



**UNIVERSIDAD CATÓLICA
DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL**

SISTEMA DE POSGRADO
MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

TEMA:

**Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y
proactivo en redes inalámbricas enmalladas**

AUTOR:

Orellana Sandoval, José Enrique

Examen complejo previo a la obtención del Grado Académico de
MAGÍSTER EN TELECOMUNICACIONES

TUTOR:

M. Sc. Palacios Meléndez, Edwin Fernando

Guayaquil, 4 de octubre del 2021



**UNIVERSIDAD CATÓLICA
DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL**

SISTEMA DE POSGRADO
MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

CERTIFICACIÓN

Certificamos que el presente trabajo fue realizado en su totalidad por el Magíster **Orellana Sandoval, José Enrique** como requerimiento parcial para la obtención del Grado Académico de **MAGÍSTER EN TELECOMUNICACIONES**.

TUTOR

M. Sc. Palacios Meléndez, Edwin Fernando

DIRECTOR DEL PROGRAMA

M. Sc. Romero Paz, Manuel de Jesús

Guayaquil, 4 de octubre del 2021



**UNIVERSIDAD CATÓLICA
DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL**

SISTEMA DE POSGRADO
MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

DECLARACIÓN DE RESPONSABILIDAD

Yo, **Orellana Sandoval, José Enrique**

El examen complejo **“Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas”**, previa a la obtención del grado Académico de **Magíster en Telecomunicaciones**, ha sido desarrollado, respetando derechos intelectuales de terceros conforme las citas que constan en el documento, cuyas fuentes se incorporan en las referencias o bibliografías. Consecuentemente este trabajo es de mi total autoría.

En virtud de esta declaración, me responsabilizo del contenido, veracidad y alcance científico del examen complejo del Grado Académico en mención.

Guayaquil, 4 de octubre del 2021

EL AUTOR

Orellana Sandoval, José Enrique



**UNIVERSIDAD CATÓLICA
DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL**

SISTEMA DE POSGRADO
MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

AUTORIZACIÓN

Yo, **Orellana Sandoval, José Enrique**

Autorizó a la Universidad Católica de Santiago de Guayaquil, la publicación, en la biblioteca de la institución del examen complejo de Maestría titulada: **“Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas”**, cuyo contenido, ideas y criterios son de mi exclusiva responsabilidad y total autoría.

Guayaquil, 4 de octubre del 2021

EL AUTOR

Orellana Sandoval, José Enrique

REPORTE DE URKUND

The screenshot shows the URKUND interface. On the left, a sidebar contains document metadata: **Documento**: Enrique_Orellana.docx (D102589645); **Presentado**: 2021-04-22 13:42 (-05:00); **Presentado por**: fernandopm23@hotmail.com; **Recibido**: edwin.palacios.ucsg@analysis.orkund.com; **Mensaje**: Revisión EC de Enrique Orellana [Mostrar el mensaje completo](#). The message content indicates that 1% of 23 pages consist of text from 1 source. On the right, a 'Lista de fuentes' (List of sources) table is visible, with columns for 'Categoría' and 'Enlace/nombre de archivo'. It lists several URLs from the repository of Universidad Católica de Santiago de Guayaquil. Below the list are buttons for '0 Advertencias', 'Reiniciar', 'Exportar', and 'Compartir'.

UNIVERSIDAD CATÓLICA DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL SISTEMA DE POSGRADO MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

TEMA: Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas

AUTOR: Orellana Sandoval, José Enrique

Examen complejo

previo a la obtención del Grado Académico de MAGÍSTER EN TELECOMUNICACIONES

TUTOR: M. Sc. Palacios Meléndez, Edwin Fernando

Guayaquil, Ecuador

22 de abril del 2021

DEDICATORIA

Este logro, que ha llevado tiempo y mucho esfuerzo, está dedicado por completo a mi madre por su amor, paciencia, y porque nunca dejó de creer en mí. Este trabajo de maestría no hubiera sido posible sin su empuje. Gracias Martha por permanecer a nuestro lado cuando lo necesitamos. Todo mi esfuerzo y dedicación siempre serán para ti.

EL AUTOR

Orellana Sandoval, José Enrique

AGRADECIMIENTO

El tiempo nos enseña a apreciar cada minuto de la vida, y gracias a esto, he aprendido a valorar a cada una de las personas que han formado parte de la mía.

Agradezco a mi madre por el amor incondicional, la paciencia invaluable, y la dedicación y amor por cada uno de sus hijos. A ella gracias por haberme permitido crecer y ser forjado bajo sus enseñanzas, a ella gracias porque siempre está aquí a mi lado, a ella gracias por sus consejos y preocupación por el desarrollo de este trabajo de maestría, a ella gracias, mil gracias.

Agradezco a mi padre por sus enseñanzas que marcaron mi carácter, de siempre decidir en hacer lo correcto tanto en lo personal y laboral para lograr ser una persona de bien. Donde estés, espero que estés orgulloso de la persona que soy.

Agradezco a mi esposa por ser mi compañera de vida, por ser la persona que me motiva a seguir adelante día tras día. A ella que ante la adversidad me muestra que decaer no es una opción, seguir caminando juntos con pie firme hasta cumplir nuestros objetivos es siempre nuestra misión a cumplir.

Finalmente, agradezco a mis hermanas por su cariño, compañía, y por ser mi ejemplo de trabajo duro y esfuerzo personal.

A todos ustedes, muchas gracias por su amor incondicional.

EL AUTOR

Orellana Sandoval, José Enrique



**UNIVERSIDAD CATÓLICA
DE SANTIAGO DE GUAYAQUIL**

SISTEMA DE POSGRADO
MAESTRÍA EN TELECOMUNICACIONES

TRIBUNAL DE SUSTENTACIÓN

f. 

M. Sc. PALACIOS MELÉNDEZ, EDWIN FERNANDO
TUTOR

f. _____

M. Sc. CÓRDOVA RIVADENEIRA, LUIS SILVIO
REVISOR

f. _____

M. Sc. QUEZADA CALLE, EDGAR RAUL
REVISOR

f. _____

M. Sc. ROMERO PAZ MANUEL DE JESÚS
DIRECTOR DEL PROGRAMA

Índice General

Índice de Figuras	XIII
Índice de Tablas.....	XIV
Resumen	XV
Capítulo 1: Descripción General	17
1.1. Introducción.....	17
1.2. Antecedentes.	18
1.3. Definición del Problema.....	18
1.4. Justificación del Problema.....	18
1.5. Objetivos del Problema de Investigación.....	19
1.5.1. Objetivo General.....	19
1.5.2. Objetivos Específicos.	19
1.6. Hipótesis.....	19
1.7. Metodología de Investigación.....	19
Capítulo 2: Fundamentos Teóricos	20
2.1. Introducción de comunicaciones inalámbricas.	20
2.2. Problemas de las redes inalámbricas móviles.....	21
2.2. Perspectiva general de TCP.....	21
2.3. Los retos de TCP en redes Ad-hoc inalámbricas.	24
2.3.1. Canales con pérdidas	24
2.3.2. Estaciones ocultas y expuestas.....	25
2.3.3. Asimetría de la ruta.....	27
2.3.4. Partición de la red.....	28
2.3.5. Fallos de enrutamiento	29
2.3.6. Restricciones de energía	30
2.4. Rendimiento de TCP sobre MANET.....	31
2.5. Rendimiento de TCP sobre SANET	32

Capítulo3: Diseño, Implementación y Análisis de Resultados	33
3.1. Visión general de la simulación sobre OMNeT ++.	33
3.2. Variantes de congestión TCP en el software OMNET++.	35
3.3. Descripción general del protocolo de control de transporte FIT.	36
3.4. Descripción general del protocolo de control de transporte Illinois.....	36
3.5. Ventanas de congestión para ambos algoritmos después de la implementación.	37
3.6. Resultados	38
3.6.1. Estructura de escenario para recolectar datos.	38
3.6.2. Resultados del protocolo de datagramas de usuario (UDP)..	39
3.6.2.1. Análisis de resultados obtenidos del porcentaje de entrega de paquetes.....	41
3.6.2.2. Análisis de resultados obtenidos del desempeño.....	41
3.6.2.3. Análisis de resultados obtenidos del retardo de extremo a extremo.....	42
3.6.2.4. Análisis de resultados obtenidos de la sobrecarga de enrutamiento.....	42
3.6.3. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario estático.....	42
3.6.3.1. Análisis de resultados obtenidos del desempeño para TCP estático.	43
3.6.3.2. Análisis de resultados obtenidos del porcentaje de entrega de paquetes para TCP estático.	44
3.6.3.3. Análisis de resultados obtenidos del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP estático.....	44
3.6.3.4. Análisis de resultados obtenidos de la sobrecarga de enrutamiento para TCP estático.	44
3.6.4. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario caminando.....	45

3.6.4.1. Análisis de resultados de desempeño para TCP en escenario caminando.	46
3.6.4.2. Análisis de resultados del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP en escenario caminando.	46
3.6.4.3. Análisis de resultados del porcentaje de entrega de paquetes para TCP en escenario caminando.	46
3.6.4.4. Análisis de resultados de la sobrecarga de enrutamiento para TCP en escenario caminando.....	47
3.6.5. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario conduciendo.....	47
3.6.5.1. Análisis de resultados de desempeño para TCP en escenario de conducción.....	48
3.6.5.2. Análisis de resultados del porcentaje de entrega de paquetes para TCP en escenario de conducción.....	48
3.6.5.3. Análisis de resultados del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP en escenario de conducción.....	48
3.6.5.4. Análisis de resultados de la sobrecarga de enrutamiento para TCP en escenario de conducción.....	49
3.7. Variación del desempeño de las funciones de TCP.	49
3.8. Discusión de resultados.	50
3.8.1. UDP de arriba.....	50
3.8.2. UDP demora de extremo a extremo	51
3.8.3. Gastos generales de enrutamiento UDP	51
3.8.4. UDP Goodput	51
3.8.5. TCP	52
3.8.6. Escenarios TCP estáticos.....	52
3.8.7. Escenarios de TCP Walking	53
3.8.8. Escenarios de conducción TCP	54
3.8.9. Conclusión de comparación de protocolo	54

CONCLUSIONES	56
RECOMENDACIONES.....	57
Bibliografía.....	58

Índice de Figuras

Capítulo 2

Figura 2. 1: Representación en bloques de una típica red inalámbrica móvil.	22
Figura 2. 2: Problema del terminal oculto donde los paquetes enviados a B por A y C colisionarán en B.....	25
Figura 2. 3: Problema del terminal expuesto en la que la transmisión de B, C se abstiene de transmitir a D.	26
Figura 2. 4: Escenario de partición de la red, cuando D se aleja de C y a red se reconecta cuando E se acerca a C.	29
Figura 2. 5: Topología de cadena de varios saltos.	32

Capítulo 3

Figura 3. 1: Estructura modular en el software de simulación OMNeT ++...	33
Figura 3. 2: Nodo de malla modificado con 2 metros de thruput.....	34
Figura 3. 3: Ventana de congestión del protocolo de control de transporte Illinois.....	37
Figura 3. 4: Ventana de congestión del protocolo de control de transporte Fit.	38
Figura 3. 5: Resultados del porcentaje de entrega de paquetes para UDP con PdE1 y PdE2.....	40
Figura 3. 6: Resultados del desempeño para UDP con PdE1 y PdE2.....	40
Figura 3. 7: Resultados de retardo promedio extremo a extremo para UDP con PdE1 y PdE2.....	40
Figura 3. 8: Resultados de sobrecarga de enrutamiento para UDP con PdE1 y PdE2.	41

Índice de Tablas

Capítulo 2

Tabla 3. 1: Escenarios de protocolos UDP y TCP que son ejecutados para acumular los datos.....	39
Tabla 3. 2: Resultados para TCP del escenario estático.	43
Tabla 3. 3: Resultados para TCP del escenario caminando.	45
Tabla 3. 4: Resultados para TCP del escenario de conducción.	47
Tabla 3. 5: Comparativa de las variaciones entre las variantes de TCP.....	49

Resumen

Este trabajo de examen complejo incluye el uso de protocolos de enrutamiento reactivos y proactivos para evaluar el Protocolo de Congestión de Transmisión (TCP). Mediante la fundamentación teórica se sabe que TCP comenzó desde la red inalámbrica e incluso su buen rendimiento en la red cableada. También es obvio que el despliegue de redes inalámbricas en los últimos años ha inspirado a muchas personas a realizar investigaciones y esfuerzos para mejorar el rendimiento de TCP en redes inalámbricas, todos estos trabajos han confirmado que TCP no es adecuado para MANET en su estructura actual. TCP es un protocolo de comunicación orientado a la conexión con entrega confiable. La capa de aplicación envía el flujo de bytes a la capa de transporte. En la capa de transporte, TCP divide el flujo en varias partes. Luego, TCP reenvía estos segmentos a la capa de red, donde IP maneja el reenvío en la red.

