

# Implementación de un prototipo de red IP/MPLS para el estudio de tráfico multicast, utilizando multicastVPN

Byron F. Arias, Pablo W. Hidalgo, Escuela Politécnica Nacional (EPN), Quito - Ecuador

**Resumen**– Se describe la tecnología *multicast* VPN sobre redes IP/MPLS y el protocolo de enrutamiento *multicast* PIM. Se ejecutan pruebas de desempeño de tráfico *unicast* y *multicast*, con el objetivo de observar y estudiar los parámetros de calidad de servicio como *throughput*, *jitter* y pérdida de paquetes, analizados mediante teoría de colas y pruebas de correlación estadística, sobre un prototipo de red IP/MPLS.

**Términos para indexación**– IP/MPLS, *multicast*, parámetros de calidad de servicio, teoría de colas, correlación estadística.

## I. INTRODUCCIÓN

Multicast es un modo de difusión que indica una comunicación uno a varios. Esta tecnología se caracteriza por conservar el throughput que emite la fuente cuando envía contenido multicast a un grupo de receptores en otro lugar de la red. En cambio, en un ambiente unicast, el throughput de la fuente aumenta de acuerdo con el número de solicitudes que requieran los receptores.

Al conocer lo que ocurre con el *throughput* en *multicast*, se decidió contrastar el desempeño de ciertos parámetros de calidad de servicio. Para ello se implementó un prototipo de red IP/MPLS, utilizando *unicast* y *multicast* VPN y se aprovechó un “cuello de botella” existente en la red, para cursar tráfico a diferentes valores de *throughput* a distintos tamaños de carga útil.

## II. MULTICAST VPN Y PIM

*Multicast* VPN (MVPN por sus siglas en inglés) es una solución para el apoyo a IP *multicast* en un cliente IP VPN provisionado a través de la infraestructura MPLS VPN de un proveedor [1]. Para transportar tráfico *multicast* de un cliente, los *routers* PE (*Provider Edge*) en un dominio *multicast*, utilizan árboles de distribución *multicast* (MDT por sus siglas en inglés). En términos simples, un MDT es un árbol *multicast* único que se crea por MVPN. Cuando un *router* PE reenvía un paquete *multicast* del cliente sobre un MDT, éste es encapsulado con el protocolo GRE (Encapsulamiento por Enrutamiento Genérico) con el fin de atravesar el *core* de la red IP/MPLS [2].

Este proyecto se realizó en el Laboratorio de Informática de la Facultad de Ingeniería Eléctrica y Electrónica de la Escuela Politécnica Nacional.

B. F. Arias participó en este proyecto por la Escuela Politécnica Nacional (e-mail: byr\_1920@hotmail.com).

P. W. Hidalgo trabaja en la Escuela Politécnica Nacional en el Departamento de Electrónica, Telecomunicaciones y Redes de Información (DETRI), Ladrón de Guevara E11-253, Quito-Ecuador (teléfono: 5932-2976-300 ; e-mail: phidalgo@ieec.org)

Aunque existen varios protocolos de enrutamiento *multicast*, PIM (Protocolo Independiente *Multicast*) es el protocolo más común utilizado dentro de las redes de área extendida. PIM-SM (PIM, Modo Disperso) es una variante de PIM que selecciona un *router* RP (Punto de Encuentro) para constituir su nueva fuente y construye árboles compartidos para transmitir el tráfico *multicast* hacia los grupos que manifiesten su interés en recibirlo. Si un *router* no llega a ser parte de este árbol de distribución, éste no recibirá el tráfico *multicast* direccionado a ese grupo.

La acción por defecto que utiliza PIM-SM es bloquear el tráfico, a menos que sea requerido explícitamente; mientras que la acción inmediata que realiza PIM-DM (PIM, Modo Denso) es el de reenviar el tráfico. PIM-SSM (PIM, *Multicast* de Fuente Específica) es una mejora del protocolo de enrutamiento *multicast* PIM-SM [3]; sin embargo no necesita un RP para comunicarse entre la fuente y los receptores, lo que supone que construye árboles basados en la fuente, pero conserva el modo disperso que tiene PIM-SM.

Luego de analizar los protocolos de enrutamiento *multicast*, se decidió escoger a los protocolos PIM-SM y PIM-SSM para la implementación en el prototipo de MVPN IP/MPLS, tal como se observa en la Fig. 1, por los siguientes aspectos:

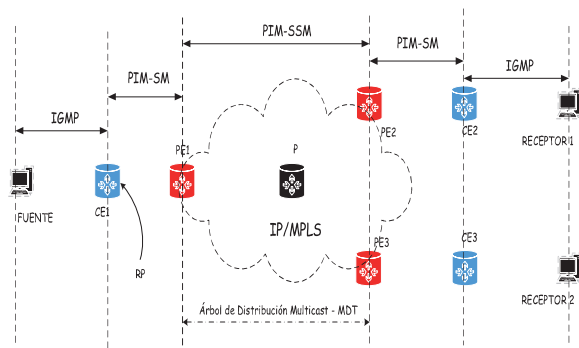


Fig. 1. Esquema de la red con los protocolos de enrutamiento *multicast*[10].

