medio cableado, hace prácticamente inevitable la generación de colas en los puntos de recorrido donde cambian los medios de transmisión (principalmente desde el cableado hacia el inalámbrico, representado en la figura 2.8), dependiendo así de la capacidad de los buffer en los routers (cuyo uso no es exclusivo de un solo usuario y/o conexión) para poder contener una gran cantidad de paquetes que ingresan por un medio y que obligatoriamente debe retransmitirse de manera más pausada por otro.
- **Extensos Round Trip Time (al establecerse y durante el transcurso de una conexión):** Esta situación queda expuesta en la figura 2.9, en ella se representa una conexión a un servidor WEB mediante medios cableados e inalámbricos de forma separada e independiente una de otra. El primer medio cableado alcanza la condición de “HTTP request” a los 135 ms, mientras el medio inalámbrico lo hace a los 320 ms, tiempo en el cual la primera conexión ya tuvo 185 ms de transferencia de datos.

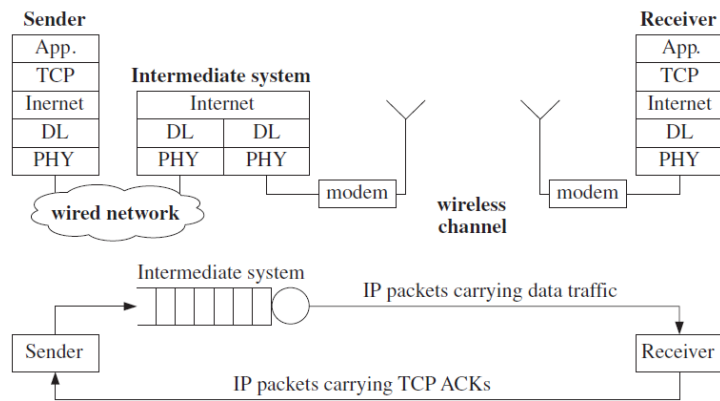


Figura 2.8: Generación de colas debido a la diferencia de capacidad entre los canales cableados e inalámbricos [5].

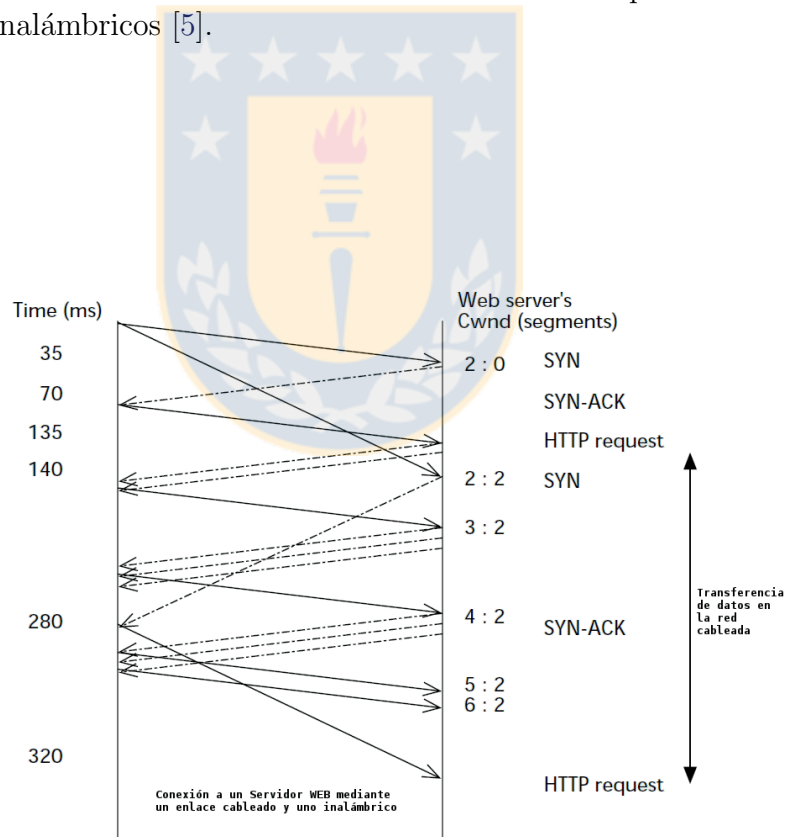


Figura 2.9: Diferencia y problemática entre los tiempos de viaje para los medios cableados e inalámbricos [20].

- Espera de ACK: Si la confirmación de recepción de un paquete a nivel enlace inalámbrico toma demasiado tiempo, el host transmisor puede quedar en condición de Time Out TO antes de recibir el ACK por parte del receptor, generándose una retransmisión innecesaria de un segmento correctamente recibido, y que además, en caso de estar a la espera de un mismo ACK por tercera vez, provocará que el host transmisor reduzca su W_S , CWND, ssthresh y accione sus algoritmos de “fast retransmit” también innecesariamente.
- Distintos tiempos de viaje: Si las transmisiones en el enlace inalámbrico llegan fuera de orden OOO (Out-Of-Order), estos resultarán en ACK duplicados por parte del receptor, los que en caso de repetir 3 veces la misma condición para un paquete, hará que los mecanismos de control del host transmisor reaccionen innecesariamente. Esta transmisión redundante producto del medio inalámbrico y del protocolo TCP se denomina “Interference”.
- Pérdidas aleatorias: Utilizando la métrica Bit Error Rate BER (medición de error en los bits durante una transmisión debido a ruido, interferencia, distorsión, problemas de sincronización, etc.), se obtienen valores que indican que la conexión inalámbrica supera de forma significativa a la cableada en términos de errores en las transmisiones, por lo que la propuesta de una solución eficiente no yace en retransmitir un segmento perdido todas las veces que sea necesario, ya que ello aumenta la tasa de transmisión debido a la adición de información redundante, incrementando también el tiempo de procesamiento generado por los algoritmos de codificación/decodificación (tales como FEC). Además, los sistemas de control de errores se vuelven ineficientes cuando el canal de transmisión es inestable, ya que si la tasa de pérdidas es sobrestimada por los algoritmos de control de congestión, la tasa de transmisión disminuye innecesariamente (desaprovechando bandwidth), y si es subestimada, la pérdida de paquetes será tal que no podrá ser recuperada.

Capítulo 3

Aproximación teórica y práctica del escenario

Para la conformación de un escenario Wired-Cum-Wireless dentro de un ambiente controlado de laboratorio se desarrollaron múltiples montajes y/o configuraciones (en adelante denominados como setups), cada uno de ellos conformado por un enlace host-to-host entre un equipo servidor-transmisor de datagramas a un equipo cliente-receptor, todos diseñados con la finalidad de que paquetes de datos (datagramas UDP) recorran tramos de enlace unidos mediante uno o más nodos, en condiciones de que uno de ellos genere procesos de encolamiento y prestación de servicio para la salida de datagramas. Adicionalmente, y para la realización del análisis del escenario, se desarrolló un programa generador y receptor de datos instalado en cada uno de los hosts, permitiendo la captura de datagramas, la obtención de su información individual y el análisis de red de “grano fino” (descritos en los capítulos siguientes), verificando la semejanza de la teoría descrita en el capítulo anterior con un escenario real emulado. Las razones para desarrollar distintos setups, yacen en la necesidad de obtener información que sirviera de comparación entre un escenario con baja probabilidad de pérdida de datagramas, reducido jitter y sin distintos tiempos de viaje en su medio de transmisión (enlace cableado referencial), con otro escenario inalámbrico que someta su transmisión a la aleatoriedad de medio (enlace Wired-Cum-Wireless). Estos 2 escenarios fueron primero desarrollados a pequeña escala mediante el uso de reducido hardware, ello con la intención de desarrollar las herramientas de medición, incorporando posteriormente una mayor cantidad de dispositivos o nodos para asemejar el escenario a uno real.

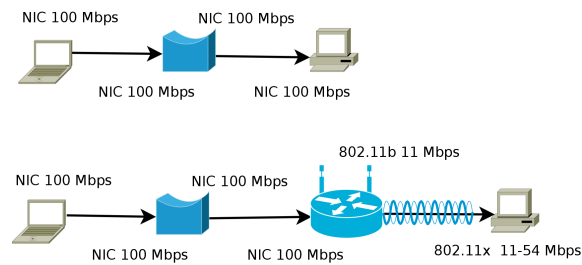


Figura 3.1: Setup $n^{\circ}1$ de representación de una red cableada (superior) y Setup $n^{\circ}2$ de una red Wired-Cum-Wireless (inferior) [Fuente: elaboración propia]

3.1. Construcción de un escenario representativo de pruebas

Con la finalidad de replicar un escenario Wired-Cum-Wireless en un espacio acotado de laboratorio, el cual permita testear el funcionamiento de un software desarrollado exclusivamente para la captura de datagramas y la obtención de información del estado del escenario, ello mediante el empleo de una reducida cantidad de recursos de hardware, se desarrollaron los dos primeros setups conformados por un enlace lógico host-to-host entre un equipo cliente y uno servidor, el primero unido mediante un enlace físico cableado y el segundo a través de una red WLAN (mediante la incorporación de un router), ambos representados en la figura 3.1, los que incorporaron un nodo central configurado con *NetEm* y con ello valores de delay, jitter y pérdidas de paquetes [9]. Adicionalmente, se trabajó con *Traffic Control* en el mismo nodo central a fin de manipular los requerimientos de velocidad de salida de los datagramas a la red y provocar la generación de encolamiento, ello mediante la inyección de datagramas a la red por parte del host servidor a una velocidad mayor a la que pueden procesados por este nodo. El setup $n^{\circ}1$ está constituido por dos enlaces cableados y corresponde al modelo más básico de todos, siendo su propósito el conocer el comportamiento del buffer del nodo central sin la presencia de fluctuaciones aleatorias propias del medio inalámbrico, para posteriormente ser comparadas con las del setup $n^{\circ}2$ y verificar así, el grado precisión y la solución de errores en el software desarrollado y la pertinencia del setup propuesto con un escenario real.

3.1.1. Software desarrollado y su implementación

Se desarrollaron dos programas para ser ejecutados en los hosts cliente y servidor, ambos programados bajo lenguaje Python mediante concepto de Socket para el intercambio de datos. La versión incorporada en el servidor transmite segmentos bajo protocolo UDP mediante datagramas de 1500 bytes de tamaño, los cuales son posteriormente recibidos por el cliente luego de recorrer todas las tramas y nodos de la red. El programa del servidor no manipula las cabeceras IP ni UDP, sino que incorpora en el espacio de datos UDP, información como: throughput de transmisión, tiempo de salida y número del datagrama, ello dentro de 1472 bytes de datos (sin considerar cabeceras de 28 bytes en total), además de llevar un control propio del tiempo transcurrido y de la cantidad de datagramas emitidos. Por otra parte, la versión del cliente, recibe toda esta información incorporando el tiempo de arribo, el tiempo transcurrido y la cantidad de datagramas recibidos. La elección del protocolo UDP para transmisión de segmentos radica en su carencia de algoritmos de control, el cual lo hace más susceptible a ser afectado por las condiciones de la red, ya sea pérdida por saturación del buffer, adelantamiento y/o aumento del delay entre segmentos transmitidos, aportando una visión más clara de lo que ocurre al interior de la red.

Para el control de la transmisión, se hizo uso de la ecuación 3.1, la cual permite determinar el tiempo entre datagramas para su incorporación a la red, permitiendo controlar y variar a requerimiento una tasa de transmisión específica de bits por segundo. Tanto *throughput* como *timesleep* corresponden a vectores con la misma cantidad de elementos, cuyo largo varía de acuerdo a la tasa deseada y la duración de la transmisión. Lo anterior, dará como resultado la cantidad de datagramas por segundo que deben enviarse para obtener el throughput deseado, siendo su inversa la fracción de tiempo necesaria que el host servidor debe esperar entre cada transmisión.

$$timesleep[n] = \left(\frac{\left(\frac{throughput[n]}{8} \right)}{1500} \right)^{-1} \quad (3.1)$$

Para la sincronización del reloj interno de los hosts se hizo uso de un servidor de Network Time Protocol NTP que posee la ventaja de entregar información en alta resolución, lo que permitió trabajar con medidas de tiempo del orden de los

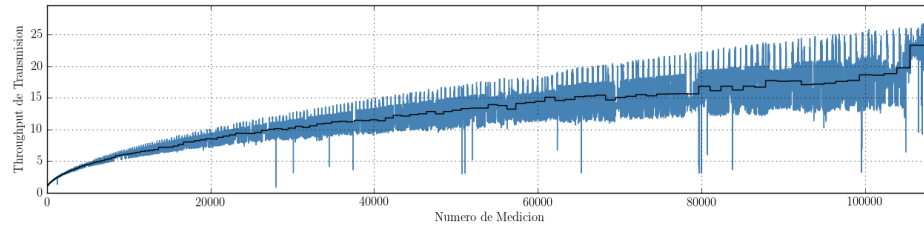


Figura 3.2: Transmisión de 1 a 20 Mbps medida en base a los programas desarrollados (línea negra corresponde al promedio del throughput por segundo y los valores en color azul al throughput instantáneo de cada datagrama)

milisegundos. Era esperable la aparición de variaciones y diferencias en el tiempo individual para cada uno de los equipos, valor que aumenta a medida que avanzaba el tiempo desde su sincronización (debido a la diferencia en los ciclos de la CPU), sin embargo, al establecerse tiempos para la toma de datos de 8 a 10 minutos, este error se consideró despreciable por su magnitud del orden de los microsegundos.

