

Análisis de la equidad intra-protocolo de las variantes de TCP Reno, CUBIC, Vegas y Westwood cuando se producen errores en ráfaga en una red heterogénea

Diego R. Rodriguez Herlein¹, Carlos A. Talay¹ and Luis A. Marrone²

¹ Instituto de Tecnología Aplicada I.T.A.
Universidad Nacional de la Patagonia Austral – U.A.R.G. – U.N.P.A.
Río Gallegos, Argentina

² L.I.N.T.I
Universidad Nacional de La Plata
La Plata, Argentina

{dherlein@uarg.unpa.edu.ar, ctalay@uarg.unpa.edu.ar and lmarrone@info.unlp.edu.ar}

Resumen. En el presente trabajo se estudia el papel que juega la interacción de múltiples flujos de una misma variante de TCP, analizando como el mecanismo de control de flujo resuelve la distribución de los recursos de la red, en particular del ancho de banda disponible. Para esto, se utiliza un modelo simple en el simulador NS2 y se analiza de qué forma los flujos de datos llegan a un estado de equilibrio sobre el canal, teniendo en cuenta que en la actualidad las redes presentan escenarios que implican tener trayectos heterogéneos. Planteado ese modelo se tomaron evidencias para distintas versiones de TCP completándose un análisis comparativo.

1 Introducción

El protocolo TCP se diseñó específicamente para proporcionar un flujo de bytes confiable de extremo a extremo, a través de una red no confiable, donde pueden existir diferentes topologías, anchos de banda, retardos, entre otras características, a través del camino [1]. TCP transporta la mayor parte del tráfico de internet, por lo que el rendimiento de internet depende de cómo se desempeñe TCP. Las características de rendimiento de una versión particular de TCP se definen, en gran medida, por el algoritmo de control de congestión que implementa. El problema que intenta resolver el control de la congestión, es el uso inteligente de los recursos disponibles en las redes.

Uno de los escenarios más interesantes para su estudio, desde el punto de vista del rendimiento, es el de las redes heterogéneas, lo que implica que la ruta de comunicación de un extremo a otro consistirá en enlaces tanto cableados como inalámbricos. Dentro de estas, las redes de acceso inalámbricas típicas comprenden un host móvil conectado de forma inalámbrica a una estación base, que a su vez está conectada a la red troncal cableada, posiblemente a Internet.

El protocolo TCP fue diseñado originalmente para redes cableadas donde las pérdidas y los retrasos de paquetes se deben casi con exclusividad a la congestión de la red.

La congestión es uno de los principales problemas que se afronta en la transmisión de datos. Este fenómeno degrada los recursos de red, reduciendo la capacidad de transmisión de datos [3]. A partir de lo que se denominó el colapso por congestión, se incorporó un mecanismo de control, conformado por distintos algoritmos. Estos algoritmos de control de congestión, basados en ventanas, permiten adaptar la tasa de envío en forma dinámica, evitando saturar la capacidad de la red y, al mismo tiempo, utilizar eficientemente el ancho de banda disponible, proporcionando una parte justa del ancho de banda de la red a todas las conexiones [4].

De esta forma, el control de congestión primero debe detectar la congestión y después, tomar las acciones necesarias. En las redes cableadas, TCP supone que hay congestión cuando se pierde un paquete.

Las redes inalámbricas presentan características de transmisión muy diferentes de las redes tradicionales fijas. Estas características tienen su origen tanto en la propia naturaleza del medio físico, como en los efectos debidos a la movilidad. Es habitual observar largos retardos y pérdida de paquetes que no se deben exclusivamente a la congestión. También las desconexiones frecuentes producen lo que se denomina errores en ráfaga, donde se pierde una secuencia contigua de paquetes.

Internet es inherentemente un entorno heterogéneo y compartido por lo que el uso efectivo de la red no sólo depende de que un flujo TCP pueda aprovechar sus recursos, sino también de qué tan bien interactúa con otros flujos a través de la misma red. Por esta razón, TCP debe poder desplegarse en cualquier tipo de red y debe ser flexible para lograr un buen rendimiento en redes donde, del origen a destino puede transitar distintos tipos de medios de transmisión. En las redes actuales, es muy probable que la conexión comience en un enlace inalámbrico (cliente) y termine en un servidor conectado a una red cableada.

La eficacia no es el único parámetro importante de los algoritmos de control de congestión, también deben hacer valer el uso equitativo de los recursos compartidos, en especial el ancho de banda. Es por ello que la contienda de dos flujos de datos con distintas variantes TCP, puede aportar una visión acerca de cómo se utiliza el ancho de banda bajo las distintas estrategias.

