

Estudio de Viabilidad para la Optimización de Enrutamiento IP con el Protocolo BGP



**Jairo Andrés Castaño Rosero
John Edwar Rojas Muñoz**

Universidad del Cauca
Facultad de Ingeniería Electrónica y Telecomunicaciones
Departamento de Telecomunicaciones
Grupo de Nuevas Tecnologías en Telecomunicaciones

Popayán, Octubre de 2008

Estudio de Viabilidad para la Optimización de Enrutamiento IP con el Protocolo BGP

**Jairo Andrés Castaño Rosero
John Edwar Rojas Muñoz**

**Monografía para optar al título de
Ingeniero en Electrónica y Telecomunicaciones**

Director: Ing. Jenny Cuatindioy
Co-Director: Ing. Jorge Andrés Rengifo

Universidad del Cauca
Facultad de Ingeniería Electrónica y Telecomunicaciones
Departamento de Telecomunicaciones
Grupo de Nuevas Tecnologías en Telecomunicaciones
Popayán, Octubre de 2008

Con cariño inmenso a mi madre, Analid Muñoz Vargas, quien con su perseverancia y profundo amor permitieron que hoy día esté escribiendo estas líneas. A mis hermanos, Ana María, Estefanía, César Augusto, y Oscar Andrés, por su incomparable forma de brindarme apoyo.

John E. Rojas

Con cariño y total gratitud a mis padres, Victoria Rosero y Darío Castaño, quienes con su apoyo y consejo motivaron mi formación. A mi hermano, Darío Arturo, por su apoyo incondicional.

Jairo A. Castaño

AGRADECIMIENTOS

Durante el tiempo que nos tomó el desarrollo de este trabajo de grado, el cual se constituye como el resultado más importante en nuestra idea de realizar un aporte significativo y representativo en la optimización del protocolo de enrutamiento BGP, hemos conocido y aprendido de muchas personas que influenciaron no solamente esta iniciativa sino también nuestras vidas mismas; estos agradecimientos, pretenden precisamente reconocer a cada una de ellas.

En primer lugar, queremos agradecer a nuestra directora, la ingeniera Jenny Cuatindioy, quien ha compartido con nosotros su conocimiento y experiencia para contribuir en nuestra formación como profesionales. Resaltamos que desde el principio, su confianza y amabilidad permitieron que nos acopláramos rápidamente como equipo de trabajo.

También debemos agradecer en la Facultad de Ingeniería Electrónica y Telecomunicaciones, en el grupo GNTT, al ingeniero Oscar Josué Calderón quien aportó con su conocimiento y experiencia al enriquecimiento de este trabajo de grado. Esta persona, consejero no solamente en el plano científico, sino también personal, apoyo constante el desarrollo de este trabajo con su asistencia y orientación.

A todas las personas que aportaron constantemente a través de sus comentarios y sugerencias, gozan también de nuestros agradecimientos, pues fueron estas las razones que nos motivaron a continuar cuando nos acompañaba la desorientación. Entre ellas, el Ingeniero Francisco Javier Terán, los estudiantes Andrés Arturo Delgado, Oscar Silgado, Jairo Chicangana y Jorge Padilla.

Afortunadamente, los aportes para lograr este resultado no fueron solamente locales, sino también desde el exterior. Un profesional comprometido con el progreso científico apoyó y fortaleció nuestro empeño por desarrollar este trabajo de grado, agradecemos al Ingeniero Jorge Andrés Rengifo, New York University School of Continuing and Professional Studies Information Technologies Institute, quien realizó recomendaciones y contribuciones que fortalecieron la calidad de este resultado.

Para finalizar, el más afectuoso agradecimiento para nuestras familias, quienes a través de la distancia, con cada llamada expresaron su apoyo y nos dieron razones para mantener la fortaleza, el ritmo y la dedicación, en el desarrollo de este trabajo de grado. Si hoy hemos llegado hasta aquí ha sido gracias a ustedes.