3.1.2. Validación del escenario y del software de captura

Para validar la información y los cálculos de red obtenidos, se utilizaron distintas herramientas tales como: *Iperf*, *Wireshark* y *Iptraf*. La primera de ellas se utilizó para verificar conectividad y valores en el bandwidth y delay promedio de la red, mientras las otras dos se utilizaron para comparar posibles diferencias en los resultados obtenidos por los programas desarrollados, pudiendo así identificar y cuantificar valores “offset” producto de los tiempos de ejecución de los programas cliente-servidor desarrollados, entre otros. Respecto a los throughputs de transmisión y recepción, en la figura 3.2 se puede apreciar una tasa creciente de transmisión iniciada a 1 Mbps y finalizada a 20 Mbps durante un período de 130 segundos (105.000 datagramas aprox.). En la figura 3.3 se visualizan los resultados obtenidos del mismo proceso, apreciándose la semejanza entre éstos. Adicionalmente y mediante idéntica metodología se corroboraron los valores de las pérdidas de datagramas para los casos de encolamiento y/o las provocadas de manera aleatoria por el medio inalámbrico.

Respecto a las condiciones de la red, se configuró el nodo central con *NetEm* en ambos setups para incorporar valores de delay promedio de 150 ms con una desviación estándar de 15 ms de distribución normal y se limitó con *Traffic Control*

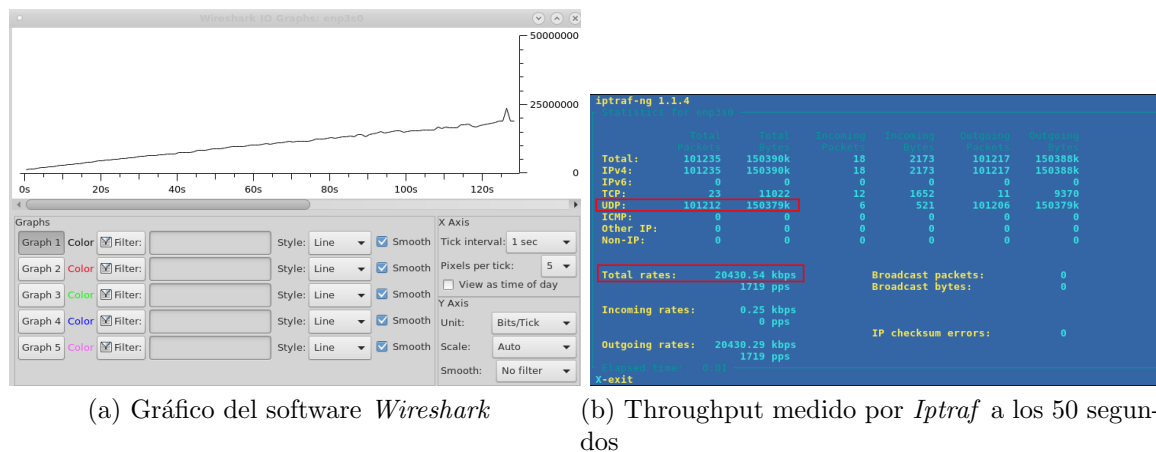


Figura 3.3: Comparativa de throughput de transmisión del host servidor de 1 a 25 Mbps mediante el uso software de análisis de red

la capacidad de salida de datos a 13 y 7 Mbps para los setups $n^{\circ}1$ y 2 respectivamente. De este modo, se realizó una transmisión de datagramas desde 1 a 15 Mbps de forma creciente por 50 segundos y se mantuvo ese último valor por otros 10 segundos adicionales. Cabe señalar, que adicionalmente se modificó la configuración de protocolo en el router del setup $n^{\circ}2$ a 802.11b, obteniéndose un bandwidth disponible de transmisión de 11 Mbps (figura 3.4).

De este modo, a través de los cálculos de las pérdidas, delay y throughput medidas en el cliente, se identificó el valor de carga utilizada y la dependencia del delay de encolamiento con la intensidad de tráfico (figuras 3.5 y 3.6). Teóricamente, el punto de saturación y desborde de paquetes debe iniciarse al alcanzar la capacidad máxima del canal, coincidiendo con los puntos “B” al alcanzarse el valor configurado en *Traffic Control*, es decir $\rho = 1$ para ambos setups y, en lo que respecta al inicio del proceso de encolamiento, este puede apreciarse también en los puntos “A”.

Finalmente, se concluye que los programas desarrollados pueden ser utilizados en futuros análisis, los cuales incorporarán en los capítulos siguientes: tiempo de arribo entre paquetes, número de paquetes por unidad de tiempo, identificación de su distribución y análisis estadístico, entre otros. Adicionalmente, se sustituirá *Traffic Control* por el uso de *Ethtool*, programa que también mediante pruebas empíricas demostró alcanzar el punto de saturación conforme a lo señalado en la teoría, limitando de manera real la capacidad de la tarjeta de red NIC sujeta a su configuración

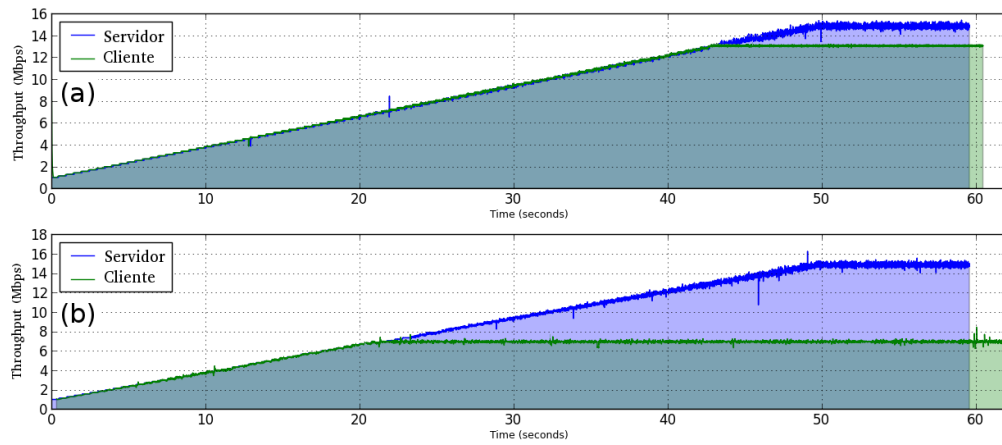


Figura 3.4: Throughput de transmisión y recepción medida en el setup $n^{\circ}1$ cableado (a) y en el setup $n^{\circ}2$ Wired-Cum-Wireless (b)

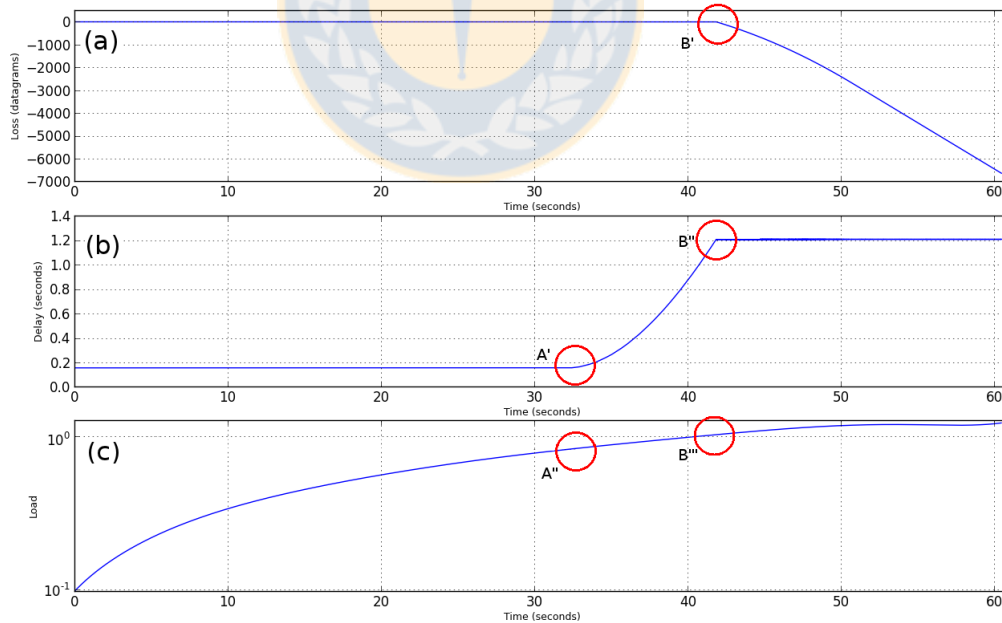


Figura 3.5: Resultados obtenidos para el setup $n^{\circ}1$ cableado de un nodo central

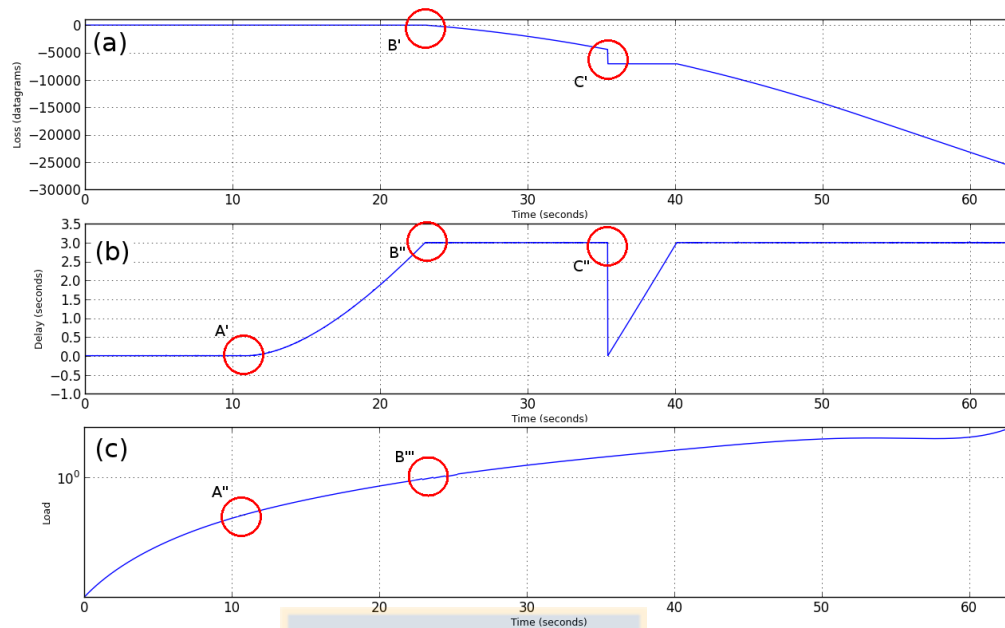


Figura 3.6: Resultados obtenidos para setup $n^{\circ}2$ Wired-Cum-Wireless con un nodo central y un nodo de transmisión inalámbrica (router)

y no mediante el uso de algoritmos como si lo realiza *Traffic Control*. Cabe señalar, que este cambio sólo permitirá modificar la capacidad del puerto a 10 o 100 Mbps y no a requerimiento como en la prueba anterior.