El estudio de la confrontación de protocolos bajo estas condiciones da origen a lo que se denomina como equidad y resulta interesante explorar en detalle las variantes y efectos derivados de este fenómeno. La equidad es una medida de cómo un flujo TCP, afecta al resto de los flujos y, cómo es afectado por el resto de los flujos, en términos de utilización del ancho de banda.

2 Modelo de pruebas

En la figura 1 se observa el modelo implementado. En él se observa un modelo simple que representa una red heterogénea, que puede representar una red de acceso WiFi. Como se puede ver, sobre la izquierda, los nodos impares que están vinculados por un enlace cableado al nodo 0 (símil access point) donde se conectan, en forma

inalámbrica con los nodos pares. El flujo TCP es un de tipo FTP y se establece con su origen en los nodos cableados y su destino en los nodos inalámbricos.

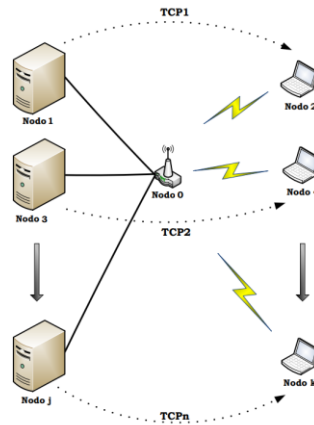


Fig. 1. Modelo para la simulación de la contienda de n flujos con errores en ráfagas

Los enlaces cableados que conectan los nodos fijos (nodos pares) con la estación base son full dúplex, de 10 Mb/s y un retardo de 2 ms. El enlace entre el nodo 0 y los nodos pares es inalámbrico y se configuró como modo de propagación TwoRayGround, la capa física WirelessPhy, MAC 802.11, la antena OmniAntenna y los nodos inalámbricos sin movilidad.

En cada una de las simulaciones, el flujo TCP se estableció desde un nodo fijo (emisor) a un nodo inalámbrico (receptor), para cada uno de estos flujos.

De esta manera, se fue agregando sucesivamente un nodo cableado y un nodo inalámbrico que permita adicionar un flujo de la misma variante, con la salvedad que el nuevo flujo TCP es un FTP que no presenta errores y transmite la cantidad de paquetes necesarios para estar transmitiendo hasta el final de la simulación. De esta manera, solo el primer flujo TCP presenta errores en ráfaga de distintas longitudes.

Este procedimiento se repitió sucesivamente en distintas simulaciones para cada una de las variantes de TCP ensayadas y para cada una de las distintas cantidades de paquetes de errores en ráfagas introducidos, hasta llegar a las 8 transferencias FTP simultáneas, en donde solo la primera presenta los errores.

Se realizaron simulaciones independientes para cada una de las implementaciones de las distintas variantes de TCP. Los agentes TCP utilizados fueron Reno, CUBIC, Vegas, y Westwood, tal como están implementados en NS-2 (ver. 2.35), sin modificación alguna. En el caso de TCP Vegas, para α y β se utilizan los valores por defecto, es decir, $\alpha=1$ y $\beta=3$. Para cada una de ellas, se realizaron simulaciones con 1, 2, 4 y 8 flujos simultáneos, todos de la misma variante de TCP, donde se le introdujo errores solo al primer flujo. Dichos errores se fueron incrementando desde un caso testigo sin errores y luego de 5, 10, 15 y 20 paquetes de longitud.

Con este ensayo, se pretende determinar el comportamiento de los cuatro protocolos propuestos ante la presencia de errores en ráfaga de distintas longitudes y la presencia de otros flujos TCP de la misma variante.

3 Resultados

A continuación, se presentan los gráficos obtenidos de las métricas tasa de transferencia (throughput) y número de secuencia en función del tiempo, donde se superpusieron los valores obtenidos del primer flujo, para el caso de 1, 2, 4 y 8 tráfico simultáneos de una misma variante del protocolo TCP, para poder estudiar la forma en que afecta el rendimiento ante una ráfaga de errores de longitud creciente que solo afecta al primer flujo.

En las siguientes figuras (fig. 2 a fig. 7) se observa la tasa de transferencia y la evolución del número de secuencia en función del tiempo de simulación de TCP Reno. En cada figura se observan superpuestos los valores de la métrica obtenida del primer flujo para los casos de 1, 2, 4 y 8 flujos TCP simultáneos.