- Escalabilidad.
- Por ser utilizados en redes de área extendida gestionados por Proveedores de Servicios.
- Su configuración se basa, amplia y efectivamente, en la bibliografía de este documento[4].
- PIM-SSM, al igual que ASM (Cualquier Fuente *Multicast*) y BiDir (Bidireccional), son protocolos que se emplean para la construcción del árbol de distribución *multicast* MDT en el *core* de la red IP/MPLS.

## III. BREVE INTRODUCCIÓN A LA TEORÍA DE COLAS

La limitante que se presentó en el prototipo fue el ancho de banda del enlace comprendido entre los *routers* PE1 y P, cuyo valor máximo es de 8 Mb/s y que generó un “cuello de botella” al tráfico que cursó por ese trayecto de la red, como se muestra en la Fig. 2. Debido a este factor, se estudió el tema de teoría de colas para entender de mejor manera el comportamiento de los parámetros de calidad de servicio de la red, recogidos durante el muestreo.

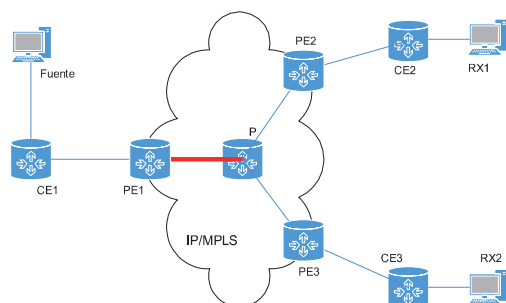


Fig. 2. Esquema de la red IP/MPLS propuesta [10]

Un sistema de encolamiento como se presenta en la Fig. 3, consiste de una cola de tamaño finito o infinito y uno o más servidores idénticos [5]. Un servidor sólo puede servir a un paquete a la vez, ya sea que se encuentre ocupado o no.

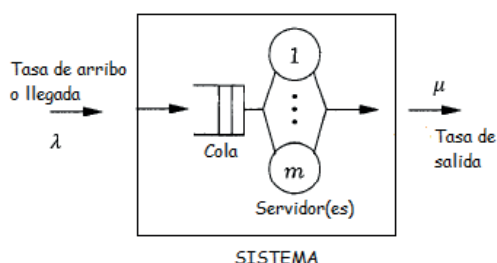


Fig.3. Sistema con m servidores [5].

La intensidad de tráfico  $\rho$  (adimensional) [5], se define como la razón entre la tasa de arribo al sistema  $\lambda$ , y la tasa máxima de salida  $\mu$  que suministra el servidor, tal como lo muestra en (1).

$$\rho = \frac{\text{tasa de arribo o llegada}}{\text{tasa de salida}} = \frac{\lambda}{\mu} \quad (1)$$

Por otra parte, si se denota al ancho de banda del enlace de salida, a la cual los bits son puestos fuera de la cola como  $R$ , y a  $L$  como el tamaño del paquete, la intensidad de tráfico se define como la relación del producto de la tasa de arribo de los paquetes por su respectivo tamaño dividido para el ancho de banda del enlace de salida [7], como lo muestra en (2).

$$\text{Si } \mu = \frac{R}{L} \rightarrow \rho = \frac{\lambda L}{R} \quad (2)$$

De la misma forma, se puede interpretar a la intensidad de tráfico como la razón entre el tiempo de servicio y el tiempo de arribo [6], tal como se expresa en (3).

$$\rho = \frac{\text{tiempo de servicio}}{\text{tiempo de arribo}} = \frac{1/\mu}{1/\lambda} \quad (3)$$

En conclusión, para que un sistema tenga una solución, es necesario que  $\rho < 1$ . Si por el contrario,  $\rho \geq 1$ , se tendrá que la tasa de llegada o arribo al sistema es mayor que la tasa de salida; o dicho en otras palabras, el tiempo que asigna el servidor en ‘atender’ a un paquete es mayor que el tiempo de arribo.

Asimismo se puede interpretar el tiempo promedio de permanencia en el sistema [6], denotado como  $T$ , a la razón entre el tiempo de servicio y el complemento de la intensidad de tráfico (4).

$$T = \frac{1}{1-\rho} \quad (4)$$

La diferencia entre los tiempos de permanencia en el sistema y el tiempo de servicio, como se observa en (5), se denomina tiempo promedio de espera en la cola [6], denotado como  $W$ .

$$W = T - t_s \quad (5)$$

La Fig. 4 muestra un esquema de análisis de los sistemas de encolamiento ‘Router PE1’ y ‘Router P’ interconectados por el enlace de “cuello de botella” y que pertenecen a la red IP/MPLS, cuya inferencia sirve para los escenarios *unicast* y *multicast*.

En el sistema denominado ‘Router PE1’ existe una tasa de arribo  $\lambda_{PE1}$  a la cual llegan los paquetes e ingresan a la cola de tipo FIFO (Primero en Ingresar, Primero en Salir) y que luego son atendidos por el servidor, y finalmente son puestos en el canal (enlace de 8 Mb/s) a una tasa de salida de paquetes  $\mu_{PE1}$ .

En el sistema ‘Router P’ se visualiza una tasa de arribo  $\lambda_P$  a la cual llegan los paquetes e ingresan a la cola de tipo FIFO; posteriormente, los paquetes son atendidos por el servidor, y finalmente son puestos en el canal (de 1 Gb/s) a una tasa de salida de paquetes  $\mu_P$ .