3.2. Construcción del setup Wired-Cum-Wireless a emplear

Consecuente con lo señalado en la sección anterior, el nodo central del enlace con *NetEm* y *Traffic Control* es reconfigurado, esta vez en modo neutro o bridge con su interfaz de entrada limitada a capacidad máxima de 10 Mbps, permitiendo la generación de encolamiento en ese dispositivo cuando el throughput de transmisión del servidor supere la capacidad de servicio de este nodo, provocando así, un fenómeno similar al proceso de encolamiento del modelo M/M/1 (figura 3.7). Sin embargo, en esta oportunidad se adicionarán una mayor cantidad de nodos en la red, aumentando a cuatro para el escenario de referencia cableado y a cinco nodos para el enlace Wired-Cum-Wireless (setups $n^{\circ}3$ y 4 respectivamente, figura 3.8), obteniéndose así procesos de encolamiento similares al representado en la figura 3.9. Adicionalmente, el acuer-

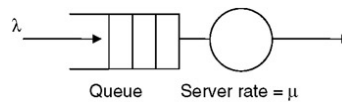


Figura 3.7: Proceso de encolamiento del modelo M/M/1 [Fuente: edición propia]

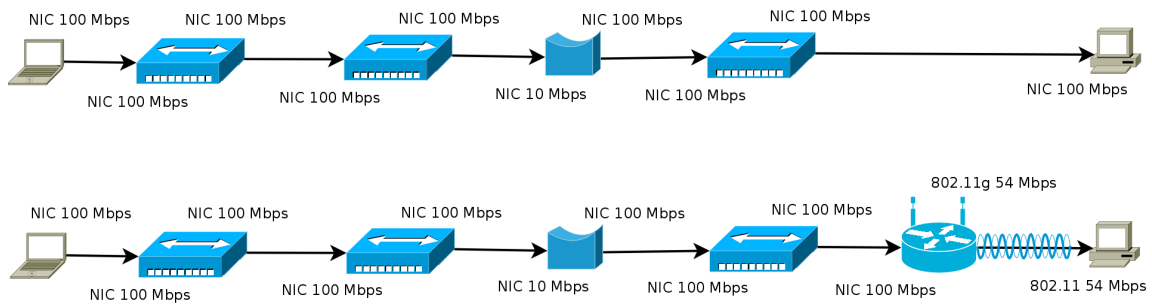


Figura 3.8: Setups de representación de una red cableada (superior) y de una red Wired-Cum-Wireless (inferior) [Fuente: elaboración propia]

do mutuo existente entre dos dispositivos de conectividad que comparten un enlace entre sí (en lo que respecta a velocidad y modo dúplex) mediante “autonegociación”, será deshabilitado también mediante la herramienta *Ethtool*.

Conforme a lo representado en la figura 3.8, se trabajó con un tercer y cuarto modelo de setup, el primero de ellos destinado a la captura de datos en ausencia de delay, jitter y pérdidas aleatorias generadas por el enlace inalámbrico, el cual servirá de base para comprender y modelar el desempeño de encolamiento en el sistema. El hardware de los equipos host (cliente-servidor) y nodo central en modo bridge correspondió a equipos computacionales de escritorio estándar con tarjetas de red IEEE 802.3 Ethernet de protocolo CSMA/CD, interfaz de 1 puerto RJ45 y velocidad de datos 10/100 Mbps para el modo full-duplex, con las salvedades de que el nodo central posee dos de estos adaptadores con la finalidad de manejar la entrada y salida de datos y, que el host cliente, posee adicionalmente una tarjeta de red wireless PCI habilitada para el estándar IEEE 802.11b, “g” y “n”. Los restantes

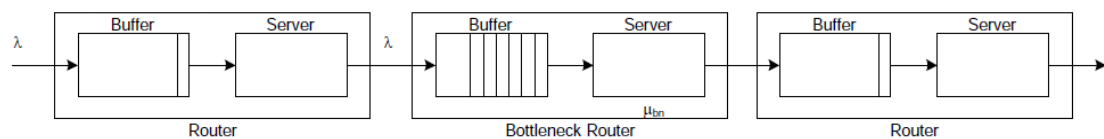


Figura 3.9: Representación del proceso de encolamiento del setup propuesto [Fuente: edición propia]

cuatro nodos están compuestos por tres switches 10/100 Fast Ethernet de distintos fabricantes (Cisco y D-Link) y un router wireless (Linksys) de estándar IEEE 802.11 configurado para funcionar bajo el protocolo “g” y con los valores *threshold RTS* de 0 a 2347. La única finalidad de introducir más nodos en los setups, corresponde a reducir la contigüidad entre nodos y hosts, además de adicionar mayores variables de delay, tales como: d_{proc} , d_{trans} y d_{prop} .

3.3. Generación y recopilación de la información para su análisis

Con la información de la red obtenida en base a la recepción de datagramas, fue posible calcular el delay para el enlace end-to-end en base a la cantidad de nodos totales para cada uno de los dos setups a utilizar, siendo el del enlace Wired-Cum-Wireless:

$$d_{W-C-W_{end-to-end}} = 5(d_{proc} + d_{trans} + d_{prop}) \quad (3.2)$$

Respecto a las consideraciones de este modelo y debido a que el medio de transmisión del datagrama cambiará a partir de quinto nodo, se estima que este último aportará los valores de delay de propagación d_{prop} mayormente expuestos a sufrir inestabilidad y a aumento del jitter, ello debido al funcionamiento de los sistemas de acceso al medio, efectos de multipath e intensidad de la señal de recepción, entre otros. Del mismo modo, se espera la aparición de delay de encolamiento d_{queue} en la interfaz de la entrada del tercer nodo (configurado en modo bridge con una capacidad limitada fija de 10 Mbps. Cabe señalar, que se desconoce la capacidad de buffer del tercer nodo, estimándose que al superar 70 % de la capacidad del medio, es decir $\rho = 0,7$, se iniciará un incremento del valor del delay.

El inicio de la toma de datos comenzó con la emisión de datagramas por parte del host servidor (221.000 aproximadamente), a través de un throughput de 5 Mbps creciente hasta los 10 Mbps, lo anterior, durante una transmisión de los primeros 85.000 datagramas. Posteriormente, el throughput se mantuvo estable durante el envío de 136.000 datagramas adicionales, esto con la intención de obtener una representación completa del escenario y sobre todo del buffer del tercer nodo, desde su estado vacío,

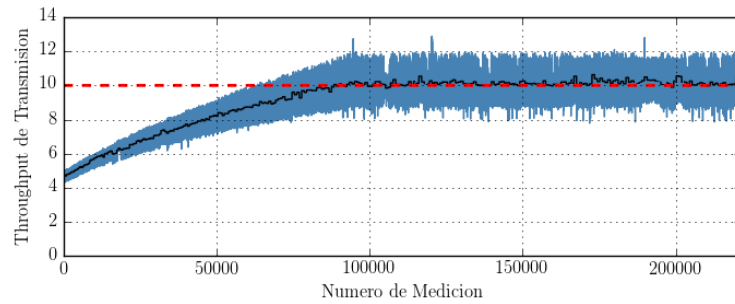


Figura 3.10: Transmisión de 221.000 datagramas (1-85.000 de 5 a 10 Mbps y 85.001-221.000 en constantes 10 Mbps)

encolamiento y saturación (figura 3.10). Los resultados de esta transmisión pueden apreciarse en las figuras 3.11 y 3.12, identificándose que el máximo throughput de recepción correspondió a 10 Mbps, manteniéndose este valor sin variación alguna en el setup $n^{\circ}3$ cableado de referencia y obteniendo un valor cero en la varianza del promedio de bits por segundo. Caso contrario ocurre en el setup $n^{\circ}4$, evidenciándose la presencia de mayores ráfagas de datos con cantidades de datagramas diferentes entre sí, provocando la llegada irregular de datagramas durante idénticos intervalos de tiempo, lo anterior, producto de la variabilidad y aletoriedad del medio inalámbrico. En ambos gráficos de recepción, se identifica el aumento del delay producto del encolamiento y la pérdida de datagrama producto de la saturación.

Finalmente, y mediante lo representado en la figura 3.13, es posible determinar que el escenario referencial (setup $n^{\circ}3$) guarda relación directa con los procesos ocurridos en el nodo central, ello en lo que respecta a valores de delay medidos en el host cliente por el software desarrollado (línea azul) y el medido en el mismo nodo central mediante el uso de *Wireshark* (línea roja). La única diferencia existente radica en el valor de d_{prop} entre el nodo central y el host cliente, debiendo el datagrama recorrer esa distancia física de separación sin presentar algún otro tipo de alteración. De este modo, se espera utilizar los valores medidos en el host cliente del escenario referencial por ser considerados como un “reflejo” de los procesos de encolamiento y saturación que toman lugar en el nodo central, los que luego serán comparados y utilizados de referencia con respecto a las mediciones obtenidas del escenario Wired-Cum-Wireless. Lo anterior, no sólo en lo que respecta al valor del delay, sino que también con el número de datagramas servidos por unidad de tiempo y los tiempos

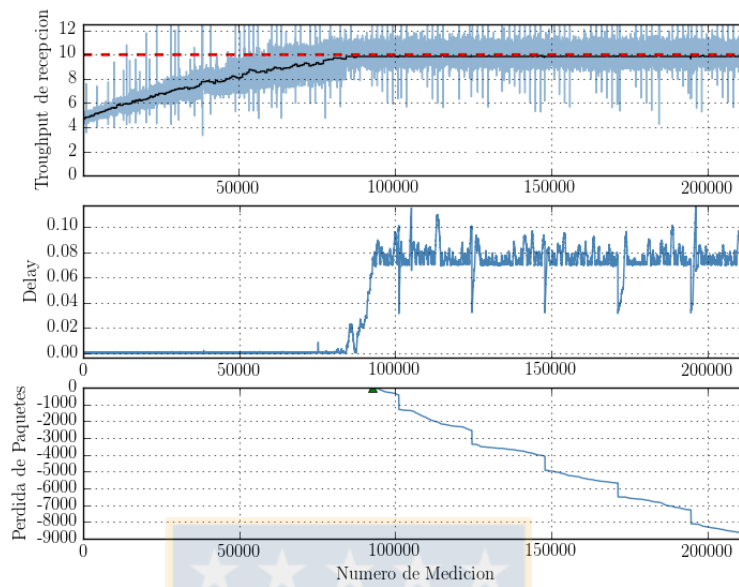


Figura 3.11: Recepción de datagramas en el setup n^o_3 cableado referencial de 4 nodos

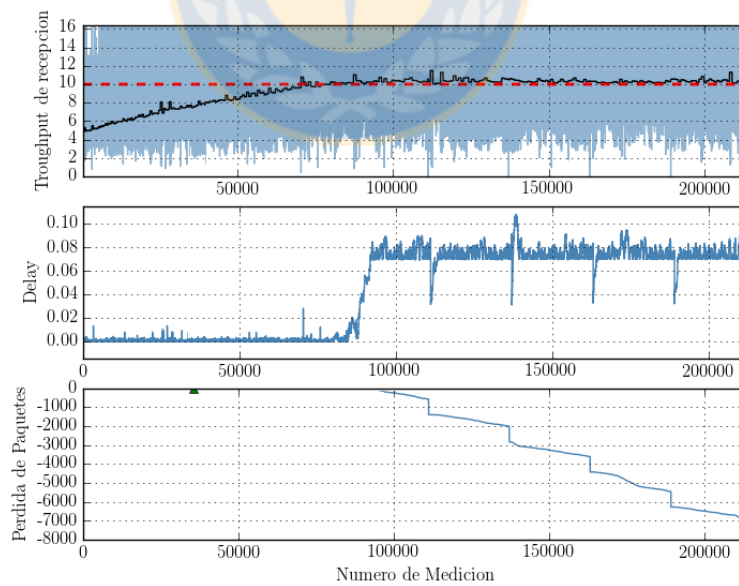


Figura 3.12: Recepción de datagramas en el setup n^o_4 Wired-Cum-Wireless de 5 nodos

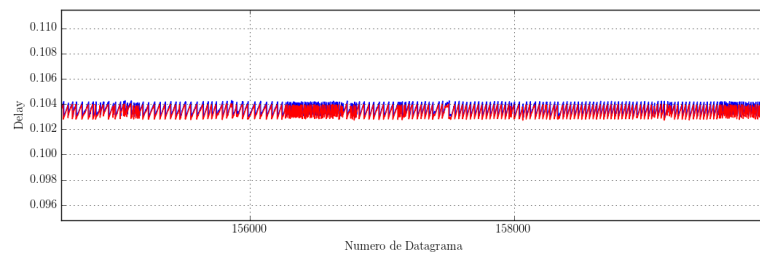


Figura 3.13: Diferencia en las mediciones del delay en host cliente para el setup $n^{\circ}3$ cableado de referencia (azul) y el delay medido en el tercer nodo de encolamiento (rojo)

de servicio individuales entre ellos, ambos correspondientes al nodo central.



Capítulo 4

Análisis del número de datagramas por intervalo de tiempo

Respecto a las muestras obtenidas de escenario referencial cableado y del escenario Wired-Cum-Wireless, puede apreciarse que llevar a cabo una transmisión de 9 Mbps de throughput equivale a emitir 750 datagramas MTU por segundo aproximadamente (figuras 4.1 y 4.2). Lo anterior, implica que para realizar un análisis de a lo menos 10 segundos, se requieren de 7500 datos para identificar su distribución, media y varianza, entre otros. Esto hace que identificar cualquier tipo de fenómeno en la red (tales como encolamiento y saturación) no pueda realizarse de manera rápida y eficiente con datos inmediatos y de reducida cantidad. Para cuantificar la magnitud de esta problemática, una de las propuestas de este trabajo es realizar un análisis del número de datagramas por unidad de tiempo a escala reducida de 10 ms, obteniéndose así una cantidad aproximada de 7 u 8 datagramas por unidad de medición para el mismo throughput antes señalado, esperando encontrar patrones comunes que diferencien los estados de buffer vacío, de encolamiento y saturación. Para llevar a cabo estos análisis, se utilizaron grupos (vectores) de 30 y 60 datos cada uno, obteniéndose de ellos la media, la varianza y el tercer y cuarto momento de la distribución (skewness y kurtosis) para los setups n^o3 y n^o4 .