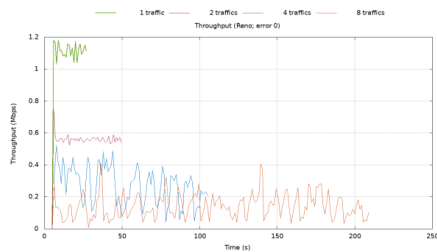


Fig. 2: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Reno - sin pérdida de paquetes

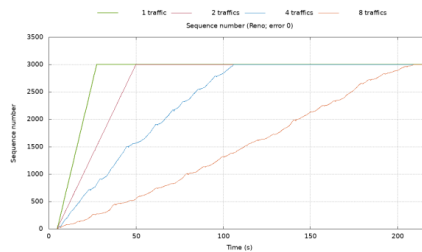


Fig. 3: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Reno - sin pérdida de paquetes

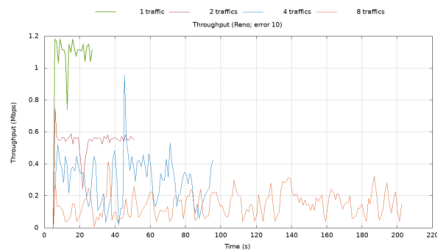


Fig. 4: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Reno - 10 paquetes perdidos

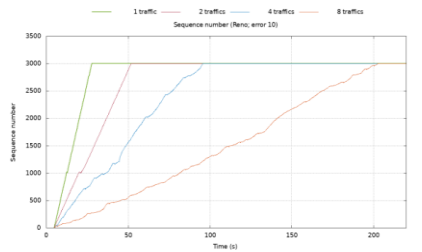


Fig. 5: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Reno - 10 paquetes perdidos

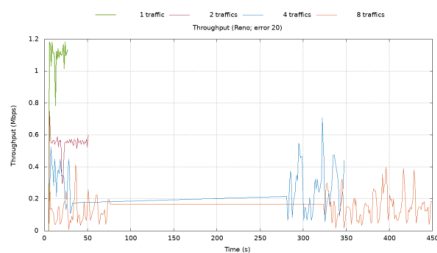


Fig. 6: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Reno - 20 paquetes perdidos

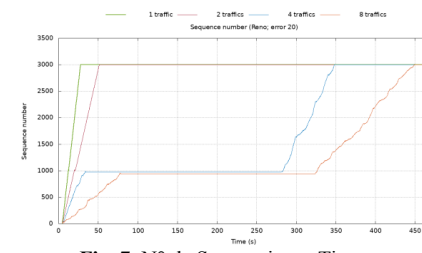


Fig. 7: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Reno - 20 paquetes perdidos

En la figura 2 se observa que los valores instantáneos de tasa de transferencia son menores a medida que aumenta la cantidad de flujos lo que se condice con la pendiente de la curva de avance de los números de secuencia (fig. 3), para el caso sin paquetes perdidos. Esta pendiente se hace cada vez menos pronunciada a medida que aumentan la cantidad de flujos simultáneos.

En el caso de la ráfaga de 10 paquetes perdidos, el efecto de reducción de la tasa de transferencia es del mismo orden de magnitud relativa para las distintas cantidades de flujos en contienda (fig. 4). Se verifica en las curvas de número de secuencia (fig. 5).

En el caso de 20 paquetes pedidos (fig. 6 y fig. 7) se puede observar que, en los ensayos con 4 y 8 flujos, demora más tiempo en recuperarse y volver a la tasa de envío anterior a las pérdidas. Esto queda en evidencia en forma en que avanza el número de secuencia (fig. 7). De esta manera, se hace evidente la diferencia en el tiempo que requiere Reno para volver a la tasa de envío anterior para 4 y 8 flujos simultáneos. En estos casos, el resto de los flujos utilizaron el ancho de banda que dejó disponible el que sufrió los errores en ráfaga y debe volver a competir para recuperarlos. Esta situación, se hace más evidente a medida que más cantidad de flujos compiten por el recurso.

En la siguiente serie de gráficos (fig. 8 a fig. 13), se observa la evolución de la tasa de transferencia y del número de secuencia en función del tiempo de la simulación para la variante TCP CUBIC.