Palabras claves: Redes, Congestión, Transmisión, Enrutamiento, Transporte, Inalámbrico

Abstract

This complex examination work includes the use of reactive and proactive routing protocols to evaluate the Transmission Congestion Protocol (TCP). Through theoretical background it is known that TCP started from the wireless network and even its good performance in the wired network. It is also obvious that the deployment of wireless networks in recent years has inspired many people to conduct research and efforts to improve the performance of TCP in wireless networks, all these works have confirmed that TCP is not suitable for MANET in its current structure. TCP is a connection-oriented communication protocol with reliable delivery. The application layer sends the byte stream to the transport layer. At the transport layer, TCP splits the stream into several parts. TCP then forwards these segments to the network layer, where IP handles the forwarding on the network.

Keywords: Networking, Congestion, Transmission, Routing, Transport, Wireless

Capítulo 1: Descripción General

1.1. Introducción.

En los últimos años se ha producido un enorme crecimiento del tráfico de datos inalámbricos y del número de dispositivos conectados de forma inalámbrica. Los principales objetivos de las redes inalámbricas, por ejemplo, 5G, como las altas velocidades de datos y la baja latencia, pueden apoyarse en la tecnología de ondas milimétricas (mmWave). Sin embargo, las señales de comunicación de ondas milimétricas carecen de una fuerte difracción y son más propensas a ser bloqueadas por los objetos físicos del entorno, lo que puede provocar la interrupción de los enlaces de comunicación. (Prakash & Abdrabou, 2020)

En una red de comunicación de datos, varios flujos compiten por utilizar recursos de red limitados y compartidos, pero esto da lugar a la congestión junto con otros problemas de red. Esto lleva a desarrollar métodos/protocolos basados en el control de la congestión para soportar el despliegue de aplicaciones multimedia en tiempo real, garantizando al mismo tiempo la fiabilidad y la equidad. (Aftab et al., 2016)

El protocolo de control de transmisión (*Transmission Control Protocol, TCP*) se diseñó originalmente para redes cableadas, interpretando la pérdida de paquetes (*Packet Loss, PL*) como consecuencia de la congestión; mientras tanto, en las redes inalámbricas, las PLs también está causada por problemas en el canal de comunicación, como las interferencias, el desvanecimiento multitrayecto, la movilidad y las reflexiones, que pueden producir una interpretación errónea de la PL. Para evitar la congestión, TCP emplea acuses de recibido (ACK) acumulativos; en este sentido, el receptor envía ACKs para indicar que un paquete fue recibido con éxito y para especificar que está esperando el siguiente. Si el emisor no detecta un ACK, se vuelven a enviar los paquetes o se interrumpe la conexión.

Para Raisinghani et al., (2002) TCP es un protocolo de transporte fiable, orientado a la conexión y transmisión ful dúplex, ampliamente utilizado en las

redes cableadas. Los entornos inalámbricos móviles son propensos a las pérdidas de paquetes, las altas tasas de error de bits y las desconexiones inducidas por la movilidad. TCP interpreta las pérdidas de paquetes como una indicación de congestión e invoca de forma inadecuada los mecanismos de control de la congestión, lo que conduce a un rendimiento degradado.

1.2. Antecedentes.

TCP es el protocolo de transporte más utilizado en Internet. Es una pieza fundamental para muchas tareas cotidianas, y la gente normalmente ni siquiera considera que los resultados de la investigación sobre TCP pueden afectar profundamente a muchos otros campos además de la informática. Sin duda, el protocolo en sí está bien diseñado. Como prueba, considere que los bits reservados (para uso futuro) han permanecido intactos desde su definición: un claro indicador de la solidez del diseño original. (Casoni & Patriciello, 2016)

Sin embargo, a lo largo de los años se han propuesto y utilizado muchas mejoras en las redes del mundo real, para resolver los problemas que pueden surgir con el despliegue de nuevas tecnologías y entornos de aplicación. Por ejemplo, un campo de investigación reciente y apasionante es el de las comunicaciones inalámbricas, en el que se está investigando aún más el TCP.(Dias et al., 2015)

1.3. Definición del Problema.

Necesidad de implementar una red inalámbrica enmallada utilizando protocolos de congestión y de enrutamiento para tres escenarios diferentes.

1.4. Justificación del Problema.

El protocolo de control de la transmisión (TCP) se diseñó originalmente para redes fijas con el fin de proporcionar la fiabilidad de la entrega de datos. La mejora del rendimiento de TCP también se logró con diferentes tipos de redes con la introducción de nuevas variantes de TCP. Sin embargo, todavía hay muchos factores que afectan al rendimiento de TCP. La movilidad es uno

de los principales factores que afectan al rendimiento de TCP en redes inalámbricas y redes Ad-hoc móviles (Mobile Ad-hoc Network, MANET). Por esto se analizan las diferentes variantes de TCP desde el punto de vista estático, caminando y de la movilidad,

1.5. Objetivos del Problema de Investigación.

1.5.1. Objetivo General.

Realizar la evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas.

1.5.2. Objetivos Específicos.

- Describir la fundamentación teórica de las redes de comunicaciones inalámbricas.
- Diseñar los escenarios de simulación utilizando el protocolo de control de transporte sobre redes inalámbricas enmalladas.
- Evaluar los resultados obtenidos de la simulación de los escenarios propuestos.

1.6. Hipótesis.

Mediante los escenarios de simulación (estático, caminando y conduciendo) se demostrará la importancia de las variantes de TCP propuestas en redes inalámbricas enmalladas.

1.7. Metodología de Investigación.

Para el presente trabajo de examen complejo se utiliza una metodología de investigación cuantitativa mediante la aplicación de tres métodos de investigación que son: descriptivo, explicativo y simulado. La parte descriptiva se desarrolla en los fundamentos teóricos y la parte simulada y explicativa se desarrollan en el capítulo 3.

Capítulo 2: Fundamentos Teóricos

2.1. Introducción de comunicaciones inalámbricas.

Las tecnologías inalámbricas desempeñan un papel cada vez más importante en la red mundial de Internet. Debido a los rápidos avances en el ámbito de las comunicaciones inalámbricas y a la popularidad de Internet, la prestación de servicios de datos por paquetes para aplicaciones como el correo electrónico, la transferencia de archivos, la navegación por Internet, las aplicaciones de terminales remotas interactivas, la informática móvil, etc., a través de la tecnología inalámbrica está cobrando importancia.

La mayoría de estas aplicaciones utilizan un protocolo de transporte fiable de extremo a extremo, como el protocolo de control de transmisión (TCP). Tradicionalmente, TCP se ha diseñado para redes alámbricas, donde los enlaces son relativamente fiables y los hosts son estacionarios. En estas redes, las tasas de error del canal son muy bajas y la congestión es la principal causa de pérdida de paquetes o de retrasos inusuales. TCP reacciona a las pérdidas de paquetes retransmitiendo el paquete perdido e invocando el control de la congestión. Esto funciona bien en las redes cableadas, donde la causa principal de la pérdida de paquetes es la congestión.

Se ha observado que, cuando se utiliza TCP en redes inalámbricas, el rendimiento de extremo a extremo se degrada y no es óptimo. Esto se debe a las características de la comunicación en las redes inalámbricas. Las características de comunicación de las redes inalámbricas son el bajo ancho de banda, las altas tasas de error de bits y los trasposos. TCP interpreta erróneamente las pérdidas de paquetes debidas a las razones anteriores como si se tratara de una congestión y, por tanto, invoca el control de la congestión, lo que provoca una degradación del rendimiento.

En este estudio bibliográfico se explora las distintas soluciones y técnicas existentes para mejorar el rendimiento de TCP en redes inalámbricas. Se realiza un estudio exhaustivo sobre los beneficios y los inconvenientes de cada una de las soluciones.

2.2. Problemas de las redes inalámbricas móviles

Las redes inalámbricas móviles pueden ser celulares o ad-hoc. En general, las redes inalámbricas móviles tienen las siguientes características destacadas:

1. Alta tasa de errores de bit:

Las tasas de error en un enlace inalámbrico son mucho más altas que las experimentadas en los enlaces de la red cableada. Las tasas de error de bits más altas en un enlace inalámbrico se deben a una combinación de factores como el desvanecimiento multitrayectoria, los factores del terreno y del entorno y las interferencias de otras transmisiones.

2. Menor ancho de banda:

El ancho de banda es un recurso escaso en el caso de las redes inalámbricas. Los enlaces inalámbricos seguirán teniendo una capacidad de ancho de banda significativamente menor que la de sus homólogos alámbricos. Por ejemplo, comparar el ancho de banda de una Ethernet típica, que es de unos 10 Mbps, con el de una LAN Lucent Wave, que es de sólo 2 Mbps.

3. Topología modificada:

Los hosts inalámbricos pueden moverse con frecuencia mientras se comunican. En el modelo celular, estos movimientos pueden dar lugar a trasposos. Las pausas en la comunicación durante los trasposos son percibidas como periodos de grandes pérdidas de datos por los protocolos de transporte y de nivel superior. En el modelo ad-hoc, estos cambios de topología son más frecuentes e imprevisibles. Estos cambios de topología provocan interrupciones de la ruta.

2.2. Perspectiva general de TCP.

El protocolo de control de transmisión (TCP) es un protocolo de transporte fiable, orientado a la conexión y comunicación full dúplex, ampliamente utilizado en las redes cableadas. Los mecanismos de control de flujo y congestión de TCP se basan en la suposición de que la pérdida de paquetes es una indicación de congestión. Mientras que esta suposición es

válida en las redes cableadas, no lo es en el caso de las redes inalámbricas móviles. La figura 2.1 muestra una red móvil típica que tiene hosts móviles (*Mobile Hosts, MH*) conectados a estaciones base (*Base Stations, BS*) a través de enlaces inalámbricos. Las estaciones base están interconectadas a través de una red cableada.

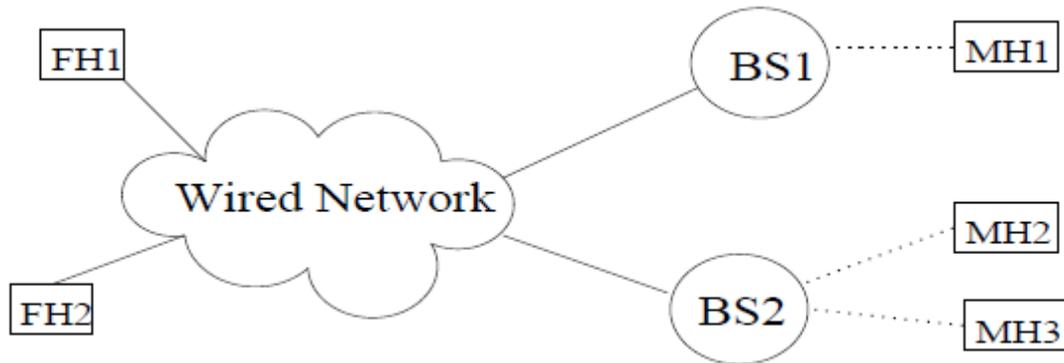


Figura 2. 1: Representación en bloques de una típica red inalámbrica móvil.

Fuente: (Singh & Iyer, 2002)

En estas redes también se producen pérdidas de paquetes debido a las malas condiciones del canal inalámbrico y a la desconexión intermitente introducida por la movilidad de los MHs. TCP interpreta estas pérdidas de paquetes como congestión e invoca los mecanismos de control de la congestión, que reducen la ventana de envío de forma multiplicativa (a la mitad), con lo que la tasa de envío se reduce drásticamente. Sin embargo, las malas condiciones del canal y las desconexiones intermitentes suelen ser fenómenos transitorios. De ahí que la respuesta de control de la congestión de TCP sea inadecuada y también indeseable, ya que disminuye el rendimiento, lo que da lugar a una infrautilización de la red.

Aunque se han propuesto varios enfoques para mitigar el efecto de las condiciones adversas del canal, hay pocos enfoques que abordan la desconexión inducida por la movilidad. Sin embargo, la mayoría de estos esquemas se centran en escenarios en los que el emisor TCP es un host fijo (*Fixed Host, FH*) y no funcionan bien cuando el emisor es un host móvil (MH). Además, algunos de estos enfoques son vulnerables a los problemas de escalabilidad, ya que requieren el apoyo por flujo de la estación base, o requieren la modificación de TCP en el FH.