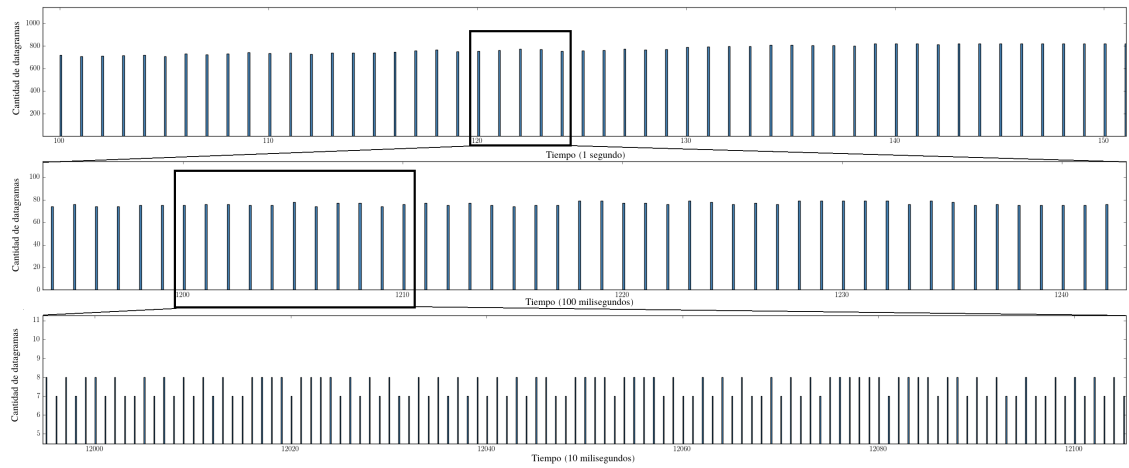


Figura 4.1: Muestra de cantidad de datagramas por unidad de tiempo (1 segundo, 100 milisegundos y 10 milisegundos) para el escenario cableado referencial

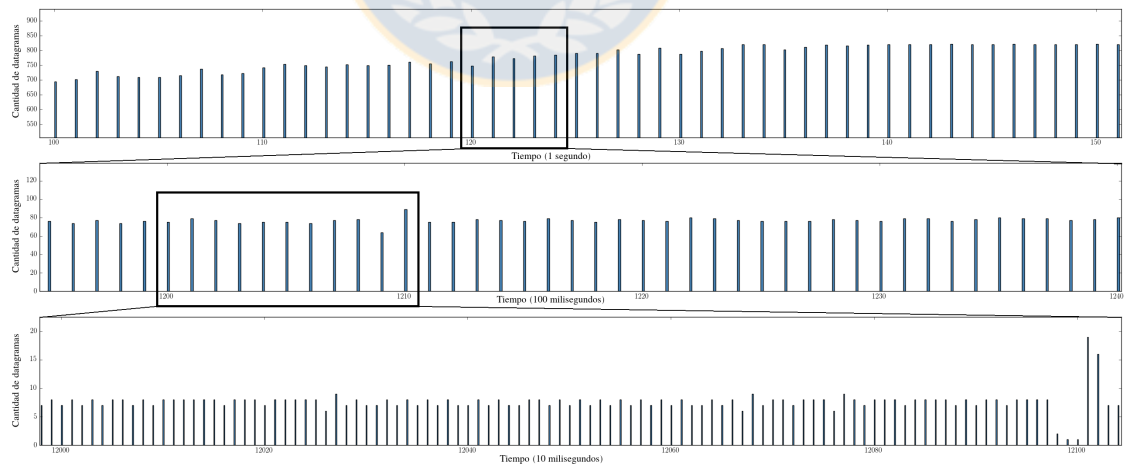
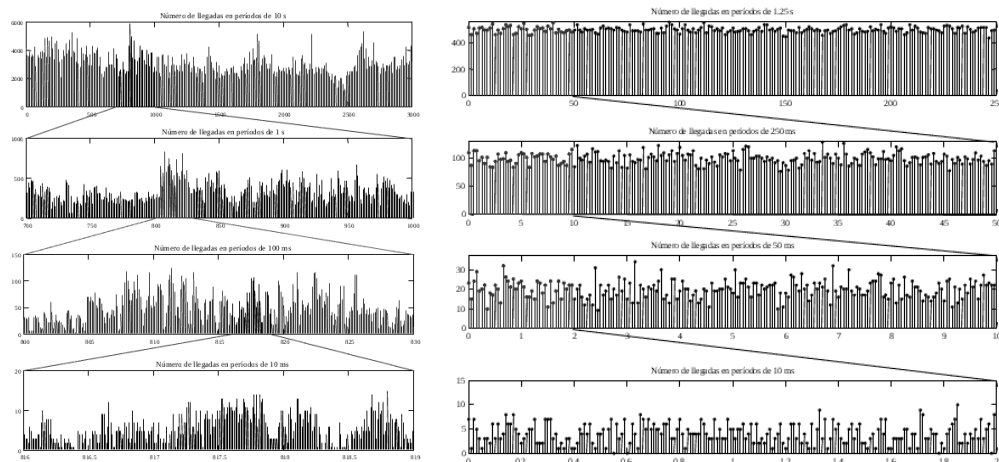


Figura 4.2: Muestra de cantidad de datagramas por unidad de tiempo (1 segundo, 100 milisegundos y 10 milisegundos) para el escenario Wired-Cum-Wireless



(a) Tráfico auto-similar capturado de una red Ethernet

(b) Tráfico de un proceso de Poisson

Figura 4.3: Diferencia del número de eventos por intervalo de tiempo entre tráficos [1]

4.1. Resultados obtenidos

El primer análisis de datos realizado correspondió al del número de datagramas por intervalo de tiempo, siendo este un factor importante para la determinación de la autosimilaridad que puede tener o no el tráfico de datos, ello con respecto a su capacidad de mantener patrones a pesar del cambio de escala en el tiempo y espacio. En la figura 4.3 se aprecia la diferencia en los gráficos obtenidos a través de la captura de un red Ethernet y otro a través de un proceso de Poisson. Tal como se mencionó, la dimensión para el análisis de estos datos puede ser tanto de espacio (largo y ancho) como de tiempo, enfocándose para el presente capítulo los análisis en temporal como lo es la cantidad de datagramas recibidos en el cliente por cada 10 milisegundos.

Como puede apreciarse en las figuras 4.1 y 4.2, los resultados obtenidos guardan mayor semejanza a una distribución de Poisson que a un modelo de tráfico auto-similar, suavizando así sus valores a medida que la escala temporal se hace cada vez más pequeña. Del mismo modo, puede también apreciarse que el enlace Wired-Cum-Wireless no posee valores tan precisos o estables como el del enlace referencial, ya que producto del medio inalámbrico se generan ráfagas de datos que viajan de manera más rápida en comparación a otros, lo que es detectado de mejor forma en

escalas pequeñas de tiempo (por ejemplo, el milisegundo 12100 de la figura 4.2), situación que puede verse aún más incrementada en los casos con presencia de una mayor cantidad de host clientes en una red WLAN que afecten el funcionamiento de los mecanismos de control de MACAW (señales CTS y RTS), además de baja intensidad y mala calidad del enlace, generando instantes de tiempo donde la transmisión de datos es mínima y/o superior al promedio.

El primer grupo de datos a analizar corresponde al del enlace referencial cableado, cuyos resultados serán luego comparados con el escenario Wired-Cum-Wireless de interés. Tal como se mencionó anteriormente, se utilizarán grupos conformados por 30 y 60 elementos (figuras 4.4 y 4.5), con la finalidad de trabajar en base a una cantidad razonable de datos y poder así identificar la varianza y el tercer y cuarto momento estándar. Cabe señalar, que para una mejor representación y comparativa del estado del escenario y del delay que afecta a cada grupo de datagramas, el delay fue ajustado en base a su promedio obtenido de la cantidad de datagramas que conforman cada medición.

Respecto a los valores de la media, puede apreciarse que al alcanzar la cantidad de aproximadamente 8 datagramas cada 10 milisegundos alcanza también la máxima capacidad de transmisión configurada en *Ethtool*. Adicionalmente, comienza a evidenciarse un aumento notorio del delay al sobrepasarse los 7.5 datagramas en la misma escala de tiempo, valores que pueden reconocerse para los grupos de 30 y 60 datos y, sobre todo, para el setup Wired-Cum-Wireless (figuras 4.6 y 4.7).

El análisis de la varianza, skewness y kurtosis, se dividió en 2 etapas:

- Estado vacío del buffer: Este estado arrojó que sus comportamientos (para el escenario referencial y Wired-Cum-Wireless) dependen exclusivamente del desempeño del programa emisor de datagramas y de los ciclos de funcionamiento del host servidor, generándose importantes reducciones en el valor de la varianza, asimetría con tendencia a la derecha de la media (mayor cantidad de datagramas que arriban a la mínima tasa de servicio posible) y alto grado de concentración entorno a la media, todos ellos coincidentes con los primeros 250 milisegundos de iniciado el programa de envío y en los cambios de valor del *timesleep* (cada 0.5 segundos para este caso), haciéndose identificables para todos los escenarios y en cantidad de elementos por grupo.

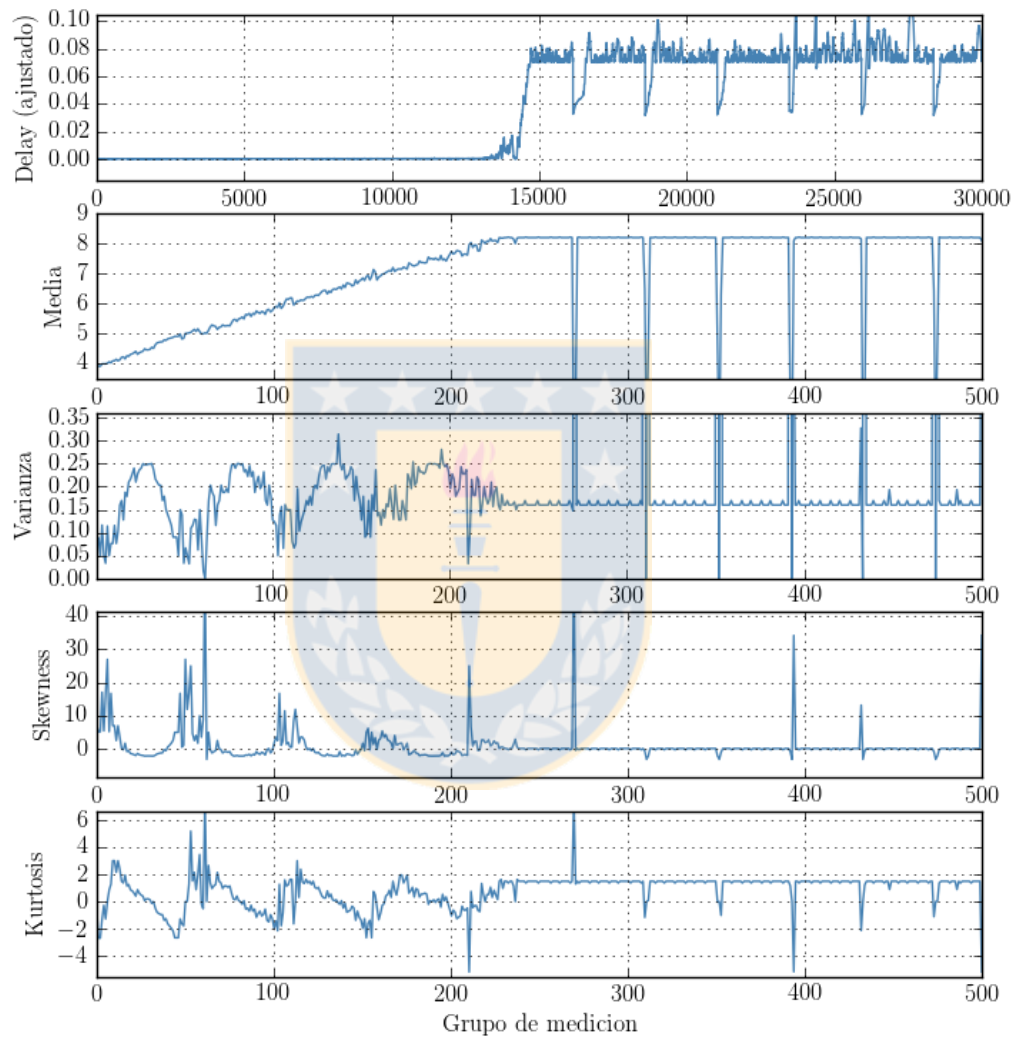


Figura 4.4: Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 60 elementos cada una.