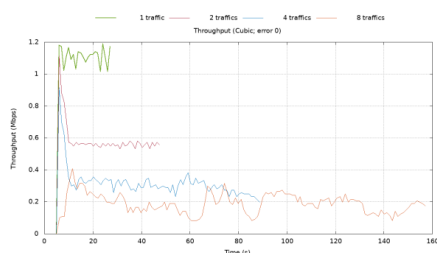


Fig. 8: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP CUBIC - sin pérdida de paquetes

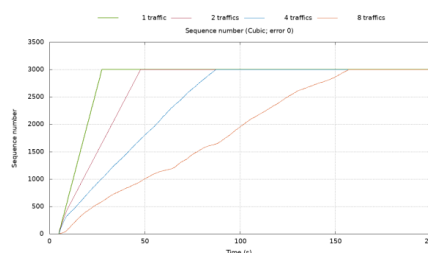


Fig. 9: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP CUBIC - sin pérdida de paquetes

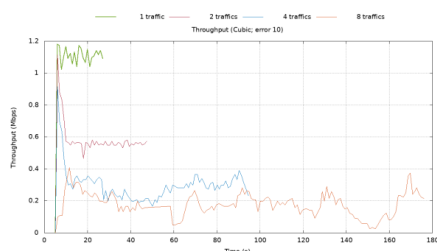


Fig. 10: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP CUBIC - 10 paquetes perdidos

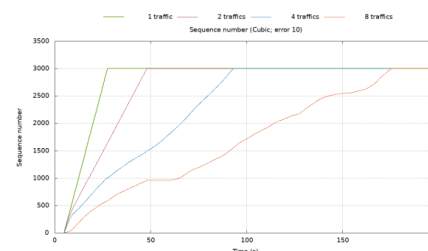


Fig. 11: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP CUBIC - 10 paquetes perdidos

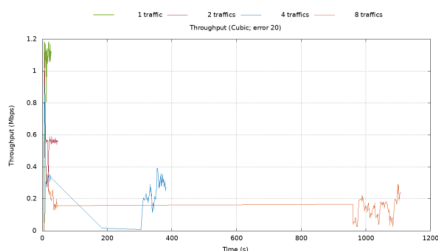


Fig. 12: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP CUBIC - 20 paquetes perdidos

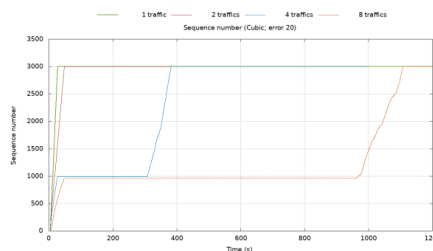


Fig. 13: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP CUBIC - 20 paquetes perdidos

De las figuras anteriores se desprende que TCP CUBIC es un poco más susceptible a los errores en ráfaga. En las figuras correspondiente a los ensayos con 10 paquetes perdidos (fig. 10 y fig. 11), CUBIC es levemente más sensible que Reno, excepto en la de la contienda de 8 flujos.

En el caso de una ráfaga de 20 paquetes perdidos, (fig. 12 y fig. 13) se observa que las simulaciones de 4 y 8 flujos demoran en reiniciar la trasmisión y recuperar la tasa de envío. En particular, en el caso de los 8 flujos el tiempo de recuperación es sensiblemente alto.

Se presenta a continuación la serie de figuras (fig. 14 a fig. 19) donde se observan las métricas del primer flujo TCP Vegas para 1, 2, 4 y 8 flujos simultáneos.

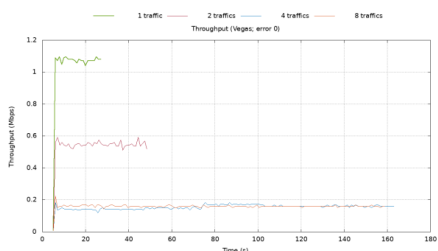


Fig. 14: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Vegas - sin pérdida de paquetes

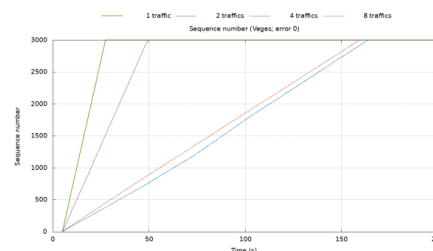


Fig. 15: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Vegas - sin pérdida de paquetes

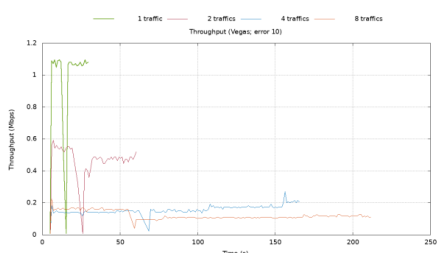


Fig. 16: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Vegas - 10 paquetes perdidos