TCP consigue la fiabilidad exigiendo al emisor que retransmita los paquetes perdidos. Para ello, el receptor envía acuses de recibo al emisor cuando recibe los paquetes. Estos acuses de recibo pueden ser acumulativos. El emisor TCP mantiene una ventana de congestión que determina la cantidad máxima de datos no reconocidos que ya se han enviado. Cuando el emisor detecta una pérdida, reduce drásticamente el tamaño de la ventana de congestión y, por tanto, la cantidad de datos enviados por el emisor en el tiempo de ida y vuelta (*Round Trip Time, RTT*). Para ello, reduce exponencialmente el temporizador de retransmisión y entra en la fase de recuperación de inicio lento.

El emisor puede detectar la pérdida de un paquete mediante uno de los siguientes mecanismos:

- a. El emisor inicia un temporizador de retransmisión cuando envía el paquete. Si el acuse de recibo no se recibe antes del tiempo de espera, se supone que el paquete se ha perdido.
- b. Algunas implementaciones de TCP utilizan un enfoque de retransmisión rápida en el que el receptor, al recibir cada paquete fuera de orden, envía un acuse de recibo duplicado que contiene el número de secuencia del paquete que está esperando. El emisor, al recibir tres acuses de recibo duplicados con el mismo número de secuencia, supone que el paquete con ese número de secuencia se ha perdido.

A diferencia de las redes celulares, en las que sólo el último salto se basa en un medio inalámbrico, las redes Ad-hoc se componen exclusivamente de enlaces inalámbricos, en los que puede haber conexiones de varios saltos. Además, en un escenario Ad-hoc todos los nodos pueden moverse libremente y de forma imprevisible, lo que hace que el control de la congestión TCP el control de la congestión sea bastante difícil, ya que es un mecanismo basado en el reloj.

En consecuencia, las estrategias de detección y recuperación de errores inherentes al TCP estándar deben adaptarse a este entorno. En particular,

dado que los errores en este entorno se producen no sólo por la congestión sino también por las limitaciones del medio y la movilidad, TCP necesita distinguir la naturaleza del error para poder tomar la acción más adecuada en cada caso.

2.3. Los retos de TCP en redes Ad-hoc inalámbricas.

El rendimiento de TCP se degrada en las redes Ad-hoc inalámbricas. Esto se debe a que TCP tiene que enfrentarse a nuevos retos debido a varias razones específicas de estas redes: canales con pérdidas, estaciones ocultas y expuestas, asimetría de la ruta, particiones de la red, fallos en la ruta y limitaciones de potencia. A continuación, se describen cada uno de los retos de TCP.

2.3.1. Canales con pérdidas

Las principales causas de los errores en los canales inalámbricos son las siguientes:

- Atenuación de la señal: se debe a una disminución de la intensidad de la energía electromagnética en el receptor (por ejemplo, debido a la larga distancia), lo que provoca una baja relación señal-ruido (*Signal to Noise Ratio, SNR*).
- Desplazamiento Doppler: se debe a las velocidades relativas del emisor y el receptor. El desplazamiento Doppler provoca cambios de frecuencia en la señal que llega, lo que complica la recepción de la señal.
- Desvanecimiento multitrayectoria: las ondas electromagnéticas que se reflejan en los objetos o se difractan alrededor de ellos pueden hacer que la señal viaje por múltiples caminos desde el transmisor hasta el receptor. La propagación multitrayecto puede provocar fluctuaciones en la amplitud, la fase y el ángulo geográfico de la señal recibida en un receptor.

Para aumentar el éxito de las transmisiones, los protocolos de la capa de enlace implementan las siguientes técnicas: Repetición automática de la búsqueda (ARQ), o Corrección de errores hacia delante (FEC), o ambas. Por

ejemplo, el estándar IEEE 802.11 implementa la técnica ARQ, de modo que cuando un transmisor detecta un error, retransmite la trama, la detección de errores se basa en un temporizador. Por ejemplo, la comunicación Bluetooth implementa tanto ARQ como FEC en algunas conexiones síncronas y asíncronas.

2.3.2. Estaciones ocultas y expuestas.

En las redes Ad-hoc inalámbricas, las estaciones pueden confiar en el mecanismo de detección de portadora física para determinar el canal inactivo, como en la función DCF del estándar IEEE 802.11. Este mecanismo de detección no resuelve por completo los problemas de la estación oculta y la estación expuesta. Antes de explicar estos problemas, se debe aclarar el término "rango de transmisión". El rango de transmisión es el rango, con respecto a la estación transmisora, dentro del cual un paquete transmitido puede ser recibido con éxito.

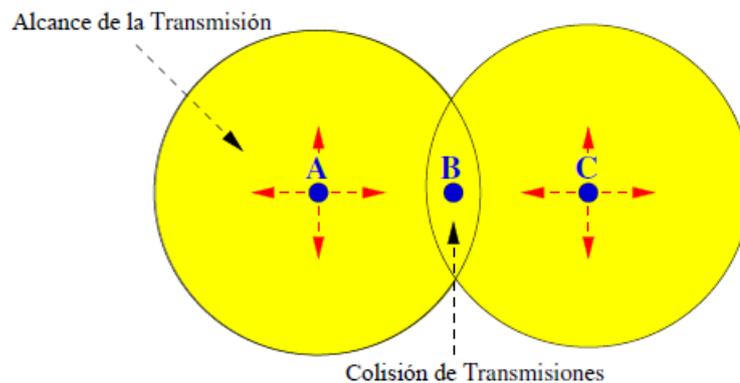


Figura 2. 2: Problema del terminal oculto donde los paquetes enviados a B por A y C colisionarán en B.

Fuente: (Malliga & Varughese, 2010)

En la figura 2.2 se representa una situación típica de terminal oculto. Las estaciones A y C tienen una trama para transmitir a la estación B. La estación A no puede detectar la transmisión de C porque está fuera del rango de transmisión de C. La estación C (resp. A) está por tanto "oculta" para la estación A (resp. C). Dado que las áreas de transmisión de A y C no son disjuntas, habrá colisiones de paquetes en B. Estas colisiones hacen que la transmisión de A y C hacia B sea problemática. Para aliviar el problema de la estación oculta, se ha introducido la detección de la portadora virtual.

La portadora virtual se basa en un intercambio de información bidireccional que precede a la transmisión de datos. En concreto, la estación de origen transmite una breve trama de control, denominada solicitud de envío (*Request-To-Send, RTS*), a la estación de destino. Al recibir la trama RTS, la estación de destino responde con una trama denominada claro para enviar (*Clear-To-Send, CTS*), indicando que está lista para recibir la trama de datos.

Ambas tramas RTS y CTS contienen la duración total de la transmisión de datos. Todas las estaciones que reciban RTS o CTS se mantendrán en silencio durante el periodo de transmisión de datos (por ejemplo, la estación C de la figura 2.2). Sin embargo, el problema de la estación oculta puede persistir en las redes Ad-hoc inalámbricas incluso con el intercambio de información RTS/CTS. Esto se debe a que la potencia necesaria para interrumpir la recepción de un paquete es mucho menor que la necesaria para entregar un paquete con éxito. En otras palabras, el rango de transmisión del nodo es menor que el rango del nodo sensor.

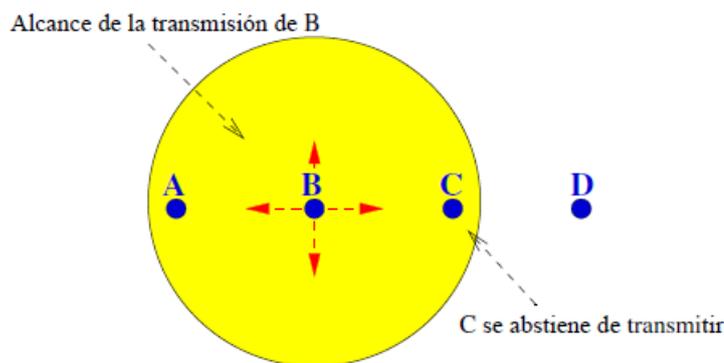


Figura 2. 3: Problema del terminal expuesto en la que la transmisión de B, C se abstiene de transmitir a D.

Fuente: (Malliga & Varughese, 2010)

El problema de la estación expuesta resulta de una situación en la que una transmisión tiene que retrasarse debido a la transmisión entre otras dos estaciones dentro del rango de transmisión del emisor. En la figura 2.3, se muestra un escenario típico en el que se produce el problema de la estación expuesta. Primero, se supone que A y C están dentro del rango de transmisión de B, y que A está fuera del rango de transmisión de C. También, se supone que B está transmitiendo hacia A, y C tiene una trama que debe ser de acuerdo con el mecanismo de detección de portadora, C detecta un canal

ocupado debido a la transmisión de B. Por lo tanto, la estación C se abstendrá de transmitir a D, aunque esta transmisión no causaría interferencia en A. El problema de la estación expuesta puede, por tanto, dar lugar a una reducción de la utilización del canal.

Cabe destacar que los problemas de terminal oculto y terminal expuesto están correlacionados con el rango de transmisión. Al aumentar el alcance de la transmisión, el problema del terminal oculto se produce con menos frecuencia. Por otro lado, el problema de los terminales expuestos se vuelve más importante a medida que el rango de transmisión identifica el área afectada por una sola transmisión.

2.3.3. Asimetría de la ruta

La asimetría de la ruta en las redes Ad-hoc inalámbricas puede aparecer de varias formas, como:

a. Asimetría del ancho de banda:

Las redes de satélites adolecen de una gran asimetría de ancho de banda, resultante de varios compromisos de ingeniería (como la potencia, la masa y el volumen), así como del hecho de que, para las misiones científicas espaciales, la mayoría de los datos se originan en el satélite y fluyen hacia la tierra. El enlace de retorno no se utiliza, en general, para la transferencia de datos. Por ejemplo, en las redes de difusión por satélite, la relación entre el ancho de banda del enlace satélite-tierra y el ancho de banda del enlace tierra-satélite es de aproximadamente 1000. En cambio, en las redes Ad-hoc, el grado de asimetría del ancho de banda no es muy elevado. Por ejemplo, la relación de ancho de banda se sitúa entre 2 y 54 en las redes Ad-hoc que implementan el protocolo IEEE 802.11g. La asimetría se debe al uso de diferentes velocidades de transmisión. Debido a estas diferentes velocidades de transmisión, incluso los trayectos simétricos origen-destino pueden sufrir asimetría de ancho de banda.

b. Asimetría de la tasa de pérdidas:

Este tipo de asimetría tiene lugar cuando el camino de vuelta tiene muchas más pérdidas que el camino de ida. En las redes Ad-hoc, esta

asimetría se debe a que las pérdidas de paquetes dependen de restricciones locales que pueden variar de un lugar a otro. Hay que tener en cuenta que la asimetría en la tasa de pérdidas puede producir una asimetría en el ancho de banda. Por ejemplo, en las versiones del protocolo IEEE 802.11 con múltiples tasas, los remitentes pueden utilizar el algoritmo de retorno automático de velocidad (*Auto-Rate-Fallback, ARF*) para la selección de la tasa de transmisión. Con el algoritmo ARF, los remitentes intentan utilizar tasas de transmisión más altas después de éxitos de transmisión consecutivos, y vuelven a tasas más bajas después de fallos. Así, a medida que la tasa de pérdidas aumenta, el emisor seguirá utilizando tasas de transmisión bajas.

c. Asimetría de la ruta:

A diferencia de las dos formas anteriores de asimetría, en las que la ruta de ida y retorno pueden ser la misma, la asimetría de ruta implica que se utilizan rutas distintas para los datos TCP y los ACK TCP. Esta asimetría puede ser un artefacto del protocolo de enrutamiento utilizado. La asimetría de la ruta aumenta los gastos generales de enrutamiento y las pérdidas de paquetes en caso de un alto grado de movilidad. Porque cuando los nodos se mueven, el uso de rutas distintas de ida y retorno aumenta la probabilidad de fallos de ruta que experimentan las conexiones TCP. Sin embargo, este no es el caso de las redes estáticas o de las que tienen un bajo grado de movilidad, como es el caso de una red con rutas de alto tiempo de vida en comparación con el tiempo de transferencia de la sesión. Así pues, corresponde a los protocolos de enrutamiento seleccionar rutas simétricas cuando dichas rutas están disponibles en el caso de redes Ad-hoc de alta movilidad.