Los Autores
Popayán, Septiembre de 2008

TABLA DE CONTENIDO

INTRODUCCIÓN 1

1. EL PROCESO DE ENRUTAMIENTO Y EL PROTOCOLO BGP.....4

1.1. ARQUITECTURA DE INTERNET..... 4

1.2. ENRUTAMIENTO EN INTERNET..... 5

 1.2.1. Protocolos de Estado de Enlace 8

 1.2.2. Protocolos de Vector Distancia 10

1.3. EL PROTOCOLO BGP 12

 1.3.1. Mensajes BGP..... 13

 1.3.1.1. Mensaje OPEN 14

 1.3.1.2. Mensaje KEEPALIVE 14

 1.3.1.3. Mensaje NOTIFICACION 14

 1.3.1.4. Mensaje UPDATE 14

 1.3.2. Atributos BGP..... 16

 1.3.2.1. Atributo ORIGIN 16

 1.3.2.2. Atributo AS_PATH 17

 1.3.2.3. Atributo NEXT_HOP 17

 1.3.2.4. Atributo MULTI_EXIT_DISC..... 17

 1.3.2.5. Atributo LOCAL_PREF 18

 1.3.2.6. Atributo ATOMIC_AGGREGATE 19

 1.3.2.7. Atributo AGGREGATOR 19

 1.3.3. Proceso de Enrutamiento con el Protocolo BGP..... 20

1.4. INGENIERÍA DE TRÁFICO..... 23

2. PARAMETROS DE RED Y MÉTRICAS DE ENRUTAMIENTO..... 26

2.1. ELEMENTOS PRINCIPALES DEL PROCESO DE ENRUTAMIENTO 26

 2.1.1. El Enrutador 26

 2.1.2. Las Tablas de Enrutamiento 27

 2.1.3. Protocolos y Algoritmos de Enrutamiento 27

2.2. CLASIFICACIÓN DE LOS ALGORITMOS DE ENRUTAMIENTO..... 29

2.2.1.	Algoritmos Adapativos	30
2.2.2.	Algoritmos no Adapativos	30
2.3.	MÉTODOS DE ENRUTAMIENTO.....	30
2.3.1.	Método Estático.....	30
2.3.2.	Método Dinámico.....	30
2.3.2.1.	Método dinámico aislado.....	30
2.3.2.2.	Método dinámico cetralizado.....	30
2.3.2.3.	Método dinámico distribuido.....	31
2.4.	MÉTRICAS DE ENRUTAMIENTO EN UNA RED	31
2.5.	OPTIMIZACIÓN DEL PROCESO DE ENRUTAMIENTO ORIENTADO A TE	33
2.5.1.	Costo de los Enlaces	33
2.5.2.	Retardo Extremo a Extremo de un Enlace	34
2.5.3.	Utilización Máxima de los Recursos de Red de un Enlace	35
2.5.4.	La Ruta Óptima o la Mejor Ruta.....	37
2.5.5.	Análisis de la Optimización del Proceso de Enrutamiento.....	37
2.5.6.	Introducción al Enrutamiento Óptimo con BGP	39
3.	MECANISMOS ACTUALES QUE PRETENDEN LOGRAR ENRUTAMIENTO ÓPTIMO CON EL PROTOCOLO BGP	42
3.1.	MECANISMOS DE IMPLEMENTACIÓN DE TE CON EL PROTOCOLO BGP.....	43
3.1.1.	Método de Hot Potato Routing.....	44
3.1.2.	Métodos de Control del Tráfico Saliente	45
3.1.2.1.	Método de un único punto de salida.....	46
3.1.2.2.	Método de múltiples puntos de salida	47
3.1.3.	El Método del Menor Costo IGP	49
3.1.4.	Método de Control de Tráfico Entrante	51
3.2.4.1.	El Atributo Communities.....	52
3.1.5.	Método basado en el uso de Herramientas de Medición	53
3.2.	CONSIDERACIONES ADICIONALES PARA EL PROCESO DE OPTIMIZACIÓN.....	54
3.2.1.	Inspección del Tráfico a Conmutar	54
3.2.2.	Uso de Umbrales para la Determinación de Cambio de Ruta.....	55
3.3.	CONSIDERACIONES FINALES PARA EL PROCESO DE OPTIMIZACIÓN	57