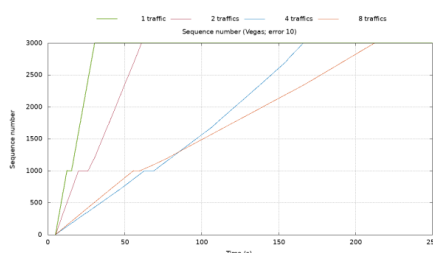


Fig. 17: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Vegas - 10 paquetes perdidos

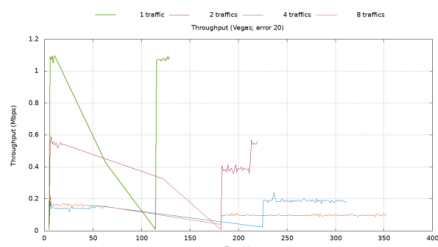


Fig. 18: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Vegas - 20 paquetes perdidos

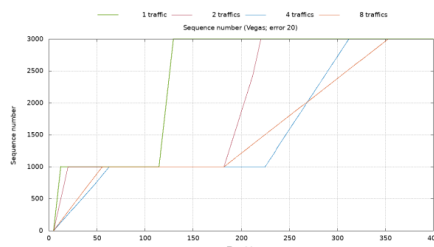


Fig. 19: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Vegas - 20 paquetes perdidos

De las figuras anteriores se observa que desde los primeros ensayos TCP Vegas es muy susceptible a este tipo de errores. Se verifica en las figuras con las leves caídas en el valor de la tasa de transferencia y con el quiebre de las gráficas de número de secuencia.

En las simulaciones con 10 paquetes perdidos (fig. 16 y fig. 17) se observa que en todos los casos la tasa de transferencia desciende casi hasta 0 durante el tiempo de duración de los errores en ráfaga. En la mayoría de los casos la recuperación es relativamente rápida, excepto en los casos de 2 y 8 flujos simultáneos, donde se realiza a una tasa de envío menor. Se puede comprobar con los cruces y las pendientes de las curvas de la figura 17.

Para 20 paquetes (fig. 18 y fig. 19), todos los ensayos sufren caídas significativas y una lenta recuperación. Solo en el ensayo de 1 flujo se mantiene tasa de envío después de su recuperación.

En las siguientes figuras (fig. 20 a fig. 25) se observan la tasa de transferencia y la evolución del número de secuencia TCP en función del tiempo para la serie de ensayos con la variante TCP Westwood.

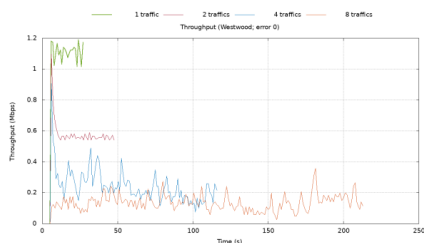


Fig. 20: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Westwood - sin pérdida de paquetes

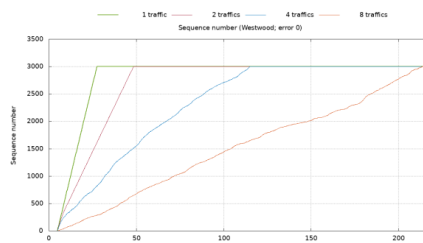


Fig. 21: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Westwood - sin pérdida de paquetes