2.3.4. Partición de la red

Una red Ad-hoc inalámbrica puede representarse mediante un simple gráfico (véase la figura 2.3) en la que las estaciones móviles son los "vértices". Una transmisión exitosa entre dos estaciones es una "arista" no dirigida. La partición de la red se produce cuando se desconecta. La razón principal de esta desconexión en las redes Ad-hoc móviles (*Mobile Ad-hoc NETWORKS, MANET*) es la movilidad de los nodos. Otro factor que puede llevar a la partición de la red es la limitación de energía de los nodos. En la figura 2.3 se

ilustra un ejemplo de partición de red. En esta figura las líneas discontinuas son los enlaces entre nodos.

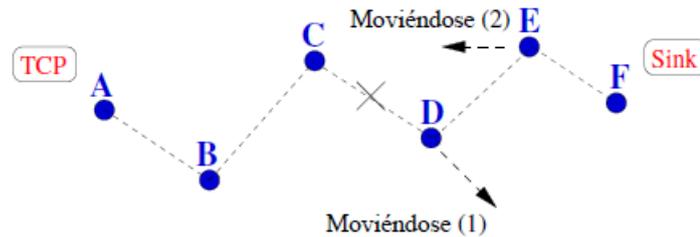


Figura 2. 4: Escenario de partición de la red, cuando D se aleja de C y a red se reconecta cuando E se acerca a C.

Fuente: (Uzun et al., 2015)

Cuando el nodo D se aleja del nodo C, se produce una partición de la red en dos componentes separados. Evidentemente, el agente TCP del nodo A no puede recibir el acuse de recibido (ACK) del TCP transmitido por el nodo F. Si la desconexión persiste durante un tiempo superior al tiempo de espera de retransmisión (RTO) del nodo A el agente TCP activará el algoritmo de reinicio exponencial, que consiste en duplicar el RTO cada vez que el tiempo de espera expire. Originalmente, TCP no tiene indicación sobre el tiempo exacto de reconexión de la red. Esta falta de indicación puede llevar a largos periodos de inactividad durante los cuales la red está conectada de nuevo, pero TCP está todavía en el estado de reinicio.

2.3.5. Fallos de enrutamiento

En las redes cableadas los fallos de ruta ocurren muy raramente. En las MANETs son frecuentes. La principal causa de los fallos de ruta es la movilidad de los nodos. Otro factor que puede provocar fallos de ruta son los fallos de enlace debidos a la contención en el canal inalámbrico, que es la principal causa de la degradación del rendimiento de TCP en las redes Ad-hoc estáticas (*Static Ad-hoc NETWORKS, SANETs*).

La duración del restablecimiento de la ruta tras un fallo de esta en las redes Ad-hoc depende del protocolo de enrutamiento subyacente, del patrón de movilidad de los nodos móviles y de las características del tráfico. Como ya se ha comentado, si el emisor TCP no tiene indicaciones sobre el restablecimiento de la ruta, el rendimiento y el retardo de la sesión se

degradarán debido al gran tiempo de inactividad. Además, si la nueva ruta establecida es más larga o corta, en términos de saltos, que la antigua ruta TCP se enfrentará a una fluctuación brutal en el tiempo de ida y vuelta (*Round Trip Time, RTT*).

Además, en las redes Ad-hoc, los protocolos de enrutamiento que se basan en la difusión de mensajes "Hello" para detectar la accesibilidad de los vecinos, pueden sufrir el problema de las "zonas grises de comunicación". En estas zonas, los mensajes de datos no pueden ser intercambiadas, aunque los mensajes "Hello" de difusión y las tramas de control indiquen que los nodos vecinos son accesibles. Por lo tanto, al enviar un mensaje de datos, los protocolos de enrutamiento experimentarán fallos de enrutamiento. El origen de este problema es la heterogeneidad de las tasas de transmisión, la ausencia de acuse de recibo de los paquetes de difusión, el pequeño tamaño de los paquetes de los mensajes "Hello" y las fluctuaciones de los enlaces inalámbricos.

2.3.6. Restricciones de energía

Debido a que las baterías transportadas por cada nodo móvil tienen una fuente de alimentación limitada, la potencia de procesamiento es limitada. Este es un problema importante en las redes Ad-hoc, ya que cada nodo actúa como un sistema final y como un enrutador al mismo tiempo, con la implicación de que se requiere energía adicional para reenviar y retransmitir paquetes. TCP debe utilizar este recurso energético escaso de manera "eficiente".

Aquí, la eficiencia significa minimizar el número de retransmisiones innecesarias en la capa de transporte, así como en la capa de enlace. En general, en las redes Ad-hoc hay dos problemas de energía correlacionados: el primero es el "ahorro de energía" que tiene como objetivo reducir el consumo de energía; el segundo es el "control de potencia" que tiene como objetivo ajustar la potencia de transmisión de los nodos móviles. Se han investigado estrategias de ahorro de energía en varios niveles de un dispositivo móvil, incluidas las transmisiones de la capa física, los sistemas operativos y las aplicaciones.

El control de energía se puede utilizar juntamente con agentes de enrutamiento o transporte para mejorar el rendimiento de las redes Ad-hoc; las limitaciones de energía en las comunicaciones también revelan el problema de la cooperación entre nodos, ya que los nodos pueden no participar en los procedimientos de enrutamiento y reenvío para ahorrar energía de la batería.

2.4. Rendimiento de TCP sobre MANET

Al investigar el impacto de la movilidad en el rendimiento de TCP en MANET se encontró que Kaushik et al., (2012) en los escenarios de simulación implementados, los nodos se mueven de acuerdo con el modelo de punto de paso aleatorio con un tiempo de pausa de 0 s. La velocidad del nodo se distribuye uniformemente entre 0.9v y 1.1v para una velocidad media v. En la capa de enrutamiento, los autores utilizan el enrutamiento DSR. Informan que cuando la velocidad media aumenta de 2 m/s a 10 m/s, el rendimiento cae drásticamente. Pero, cuando aumenta de 10 m/s a 30 m/s, el rendimiento cae ligeramente.

También se encuentra que, para una velocidad media dada, ciertos patrones de movilidad logran un rendimiento cercano a 0, aunque los otros patrones de movilidad pueden lograr un alto rendimiento. Al analizar el rastro de simulaciones de patrones de bajo rendimiento, encontraron que el protocolo de enrutamiento del remitente TCP es incapaz de reconocer y purgar rápidamente las rutas obsoletas de su caché, lo que da como resultado fallas de enrutamiento repetidas y tiempos de espera de retransmisión de TCP. Para patrones de alto rendimiento, encontraron que la mayoría de las veces el emisor y el receptor de TCP están cerca el uno del otro.

Al examinar los patrones de movilidad, los autores observan que a medida que el emisor y el receptor se acercan, DSR puede mantener una ruta válida. Esto se hace acortando la ruta existente antes de que ocurra una falla en el enrutamiento. Sin embargo, a medida que el remitente y el receptor se alejan, DSR espera hasta que se produce una falla para alargar una ruta. La falla de ruta induce pérdidas de paquetes de hasta una ventana de TCP, y la

latencia de descubrimiento de ruta subsiguiente a menudo resulta en tiempos de espera de TCP repetidos. Para evitar que TCP invoque el control de la congestión que deteriora el rendimiento de TCP en caso de pérdidas inducidas por la movilidad, los autores sugieren utilizar la técnica de notificación explícita de fallas de enlace (ELFN).

2.5. Rendimiento de TCP sobre SANET

La figura 2.5 muestra sobre el rendimiento de TCP en una cadena lineal estática de múltiples saltos de N nodos, donde se utiliza el protocolo IEEE 802.11. Se espera que, a medida que aumenta el número de lúpulos, también aumentará la reutilización espacial. Sin embargo, los resultados de la simulación indican que el rendimiento de TCP disminuye "rápidamente" hasta cierto punto a medida que aumenta el número de saltos. Se argumenta que esta disminución se debe al problema de los terminales ocultos, que aumenta las colisiones de tramas. Después de un fallo de transmisión repetido, la capa MAC reaccionará mediante dos acciones.

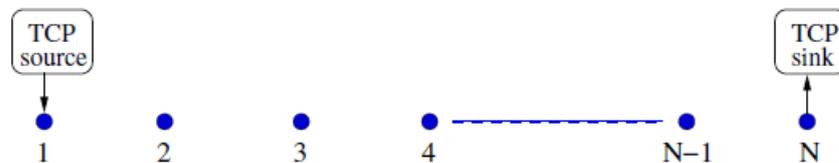


Figura 2. 5: Topología de cadena de varios saltos.

Fuente: (Uzun et al., 2015)

Capítulo3: Diseño, Implementación y Análisis de Resultados

En este capítulo, se realiza una breve introducción a la implementación de los protocolos de control de transmisión, Fit e Illinois que se utilizan para sistemas de comunicaciones inalámbricas complejas.

3.1. Visión general de la simulación sobre OMNeT ++.

Una simulación en OMNeT ++ puede verse como una estructura de módulos independientes, pero estrechamente relacionados, que se comunican mediante el paso de mensajes y juntos forman un modelado sobre el software de simulación OMNeT ++. El equivalente es pensar en esos módulos como piezas LEGO, que deben combinarse con características específicas. Los módulos se pueden clasificar como módulos simples o módulos compuestos, donde los módulos compuestos son un grupo de módulos simples, tal como se muestra en la figura 3.1.

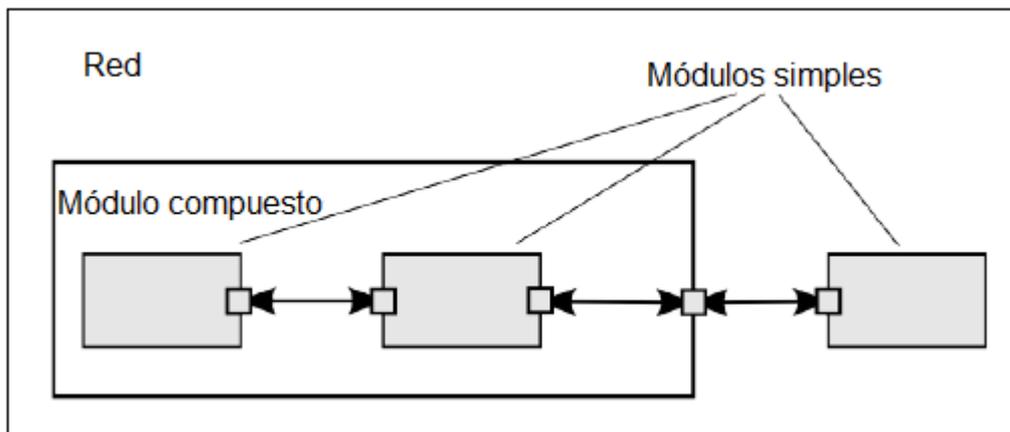


Figura 3. 1: Estructura modular en el software de simulación OMNeT ++.
Elaborado por: Autor.

Por ejemplo, para realizar mediciones en este informe el rendimiento de la red, se aumenta el módulo "NodeBase" y se utiliza como base para la implementación del módulo "StandardHost", que se ha modificado aún más para incluir dos módulos ThruputMeter. Se requiere el uso de dos módulos ThruputMeter para recopilar tanto el tráfico entrante como el saliente.

Para evaluar el rendimiento del protocolo TCP es necesario colocar los módulos ThruputMeter entre "TCPApp" (capa de aplicación) y la capa "TCP".