4.	SIMULACIÓN, PRUEBAS Y RESULTADOS	60
4.1.	SOLUCIÓN AL PROBLEMA DE ENRUTAMIENTO ÓPTIMO EN BGP	60
4.1.1.	Retardo de la Ruta	62
4.1.2.	Costo de la Ruta.....	63
4.1.3.	El Atributo LOCAL_PREFERENCE	63
4.2.	MODELOS DE RED	64
4.2.1.	Modelo de Red 1	64
4.2.2.	Modelo de Red 2	65
4.2.3.	Modelo de Red 3	66
4.2.4.	Modelo de Red 4	69
4.2.4.1.	Caso 1: cliente http conectado al enrutador R2 del AS1.....	69
4.2.4.2.	Caso 2: cliente http conectado al enrutador R1 del AS1.....	70
4.3.	SIMULACIONES	71
4.3.1.	Escenario 1	72
4.3.1.1.	Protocolo BGP estándar.....	72
4.3.1.2.	Protocolo J2-BGP	72
4.3.1.2.1.	Protocolo J2-BGP en t1.....	72
4.3.1.2.2.	Protocolo J2-BGP en t2.....	73
4.3.1.2.3.	Protocolo J2-BGP en t3.....	73
4.3.1.2.4.	Protocolo J2-BGP en t4.....	74
4.3.2.	Escenario 2	75
4.3.2.1.	Protocolo BGP estándar.....	75
4.3.2.2.	Protocolo J2-BGP	75
4.3.2.2.1.	Protocolo J2-BGP en t1.....	75
4.3.2.2.2.	Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t1.....	76
4.3.2.2.3.	Protocolo J2-BGP en t2.....	78
4.3.2.2.4.	Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t2.....	78
4.3.2.2.5.	Protocolo J2-BGP en t3.....	80
4.3.2.2.6.	Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t3.....	81
4.3.3.	Escenario 3	82

4.3.3.1. Protocolo BGP estándar.....	82
4.3.3.2. Protocolo J2-BGP	83
4.3.3.3. Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP.....	84
4.3.4. Escenario 4	85
4.3.4.1. Caso 1: cliente http conectado al enrutador R2 del AS1.....	85
4.3.4.1.1. Protocolo BGP estándar.....	85
4.3.4.1.2. Protocolo J2-BGP	86
4.3.4.1.3. Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP	86
4.3.4.2. Caso 2: cliente http conectado al enrutador R1 del AS1.....	88
4.3.4.2.1. Protocolo BGP estándar.....	88
4.3.4.2.2. Protocolo J2-BGP	89
4.3.4.2.2.1 Protocolo J2-BGP en t1	89
4.3.4.2.2.2 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t1	89
4.3.4.2.2.3 Protocolo J2-BGP en t2	91
4.3.4.2.2.4 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t2	92
5. CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES.....	94
6. BIBLIOGRAFÍA	98

ÍNDICE DE FIGURAS

CAPÍTULO 1

Figura 1.1 Topología Imaginaria de una porción de Internet	5
Figura 1.2. Proceso Básico de Enrutamiento	7
Figura 1.3. Formato del Mensaje UPDATE	15
Figura 1.4. Funcionamiento del Atributo MED.....	18
Figura 1.5. Funcionamiento del Atributo LOCAL_PREFERENCE	19
Figura 1.6. Proceso de Selección de Ruta entre Dos ASs	22
Figura 1.7. Proceso de Selección de Ruta entre Tres ASs	22