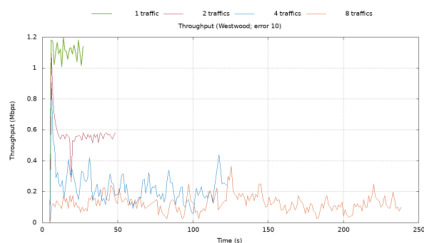


Fig. 22: Tasa de transferencia vs. Tiempo TCP Westwood - 10 paquetes perdidos

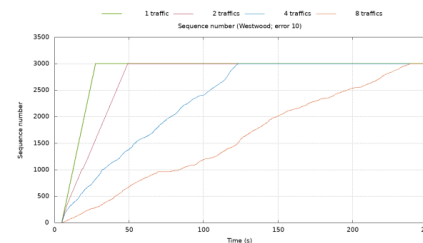


Fig. 23: N° de Secuencia vs. Tiempo TCP Westwood - 10 paquetes perdidos

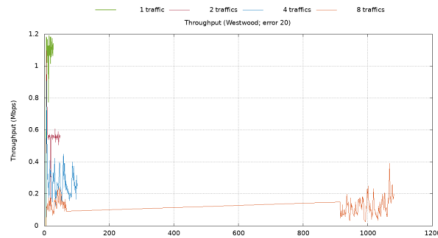


Fig. 24: Tasa de transferencia vs. Tiempo
TCP Westwood - 20 paquetes perdidos

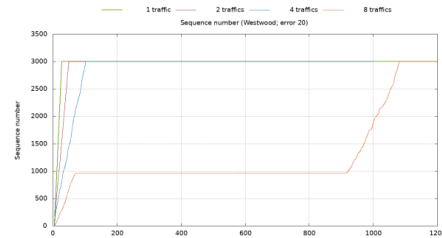


Fig. 25: N° de Secuencia vs. Tiempo
TCP Westwood - 20 paquetes perdidos

La contienda sin errores (fig. 20 y fig. 21) muestra que para el caso de 1 y 2 flujos la tasa de envío es prácticamente constante, mientras que para 4 flujos y, en mayor medida para 8 flujos, se ve que el control de congestión ajusta suavemente la tasa de envío. Eso se puede observar en las variaciones de las pendientes de las curvas de la figura 21.

En el caso de 10 paquetes perdidos (fig. 22 y fig. 23) se observa en la gráfica de número de secuencia que en el ensayo de 8 flujos es el más susceptible, lo que queda de manifiesto por la forma de la curva y por el tiempo necesario para completar la transmisión. El efecto sobre los ensayos con 1, 2 y 4 flujos simultáneos es pequeño.

Cuando se pierden 20 paquetes consecutivos (fig. 24 y fig. 25) el ensayo de 8 flujos simultáneos muestra que requiere de mayor tiempo para poder recuperar la tasa de envío.

De los protocolos analizados en el presente trabajo, TCP Vegas quién muestra características particulares. Según lo expuesto en trabajos anteriores [15] y [16], TCP Vegas puede mejorar su respuesta mediante la variación de sus parámetros α y β .

A partir de esta idea y realizando pruebas se observa que para la combinación de los parámetros $\alpha=7$ y $\beta=9$ es cuando TCP Vegas mejora su respuesta ante la introducción de errores en ráfaga.

Por último, tenemos una serie de gráficos (fig. 26 a fig. 29) donde se grafican el tiempo total de transmisión, medido en segundos, en función de la longitud de la ráfaga, medida en cantidad de paquetes consecutivos perdidos. En ellas se superpone las respuestas de Vegas, con $\alpha=1$ y $\beta=3$, Vegas, con $\alpha=7$ y $\beta=9$, Reno, Westwood y CUBIC.

Cada una de las figuras se representan los ensayos con 2, 4 y 8 flujos simultáneos, teniendo en cuenta, que, la figura 26 es la utiliza como referencia base, dado que es el tráfico de un flujo de datos en una topología simplificada de la figura 1, en donde tenemos tres nodos.

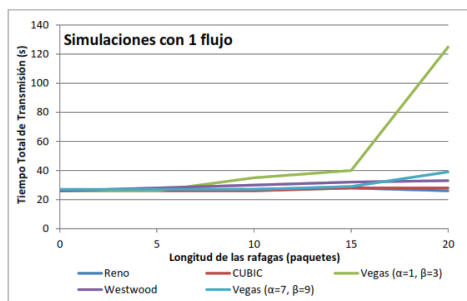


Fig. 26: Tiempo Total vs. Longitud de la ráfaga 1 Flujo

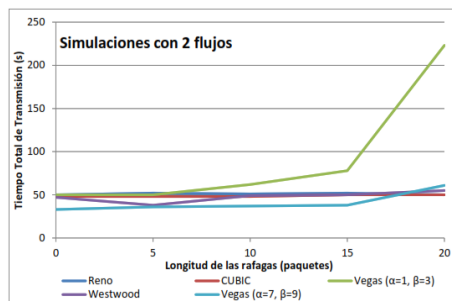


Fig. 27: Tiempo Total vs. Longitud de la ráfaga 2 Flujos

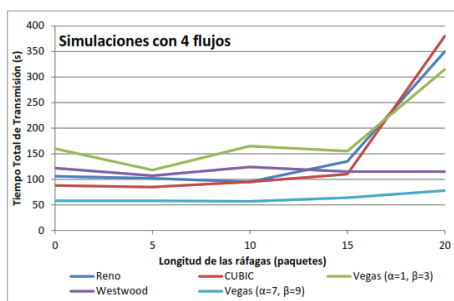


Fig. 28: Tiempo Total vs. Longitud de la ráfaga 4 Flujos

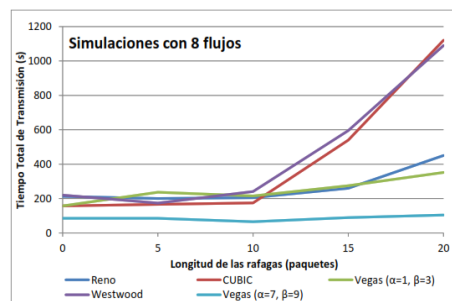


Fig. 29: Tiempo Total vs. Longitud de la ráfaga 8 Flujos

Las figuras anteriores permiten comparar la métrica de cada una de las variantes de TCP ensayadas a medida que aumenta la cantidad de flujos que compiten por los recursos de la red.