Este es un paso clave, ya que TCP, debido a su naturaleza, generará muchos paquetes para su funcionamiento después de la capa TCP, en respuesta a entregas fuera de servicio, paquetes perdidos, acuses de recibo (duplicados o no), etc. y esto producirá mediciones falsas. En términos de redes, cuando se miden los datos de nivel de aplicación, se denomina con mayor precisión *goodput*. En la figura 3.2 se muestra un ejemplo práctico de la modificación (enmarcada en color rojo):

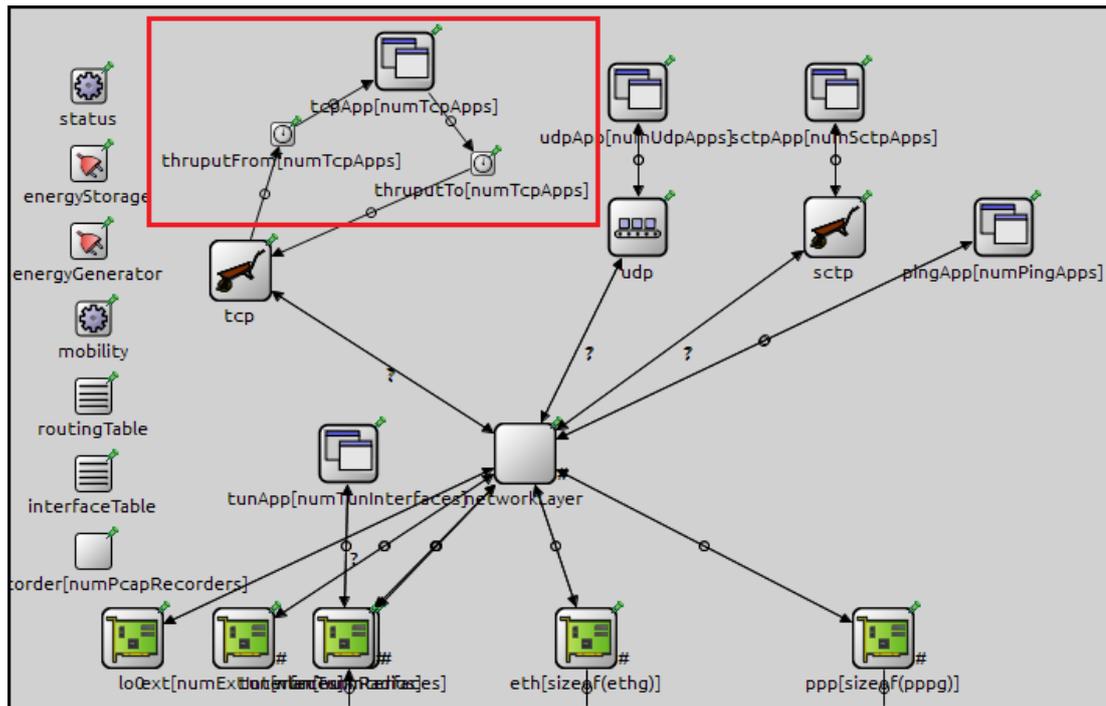


Figura 3. 2: Nodo de malla modificado con 2 medidores de rendimiento.
Elaborado por: Autor.

Existen otras modificaciones en la fuente de varios componentes, como la aplicación de sesión TCP, el protocolo PdE2 y otros. Además, el software de simulación OMNeT++ proporciona al usuario una interfaz gráfica de usuario completa, que permite a la persona que ejecuta la simulación tener una vista completa de las partes internas de la simulación; muestra la topología de la red y las gráficas, y también muestra el flujo de mensajes entre los diferentes componentes como una animación, y en cualquier momento un usuario puede mirar dentro de los componentes y variables, como, por ejemplo, para determinar si una tabla de enrutamiento está conforme.

Una simulación está formada por las siguientes partes:

1. La red, que es un archivo o conjunto de archivos que describen la estructura de módulos simples o compuestos junto con sus parámetros, puertas, canales, etc. Este archivo está escrito usando el lenguaje NED.
2. Una definición de los tipos de mensajes y las estructuras de datos, que OMNeT++ hará la traducción necesaria a clases equivalentes de C ++. Estas definiciones vienen con la extensión .msg.
3. Los módulos, la implementación real de los módulos, realizados en C ++ y generalmente tienen el sufijo .cc. Un módulo puede ser un enrutador, un servidor HTTP o, en un sentido más general, cualquier cosa que tenga capacidades de red y pueda conectarse en una red.
4. Las puertas, que son los puntos finales de conexión de los módulos. Hay tres tipos de puertas: entrada, salida y entrada.

Los pasos necesarios para crear un nuevo proyecto en OMNeT++/ INET se describen en el Apéndice 2.

3.2. Variantes de congestión TCP en el software OMNET++.

El esquema o entramado INET proporciona varias implementaciones de mecanismos de control de congestión TCP, incluido TCP Westwood, que es orientado a redes inalámbricas, y todo esto se puede encontrar en el directorio `src>inet>transportlayer>tcp>flavors`. Para realiza la implementación de una variante de congestión TCP en INET, se debe seguir una estructura específica. Las clases deben ampliar la funcionalidad de “TCPBaseAlg”, que en sí misma es una extensión de la clase “TCPAlgorithm” y anular algunos o todos los métodos proporcionados, en caso de que se requiera un comportamiento diferente. Para una breve referencia, algunos de los métodos que se pueden anular son:

- `dataSent (uint32 fromseq)`: es solicitada después de enviar los datos. Este comando se puede usar para programar el temporizador de retransmisión, para iniciar la medición del tiempo de ida y vuelta, etc. El argumento es la secuencia del primer byte enviado.

- `segmentRetransmitted` (uint32 fromseq, uint32 toseq): se llama después de un segmento retransmitido. El argumento "fromseq" es el "seqno" del primer byte enviado. El argumento toseq es el seqno del último byte enviado + 1.
- `receivedDuplicateAck` (): por documentación de clase, este método se invocará después de un ACK duplicado recibido (es decir: `ackNo == snd_una`, no hay datos en el segmento, el segmento no tiene datos no bloqueados). El contador dupack ya se actualizó al llamar a este método (es decir, `dupacks == 1` en el primer ACK duplicado).

3.3. Descripción general del protocolo de control de transporte ajustable.

El protocolo de control de transporte ajustable denominado TCP-Fit es un mecanismo de red híbrido de control de congestión, que considera tanto el retardo como la pérdida de paquetes como una señal de congestión. A continuación, se describen los puntos claves de la implementación TCP Fit:

- TCP-Fit utiliza los mismos mecanismos de retransmisión y recuperación rápidas que TCP-Reno.
- El pseudocódigo proporcionado se implementó tal cual y siguiendo los diversos pasos.
- TCP-Fit, ahora TCP-Max, está siguiendo un camino de comercialización y, como tal, existe la posibilidad de que los autores no divulguen modificaciones a los mecanismos de TCP-Reno u otros, lo que podría producir mejores resultados.

3.4. Descripción general del protocolo de control de transporte Illinois.

También llamado TCP-Illinois, este es un algoritmo híbrido de control de congestión. Utiliza las pérdidas de paquetes como una forma de determinar si la ventana de congestión debe aumentarse o disminuirse; y demora en la cola para determinar cuánto debe ser la cantidad de incremento o decremento. TCP-Illinois es un algoritmo desarrollado para lograr un alto rendimiento y utilizar de manera justa los recursos de la red. Además, TCP-Illinois también

es altamente compatible con el estándar TCP. TCP-Illinois ya está implementado en el kernel de Linux y se utilizó como guía para implementar TCP Illinois al software OMNeT++. A continuación, se describen los puntos clave sobre la implementación de TCP Illinois.

- El código fuente de la implementación de linux de TCP-Illinois se utiliza como guía para portar el algoritmo a OMNET++/INET.
- Solo ha habido cambios menores en el código, que no afectan el rendimiento, pero permiten que el algoritmo funcione dentro de OMNET++ /INET.

3.5. Ventanas de congestión para ambos algoritmos después de la implementación.

En esta sección se realizará una comparación entre los gráficos producidos a partir de las pruebas realizadas en este informe para ambos algoritmos. Se utilizó el escenario tcpclientserver proporcionado con los ejemplos de INET, ya que es un escenario simple de Cliente-Servidor TCP en el que el cliente envía 50 Mbytes a un servidor a través de una conexión por cable, lo que permite resultados suaves con colisiones mínimas de paquetes. La figura 3.3 muestra la respuesta de la ventana de congestión para el algoritmo TCP Illinois.

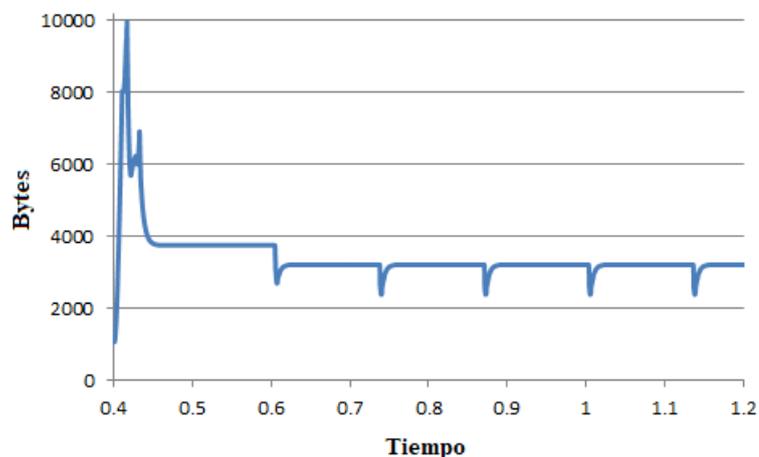


Figura 3. 3: Ventana de congestión del protocolo de control de transporte Illinois.
Elaborado por: Autor.

La figura 3.4 muestra la respuesta de la ventana de congestión para el algoritmo TCP Fit.

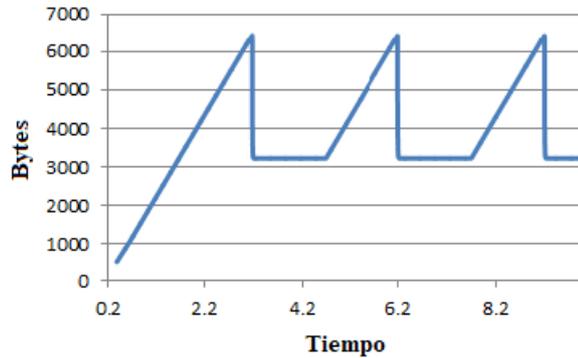


Figura 3. 4: Ventana de congestión del protocolo de control de transporte ajustable.
Elaborado por: Autor.

3.6. Resultados

En esta sección se presentan y discuten los resultados de los diferentes escenarios para los protocolos de transporte UDP y TCP con sus respectivos protocolos de enrutamiento.

3.6.1. Estructura de escenario para recolectar datos.

Los resultados serán presentados por sus rendimientos, a saber, la sobrecarga de enrutamiento, el retardo extremo a extremo, el buen desempeño y, finalmente, la relación o porcentaje de entrega de paquetes. También en los resultados de TCP se discutirá el tiempo de subida y bajada, pero no se tendrá en cuenta seriamente, ya que algunos de los clientes conectados (TCP Sess.) no produjeron ninguna grabación de datos.

En la tabla 3.1 se enumera brevemente todos los diferentes escenarios que se consideraron y ejecutaron, a fin de acumular los datos que servirán de base de datos para el posterior análisis de resultados. Tanto para los protocolos de transporte UDP como TCP el valor de 1 y 2 corresponden a los protocolos de enrutamiento Manet dinámica bajo demanda (PdE1) y mejor enfoque de las redes Manet (PdE2). Se podrían ejecutar más escenarios con más clientes, sin embargo, eso no fue posible debido a la limitación de recursos. La limitación de recursos es que este contexto significa que la computadora portátil, donde se ejecutaron los escenarios, no era lo suficientemente robusta como para acomodar redes más grandes y más clientes en cada escenario propuesto (ver tabla 3.1).

Tabla 3. 1: Escenarios de protocolos UDP y TCP que son ejecutados para acumular los datos.

Tipos de protocolos	Cantidad de clientes estáticos (caminando y conduciendo)
UDP 1 y 2	5
UDP 1 y 2	15
TCP-NewReno 1	5
TCP-NewReno 2	5
TCP-Illinois 1	5
TCP-Illinois 2	5
TCP-Fit 1	5
TCP-Fit 2	5
TCP-NewReno 1	15
TCP-NewReno 2	15
TCP-Illinois 1	15
TCP-Illinois 2	15
TCP-FIT 1	15
TCP-FIT 2	15

Elaborado por: Autor.

Algunas estadísticas de grabación fueron deshabilitadas ya que no eran muy relevantes, ralentizaban los escenarios de simulación y, por último, requerían una gran cantidad de espacio, que no estaba disponible en el momento.

3.6.2. Resultados del protocolo de datagramas de usuario (UDP).

En las figuras 3.5 a 3.8 se muestran los resultados acumulados después de que se concluyeron todos los escenarios de simulación del protocolo de datagramas de usuario (UDP). Las barras azules en cada figura (3.5 a 3.8) describen los escenarios con 5 clientes, mientras que las barras rojas describen los escenarios con 15 clientes. Además, el eje inferior lleva el nombre del protocolo de enrutamiento (PdE) y el escenario como tal, es decir, PdE1_escenario y PdE2_escenario. Por ejemplo, PdE1_E significa protocolo de enrutamiento de mejor enfoque de las redes Manet (PdE2) y escenario estático (E). También, por simplicidad, “Cam” significa caminar mientras que “Con” significa conduciendo. En la figura 3.5 se muestra la gráfica del porcentaje de entrega de paquetes para el protocolo de datagrama de usuario

(UDP). La figura 3.6 muestra la gráfica del desempeño en bits/s (bps) del protocolo UDP.