Cuando un paquete arriba a un *router* o a un nodo, podría encontrarse con una cola totalmente llena; si no existe lugar alguno para almacenar un paquete, el *router* descartará ese paquete, lo que significa que el paquete se perderá. La sumatoria de la tasa de paquetes recibidos con éxito más la tasa de paquetes perdidos dan como resultado la tasa total de paquetes. La tasa de pérdida de paquetes se encuentra en función de la tasa de arribo de paquetes para el sistema Router P y de la tasa de arribo de paquetes para el sistema Router PE1, y está dada por (6).

$$\text{Tasa pérdida de paquetes} = 1 - \frac{\lambda_P}{\lambda_{PE1}} \quad (6)$$

Si bien  $\lambda_{PE1}$  y  $\lambda_P$  representan las tasas de arribo de paquetes a los sistemas Router PE1 y Router P respectivamente, así como  $\mu_{PE1}$  y  $\mu_P$  denotan las tasas de salida de los paquetes de los sistemas Router PE1 y Router P, no se debe relacionar  $\lambda$  y  $\mu$  como variables que presentan un mismo comportamiento, solo por el hecho de que llevan la misma unidad (paquete/segundo).

Como quedó definido,  $\lambda$  constituye el número de paquetes promedio por unidad de tiempo que llegan a un sistema de encolamiento y precisamente, aunque parezca obvio, está en función del número de paquetes y de la unidad de tiempo; en otras palabras,  $\lambda$  representa el *throughput* promedio de entrada a un sistema.

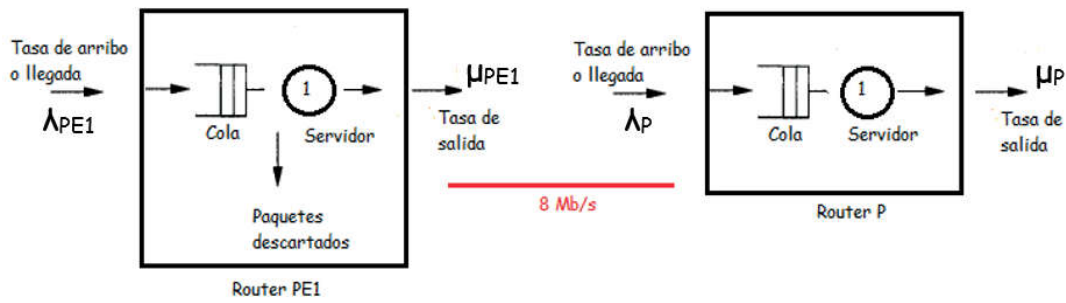


Fig. 4. Esquema de análisis de los sistemas de encolamiento 'Router PE1' y 'Router P' [10].

Por lógica, se supondría el mismo raciocinio para  $\mu$ , pero no lo es, ya que la tasa promedio de salida de paquetes de un sistema de encolamiento se encuentra en función del valor del ancho de banda del enlace de salida del sistema y del tamaño del paquete (carga útil), lo que no constituye un 'throughput', aunque posea la misma unidad que la tasa de arribo de paquetes a un sistema.

Sin embargo, se puede decir que el valor máximo al cual se pueden colocar los paquetes fuera del sistema, no debe ser mayor que el valor de  $\mu$ . Esto quiere decir que el valor de aquel throughput no debe exceder la capacidad del enlace o ancho de banda por el que viajarán los paquetes. Esto corrobora la definición misma de la tasa de salida de paquetes ( $\mu$ ) de un sistema de encolamiento.

Por el razonamiento antes expuesto, se toma en cuenta a los 'throughputs' de ambos sistemas para relacionarlos tanto a  $\lambda_P$  como el throughput de salida del sistema Router PE1, y a  $\lambda_{PE1}$  como el throughput de entrada a dicho sistema, con el propósito de obtener un valor: el porcentaje de paquetes recibidos con éxito.

Si la relación entre las tasas  $\lambda_P$  y  $\lambda_{PE1}$  es pequeña, la razón de pérdida de paquetes será grande, ya que  $\lambda_P$  es mucho menor que  $\lambda_{PE1}$ ; por el contrario, si aquella relación es grande, la tasa de pérdida de paquetes será pequeña, debido a que  $\lambda_P$  se aproxima a  $\lambda_{PE1}$ . Por lo tanto, existen escenarios en donde se presentan mayores pérdidas de paquetes que en otros.

#### IV. MATERIALES Y MÉTODOS

##### A. Generación/recepción de tráfico

Se empleó el software Jperf como generador y medidor de tráfico *unicast* y *multicast*; VLC, como software de emisión de video *unicast* y *multicast*; y FaultLine, como medidor de parámetros de calidad de servicio en la recepción de video. Se elaboraron distintos escenarios de pruebas que comprendieron la generación de tráfico y la emisión de video *unicast* y *multicast* sobre los prototipos de red IP/MPLS *unicast* VPN y *multicast* VPN. Además, se midieron algunos parámetros de calidad de servicio para su posterior análisis.