Los valores de la métrica en la figura 26, describen lo susceptible que resulta ser TCP Vegas desde las longitudes de ráfagas más cortas. En este gráfico resulta evidente que las variantes de TCP mantienen un valor similar del tiempo total de transmisión, es Vegas, con sus parámetros por defecto, quien comienza a extender este tiempo a partir de los 5 paquetes perdidos y, en forma mucho más apreciable, a partir de los 15 paquetes perdidos. Sin embargo, Vegas con los valores de $\alpha=7$ y $\beta=9$, se mantiene dentro del rango de valores del resto, aunque el valor del tiempo comienza a crecer a partir de los 15 paquetes perdidos y es levemente superior al resto para 20 paquetes.

Se observa un comportamiento análogo en la figura 27, donde otra vez TCP Vegas con sus valores por defecto resulta ser la variante más susceptible a estos errores en este modelo. Por otro lado, cuando se ajustan los parámetros a los valores $\alpha=7$ y $\beta=9$, resulta ser la variante que menos tiempo requiere para completar su transmisión hasta los 15 paquetes perdidos, a partir de donde comienza el crecimiento de ese tiempo.

En la figura 28 se observa que, a partir de los 15 paquetes perdidos, cuando compiten 4 flujos de la misma variante por los recursos de la red, Reno, CUBIC y Vegas con los parámetros por defecto, requieren un tiempo significativamente mayor para completar su transmisión de datos. Inclusive para el caso de 20 paquetes perdidos el tiempo que requiere Vegas es levemente menor que los que requieren

Reno y CUBIC. Para todas las longitudes de ráfagas ensayadas, Vegas con $\alpha=7$ y $\beta=9$, es la variante que presenta el menor valor de la métrica.

Cuando la contienda es de 8 flujos (fig. 29), los valores de la métrica comienzan a crecer a partir de los 10 paquetes perdidos. Se observa que CUBIC y Westwood son los más sensibles en estas condiciones. Otra vez Vegas con $\alpha=7$ y $\beta=9$ es la que mejor respuesta.

Como se observa en los resultados, a medida que se incrementa la longitud de las ráfagas de errores y la cantidad de flujos simultáneos, el tiempo requerido para completar la transmisión de los datos se incrementa. De las variantes analizadas, es TCP Vegas la que presenta características particulares.

4 Conclusiones

Como se observa en los resultados, a medida que se incrementa el tamaño de la ráfaga y la cantidad de flujos simultáneos, el tiempo de recuperación de la tasa de transmisión de datos se incrementa. Este efecto se verifica tanto en los gráficos de la tasa de transferencia, como así también en los de número de secuencia. En particular, se puede observar sobre las pruebas realizadas, que este efecto se vuelve más notable a partir del tamaño de pérdidas en ráfaga mayores a los 10 paquetes y, es aún más acentuado cuando las pruebas incrementan la cantidad de flujos en un trayecto común, lo que implica una mayor competencia por el ancho de banda.

Las pruebas realizadas en el presente trabajo permitieron determinar los efectos negativos para el rendimiento de TCP Reno, CUBIC, Vegas y Westwood cuando se producen los errores en ráfaga, característicos de los enlaces inalámbricos. Así mismo, permitió analizar diferentes situaciones, como la competencia de distintos flujos por los recursos de la red, y apreciar las distintas estrategias de los mecanismos de control de congestión implementados en las variantes de TCP ensayadas.

Es interesante destacar que TCP Vegas resulta particularmente sensible respecto al resto de las variantes. Sin embargo, como caso particular el protocolo puede variar su comportamiento de manera notable, dependiendo de los valores definidos para α y β .

5 Trabajos Futuro

Se pretende complejizar los modelos de estudio, aumentando la cantidad de nodos y de flujos simultáneos en contienda, introduciendo movilidad a los nodos, incluir distintos tipos de tráficos y enlaces con distintas tecnologías que representen con mayor precisión la heterogeneidad de internet.