CAPÍTULO 2

Figura 2.1. Topología de Red	27
Figura 2.2. Principio de Optimización.....	29
Figura 2.3. Ruta que Presenta Menor Costo Extremo a Extremo	34
Figura 2.4. Ruta con Menor Retardo.....	35
Figura 2.5. Ruta que Presenta Menor Utilización de Recursos	36
Figura 2.6. Diagrama de Enrutamiento Óptimo.....	39
Figura 2.7. Selección de las Métricas en BGP	40
Figura 2.8. Selección de una Ruta en BGP.....	40

CAPÍTULO 3

Figura 3.1. Funcionamiento del Método de Hot Potato Routing	44
Figura 3.2. Funcionamiento del Método de Hot Potato Routing	45
Figura 3.3. Funcionamiento del Método SES.....	47
Figura 3.4. Funcionamiento del Método MES	48
Figura 3.5. Funcionamiento del Método de Menor Costo IGP.....	49
Figura 3.6. Problema de Bucles de Enrutamiento	50
Figura 3.7. Control del Tráfico de Entrada con el Atributo MED	51
Figura 3.8. Funcionamiento del Atributo Communities	53
Figura 3.9. Método de Balanceo de Carga Aplicado a BGP.....	55
Figura 3.10. Necesidad de Valores Umbrales	56

CAPÍTULO 4

Figura 4.1. Diagrama de Flujo del Protocolo BGP Estándar	61
Figura 4.2. Diagrama de Flujo del Protocolo BGP Modificado.....	62
Figura 4.3. Escenario de Simulación 1	65
Figura 4.4. Escenario de Simulación 2.....	67
Figura 4.5. Escenario de Simulación 3.....	68
Figura 4.6. Escenario de Simulación 4.....	69
Figura 4.7. Escenario de Simulación 4.Caso 1.....	70
Figura 4.8. Escenario de Simulación 4.Caso 2.....	71
Figura 4.9. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 1	72

Figura 4.10. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t1	
Escenario 1	73
Figura 4.11. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t2	
Escenario 1	73
Figura 4.12. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t3	
Escenario 1	74
Figura 4.13. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t4	
Escenario 1	74
Figura 4.14. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar	
Escenario 2	75
Figura 4.15. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t1	
Escenario 2	76
Figura 4.16. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 2 en t1	77
Figura 4.17. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t2	
Escenario 2	78
Figura 4.18. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 2 en t2	80
Figura 4.19. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t3	
Escenario 2	80
Figura 4.20. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 2 en t3	82
Figura 4.21. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar	
Escenario 3	83
Figura 4.22. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP	
Escenario 3	83
Figura 4.23. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 3	85
Figura 4.24. Tabla de Enrutamiento Enrutador R2 - AS1 Protocolo BGP Estándar	
Escenario 4 Caso 1	86
Figura 4.25. Tabla de Enrutamiento Enrutador R2 - AS1 Protocolo J2-BGP	
Escenario 4 Caso 1	86
Figura 4.26. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	

Escenario 4 Caso 1	88
Figura 4.27. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar	
Escenario 4 Caso 2.....	88
Figura 4.28. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP	
Escenario 4 Caso 2 en t1	89
Figura 4.29. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 4 Caso 2 en t1	91
Figura 4.30. Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP	
Escenario 4 Caso 2 en t2	91
Figura 4.31. Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP	
Escenario 4 Caso 2 en t2	93

ÍNDICE DE TABLAS

CAPÍTULO 1

Tabla 1.1. Atributos de Ruta del Protocolo BGP	19
--	----

CAPÍTULO 2

Tabla 2.1. Clasificación de los Algoritmos de Enrutamiento	31
Tabla 2.2. Metricas de Enrutamiento más Utilizadas.....	32

CAPÍTULO 4

Tabla 4.1. Retardo Máximo Permitido	63
Tabla 4.2. Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 1	72
Tabla 4.3. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t1.....	73
Tabla 4.4. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t2.....	73
Tabla 4.5. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t3.....	74
Tabla 4.6. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t4.....	74
Tabla 4.7. Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 2	75
Tabla 4.8. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t1	76
Tabla 4.9. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario 2 en t1	76
Tabla 4.10. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t2.....	78