Para el caso de Jperf se generaron datos cada segundo, lo que conllevó a almacenar gran cantidad de información. Es por ello que se optó por recoger una muestra de 30 observaciones de una población de 100 por cada receptor. Luego se decidió juntar las mediciones de ambos receptores con el fin de obtener un factor común de mediciones para su mejor comprensión y análisis.

Un caso distinto se presentó para FaultLine. Esta herramienta generó reportes de sus mediciones luego de haber transcurrido 60 segundos de la reproducción del video. Es así que se midieron 20 observaciones con el propósito de cubrir la mayor parte de la difusión del video. De la misma forma se decidió juntar las mediciones de ambos receptores con la finalidad de obtener un factor común de mediciones para su mejor comprensión y análisis.

Para estudiar los datos medidos de un fenómeno experimental que ocurrió en laboratorio, es necesario contar con 'medidas estadísticas' que contribuyan a reunir todos estos datos de mejor manera para entender y analizar sus resultados. Para cada parámetro se tomó en cuenta los valores máximo y mínimo como referentes; la media (promedio) como medida principal; la mediana, para comparar en cuánto difiere o se asemeja a la media; y la desviación estándar, que al ser matemáticamente la raíz cuadrada de la varianza, brinda información de qué tan agrupados o dispersos se encuentran los datos medidos respecto a su media.

##### B. Correlación Estadística

Debido a que  $T_{PE1}$  es un 'retardo' considerable en relación al resto de 'sistemas Routers' de la red por el "cuello de botella" existente, se trató de determinar si el tiempo promedio que un paquete permanece en el sistema PE1 incide, mantiene o posee correlación alguna con el jitter, cuando  $\rho < 1$ , para todos los tamaños de carga útil. Con el mismo criterio se estudió a la correlación existente entre el jitter y el porcentaje de pérdida de paquetes para todos los tamaños de *payload*, cuando  $\rho \geq 1$ .

Por las razones antes expuestas se planteó una prueba de hipótesis estadística entre las variables tamaño de carga útil vs el tiempo de permanencia en el sistema PE1 vs el jitter; y entre las variables tamaño de carga útil vs el jitter vs el porcentaje de pérdida de paquetes. Existen dos clases de pruebas estadísticas: paramétricas y no paramétricas. Las pruebas paramétricas poseen una gran capacidad para detectar una relación real o verdadera entre dos variables, si existiese.

Para abordar el estudio de una prueba paramétrica se tomaron en cuenta tres factores. El primer factor es disponer una población numérica con una muestra mínima de 30 observaciones; el segundo factor obedece a que, esta población o poblaciones a ser analizadas, sigan una distribución normal; y el tercer factor exige que las varianzas de las variables de estudio sean homogéneas.

En este caso de estudio se tiene un muestreo muy bajo (seis, correspondientes a los distintos tamaños de *payload*); la población, tanto del *jitter* como del tiempo de permanencia en el sistema, no siguen una distribución normal, y sus varianzas no son homogéneas. Por lo tanto, no se puede realizar una prueba estadística paramétrica.

El coeficiente de correlación de Spearman es un tipo de estudio estadístico no paramétrico que no necesita conocer previamente la distribución de una población y permite trabajar con cualquier tamaño de muestra. Spearman es una medida de la relación que existe entre los rangos de dos o más variables y puede variar desde -1,00 a +1,00 [8]. El valor -1,00 indica una relación negativa perfecta y el valor +1,00 señala una relación positiva perfecta. El valor cero indica que no existe relación alguna entre las variables.

La Fig. 5 muestra un gráfico de dispersión de datos entre las variables *jitter* frente al tiempo de permanencia en el sistema, para todos los tamaños de *payload*. Nótese que la línea de tendencia central tiene una pendiente positiva, lo que presume que el tiempo de permanencia en el sistema PE1 y el *jitter* son directamente proporcionales.

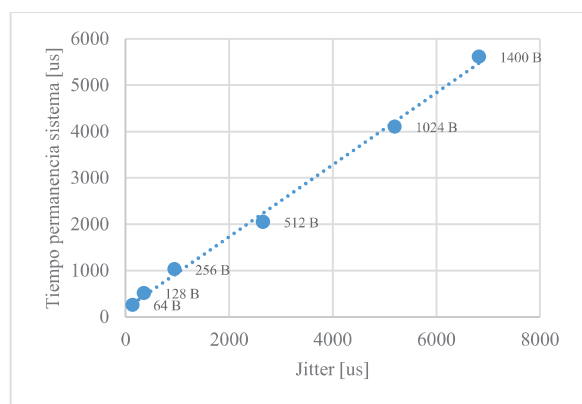


Fig. 5. Tiempo de permanencia en el sistema vs el *jitter* del tráfico *unicast* UDP, a una tasa de 3 Mb/s [10].

## V. RESULTADOS

### A. Experimento 1

Generación de tráfico *unicast* UDP en la red IP/MPLS *unicast* VPN con tamaños de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes, 1024 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal de la fuente es de 6 Mb/s (3 Mb/s por cada receptor). Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

### B. Inferencia de Resultados 1

- La intensidad de tráfico permanece constante e igual a 0,75 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 3 Mb/s por receptor.
- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que arriban al sistema PE1 desde la fuente, dicho sistema empezará a descartar paquetes, ya que posee una capacidad finita de almacenamiento. Esto genera un incremento en el porcentaje de la pérdida de paquetes (0% al 20,4%),

aunque disminuya el tiempo de permanencia en el sistema PE1 (de 5611 us a 260 us), como se observa en la Fig. 6.