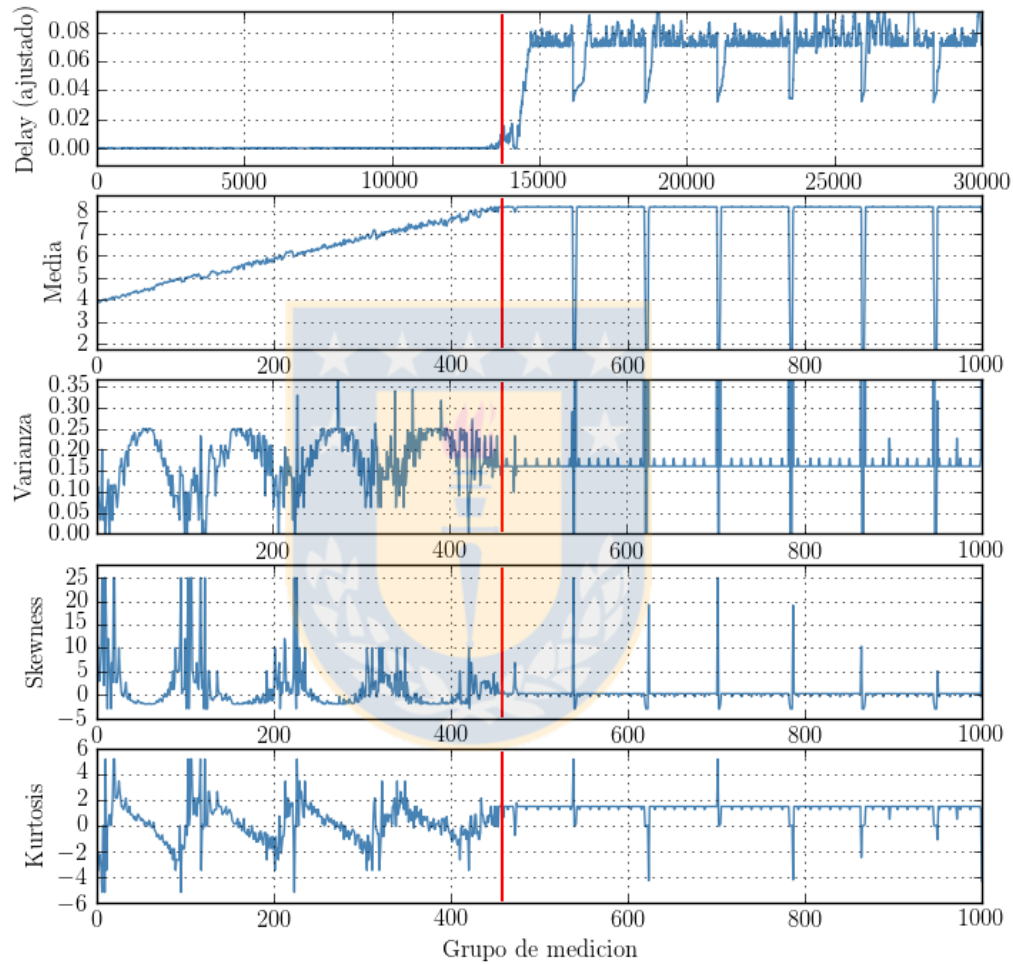


Figura 4.5: Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 30 elementos cada una (línea roja señala ρ aproximado de 0.9).

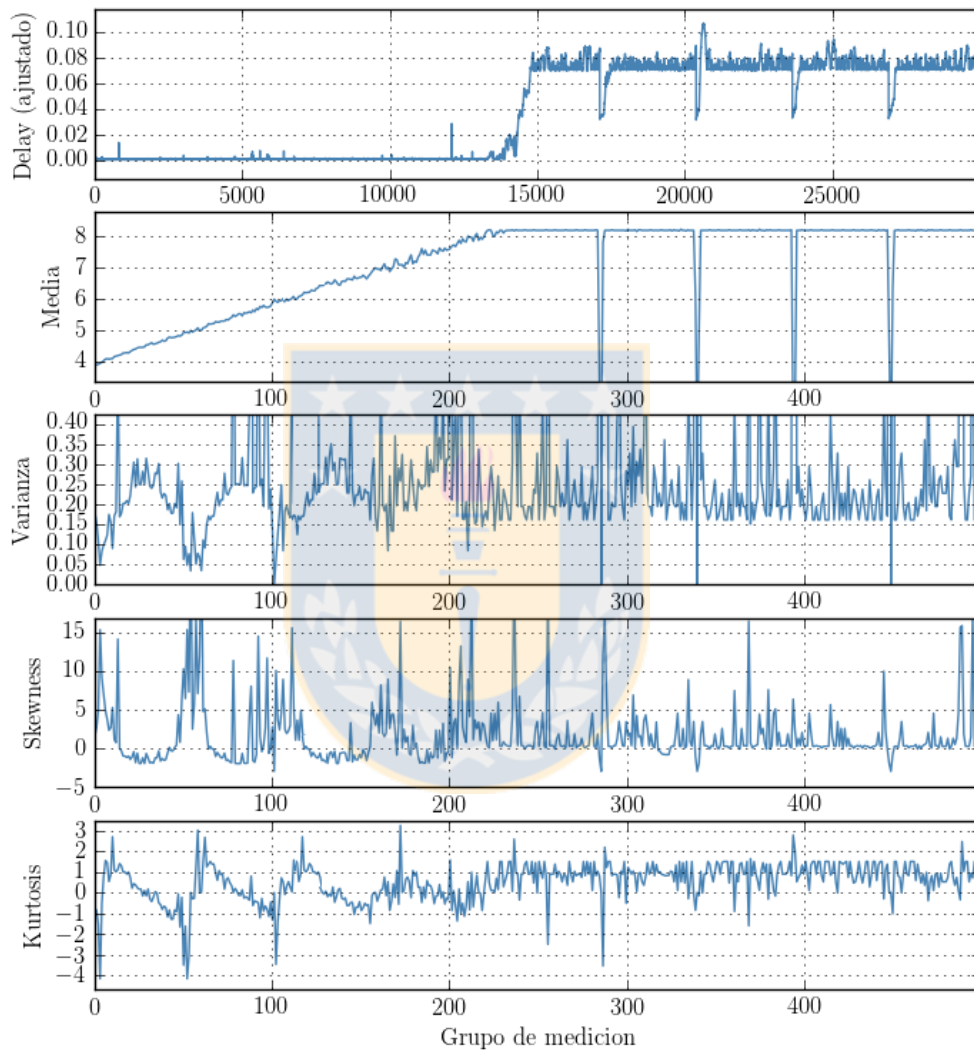


Figura 4.6: Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 60 elementos cada una.

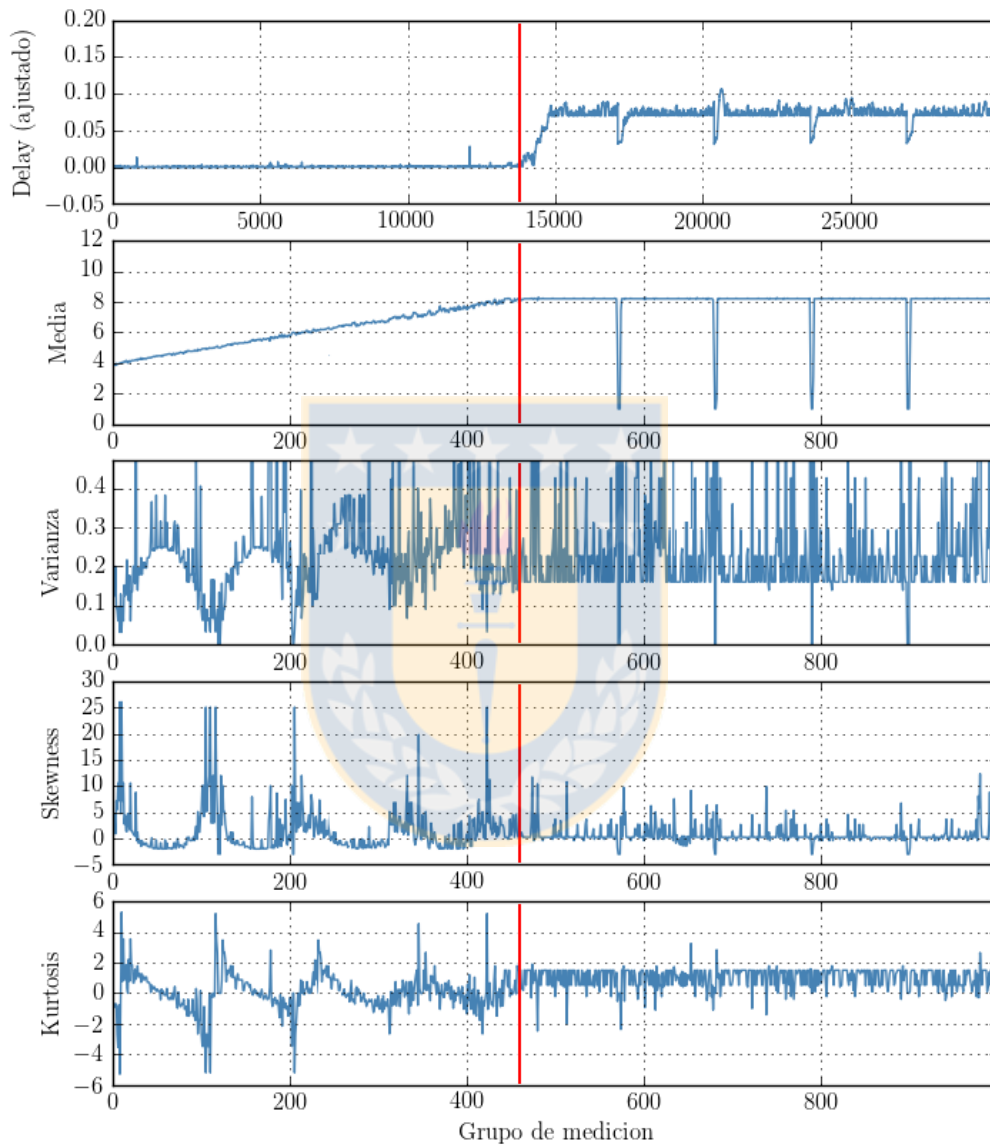


Figura 4.7: Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varianza, skewness y kurtosis para 500 muestras de datos conformadas por 30 elementos cada una (línea roja señala ρ aproximado de 0.9).

- Estado de encolamiento y saturación: No se reconoció algún patrón que permita identificar el inicio del encolamiento y sólo fue posible hacerlo instantes previos al aumento exponencial del delay (ρ aproximado de 0.9), momento en el cual las distribuciones de los datos adquieren una marcada forma normal simétrica (con valor skewness de 0) y una alta concentración entorno a la media (kurtosis ≈ 2).

4.2. Resumen

Los resultados obtenidos del número de eventos (llegadas de datagramas al cliente) por intervalos de tiempo de 10 milisegundos, indican que sin importar la distribución a la cual se encuentran sujetos los paquetes o datagramas de datos al momento de llegar a un nodo para ser servidos (auto-similar, Poisson o distribuciones discretas en general), al pasar por un nodo cuyo buffer se encuentra próximo a alcanzar el estado de saturación (ρ aproximado de 0.9) e incluso después de alcanzar este estado, el número de eventos adquirirá la función de distribución probabilidad que le sea otorgada por el nodo en cuestión, distribución que corresponderá a la de sus mínimos tiempos de servicio.

Capítulo 5

Análisis del tiempo entre arribos

Comúnmente conocido en la literatura como el tiempo sucesivo entre eventos o packet interarrival time PIT, fue analizado en el presente capítulo en lo que respecta a media, varianza, skewness y kurtosis para cada grupo de una muestra conformada por 100 y 200 elementos. El modelo teórico M/M/1 define estos tiempos como propios de un proceso de Poisson, siendo X una variable aleatoria que representa el PIT para este proceso [24]:

$$P(X \leq t) = 1 - P(X > t) = 1 - P_0(t) \quad (5.1)$$

Con función de distribución pdf:

$$F_x(t) = 1 - e^{-\lambda t} \quad (5.2)$$

y función de densidad cdf:

$$f_x(t) = \lambda e^{-\lambda t} \quad (5.3)$$

De lo anterior, se desprende que para este modelo consta una distribución exponencial de media λ . Cabe señalar, que el anterior modelo hace referencia a distribuciones PIT exponenciales, únicamente para los paquetes de datos que arriban a un nodo central y a los tiempos de servicio que se ven sometidos estos paquetes en el mismo. Sin embargo, y tal como puede apreciarse en la figura 3.13, para el escenario cableado de referencia, los resultados obtenidos entre mediciones capturadas en el nodo central y en el host cliente, demostraron que el host cliente puede captar las distribuciones y formas de delay resultantes del proceso de servicio de un nodo bajo

procesos de encolamiento y saturación. Es por ello, que se analizaron los tiempos entre arribos de datagramas en el host cliente, con la finalidad de obtener a través de éstos, los tiempos de servicio del nodo central e identificar así diferencias en su desempeño para distintas fases de utilización de su buffer.