Tabla 4.11. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario 2 en t2.	79
Tabla 4.12. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t3.....	81
Tabla 4.13. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario 2 en t3.	81
Tabla 4.14. Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 3	83
Tabla 4.15. Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 3.	84
Tabla 4.16. Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 1	86
Tabla 4.17. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario4 Caso 1.	87
Tabla 4.18. Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 2	89
Tabla 4.19. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1.....	89
Tabla 4.20. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1	90
Tabla 4.21. Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2.....	92
Tabla 4.22. Comparativo Protocolo BGP Estándar y J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2....	92

ANEXO A- HERRAMIENTA DE SIMULACIÓN, CÓDIGOS Y RESULTADOS

INTRODUCCIÓN

Internet surgió en la década de los setenta como una pequeña red institucional con propósitos estrictamente militares y académicos, dicha red no requería en ese entonces de una infraestructura muy compleja ya que los sitios interconectados a través de ella eran realmente pocos; explícitamente algunas computadoras ubicadas en la Universidad de California, Los Ángeles, y en el Instituto de Investigaciones de Stanford [1].

Con el tiempo esta pequeña red comenzó a crecer permanentemente, llegando a conectar más y más equipos de cómputo de diversas universidades a lo largo de los Estados Unidos hasta llegar al punto que fue imprescindible para empresas tanto públicas como privadas el conectarse a la red ya que vieron en ella una increíble oportunidad de negocio que no solo les permitiría comunicar a sus múltiples sedes localizadas en diferentes puntos geográficos sino además el posicionar sus productos y ofrecerlos sin limitaciones geográficas que impidieran su comercialización [2]. Actualmente el tamaño de Internet es tal que no existen cifras exactas que den cuenta de la dimensión de la red, ya que crece en forma vertiginosa exhibiendo cambios casi a diario; estadísticas de finales del año 2007 estiman que existen cerca de 1380 millones de usuarios en todo el mundo, y la cifra sigue creciendo [3].

Hoy en día Internet se ha convertido en uno de los mayores hitos tecnológicos de la sociedad, comparable e incluso de mayor relevancia que la revolución industrial del siglo pasado desarrollada en Inglaterra. El éxito de Internet radica en la inexistencia de fronteras para la comunicación, es posible conectarse a ella sin importar la ubicación geográfica e incluso superando la limitante lingüística que otros medios de comunicación suponen; esto y muchas otras innumerables características convierten a Internet en el mayor medio de comunicación para la sociedad actual [1].

Pero la consolidación de Internet como herramienta mundial de las comunicaciones no ha sido tarea fácil, es el fruto de un trabajo conjunto de miles de personas en diversas áreas del conocimiento, pues bajo millones de páginas de Internet, correos electrónicos, juegos en línea y demás posibilidades que ofrece la red, existen revoluciones tecnológicas sin precedentes que la hacen posible. El desarrollo de miles de servicios soportados en la red no solo exige de aplicaciones más robustas y atractivas para el usuario sino también de cientos de mejoras en los dispositivos que soportan la red así como también de innumerables protocolos que sustentan todos los servicios requeridos diariamente [4].

El crecimiento de la red ha supuesto que tales protocolos tengan mejoras sustanciales ya que requerimientos de calidad y velocidad lo hacen necesario. Debido al avance vertiginoso de Internet y su continuo crecimiento se hizo necesario que esta red descentralizada se organizase, de tal forma que la comunicación entre las diferentes subredes o dominios que la componen se hiciese de forma sencilla y efectiva. Un dominio está directamente relacionado con la red de una universidad, una compañía o la de un proveedor de servicios de Internet (ISP: Internet Service Provider). Debido a la gran cantidad de redes conectadas se hace necesario que exista un método que permita a dichas redes no solamente transferir información entre ellas, sino además que dicha transmisión se haga en forma ordenada y efectiva permitiendo que no exista un uso excesivo de los recursos de los que dispone la red. En este ámbito surgen los llamados protocolos de enrutamiento, los cuales son algoritmos que permiten llevar la información a su destino de forma correcta, además de entregarla lo más rápidamente posible [2].