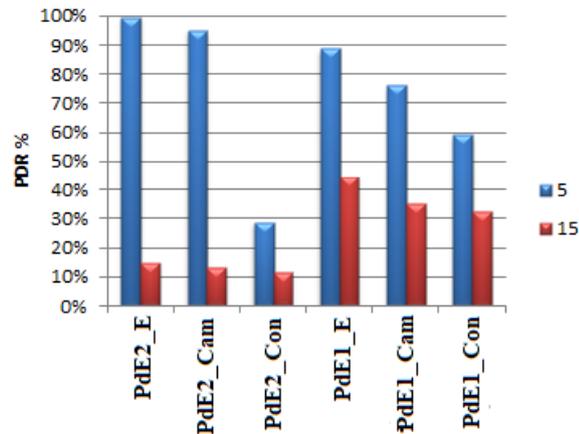


Figura 3. 5: Resultados del porcentaje de entrega de paquetes para UDP con PdE1 y PdE2.

Elaborado por: Autor.

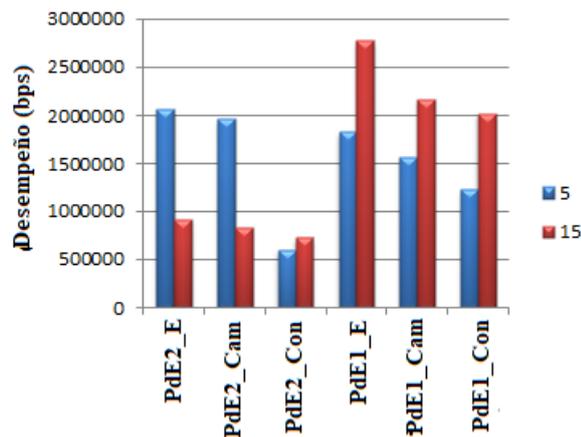


Figura 3. 6: Resultados del desempeño para UDP con PdE1 y PdE2.

Elaborado por: Autor.

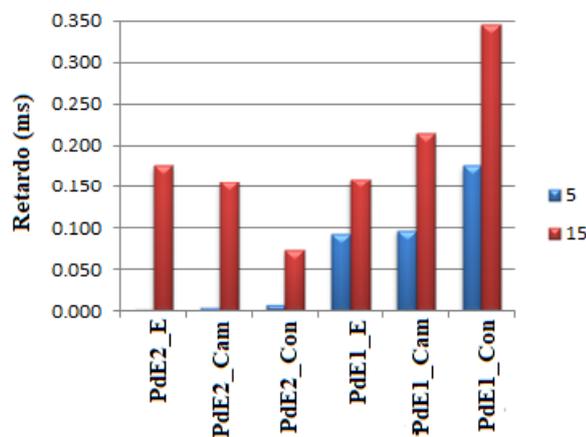


Figura 3. 7: Resultados de retardo promedio extremo a extremo para UDP con PdE1 y PdE2.

Elaborado por: Autor.

La figura 3.7 muestra los resultados del retardo promedio extremo a extremo para el protocolo UDP y la figura 3.8 muestra los resultados de la sobrecarga (overhead) de enrutamiento para el protocolo UDP. En todos los escenarios se presentan los resultados estáticos para cuando el usuario está caminando o conduciendo.

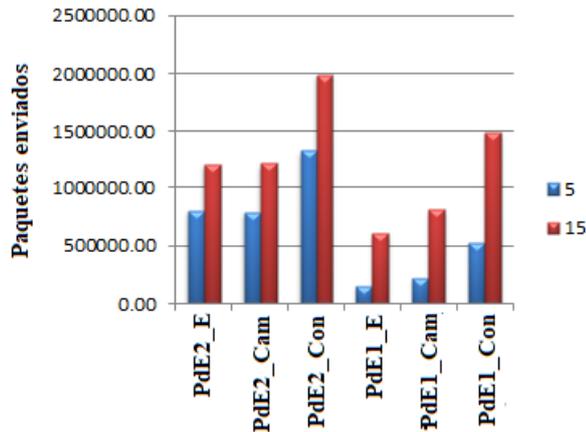


Figura 3. 8: Resultados de sobrecarga de enrutamiento para UDP con PdE1 y PdE2.

Elaborado por: Autor.

3.6.2.1. Análisis de resultados obtenidos del porcentaje de entrega de paquetes.

De la figura 3.5 se analizan los resultados del porcentaje de entrega de paquetes para los protocolos de enrutamiento PdE1 y PdE2 estáticos, así como caminando y conduciendo con 5 y 15 usuarios, pero se observa que con 5 usuarios o clientes se tiene una mayor proporción de entrega de paquetes. En el escenario de conducción (PdE2_Con) funciona mal, mientras que para PdE1_Con, aunque se ve afectado por las velocidades más altas, aún funciona mejor con un porcentaje de entrega de paquetes de aproximadamente el 60%. Por otro lado, cuando aumentan los clientes (fuentes de tráfico), PdE1 tiene una relación de entrega de paquetes más alta que PdE2 y en consecuencia lo supera.

3.6.2.2. Análisis de resultados obtenidos del desempeño.

De la figura 3.6 se analizan los resultados del desempeño de los protocolos de enrutamiento PdE1 y PdE2. En PdE2 los escenarios estáticos (E) y caminando (Cam) con 5 clientes, se registra un mejor desempeño de la

red, que, como se mencionó anteriormente, es un indicador de que un protocolo funciona mejor que otros o, en este caso, funciona mejor que PdE1.

3.6.2.3. Análisis de resultados obtenidos del retardo de extremo a extremo.

De la figura 3.7 se analizan los resultados del retardo promedio de extremo a extremo para los protocolos de enrutamiento PdE1 y PdE2. Se observa PdE2 tiene el menor retardo de extremo a extremo en comparación con PdE1 en todos los escenarios con 5 usuarios o clientes. Cuando la cantidad de clientes aumenta y se introduce la movilidad, el rendimiento de retardo del PdE2 compite con el del PdE1. El PdE2 logra mantener un retardo de extremo a extremo bastante estable y funciona mucho mejor que PdE1 en todos los escenarios, incluso con velocidades de movilidad más altas.

3.6.2.4. Análisis de resultados obtenidos de la sobrecarga de enrutamiento.

De la figura 3.8 se analizan los resultados sobrecarga de enrutamiento para los protocolos de enrutamiento PdE1 y PdE2. Se observa que el PdE2 transmite la mayor cantidad de tráfico de enrutamiento en la red, seguido del PdE1, que transmite la menor cantidad. Esto es cierto para todos los escenarios probados con 5 o 15 clientes en escenarios estáticos, ya sea caminado y conducción. Por lo tanto, en términos de enrutamiento PdE1, supera a PdE2 y en el caso de una red con bajos requisitos de recursos, PdE1 sería una mejor opción ya que funcionaría mejor.

3.6.3. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario estático.

La tabla 3.2 describe los datos recopilados del escenario estático TCP con todas las variantes de TCP. La primera columna es la ejecución del escenario, la segunda es el rendimiento medido, la tercera es la relación de entrega de paquetes (PDR), la cuarta es el retardo medio de subida y bajada, la quinta la sobrecarga de enrutamiento y, por último, las sesiones TCP. Hay dos columnas que requiere de explicación, por ejemplo, el retardo promedio, que es la suma de los valores medios de los tiempos de subida y bajada

registrados por los clientes y luego divididos por el número de los valores registrados; y la sesión TCP, que representa cuántos clientes lograron conectarse con la puerta de enlace.

Tabla 3. 2: Resultados para TCP del escenario estático.

TCP NewReno					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	0.721	21.6	0.0247	146844	5
PdE1 – 15	4.825	48.2	0.0277	267236	14
PdE2 – 5	3.115	93.4	0.0246	764079	5
PdE2 – 15	5.389	67.4	0.0165	1285406	12

TCP Illinois					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	0.784	23.5	0.0021	144912	5
PdE1 – 15	4.932	56.9	0.0032	232622	13
PdE2 – 5	3.333	100.0	0.0021	769403	5
PdE2 – 15	5.980	64.1	0.0029	1279475	14

TCP Fit					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	0.856	25.7	0.0032	139497	5
PdE1 – 15	4.877	52.2	0.0044	233472	14
PdE2 – 5	3.333	100.0	0.0042	765245	5
PdE2 – 15	5.888	63.1	0.0038	1285407	14

3.6.3.1. Análisis de resultados obtenidos del desempeño para TCP estático.

Los desarrolladores de TCP Fit y TCP Illinois ofrecieron un mayor rendimiento, y que se refleja en los datos obtenidos y da como resultado un mayor rendimiento. Para TCP NewReno el PdE2 muestra un aumento en el desempeño de un 331.82% con 5 clientes y del 11.69% con 15 clientes. Para TCP Illinois el PdE2 muestra un incremento del 325.19% con 5 clientes y un incremento del 21.2619% con 15 clientes. Mientras, que para TCP Fit el PdE2 experimenta un incremento en el desempeño del 289.47% con 5 clientes y un

incremento del 20.74% con 15 clientes. Finalmente, se puede deducir que el PdE2 supera al PdE1 con cada algoritmo.

3.6.3.2. Análisis de resultados obtenidos del porcentaje de entrega de paquetes para TCP estático.

El porcentaje de entrega de paquetes (PDR) observada en la tabla 3.2 muestra que TCP Fit y TCP Illinois superan al TCP NewReno. Sin embargo, el PdE2 con 15 clientes muestra el mejor PDR para TCP NewReno. Además, PdE2 funciona mejor que PdE1 en los demás protocolos (TCP Illinois y TCP Fit).

3.6.3.3. Análisis de resultados obtenidos del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP estático.

De la tabla 3.2 en TCP NewReno el PdE1 mantienen el tiempo de subida y bajada (RTT) dentro de los límites aceptables. Sin embargo, el PdE2 funciona mejor con un RTT ligeramente más bajo, en una disminución de alrededor de 0.40% con 5 clientes y una disminución mucho menor de 40.28% con 15 clientes. Lo mismo se observa en TCP Illinois, el PdE2 registra una disminución del 0.79% en el RTT con 5 clientes y una disminución del 11.73% con 15 clientes. Mientras, que para TCP Fit el PdE1 con clientes se desempeña mejor con una disminución del 25.14% sobre el PdE2, que registra un RTT más bajo con 15 clientes de alrededor del 13.72%.

El tiempo de subida y bajada entre las variantes de TCP (ver tabla 3.2) muestra que tanto TCP Fit como TCP Illinois tienen un RTT mucho más pequeño que TCP NewReno, lo que también resulta en un mejor rendimiento. También, el PdE2 supera al PdE1 debido a que tiene un RTT más bajo en la mayoría de los escenarios.

3.6.3.4. Análisis de resultados obtenidos de la sobrecarga de enrutamiento para TCP estático.

Vale la pena señalar que al comparar los protocolos de control de transporte (TCP) Illinois y Fit con respecto al NewReno, los dos primeros muestran una reducción en la sobrecarga general de enrutamiento para

ambos protocolos de enrutamiento. Por ejemplo, se observa en la tabla 3.2 que el PdE2 es un protocolo proactivo que está funcionando mal sobre el PdE1.

3.6.4. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario caminando.

La tabla 3.3 describe los datos recopilados del protocolo de control de transporte para escenario caminando, también incluye su análisis con todas las variantes de TCP. Dado que los datos en la tabla 3.3 se expresan como en el escenario estático visto en la tabla 3.2.

Tabla 3. 3: Resultados para TCP del escenario caminando.

TCP NewReno					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	2.921	87.6	0.0119	136242	5
PdE1 – 15	5.714	65.9	0.0128	203534	13
PdE2 – 5	3.333	100.0	0.0189	770229	5
PdE2 – 15	6.749	77.9	0.0168	1304478	13

TCP Illinois					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	3.211	96.3	0.0011	108579	5
PdE1 – 15	7.383	79.1	0.0013	207305	14
PdE2 – 5	3.333	100.0	0.0019	774406	5
PdE2 – 15	7.072	70.7	0.0021	1310749	15

TCP Fit					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	2.552	78.6	0.0032	132533	5
PdE1 – 15	7.836	78.4	0.0038	189335	15
PdE2 – 5	3.333	100.0	0.0048	766477	5
PdE2 – 15	6.532	81.7	0.0036	1299265	12

3.6.4.1. Análisis de resultados de desempeño para TCP en escenario caminando.

De la tabla 3.3, TCP Illinois parece tener un rendimiento mucho mejor y ofrece un mejor rendimiento en comparación con las otras dos variantes de TCP. TCP Fit sigue con resultados similares. Con TCP NewReno, el PdE2 tiene un incremento del 14.13% con 5 clientes y un 18.13% con 15 clientes. Por ejemplo, en el caso de TCP Illinois utilizando el PdE2 con 5 clientes se observa un pequeño incremento del 3.81% y una disminución del 4.22% con 15 clientes. Para el protocolo TCP Fit en el mismo PdE2 con 5 clientes se observa un incremento del 30.60% y para 15 clientes una disminución del 16.64%. El PdE2 parece funcionar mejor, excepto en los casos con TCP Illinois y TCP Fit con 15 clientes.