5.1. Resultados obtenidos

Para el presente caso y en lo que respecta al escenario cableado, las pdf obtenidas del análisis PIT muestran que en el nodo central y en condiciones de buffer vacío, no se sufren variaciones en el valor de las distribuciones de origen al momento de atravesar dicho nodo, determinándose que estos mantienen las distribuciones y valores otorgados por el host servidor, situación que puede ser observada en grupos de 200 y 100 elementos representados en las figuras 5.2 y 5.3 (mediciones previas a la línea roja). Sin embargo, al iniciarse el proceso de encolamiento y/o alcanzarse un valor de ρ aproximado de 0.9, los valores de varianza, skewness y kurtosis varían notoriamente respecto al estado anterior, adoptando una pdf normal, platicúrtica y ligeramente sesgada hacia la izquierda (skewness ≈ 0 y kurtosis ≈ 0), manteniéndola hasta alcanzar y sobrepasar el punto de saturación (figura 5.1). De compararse estos resultados con los del análisis del capítulo anterior, se observa que el cambio en las distribuciones se inician prácticamente en los mismos valores de ρ , con la salvedad que para el análisis PIT se requerirán sólo de 100 elementos por grupo para su identificación, en lugar de los más de 200 para el mismo punto como en el análisis del número de eventos por intervalo de tiempo, convirtiéndose el análisis de PIT en una metodología de identificación más eficiente que la anterior. Adicionalmente, es preciso destacar que los resultados inherentes al escenario heterogéneo que se expondrán en el presente capítulo corresponderán en su mayoría a un valor 2347 de RTS, ello al no encontrarse diferencias significativas en los valores de skewness y kurtosis, a excepción de una mayor estabilidad en los valores de la varianza, lo anterior, en comparación a las mediciones obtenidas mediante un RTS de 0.

En lo que respecta al análisis del escenario Wired-Cum-Wireless, al cambiar de medio de transmisión desde uno cableado hacia otro inalámbrico, las pdf adquieren una distribución cercana a la señalada en la teoría (exponencial), la que se identifica al alcanzarse un ρ superior a 0.98 (skewness ≈ 2 y kurtosis > 9), situación que queda

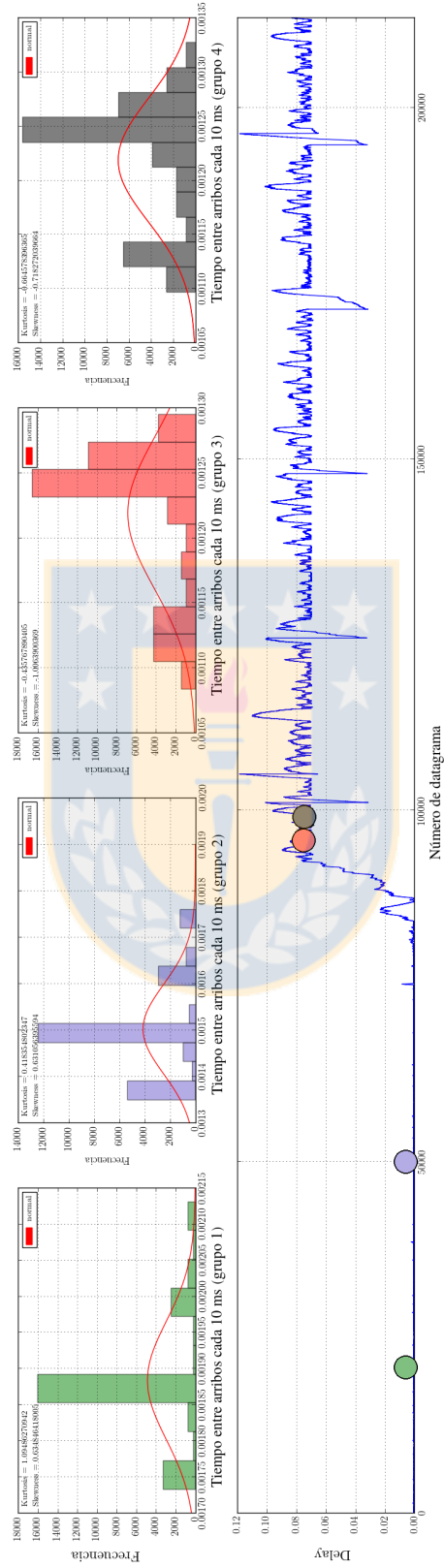


Figura 5.1: Distribuciones basadas en muestras de 100 elementos, valores de skewness, kurtosis y respectiva curva de ajuste de distribución continua para una medición del escenario cableado referencial.

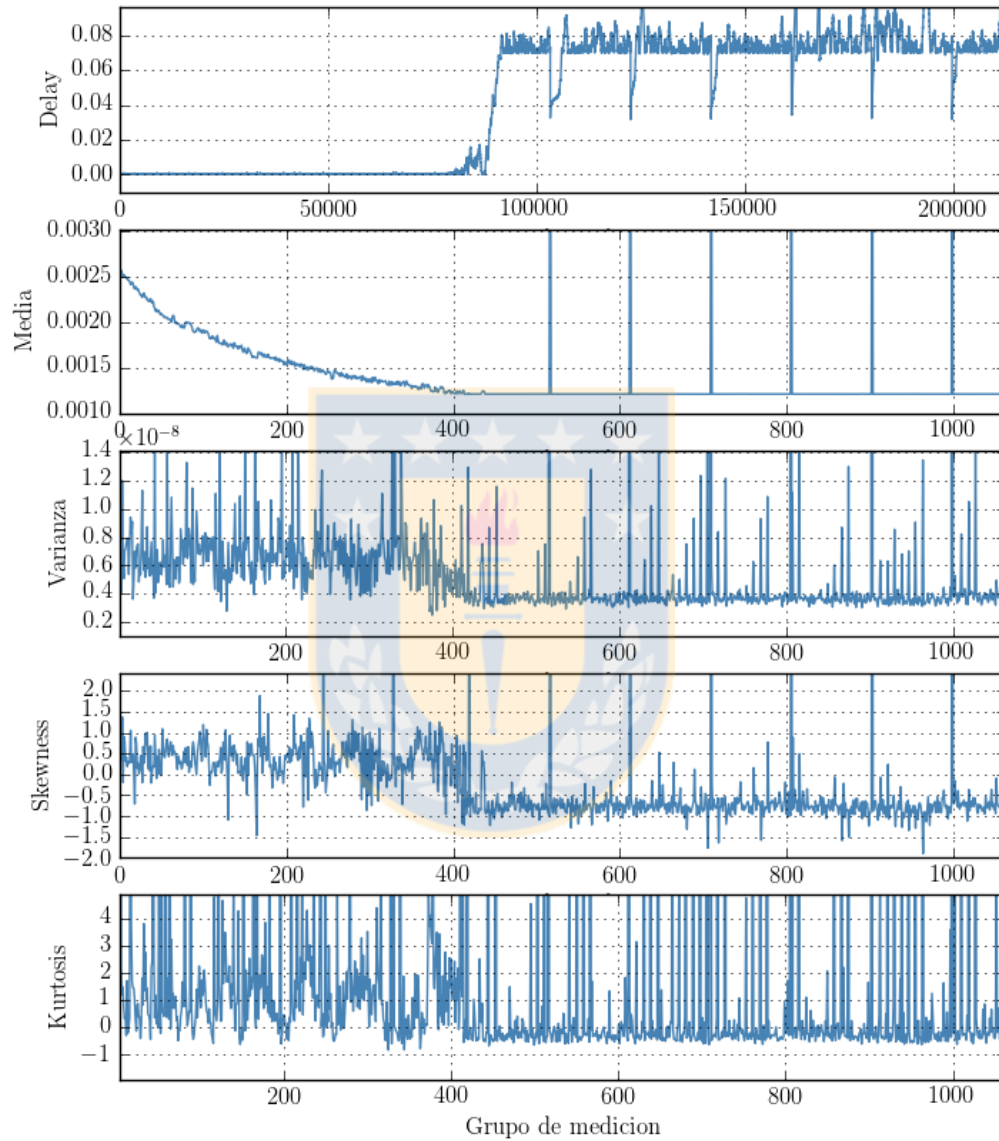


Figura 5.2: Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varian-za, skewness y kurtosis para aprox. 1050 muestras de datos conformadas por 200 elementos cada una.

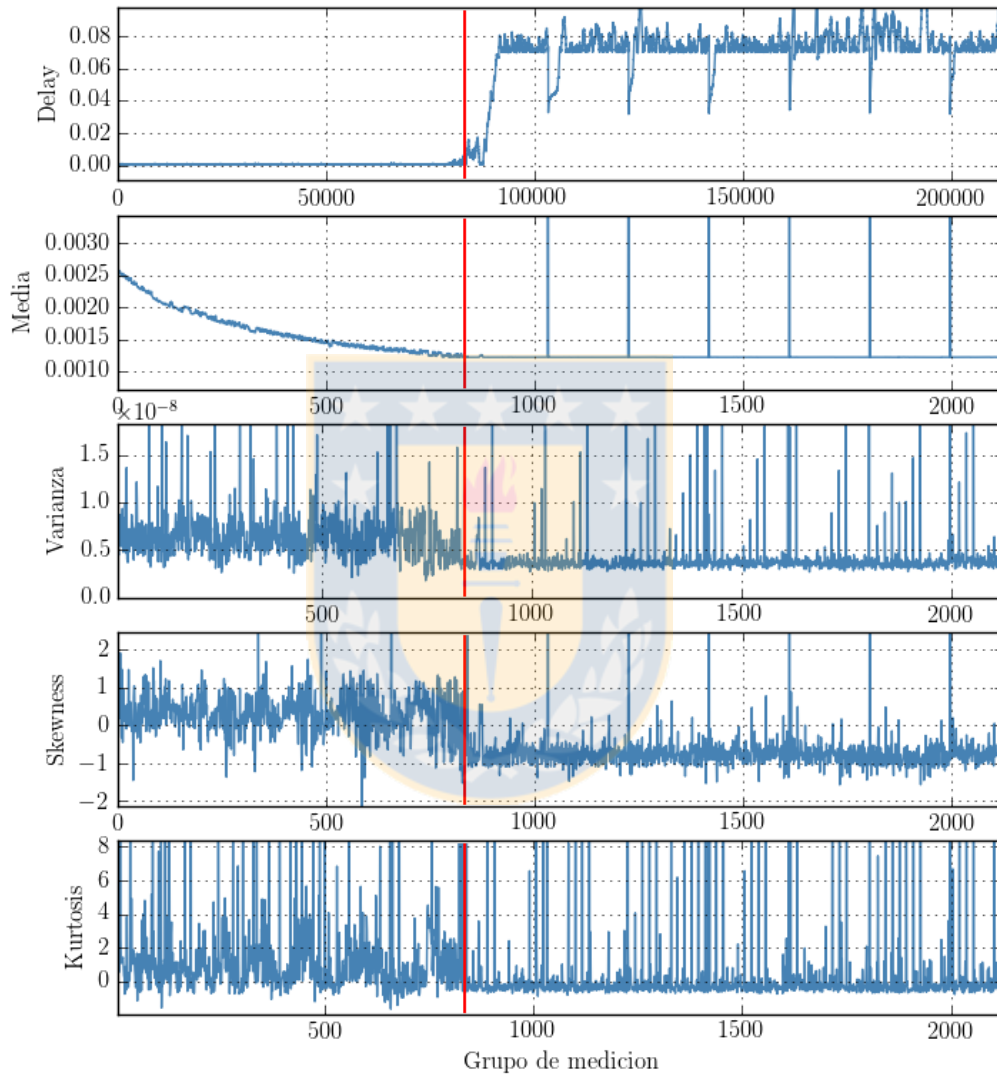
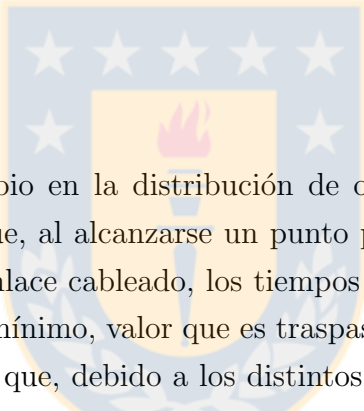


Figura 5.3: Datos obtenidos del escenario cableado referencial de la media, varianza, skewness y kurtosis para aprox. 2100 muestras de datos conformadas por 100 elementos cada una (línea roja marca el valor ρ de 0.9).

expuesta en las figuras 5.4 y 5.5. Para validar esta condición y el modelo de detección a través de este cambio de distribución, se realizaron mediciones desplazando los puntos de saturación y modificando los valores de RTS, repitiéndose este mismo comportamiento bajo parámetros tales como: 100% en la calidad del enlace y a lo menos -28 dBm en nivel de señal, ello tanto para valores RTS mínimo de 0 o máximo de 2347, cuyos resultados quedan reflejados en las figuras 5.6 y 5.7. Cabe señalar, que se encontró que este comportamiento no toma lugar alguno, para los casos donde los parámetros anteriormente nombrados difieren negativamente o si existen dentro del rango de alcance de la WLAN otras redes inalámbricas o host ajenos que puedan afectar el desempeño de los algoritmos de control de MACAW (figuras 5.8 y 5.9). Adicionalmente, es posible apreciar que los valores de kurtosis aumentan significativamente en comparación con el escenario cableado, alcanzando valores en el orden de las decenas.