Agradecimientos

Agradecemos al alumno de la Lic. en Sistemas de la UNPA-UARG Franco A. Trinidad su colaboración en la realización de las pruebas con el simulador.

Referencias

1. J. Postel, RFC 793: Transmission Control Protocol, September 1981.
2. A. Afanasyev, N. Tilley, P. Reiher, and L. Kleinrock, Host-to-Host Congestion Control for TCP. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, vol. 12, no. 3, 3rd quarter 2010, pp. 304-340
3. Rodríguez Herlein, D. R.; Talay, C. A.; González, C. N.; Trinidad, F. A.; Almada, L.; Marrone, L. A., Un análisis de comportamiento entre distintos mecanismos de control de congestión ensayados sobre una topología mixta. CACIC 2018. Tandil, Argentina. <http://sedici.unlp.edu.ar/handle/10915/73349>
4. Rodríguez Herlein D. R., Talay C. A., González C. N., Trinidad F. A., Almada M .L., Marrone L. A. (2019) Contention Analysis of Congestion Control Mechanisms in a Wireless Access Scenario. In: Pesado P., Aciti C. (eds) *Computer Science – CACIC 2018*. CACIC 2018. *Communications in Computer and Information Science*, vol 995. Springer, Cham. https://doi.org/10.1007/978-3-030-20787-8_18
5. Teja F. R., Vidal, L, Alves, L., TCP sobre enlaces wireless – Problemas y algunas posibles soluciones existentes, Curso de posgrado y actualización, Instituto de Ingeniería Eléctrica, Facultad de la República, marzo 2004. <https://studylib.es/doc/8541837/articulo-sobre-tcp-en-wireless>
6. D. R. Bhadra, C. A. Joshi, P. R. Soni, N. P. Vyas and R. H. Jhaveri, Packet loss probability in wireless networks: A survey, 2015 International Conference on Communications and Signal Processing (ICCSP), 2015, pp. 1348-1354, doi: 10.1109/ICCSP.2015.7322729
7. D. R. Rodriguez Herlein, Análisis del rendimiento del protocolo TCP en redes de acceso wireless, Master Thesis, Fac. Informática., UNLP, La Plata, Bs.As., Argentina, 2020
8. Saleem-ullah Lar, Xiaofeng Liao, An initiative for a classified bibliography on TCP/IP congestion control, *Journal of Network and Computer Applications*, Volume 36, Issue 1, 2013, Pages 126-133, ISSN 1084-8045, <https://doi.org/10.1016/j.jnca.2012.04.003>
9. T. Issariakul, E. Hossain, *Introduction to Network Simulator 2*, Segunda Edición. New York: Editorial Springer. 2012
10. S. Mascolo, C. Casetti, M. Gerla, S. Lee, and M. Sanadidi, TCP Westwood: congestion control with faster recovery, Univ. California, Los Angeles, Tech. Rep. CSD TR, vol. 200017, pp. 1–14, 2000
11. Sangtae Ha; Injong Rhee; Lisong Xu (July 2008). CUBIC: A New TCP-Friendly High-Speed TCP Variant, *ACM SIGOPS Operating Systems Review*. 42 (5): 64–74
12. S. Mascolo, C. Casetti, M. Gerla, S. S. Lee and M Sanadid, TCP Westwood: Congestion control with faster recovery. Technical Report 200017, UCLA CSD 2000
13. Low, Steven; Peterson, Larry & Wang, Limin. *Understanding TCP Vegas: Theory and Practice*, <https://www.cs.princeton.edu/research/techreps/TR-616-00>
14. D. R. Rodriguez Herlein, Análisis del rendimiento del protocolo TCP en redes de acceso wireless, Master Thesis, Fac. Informática., UNLP, La Plata, Bs.As., Argentina, 2020
15. D. R. R. Herlein, C. A. Talay, C. N. González, F. A. Trinidad and L. A. Marrone, "Performance of TCP Vegas According to Alfa and Beta Parameters in Hybrid Scenarios with Bursts Errors," 2017 International Conference on Information Systems and Computer Science (INCISCOS), 2017, pp. 217-223, doi: 10.1109/INCISCOS.2017.16.
16. C. A. Talay, F. A. Trinidad, D. R. Rodríguez Herlein, M. Luz Almada, C. N. González and L. A. Marrone, "Analysis of the performance of TCP Vegas and its relationship with alpha and beta parameters in a wireless links network and burst errors, " 2018 Congreso Argentino de Ciencias de la Informática y Desarrollos de Investigación” (CACIDI), 2018, pp. 1-6, doi: 10.1109/CACIDI.2018.8584350.