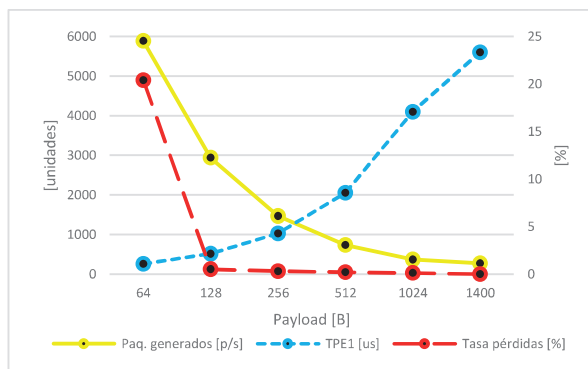


Fig. 6. Tiempo de permanencia en el sistema PE1, porcentaje de pérdidas, paquetes generados del tráfico *unicast* UDP, a una tasa de 3 Mb/s [10].

- El tamaño de carga útil (64 B a 1400 B) se correlaciona directamente con el *jitter* (140 us a 6826 us) y con el tiempo que un paquete permanece en el sistema PE1 (256 us a 5600 us), si y solo si el *throughput* nominal al que se transmite dicho paquete está por debajo del valor del enlace de “cuello de botella” (PE1 - P), es decir a 3 Mb/s por receptor, o el factor de intensidad de tráfico sea inferior a 1.

### C. Experimento 2

Generación de tráfico *unicast* UDP en la red IP/MPLS *unicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes, 1024 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal de la fuente es de 8 Mb/s (4 Mb/s por cada receptor). Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

### D. Inferencia de Resultados 2

- La intensidad de tráfico permanece constante e igual a 1 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 4 Mb/s por receptor. Esto produce que la intensidad de tráfico llegue a su valor máximo, es decir, la tasa de arribo y salida del sistema PE1 son aproximadamente iguales.
- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que arriban al sistema PE1, dicho sistema empezará a descartar paquetes debido a que posee una capacidad finita de almacenamiento, y generará un incremento en el porcentaje de pérdida de paquetes (1,9% a 41%).
- No se logró obtener el valor del tiempo de permanencia en el sistema PE1, debido a que la intensidad de tráfico fue igual a 1; por tanto se realizaron pruebas de hipótesis estadística con el fin de correlacionar el tamaño del *payload* con el *jitter* y el porcentaje de pérdida de paquetes. Se determinó que existe un alto grado de correlación directa entre la variación del retardo (43 us a 4293 us) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B); y de la misma manera, existe un alto grado de correlación

inversa entre el porcentaje de pérdida de paquetes (41% a 1,9%) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B).

### E. Experimento 3

Generación de tráfico *unicast* UDP, en la red IP/MPLS *unicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal de la fuente es de 10 Mb/s (5 Mb/s por cada receptor). Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

### F. Inferencia de Resultados 3

- La intensidad de tráfico permanece cerca a 1,26 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 5 Mb/s por receptor. Esto significa que la intensidad de tráfico sobrepasa su valor máximo, es decir, la tasa de arribo es mayor a la de salida del sistema PE1.
- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que arriban al sistema PE1, dicho sistema empezará a descartar paquetes debido a que posee una capacidad finita de almacenamiento, y generará un incremento en el porcentaje de pérdida de paquetes (21,5% a 52,1%).
- No se logró obtener el valor del tiempo de permanencia en el sistema PE1, debido a que la intensidad de tráfico fue mayor a 1; por tanto se realizaron pruebas de hipótesis estadística con el fin de correlacionar el tamaño del *payload* con el *jitter* y el porcentaje de pérdida de paquetes. Se determinó que existe un alto grado de correlación directa entre el *jitter* (241 us a 5302 us) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B); y de la misma manera, existe un alto grado de correlación inversa entre el porcentaje de pérdida de paquetes (52,1% a 21,5%) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B).

### G. Experimento 4

Generación de tráfico *unicast* TCP en la red IP/MPLS *unicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal lo determina automáticamente el *software*. Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el número de paquetes generados por la fuente y el número de paquetes recibidos.

### H. Inferencia de Resultados 4

- El control de flujo, característico de TCP, evitó que la fuente transmita o envíe datos, de una manera más rápida, de la que el receptor o *host* puede recibirlos y procesarlos [9]. Por ello el *throughput* nominal se mantuvo cercano a los 4 Mb/s por receptor, a pesar de utilizar distintos tamaños de carga útil.
- Asimismo, el control de congestión es un mecanismo utilizado por la red para limitar la congestión, que en este caso, es ocasionada por el “cuello de botella” formado entre los *routers* PE1 y P. Esto conllevó a que la intensidad de tráfico tienda a 0,1 en el punto más crítico de la red IP /MPLS que es el sistema PE1.

- A mayor número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo que arriban al sistema, disminuye el tiempo de permanencia en el sistema PE1 (1556 us a 71 us), como se ve en la Fig. 7.