Este particular cambio en la distribución de origen a una exponencial (figura 5.10), es producto de que, al alcanzarse un punto próximo a la saturación de manera idéntica que en el enlace cableado, los tiempos de servicio en el nodo central se encuentran en su valor mínimo, valor que es traspasado al host receptor a través del enlace inalámbrico pero que, debido a los distintos tiempos de viaje que afectan de manera individual a cada datagrama producto de la aleatoriedad del medio, inciden en que el peso de la cola aumente producto de datagramas que tardan más que otros en llegar a destino.

Estos resultados obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de principal interés, demuestran que en condiciones de inactividad de buffer en los nodos, las distribuciones de los PIT de los paquetes de datos con tendencia exponencial no son un factor común en los equipos de conectividad desplegados en una red, sino que, estos dependen exclusivamente de los ciclos de la CPU, buffer de TCP, UDP y de las interfaces de conectividad de los host emisores, además de mezcla de paquetes provenientes de uno o más host ajenos al enlace end-to-end, los cuales se interceptan en un nodo específico de la red (cuyo caso no es del presente setup).

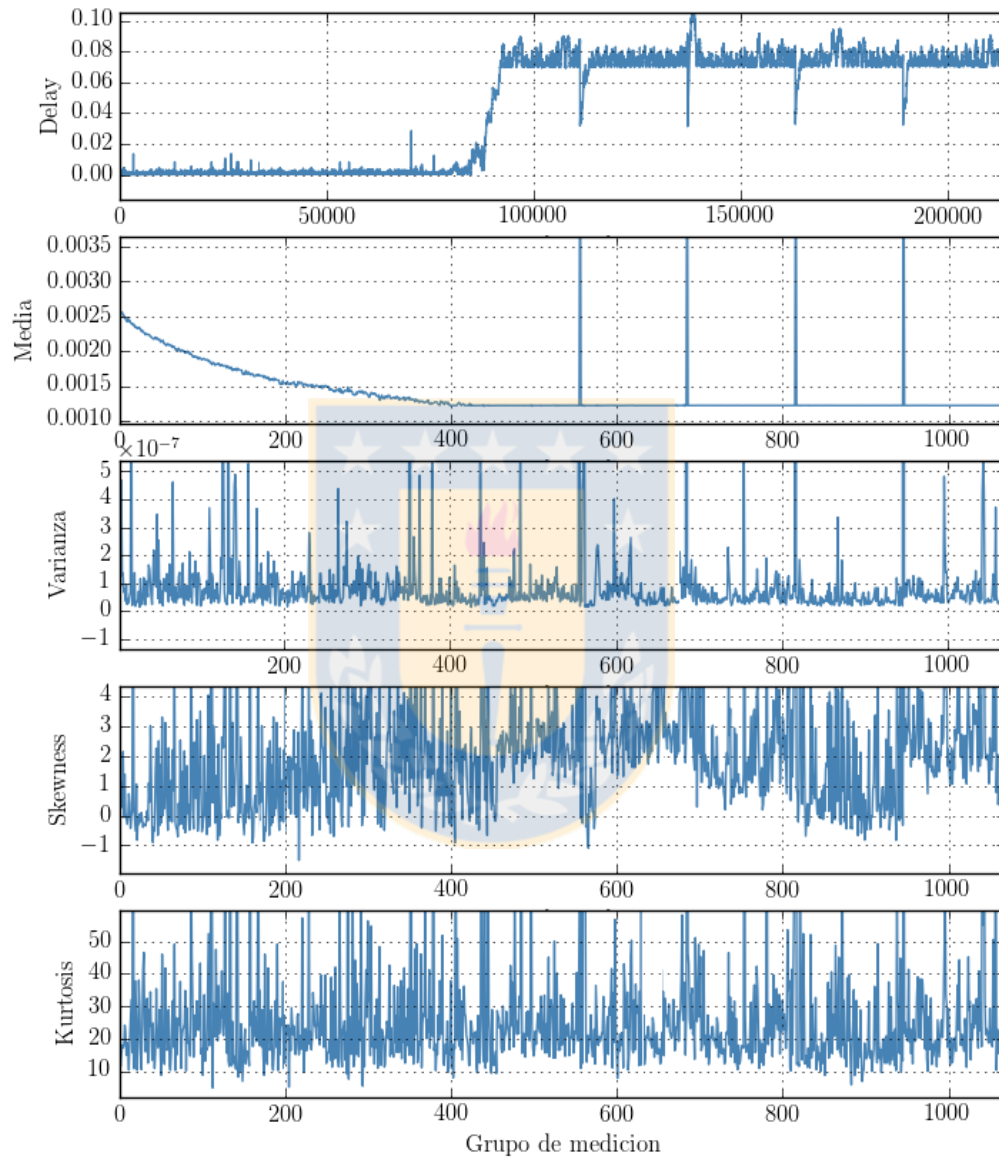


Figura 5.4: Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varian-za, skewness y kurtosis para aprox. 1050 muestras de datos conformadas por 200 elementos cada una.

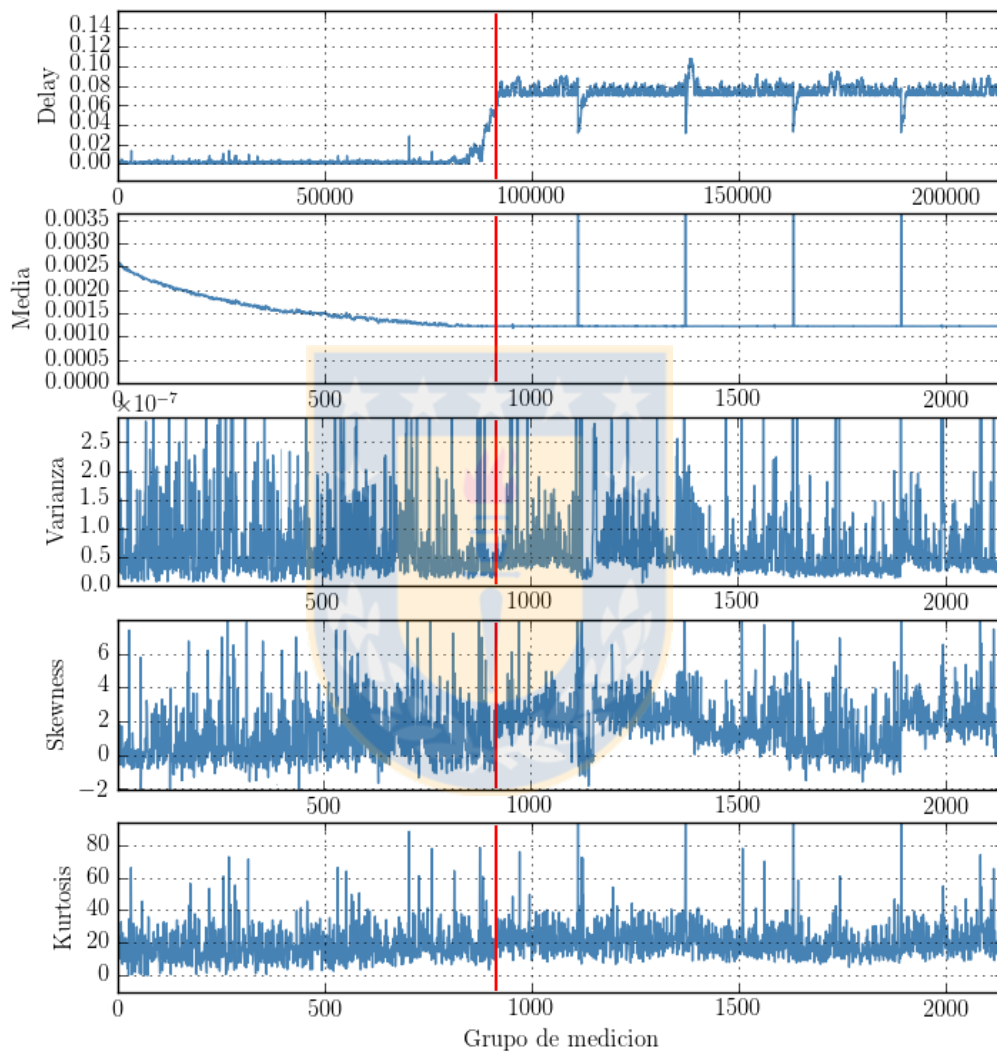


Figura 5.5: Datos obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless de la media, varian-za, skewness y kurtosis para aprox. 2100 muestras de datos conformadas por 100 elementos cada una (línea roja marca el valor ρ de 0.98).

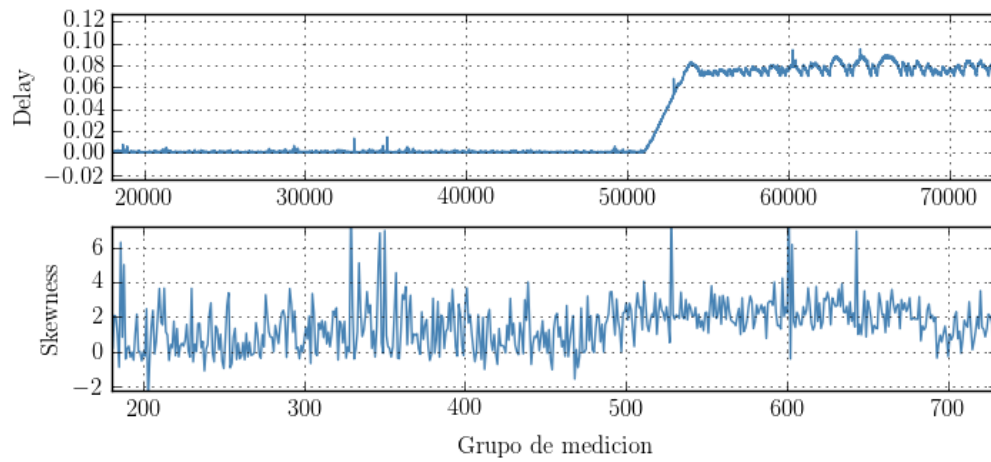


Figura 5.6: Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 0 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -28 dBm).

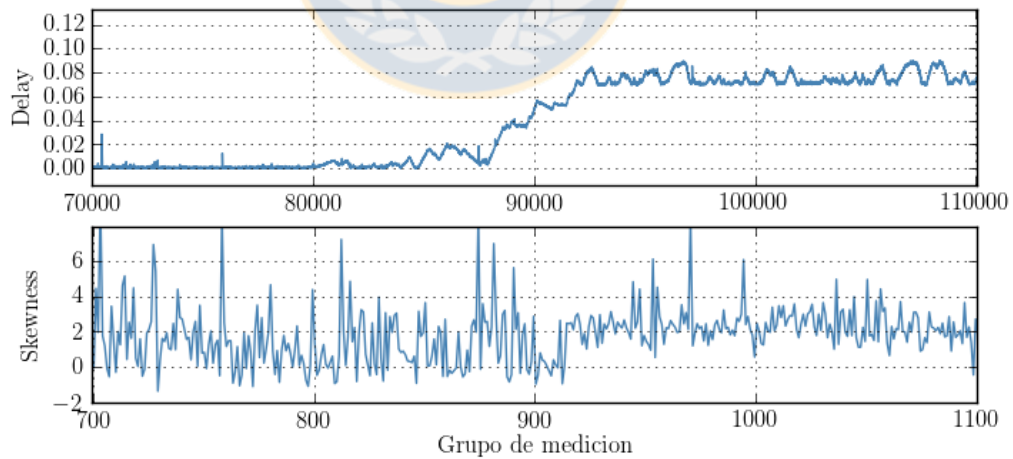


Figura 5.7: Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -28 dBm).