3.6.4.2. Análisis de resultados del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP en escenario caminando.

En la tabla 3.3, se puede ver que TCP-Illinois tiene el RTT más bajo con TCP FIT a continuación. En resumen, PdE1 muestra con TCP-NewReno, una disminución en RTT con 5 clientes de 37.1489% y 23.6353% con 15 clientes. Además, con TCP-Illinois, una disminución de 42.9054% con 5 clientes y 37.8585% con 15 clientes. TCP-FIT, muestra resultados similares con PdE1 mostrando una disminución del 34.4041% con 5 clientes, excepto con 15 clientes donde el protocolo PdE2 funciona mejor con Pde1 registrando un aumento de 4.0104%. En este caso, el PdE1 supera al PdE2 al tener un RTT más bajo en general.

3.6.4.3. Análisis de resultados del porcentaje de entrega de paquetes para TCP en escenario caminando.

De la tabla 3.3, tanto para los PdE1 y PdE2 en los TCP Illinois y TCP Fit tienen un porcentaje de entrega de paquetes (PDR) más alta que el protocolo TCP NewReno. Además, ambos protocolos de enrutamiento (PdE1 y PdE2) funcionan igualmente bien con TCP Illinois y TCP Fit, ya que hay algunas sesiones TCP menos, en algunos escenarios.

3.6.4.4. Análisis de resultados de la sobrecarga de enrutamiento para TCP en escenario caminando.

En la tabla 3.3, para el protocolo TCP Fit se registran valores bajos para la sobrecarga de enrutamiento en todos los escenarios, excepto en uno, y esto está ganando en esta medición con el sorprendente seguimiento de TCP NewReno. Además, como se esperaba, el PdE1 supera al PdE2.

3.6.5. Resultados del protocolo de control de transporte (TCP) para escenario conduciendo.

Los datos recopilados del escenario de conducción para TCP con todas las variantes propuestas de los protocolos TCP son descritos en la tabla 3.4 de manera similar al escenario estático y caminando, a lo que uno podría referirse.

Tabla 3. 4: Resultados para TCP del escenario de conducción.

TCP NewReno					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	1.529	45.9	0.0253	259569	5
PdE1 – 15	6.017	64.5	0.0109	398989	14
PdE2 – 5	0.077	2.3	0.0449	1371442	5
PdE2 – 15	3.460	34.6	0.0219	2087110	15

TCP Illinois					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	1.584	47.5	0.0021	254529	5
PdE1 – 15	5.831	62.5	0.0010	384607	14
PdE2 – 5	0.143	5.4	0.0024	1369909	4
PdE2 – 15	3.712	39.8	0.0029	2076197	14

TCP Fit					
Escenario estático – clientes	Desempeño (Mbps)	PDR (%)	Retardo promedio	Sobrecarga	TCP Sess.
PdE1 – 5	1.580	47.4	0.0030	257512	5
PdE1 – 15	6.635	66.4	0.0028	386345	15
PdE2 – 5	0.098	3.7	0.0097	1370718	4
PdE2 – 15	3.843	44.3	0.0063	2079371	13

3.6.5.1. Análisis de resultados de desempeño para TCP en escenario de conducción.

De la tabla 3.4 se puede ver que tanto al protocolo TCP Fit como al protocolo TCP Illinois parecen superar al protocolo TCP NewReno y registrar un mejor rendimiento, con la excepción de la diferencia entre los protocolos TCP NewReno y TCP Illinois con PdE1 como protocolo y 15 clientes, donde TCP Illinois no funciona tan bien como el protocolo TCP NewReno. El PdE1 también supera al PdE2 que tiene un incremento de 1881.49% y 73.89% con 5 y 15 clientes respectivamente. Mientras que con el protocolo TCP Illinois se observa un aumento del 1007.84% con 5 clientes y 57.07% con 15 clientes. Por último, con el protocolo TCP Fit se registra un aumento de 1507.39% y 72.65%.

3.6.5.2. Análisis de resultados del porcentaje de entrega de paquetes para TCP en escenario de conducción.

En la tabla 3.4 se muestra que el protocolo TCP Fit superaría a todas las demás variantes de TCP en todos los escenarios menos uno, sin embargo, la cantidad de clientes conectados no ofrece una respuesta clara y definitiva. Aunque el protocolo TCP NewReno también parece realizar y manejar la movilidad superior igualmente bien. De la tabla 3.4 se comprueba que PdE1 funciona mejor que con el PdE2.

3.6.5.3. Análisis de resultados del tiempo de subida y bajada (RTT) para TCP en escenario de conducción.

El protocolo TCP-Illinois está superando a las otras variantes en este escenario con relación al protocolo TCP Fit y TCP-NewReno está muy por detrás. Con respecto a los protocolos de enrutamiento, PdE1 supera a PdE2 en todos los escenarios con una disminución del 43.34% con 5 clientes y una disminución del 50.15% con 15 clientes. El PdE1 en el protocolo TCP Illinois registran una disminución del 14.5% con 5 clientes y con 15 clientes una disminución del 65.86%. Así mismo, con el protocolo TCP Fit para 5 y 15 clientes, una disminución de 68.75% y 55.81%, respectivamente.

3.6.5.4. Análisis de resultados de la sobrecarga de enrutamiento para TCP en escenario de conducción.

Los protocolos de transporte TCP Fit y TCP Illinois registran valores más bajos para la sobrecarga de enrutamiento en todos los escenarios propuestos. Como se esperaba, el protocolo PdE1 registra la sobrecarga de enrutamiento más baja (en sus tres escenarios: estático, caminando y conduciendo) y supera a al PdE2.

3.7. Variación del desempeño de las funciones de TCP.

En la tabla 3.5 se muestran las variaciones del rendimiento en forma de porcentaje, y fue creada para mostrar la diferencia de rendimiento entre los algoritmos de control de congestión probados en cada uno de los escenarios de la sección 3.6 para los protocolos de enrutamiento PdE1 y PdE2.

Tabla 3. 5: Comparativa de las variaciones entre las variantes de TCP.

Variación de desempeño en escenarios estáticos (%)			
Protocolos de enrutamiento	TCP-2 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-2
PdE1 – 5	8.69%	18.66%	9.17%
PdE1 – 15	2.22%	1.08%	-1.12%
PdE2 – 5	7.02%	7.02%	0.00%
PdE2 – 15	10.98%	9.27%	-1.54%

Variación de desempeño en escenarios caminando (%)			
Protocolos de enrutamiento	TCP-2 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-2
PdE1 – 5	9.94%	-12.62%	-20.51%
PdE1 – 15	29.22%	37.14%	6.13%
PdE2 – 5	0.00%	0.00%	-0.00%
PdE2 – 15	4.78%	-3.22%	-7.63%

Variación de desempeño en escenarios conduciendo (%)			
Protocolos de enrutamiento	TCP-2 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-1	TCP-3 vs. TCP-2
PdE1 – 5	3.58%	3.33%	-0.24%
PdE1 – 15	-3.09%	10.28%	13.80%
PdE2 – 5	85.26%	27.37%	-31.24%
PdE2 – 15	7.29%	11.07%	3.5%

La razón fue principalmente el hecho de que todos los algoritmos de control de congestión desarrollados para redes inalámbricas prometen un aumento en el desempeño, lo que en consecuencia resulta en un aumento en el buen rendimiento. Importante hay que señalar que un número negativo en la tabla 3.5 significa que un algoritmo funcionó peor.

3.8. Discusión de resultados.

En esta sección se discutirán los diferentes resultados obtenidos durante la implementación de los dos algoritmos de control de congestión.

3.8.1. Discusión de la sobrecarga en UDP.

Con respecto a los datos obtenidos de los resultados del UDP, la sobrecarga medida es el total de paquetes de control enviados desde todos los nodos involucrados. En el caso del protocolo de enrutamiento PdE1, también incorpora los mensajes de error de enrutamiento. Los mensajes de error de enrutamiento (RERR) se envían cuando falla un enlace o ruta hacia un nodo. Este mensaje se propaga a todos los nodos en la vecindad o vecindad del nodo que lo envía. Esto se hace en el PdE1 debido a la falta de rutas alternativas hacia el destino, ya que la tabla de rutas contiene solo las rutas requeridas y no todas las rutas posibles.

Sin embargo, se esperaba que el protocolo de enrutamiento PdE1 supere al PdE2, ya que, como ya se describió, los protocolos de enrutamiento bajo demanda o llamados protocolos reactivos transmiten paquetes de control solo cuando una fuente necesita enviar algunos datos, lo que en consecuencia reduce la sobrecarga de enrutamiento al no "contaminar" la red con tráfico de enrutamiento innecesario. Mientras que los protocolos proactivos como el caso del PdE2 siempre envía paquetes de control para monitorear y mantener su tabla de enrutamiento.

En las simulaciones consideradas, se incrementó el intervalo predeterminado de envío de paquetes de control, 2 segundos desde 1 para ambos protocolos de enrutamiento PdE2 y PdE1, ya que esos números produjeron mejores resultados. También es importante mencionar que, por

defecto, el protocolo de enrutamiento PdE1 se basa en la información del estado del enlace para descubrir fallas en las rutas. Este comportamiento en las simulaciones resultó con un bajo rendimiento y, como tal, se anuló al establecer el intervalo de envío de los mensajes.

3.8.2. Discusión del retardo extremo a extremo en UDP.

El retardo medido de extremo a extremo muestra que el protocolo PdE2 supera al PdE1. La razón detrás de esta observación es que el protocolo PdE2 mantiene una tabla de enrutamiento para cada destino posible y tiene sus rutas listas para cuando se deben enviar datos, a diferencia del protocolo PdE1 que siempre solicita la ruta, si no está en la tabla o en caso de que se elimine, falle o cambie.

3.8.3. Discusión de la sobrecarga de enrutamiento en UDP.

El protocolo PdE1 registró una sobrecarga de enrutamiento más baja. Desde entonces, el PdE1 es un protocolo de enrutamiento bajo demanda y esto permite que el protocolo sea bastante consistente, a pesar del mayor retardo unidireccional (que sigue estando dentro de los límites aceptables), para tener un impacto mucho menor en el tráfico de la red al regular su sobrecarga de enrutamiento por necesidad (bajo demanda). Además, funciona mejor en un escenario de conducción y vale la pena señalar que en una carretera o en una ciudad, los clientes también pueden actuar como estaciones de malla y proporcionar muchas puertas de enlace de red diferentes (no visibles con nuestras simulaciones), que podrían o no permitir un mejor rendimiento o resultados diferentes.

3.8.4. Discusión del desempeño en UDP.

Los resultados muestran que el PdE2 registra un mejor rendimiento y esto puede explicarse ya que los protocolos proactivos ya saben qué camino seguir para llegar a un destino, y dado que el rendimiento (el desempeño siempre es menor) se define como la cantidad total de datos recibidos hasta el momento en que el receptor obtuvo el último paquete. Como resultado, el PdE2 tiene un menor retardo en esos escenarios y, por lo tanto, tiene un mejor rendimiento.

Además, a medida que aumentan las fuentes de tráfico, los protocolos de enrutamiento deben trabajar más para compensar la degradación de la red y los problemas como congestión, terminales ocultas, etc. muestra un retardo mayor, lo que da como resultado un rendimiento mucho menor. Esto significa que mientras la red es pequeña y la movilidad es baja o completamente estática, el PdE2 supera al PdE1. Sin embargo, a medida que la red crece si hay movilidad o no, lo contrario es cierto.

3.8.5. Discusión de TCP.

Por otro lado, a partir de los resultados de TCP se observó que los algoritmos de congestión de TCP diseñados para redes inalámbricas pueden ofrecer un mayor rendimiento.