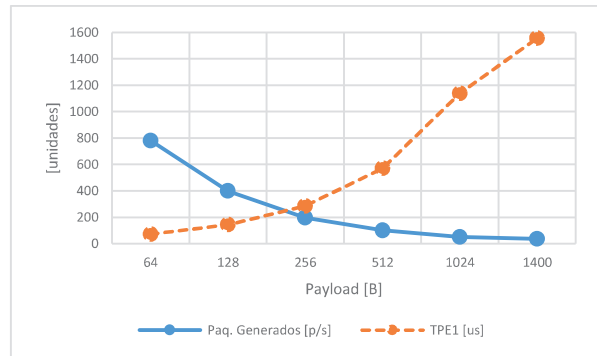


Fig. 7. Tiempo de permanencia en el sistema PE1 y paquetes generados del tráfico *unicast* TCP [10].

### I. Experimento 5

Generación de tráfico *multicast* en la red IP/MPLS *multicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal es de 6 Mb/s. Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

### J. Inferencia de Resultados 5

- La intensidad de tráfico permanece constante e igual a 0,75 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 6 Mb/s.
- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que llegan al sistema PE1 desde la fuente, dicho sistema empezará a descartar paquetes, ya que posee una capacidad finita de almacenamiento. Esto genera un incremento en el porcentaje de pérdida de paquetes (0,6% al 31%), aunque sí disminuya el tiempo de permanencia en el sistema PE1 (de 5600 us a 256 us), como se aprecia en la Fig. 8.

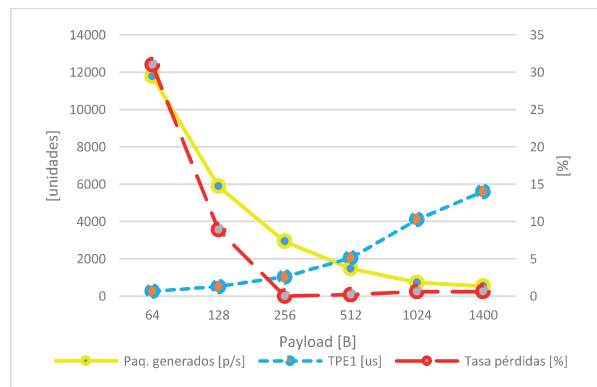


Fig. 8. Tiempo de permanencia en el sistema PE1, porcentaje de pérdidas, paquetes generados del tráfico *multicast*, a una tasa de 6 Mb/s [10].

- El tamaño de carga útil (64 B a 1400 B) se correlaciona directamente con el *jitter* (90 us a 3177 us) y el tiempo que un paquete permanece en el sistema PE1 (256 us a 5600 us), si y solo si el *throughput* nominal al que se transmite dicho paquete está por debajo del valor del enlace de “cuello de botella” (PE1 - P), es decir a 6 Mb/s, o el factor de intensidad de tráfico sea inferior a 1.

#### K. Experimento 6

Generación de tráfico *multicast* en la red IP/MPLS *multicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes, 1024 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal es de 8 Mb/s. Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

#### L. Inferencia de Resultados 6

- La intensidad de tráfico permanece constante e igual a 1 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 8 Mb/s. Esto produce que la intensidad de tráfico llegue a su valor máximo, es decir, la tasa de arribo y salida del sistema PE1 son aproximadamente iguales.
- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que arriban al sistema PE1, dicho sistema empezará a descartar paquetes debido a que posee una capacidad finita de almacenamiento, y generará un incremento en el porcentaje de pérdida de paquetes (3,3% a 48,0%).
- No se logró obtener el valor del tiempo de permanencia en el sistema PE1, debido a que la intensidad de tráfico fue igual a 1; por tanto se realizaron pruebas de hipótesis estadística con el fin de correlacionar el tamaño del *payload* con el *jitter* y el porcentaje de pérdida de paquetes. Se determinó que existe un alto grado de correlación directa entre el *jitter* (8 us a 2613 us) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B); y de la misma manera, existe un alto grado de correlación inversa entre el porcentaje de pérdida de paquetes (48,0% a 3,3%) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B).

#### M. Experimento 7

Generación de tráfico *multicast* en la red IP/MPLS *multicast* VPN con un tamaño de carga útil de 64 bytes, 128 bytes, 256 bytes, 512 bytes, 1024 bytes y 1400 bytes, utilizando Jperf. El *throughput* nominal es de 10 Mb/s. Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente, el número de paquetes recibidos y el porcentaje de pérdida de paquetes.

#### N. Inferencia de Resultados 7

- La intensidad de tráfico permanece cerca a 1,26 para cualquier tamaño de carga útil experimental, si y solo si se transmite un paquete al mismo *throughput* nominal, es decir a 10 Mb/s. Esto significa que la intensidad de tráfico sobrepasa su valor máximo, es decir, la tasa de arribo es mayor a la de salida del sistema PE1.