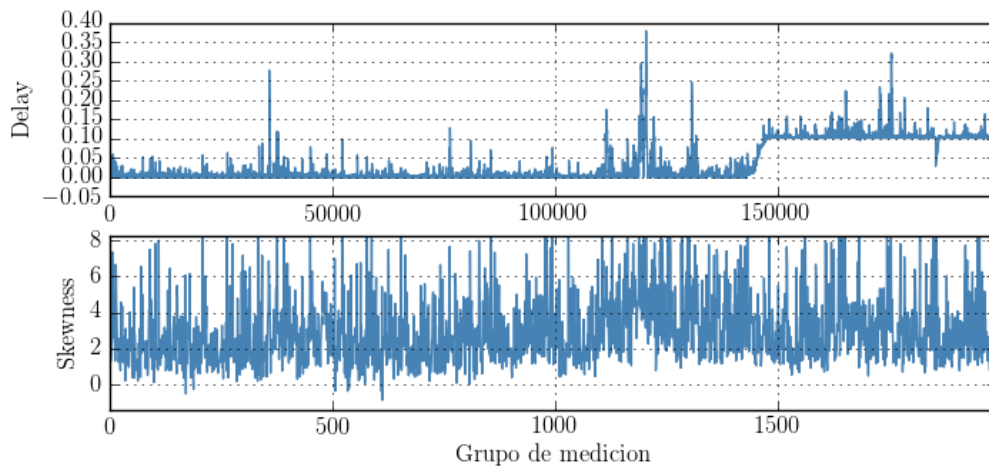


Figura 5.8: Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 0 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 %, nivel de señal de -37 dBm y punto de saturación en el datagrama número 150.000 aprox.).

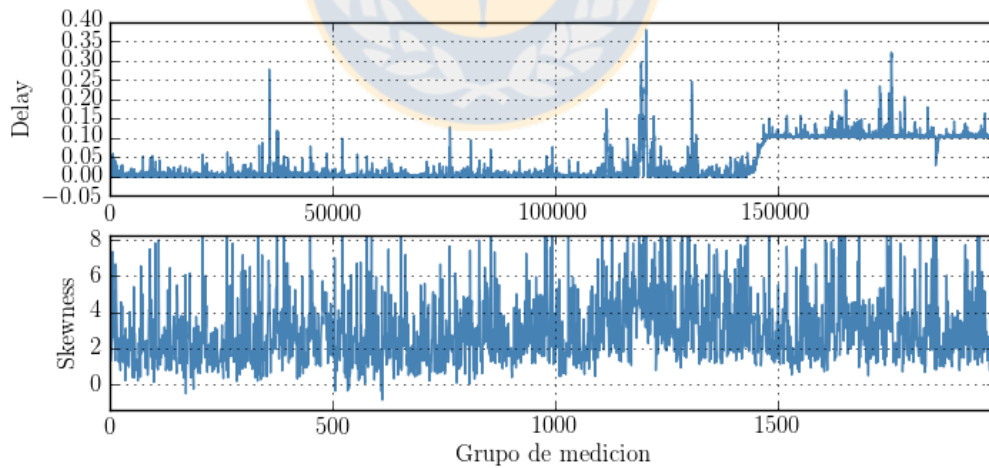


Figura 5.9: Medición de un escenario Wired-Cum-Wireless con respecto al valor del delay y skewness con una configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico (calidad del enlace del 100 %, nivel de señal de -37 dBm y punto de saturación en el datagrama número 150.000 aprox.).

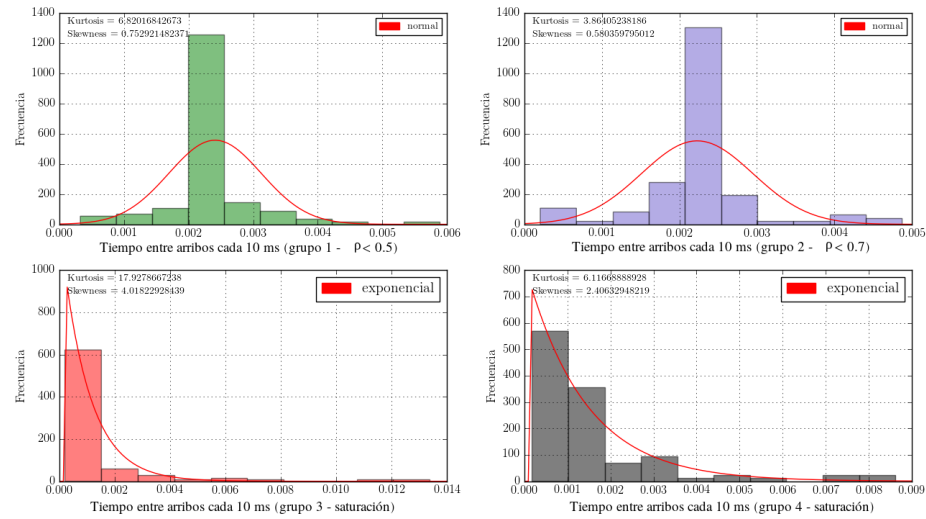


Figura 5.10: Variación de las distribuciones a lo largo de un enlace Wired-Cum-Wireless, curva de ajuste de distribución continua y respectivos valores de skewness y kurtosis (configuración de RTS 2347 en el router inalámbrico, calidad del enlace del 100 % y nivel de señal de -37 dBm).

5.2. Resumen

En el análisis PIT realizado en el host cliente, el cual está directamente relacionado con los tiempos de servicio de un nodo sujeto al encolamiento de paquetes y a la saturación por congestión, se evidenció que estos poseen funciones de distribución de probabilidad normales con valores de media y sigma específicos, las cuales pueden ser identificados en grupos reducidos de hasta 100 elementos, convirtiéndolo así en el método de identificación de uso de buffer mayormente eficiente en comparación con el análisis del número de elementos por intervalo de tiempo, el cual varía la cantidad de elementos para conformar grupos de análisis dependiendo del throughput que se este utilizando durante el desarrollo de la toma de muestras. Sin embargo, para la detección de estos procesos en un escenario Wired-Cum-Wireless, específicamente en los tramos de enlace inalámbricos basados en el protocolo 802.11g, al alcanzarse un ρ de 0,98, las distribuciones tienden a ser exponenciales con valores de skewness ≈ 2 y kurtosis > 9 .

Capítulo 6

Conclusión

Mediante las metodologías de análisis basadas en el número de eventos por intervalo de tiempo y el tiempo de arribo entre eventos o PIT, es posible identificar el estado de encolamiento y/o saturación del buffer de un nodo perteneciente a una red compuesta por múltiples equipos, ello a través del análisis estadístico y el monitoreo pasivo de datos en el host cliente o receptor, todos ellos insertos en una red de datos end-to-end conformada por nodos unidos entre ellos por tramos de enlace heterogéneos constituidos por un único segmento de red final inalámbrico. Lo anterior, sin tener conocimiento alguno de la capacidad de almacenamiento del buffer del nodo o de sus tiempos de servicio para paquetes de datos encolados, sino que, mediante el uso del análisis de los momentos, siendo el segundo momento central la varianza, el tercer momento central de coeficiente de sesgo o skewness $E[X - m^3]/\sigma^3$ y el cuarto momento central de coeficiente de apuntamiento o kurtosis $E[X - m^4]/\sigma^4$.

Los resultados obtenidos del escenario Wired-Cum-Wireless, muestran que al pasar los paquetes de datos por un segmento inalámbrico con un valor de ρ de 0,98, es decir próximo a la saturación e inclusive posterior a esta condición, las funciones de distribuciones de probabilidad de los PIT adquieren una distribución exponencial entregada el router o estación base, obteniéndose así un modelo de encolamiento “similar” al modelo G/M/1, y, sólo similar debido a que el nodo con procesos de encolamiento aún mantiene una tasa de servicio de distribución normal oculta bajo la nueva distribución, la cual posee un peso de cola acorde a la cantidad de paquetes de datos que arriban de manera tardía al host receptor producto de la aleatoriedad del medio inalámbrico. Cabe señalar, que se hace mención únicamente a PIT debido

a su eficiencia demostrada permitiendo una identificación previa a la saturación de un nodo únicamente con el análisis estadístico de 100 elementos por grupo, en comparación a gran cantidad de datos requerido para el análisis del número de eventos por intervalo de tiempo.

Finalmente, el modelo de detección de aumento del delay producido por efectos del encolamiento y saturación de un nodo en una red Wired-Cum-Wireless, se encuentra basado en la identificación de cambios en las funciones de distribución de probabilidad y mediante el cálculo del tercer y cuarto momento central, el cual es realizado a partir de la comparativa entre una distribución inicial otorgada por el host emisor de paquetes de datos y la alteración que posteriormente ésta sufre producto de los tiempos de servicio mínimos de un nodo sujeto a este tipo de efectos.

6.1. Trabajo futuro

Considerados los antecedentes entregados por el presente trabajo y las condiciones del escenario señaladas, particularmente en lo que respecta al enlace WLAN (intensidad de señal, cantidad de nodos competidores de recursos entre sí, etc.), el trabajo futuro podrá desarrollar un algoritmo de control pasivo en el host receptor, el cual retroalimente al emisor únicamente en instancias próximas a la saturación, lo anterior, en base a ventanas deslizantes o a la captura de intervalos de paquetes consistentes en 100 elementos para el cálculo del tercer y cuarto momento central del PIT. Paralelamente, también podrán incluirse una mayor cantidad de nodos dentro de la red, analizándose las distribuciones obtenidas por paquetes de datos de distintas fuentes y mezclados en nodos de uso común, verificando si es posible identificar variaciones en los valores de skewness y kurtosis con la misma cantidad reducida de elementos.

Bibliografía

- [1] M. Alzate. Introducción al tráfico autosimilar en redes de comunicaciones. *Revista Ingenieria, Universidad Distrital de Colombia*, 6(4):6–17, 2001.
- [2] P.J. Burke. The output of a queueing system. *Operations Reseach*, 4:699–704, 1956.
- [3] Jin Cao, William S. Cleveland, Dong Lin, y Don X. Sun. Internet traffic tends toward poisson and independent as the load increases. *Nonlinear Estimation and Classification*, págs. 83–109, 2003.
- [4] John D. Day y Hubert Zimmermann. Conformance testing methodologies and architectures for osi protocols. cap. The OSI Reference Model, págs. 38–44. IEEE Computer Society Press, Los Alamitos, CA, USA, 1995. ISBN 0-8186-5352-3.
- [5] Roman Dunaytsev. *TCP Performance Evaluation over Wired and Wired-Cum-Wireless Networks*, pág. 66. Thesis for the degree of Doctor of Technology, Tampere University of Technology, 2010.
- [6] Fred Halsall. *Computer Networking and the Internet, Fifth edition*, pág. 462. Pearson Education, 2005.
- [7] Gary N. Higginbottom. *Performance Evaluation of Communication Networks*, pág. 75. Artech House, 1998.
- [8] Raj Jain. Congestion control in computer networks: issues and trends. *IEEE NETWORK MAGAZINE*, 4:24–30, 1990.
- [9] A. Jurgelionis, J. P. Laulajainen, M. Hirvonen, y A. I. Wang. An empirical study of netem network emulation functionalities. En *2011 Proceedings of 20th*

- International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, págs. 1–6. 2011. ISSN 1095-2055. doi:10.1109/ICCCN.2011.6005933.
- [10] Thomas Karagiannis, Mart Molle, Michalis Faloutsos, y Andre Broido. A non-stationary poisson view of internet traffic. En *IEEE INFOCOM*. IEEE Communications Society, 2004.
- [11] Dina Katabi y Charles Blake. Inferring congestion sharing and path characteristics from packet interarrival times. 2001.
- [12] Srinivasan Keshav. *Mathematical Foundations of Computer Networking*. Addison Wesley, 2012.
- [13] L. Kleinrock. *Communication Nets*. McGraw-Hill, 1964.
- [14] L. Kleinrock. *Queueing Systems, Vol. 1: Theory*. Wiley-Interscience, 1975.
- [15] L. Kleinrock. *Power and Deterministic Rules of Thumb for Probabilistic Problems in Computer Communications*. In Proceedings of International Conference of Communications, 1979.
- [16] James F. Kurose y Keith W. Ross. *Computer Networking: A Top-Down Approach, Sixth Edition*, pág. 67. Pearson, 2013.
- [17] J. Scott Marcus. *Designing Wide Area Networks and Internetworks*. Addison Wesley, 1999.
- [18] Christoph Meinel y Harald Sack. *Internetworking: Technological Foundations and Applications*. Springer, 2012.
- [19] V. Paxson y S. Floyd. Wide area traffic: The failure of poisson modeling. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 3(3):226–244, 1995.
- [20] K. Pentikousis. Tcp in wired-cum-wireless environments. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, 3(4):2–14, 2000. ISSN 1553-877X. doi:10.1109/COMST.2000.5340805.
- [21] Andrew S. Tanenbaum y David J. Wetherall. *Computer Networks, Fifth edition*, pág. 308. Prentice Hall, 2011.

- [22] Pál Varga. *Analyzing Packet Interarrival Times Distribution to Detect Network Bottlenecks*, págs. 17–29. Springer US, Boston, MA, 2006. ISBN 978-0-387-31170-8. doi:10.1007/0-387-31170-X_2.
- [23] Michael Welzl. *Network Congestion Control: Managing Internet Traffic*. John Wiley & Sons, Ltd., 2005.
- [24] Michael E. Woodward. *Communication and Computer Networks: Modelling with discrete-time queues*. IEEE Computer Society Press, 1994.