3.8.6. Discusión de TCP es escenario estático.

En resumen, a partir de los escenarios estáticos, quedó claro que los algoritmos de control de congestión diseñados para redes inalámbricas funcionan mucho mejor y dan como se prometió un mayor rendimiento. Con respecto al tiempo de subida y bajada (RTT), TCP Illinois parece superar a los otros dos algoritmos, seguidor por TCP Fit. Esto es visible en los resultados con TCP Fit e Illinois que tienen un rendimiento similar. Sin embargo, las similitudes podrían deberse al número de clientes conectados (como lo indica la columna TCP Sess.). Según esta columna, solo 12 de 15 clientes lograron conectarse, lo que podría ser la razón de tales diferencias durante el tiempo de ejecución de la simulación. En otras palabras, la menor cantidad de clientes conectados registra más datos en el tiempo de la simulación, mientras que en las otras variantes de TCP los resultados muestran menor cantidad de paquetes enviados, lo que se debe a más colisiones, retransmisiones, congestión, etc. Sin embargo, TCP Fit y TCP Illinois funcionan mejor en redes inalámbricas.

En cualquier caso, un protocolo proactivo como PdE2 parece funcionar mejor que PdE1 en los escenarios estáticos, que era como se esperaba, ya que TCP, a diferencia de UDP, para operar necesita una ruta estable, ya que

es un protocolo de comunicación de conexión de extremo a extremo. Los resultados más extraños son en el PdE1 con 5 clientes, ya que se esperaba que funcionara tan bien como el PdE2, eso no sucedió y nunca se encontró una explicación satisfactoria. Una especulación podría ser eso, el enrutamiento bajo demanda y los diversos temporizadores TCP para los reconocimientos que tuvo un impacto negativo en el rendimiento del PdE1.

3.8.7. Discusión de TCP en escenarios caminando.

En los escenarios de caminata, la diferencia registrada se debe a cuántos clientes estaban conectados y cómo se movían. Al igual que los escenarios UDP, con movilidad moderada, los protocolos de enrutamiento y el algoritmo de control de congestión TCP funcionan mejor, por razones similares. A pesar de que TCP Illinois parecía superior en la mayoría de los escenarios, el rendimiento de TCP Fit no se puede descuidar y es bueno tener en cuenta que parece ser capaz de funcionar mejor que TCP NewReno.

Con respecto a la proporción de entrega de paquetes en los escenarios de caminata, sería seguro decir que, de acuerdo con el número de clientes conectados, tanto TCP Illinois como TCP Fit registran resultados muy similares, y si los clientes conectados tuvieran la misma cantidad, probablemente tendríamos los mismos resultados. Por lo tanto, TCP-Illinois es un mejor algoritmo, debido a la cantidad de clientes conectados y que supera al TCP NewReno.

En general, en los escenarios de caminata, los resultados muestran que TCP Illinois para ambos protocolos de enrutamiento (PdE1 y PdE2) funcionan mucho mejor que TCP NewReno, que es un mecanismo de control de congestión diseñado para redes cableadas. Además, aunque TCP Illinois y TCP Fit están dando resultados muy similares, el primero está ganando la batalla debida principalmente a que la mayoría de los clientes estaban conectados con el nodo de puerta de enlace (TCP Sess.). De los resultados, vale la pena señalar que con TCP Fit hay una reducción en la sobrecarga general de enrutamiento para ambos protocolos.

3.8.8. Discusión de TCP en escenarios de conducción.

A partir de los datos recopilados de los escenarios de conducción, se puede observar que, como UDP, los protocolos de enrutamiento bajo demanda pueden funcionar mejor bajo cambios de enrutamiento frecuentes. Las tres variantes de TCP con PdE1 dan resultados similares con la única diferencia del aumento del desempeño en TCP Illinois y TCP Fit, que es como se esperaba, ya que los desarrolladores de los algoritmos tenían en mente proporcionar un mejor rendimiento. Mejor rendimiento, significa también un aumento en el desempeño, aunque un poco menos que el rendimiento debido a las retransmisiones TCP.

En el escenario de conducción, tanto TCP Illinois como TCP Fit reducen la sobrecarga general de enrutamiento. Para concluir, todas las variantes de TCP parecen funcionar bien y dan proporciones similares de entrega de paquetes en escenarios de movilidad más alta, lo que podría deberse al movimiento del cliente, la congestión no está alcanzando niveles críticos. Además, PdE1 supera claramente al PdE2 como se esperaba.

3.8.9. Discusión de la comparativa de protocolos.

En general, no se puede decir con certeza que un protocolo de enrutamiento es el mejor o el peor para un caso específico. Correspondería al diseñador de la red tomar las decisiones correctas con respecto a una red de malla inalámbrica. Por ejemplo, si hay movilidad moderada y el tráfico adicional generado por un protocolo proactivo no está causando ningún problema, uno puede elegir eso en lugar de otro.

A partir de los resultados UDP, se puede observar que los protocolos bajo demanda parecen ser más estables y tienen un mejor rendimiento en la mayoría de los escenarios y entornos considerados, y sería seguro decir que pueden llegar primero en el orden de preferencia. Esto es especialmente cierto cuando la red requiere bajos recursos, donde los protocolos bajo demanda con su baja sobrecarga de enrutamiento, deberían ser la primera opción o entre las primeras.

Con respecto al PdE2, parece funcionar mejor en escenarios de movilidad estática y moderada, como caminar, con retardos muy bajos en un sentido, excepto en el caso en que aumenta el número de fuentes de tráfico, y su retardo en un sentido está compitiendo con el PdE1.

CONCLUSIONES

- Para concluir, algunos de los hechos que uno debe considerar antes de elegir un protocolo proactivo son: la mayor sobrecarga de enrutamiento; cambios de ruta frecuentes, su desempeño puede empeorar y, las tablas de enrutamiento a medida que la red crece pueden acentuar la degradación, y cuando se combinan con todos los problemas en las redes inalámbricas, la calidad de la red se degradará.
- Los escenarios TCP revelaron que los algoritmos de control de congestión no deben descuidarse y debe elegirse uno adecuado, ya que pueden ofrecer un mejor rendimiento junto con el protocolo de enrutamiento elegido.

RECOMENDACIONES.

La investigación actual no aborda o no tiene en cuenta la temperatura ambiental o la propagación de ondas a través de los objetos, por lo tanto, se recomienda:

- Realizar pruebas experimentales mediante la construcción de una red enmallada real.
- Implementar otros protocolos de enrutamiento que permitan mejorar el rendimiento de la red e inclusive el rendimiento del presente trabajo.

Bibliografía

- Aftab, A., Ghani, A., Abidi, Z.-A., & Baqar, M. (2016). Simulation based performance evaluation of TCP variants along with UDP flow analysis of throughput with respect to delay, buffer size and time. *2016 International Conference on Open Source Systems & Technologies (ICOSST)*, 36–41. <https://doi.org/10.1109/ICOSST.2016.7838574>
- Casoni, M., & Patriciello, N. (2016). Next-generation TCP for ns-3 simulator. *Simulation Modelling Practice and Theory*, 66, 81–93. <https://doi.org/10.1016/j.simpat.2016.03.005>
- Dias, M. C., Caldeira, L. A., & Perkusich, A. (2015). Traditional TCP congestion control algorithms evaluation in wired-cum-wireless networks. *2015 International Wireless Communications and Mobile Computing Conference (IWCMC)*, 805–810. <https://doi.org/10.1109/IWCMC.2015.7289186>
- Kaushik, S. K., Chahal, K., Dhariwal, S., Dhariwal, S., & Raj, P. (2012). *Analysis of TCP Performance over Mobile Ad-Hoc Networks with varying Speed*. International Conference on Computing Sciences, Phagwara, India.
- Malliga, G. S., & Varughese, Dr. D. K. (2010). Impact of Multihop Wireless Channel on TCP-AP with LRED. *International Journal of Computer Applications*, 1(11), 99–106. <https://doi.org/10.5120/232-386>
- Prakash, M., & Abdrabou, A. (2020). On the Fidelity of NS-3 Simulations of Wireless Multipath TCP Connections. *Sensors*, 20(24), 7289. <https://doi.org/10.3390/s20247289>
- Raisinghani, V. T., Singh, A. K., & Iyer, S. (2002). Improving TCP performance over mobile wireless environments using cross layer feedback. *2002 IEEE International Conference on Personal Wireless Communications*, 81–85. <https://doi.org/10.1109/ICPWC.2002.1177250>

Singh, A. K., & Iyer, S. (2002). ATCP: Improving TCP performance over mobile wireless environments. *4th International Workshop on Mobile and Wireless Communications Network*, 239–243. <https://doi.org/10.1109/MWCN.2002.1045729>

Uzun, E., Senel, F., Akkaya, K., & Yazici, A. (2015). Distributed connectivity restoration in Underwater Acoustic Sensor Networks via depth adjustment. *2015 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, 6357–6362. <https://doi.org/10.1109/ICC.2015.7249337>



Presidencia
de la República
del Ecuador



Plan Nacional
de Ciencia, Tecnología,
Innovación y Saberes



SENESCYT

Secretaría Nacional de Educación Superior,
Ciencia, Tecnología e Innovación

DECLARACIÓN Y AUTORIZACIÓN

Yo, **Orellana Sandoval, José Enrique** con C.C: # 120503579-1 autor del trabajo de examen complejo: Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas, previo a la obtención del título de **Magister en Telecomunicaciones** en la Universidad Católica de Santiago de Guayaquil.

1.- Declaro tener pleno conocimiento de la obligación que tienen las instituciones de educación superior, de conformidad con el Artículo 144 de la Ley Orgánica de Educación Superior, de entregar a la SENESCYT en formato digital una copia del referido trabajo de titulación para que sea integrado al Sistema Nacional de Información de la Educación Superior del Ecuador para su difusión pública respetando los derechos de autor.

2.- Autorizo a la SENESCYT a tener una copia del referido trabajo de titulación, con el propósito de generar un repositorio que democratice la información, respetando las políticas de propiedad intelectual vigentes.

Guayaquil, 4 de octubre del 2021

f. _____

Nombre: **Orellana Sandoval, José Enrique**

C.C: 120503579-1

REPOSITORIO NACIONAL EN CIENCIA Y TECNOLOGÍA		
FICHA DE REGISTRO DE TESIS/TRABAJO DE TITULACIÓN		
TÍTULO Y SUBTÍTULO:	Evaluación de escenarios de simulación de protocolos reactivo y proactivo en redes inalámbricas enmalladas	
AUTOR(ES)	Orellana Sandoval, José Enrique	
REVISOR(ES)/TUTOR(ES)	M. Sc. Córdova Rivadeneira, Luis Silvio; M. Sc. Quezada Calle, Edgarr / M. Sc. Palacios Meléndez, Edwin Fernando	
INSTITUCIÓN:	Universidad Católica de Santiago de Guayaquil	
FACULTAD:	Sistema de Posgrado	
PROGRAMA:	Maestría en Telecomunicaciones	
TITULO OBTENIDO:	Magister en Telecomunicaciones	
FECHA DE PUBLICACIÓN:	Guayaquil, 4 de octubre del 2021	No. DE PÁGINAS: 59
ÁREAS TEMÁTICAS:	Comunicaciones Inalámbricas, Simulación de redes	
PALABRAS CLAVES/ KEYWORDS:	Redes, Congestión, Transmisión, Enrutamiento, Transporte, Inalámbrico	
RESUMEN/ABSTRACT:	<p>Este trabajo de examen complejo incluye el uso de protocolos de enrutamiento reactivos y proactivos para evaluar el Protocolo de Congestión de Transmisión (TCP). Mediante la fundamentación teórica se sabe que TCP comenzó desde la red inalámbrica e incluso su buen rendimiento en la red cableada. También es obvio que el despliegue de redes inalámbricas en los últimos años ha inspirado a muchas personas a realizar investigaciones y esfuerzos para mejorar el rendimiento de TCP en redes inalámbricas, todos estos trabajos han confirmado que TCP no es adecuado para MANET en su estructura actual. TCP es un protocolo de comunicación orientado a la conexión con entrega confiable. La capa de aplicación envía el flujo de bytes a la capa de transporte. En la capa de transporte, TCP divide el flujo en varias partes. Luego, TCP reenvía estos segmentos a la capa de red, donde IP maneja el reenvío en la red.</p>	
ADJUNTO PDF:	<input checked="" type="checkbox"/> SI	<input type="checkbox"/> NO
CONTACTO CON AUTOR/ES:	Teléfono: 0990409992	E-mail: enrique_orellana@hotmail.es
CONTACTO CON LA INSTITUCIÓN (COORDINADOR DEL PROCESO UTE):	Nombre: Manuel Romero Paz	
	Teléfono: 0994606932	
	E-mail: manuel.romero@cu.ucsg.edu.ec	
SECCIÓN PARA USO DE BIBLIOTECA		
Nº. DE REGISTRO (en base a datos):		
Nº. DE CLASIFICACIÓN:		
DIRECCIÓN URL (tesis en la web):		