- Mientras mayor es el número de paquetes con menor carga útil por unidad de tiempo, que arriban al sistema PE1, dicho sistema empezará a descartar paquetes debido a que posee una capacidad finita de almacenamiento, y generará un incremento en el porcentaje de la pérdida de paquetes (23,2% a 58,5%).
- No se logró obtener el valor del tiempo de permanencia en el sistema PE1, debido a que la intensidad de tráfico fue mayor a 1; por tanto se realizaron pruebas de hipótesis estadística con el fin de correlacionar el tamaño del *payload* con el *jitter* y el porcentaje de pérdida de paquetes. Se determinó que existe un alto grado de correlación directa entre la variación del retardo (3 us a 2522 us) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B); y de la misma manera, existe un alto grado de correlación inversa entre el porcentaje de pérdida de paquetes (58,5% a 23,2%) y el tamaño de carga útil (64 B a 1400 B).

#### O. Experimento 8

Transmisión de video *unicast* sobre la red IP/MPLS *unicast* VPN y emisión de video *multicast* sobre la red IP/MPLS MVPN, utilizando VLC. Los parámetros a medir en cada receptor son el *throughput*, el *jitter*, el número de paquetes transmitidos por la fuente y el número de paquetes recibidos.

#### P. Inferencia de Resultados 8

- No hubo pérdida de paquetes durante la emisión de video *unicast* y *multicast* ya que no se reflejaron ‘anomalías’ en las imágenes ni cortes en el audio. Eso se corroboró tanto de parte del medidor de tráfico de video (*FaultLine*) como de la relación entre las tasas de arribo a los sistemas P y PE1. En otras palabras, todos los paquetes que ingresaron al sistema PE1 fueron ‘atendidos’ con éxito.
- A través de los coeficientes de correlación de Spearman y Kendall, se comprobó que el valor promedio del *jitterunicast* no posee relación alguna con el valor promedio del *jittermulticast* en la emisión de video, ya sea de carácter *unicast* o *multicast*. Éstos son índices que, muy probablemente, obedecen a variaciones del retardo de permanencia en el sistema PE1, como se aprecia en la Fig. 9.

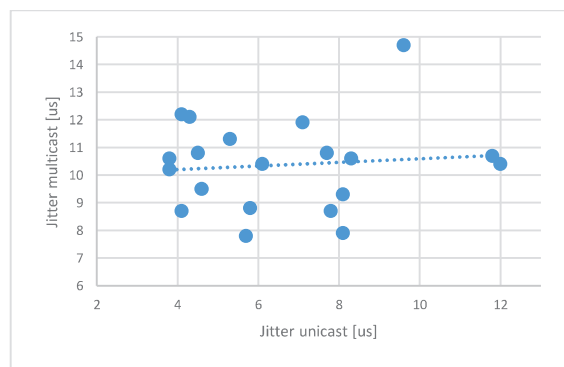


Fig. 9. Diagrama de dispersión de datos del *jitter* presente en *unicast* vs el *jitter* presente en *multicast*[10].

- La intensidad de tráfico en la transmisión de video es el mismo para *unicast* y *multicast*, así como el tiempo de servicio y el tiempo de espera en la cola. En este ambiente de prueba con ‘condiciones normales’, el tiempo que atiende el servidor del sistema a un paquete es mayor al tiempo que le toma a la cola en despachar a dicho paquete, ya que la intensidad del tráfico es casi nula.

## VI. CONCLUSIONES

Se estudió que Multicast VPN es una tecnología que se superpone a la infraestructura unicast VPN en redes IP/MPLS, en donde los routers emplean protocolos de enrutamiento multicast para construir árboles de distribución y transmitir cualquier tipo de contenido multicast hasta los receptores, logrando de esta manera, una optimización del ancho de banda.

Se determinó que si la fuente emite un número cada vez mayor de paquetes con menos carga útil por unidad de tiempo, a través de la red IP/MPLS unicast VPN o MVPN, el sistema de encolamiento PE1 descartará más paquetes, ya que la capacidad de almacenamiento de la cola es superada por el volumen de tráfico que cursa por aquel sistema; por ende, se generará un incremento en el porcentaje de pérdida de paquetes.

En los escenarios donde la intensidad de tráfico fue menor a 1, el throughput de los paquetes recibidos (con éxito) con menos carga útil, fue directamente proporcional a la variación del retardo y de la misma forma al tiempo de permanencia en el sistema PE1. Mediante el planteamiento de hipótesis y de la prueba estadística no paramétrica de Spearman se confirmó que el tiempo de permanencia en el sistema PE1 se relacionaba positiva e íntimamente con la variación del retardo.

En aquellos escenarios donde la intensidad de tráfico fue igual o mayor a 1, el throughput de los paquetes recibidos (con éxito) con menos carga útil, fue directamente proporcional a la variación del retardo, e inversamente proporcional al porcentaje de pérdida de paquetes. Es así que con el planteamiento de hipótesis y el empleo de la prueba estadística no paramétrica de Spearman se corroboró que la variación del retardo se relacionaba negativa y fuertemente con el porcentaje de pérdida de paquetes.

- En la emisión de video unicast y multicast se tomaron muestras del jitter y se observó que el valor promedio de este parámetro era menor en unicast frente a multicast. A través de los estadísticos de prueba de Kendall y Spearman se planteó una prueba de hipótesis, logrando establecer que la variación del retardo unicast no era mayor a multicast, y de la misma manera, ambas variaciones del retardo tampoco eran iguales. Al suscitarse esta emisión de video bajo condiciones normales (sin sobrecargar a la red), la asimetría entre los promedios de jitter obedece, fundamentalmente, al retardo o tiempo que se tome el sistema de encolamiento PE1 en tratar a los distintos streams de video unicast y multicast.
- Se observó que GRE es un protocolo que encapsula los paquetes que contienen datos multicast, con el objetivo de transportarlos sobre otro tipo de protocolo de capa Red, en este caso IP, para atravesar la red IP/MPLS MVPN, a través del árbol de distribución *multicast* por

defecto. Esto implica que, MVPN usa una combinación de PIM y encapsulamiento GRE para el plano de control y de datos, respectivamente. MPLS como tal, no interviene en este tipo de tecnología.

## VII. REFERENCIAS

- [1] B. Williamson. “Developing IP Multicast Networks”. Cisco Systems, 2005.
- [2] C. Metz. “Multiprotocol Label Switching and IP, Part 2: Multicast Virtual Private Networks”. Cisco Systems, 2006.
- [3] Juniper Networks. “Junos OS, Multicast Protocols Feature Guide for Routing Devices”. Juniper Networks, 2014.
- [4] Cisco Systems. “Multi-VRF and IP Multicast” (2014, abril 10). Disponible en: [http://www.cisco.com/en/US/technologies/tk648/tk828/tk363/technologies\\_white\\_paper0900aecd8012033f.pdf](http://www.cisco.com/en/US/technologies/tk648/tk828/tk363/technologies_white_paper0900aecd8012033f.pdf)
- [5] B. Gunter; S. Greiner; H. De Meer; K. Trivedi. “Queueing Networks and Markov Chains”. EEUU, 1998.
- [6] P. Serrano Yáñez-Mingot; J. Hernández Gutiérrez. “Una introducción amable a la teoría de colas” (2015, septiembre 24). Universidad Carlos III de Madrid, España 2015. Disponible en: <http://www.it.uc3m.es/pablo/teoria-colas/introduccion-teoria-colas.pdf>
- [7] J. Kurose; K. Ross. “Computer Networking: A Top Down Approach”. EEUU, 2013.
- [8] D. Lind; W. Marchal; R. Mason. “Estadística para Administración y Economía”. Colombia, 2004.
- [9] E. Modiano. “Control de congestión y flujo” (2015, junio 3). Disponible en: <http://mit.ocw.universia.net/6-263JData-Communication>.
- [10] B. Arias; P. Hidalgo. Proyecto de titulación “Implementación de un prototipo de red IP/MPLS para el estudio de tráfico *multicast*, utilizando *multicast* VPN”. Quito – Ecuador, 2016.

## VIII. BIOGRAFÍAS



**Byron F. Arias Sarango**, Nació en Quito en mayo de 1984. Sus estudios secundarios los realizó en el Colegio Experimental “Juan Pío Montúfar”, en donde fue designado Tercer Escolta del Pabellón del Plantel. Se tituló en la carrera de Ingeniería en Electrónica y Redes de Información en la Escuela Politécnica Nacional en 2016. Fue miembro

de la IEEE (Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos), capítulo Ecuador. Actualmente, labora en el departamento de Technical Assurance Center en la empresa Level 3 Communications.



**Pablo W. Hidalgo Lascano**, Nació en Ambato en 1959. Obtuvo el título de Ingeniero en Electrónica y Telecomunicaciones en la Escuela Politécnica Nacional (1985) siendo declarado el mejor graduado de su promoción. Becado por el Gobierno Alemán y auspiciado por la E.P.N. realizó estudio de posgrado en Telecomunicaciones en el Deutsche Bundespost (1988 - 1990).

Obtuvo el título de Magíster en Conectividad y Redes de Telecomunicaciones en la E.P.N. (Noviembre 2014). Actualmente se desempeña como profesor principal del Departamento de Electrónica, Telecomunicaciones y Redes de Información de la E.P.N. Fue promotor y Coordinador de la Carrera de Ingeniería en Electrónica y Redes de Información de la E.P.N. (2000 - 2007) (2013 - 2014). Ha dirigido más de 100 tesis y proyectos de titulación. Sus áreas de interés actuales son: Redes de Información Comunicaciones Inalámbricas y Transmisión de Datos. Es miembro de la Association for Computing Machinery (ACM) y del Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE).

La ciencia, tecnología e investigación desempeñan un papel preponderante en el desarrollo económico y social de las naciones, por tal motivo el intercambio de conocimientos constituye una estrategia para generar nuevas ideas y soluciones a la problemática del país. En este contexto, la Escuela Politécnica Nacional y la Facultad de Ingeniería Eléctrica y Electrónica, como referentes de ingeniería en el Ecuador, presentan el mayor evento de difusión de investigación y desarrollo en Ingeniería Eléctrica y Electrónica, bajo el lema "Investigación, ciencia y tecnología al servicio del País".

Las Jornadas en Ingeniería Eléctrica y Electrónica, desde su primera edición en el año 1978, han permitido a los docentes, estudiantes e investigadores de las Universidades y Escuelas politécnicas dar a conocer sus trabajos en el ámbito académico y profesional; constituyéndose en una excelente plataforma para la promoción de los avances científicos y tecnológicos desarrollados en el país.

Escuela Politécnica Nacional

ISBN: 978-9978-383-49-0



9 789978 383490