Los protocolos de enrutamiento pueden clasificarse en dos grupos; aquellos que funcionan dentro de cada una de las redes o dominios, conocidos como protocolos de enrutamiento intra dominio y aquellos que funcionan entre los dominios, mejor conocidos como protocolos de enrutamiento inter dominio [2].

Actualmente uno de los protocolos de enrutamiento más utilizados para direccionar tráfico entre dominios es el protocolo BGP, que pese a ser un protocolo de rápida convergencia y efectividad no tiene en cuenta de forma autónoma aspectos importantes dentro de las redes, tales como el retardo en los enlaces, el ancho de banda, la congestión, entre otros. Y aunque recientemente se ha trabajado arduamente en esta temática no se han encontrado soluciones que verdaderamente permitan superar tales deficiencias [2].

De ahí que, la optimización del protocolo de enrutamiento BGP en este trabajo de grado, se base en conseguir que las políticas y métricas aplicadas al protocolo, trabajen en armonía con los parámetros de red, al igual que con su comportamiento y desempeño. Lo anterior se logra configurando políticas del protocolo que conjuguen parámetros de red con sus métricas de enrutamiento, de tal forma que la distribución del tráfico se haga de acuerdo al estado de la red en un instante determinado.

Con el fin de abordar los temas necesarios para el desarrollo de este trabajo de grado y poder cumplir los objetivos propuestos, el contenido consta de 5 capítulos que se distribuyen de la siguiente manera:

Capítulo 1. El Proceso de Enrutamiento y el Protocolo BGP. Este capítulo brinda una base teórica del proceso de enrutamiento con el protocolo BGP, explicando primero la organización de Internet con el fin de justificar la necesidad de los protocolos de enrutamiento para optimizar el tráfico en la red; de ésta forma se estudian las dos clases de protocolos usados en dicho proceso, sus características y desventajas para luego enfocarse en el funcionamiento del protocolo BGP, haciendo una explicación detallada del mismo, destacando sus políticas y parámetros de funcionamiento; finalmente se tratan algunos conceptos de Ingeniería de Tráfico, tema que será abordado en capítulos posteriores para demostrar que pese a que BGP es un protocolo altamente efectivo posee claras falencias en la medida que no tiene en cuenta parámetros propios de la red.

Capítulo 2. Parámetros de Red y Métricas de Enrutamiento. El presente capítulo aborda el tema de optimización del proceso de enrutamiento, con el objeto de definir una base teórica y conceptual referente a las métricas de enrutamiento y a los parámetros de red involucrados en dicho proceso, y que serán usados en posteriores capítulos con el objetivo de dar solución al problema planteado en este trabajo de grado. A partir de esto, el enrutamiento óptimo se presenta desde la perspectiva de TE.

Capítulo 3. Mecanismos Actuales que Pretenden Lograr Enrutamiento Óptimo con el Protocolo BGP. En éste capítulo se abordarán las soluciones más destacadas, haciendo énfasis en sus características y funcionamiento.

Capítulo 4. Simulación, Pruebas y Resultados. El contenido de este capítulo plantea una solución al problema de enrutamiento óptimo, se describe la configuración de los modelos de red, las diferentes pruebas realizadas y la interpretación de los resultados obtenidos.

Capítulo 5. Conclusiones, Recomendaciones y Trabajos Futuros. En este capítulo se presentan las conclusiones deducidas del trabajo y de los resultados obtenidos, y se describen posibles trabajos futuros basados en este tema.

CAPÍTULO I

EL PROCESO DE ENRUTAMIENTO Y EL PROTOCOLO BGP

1.1 ARQUITECTURA DE INTERNET

Internet es una gran red compuesta por un sin número de redes más pequeñas interconectadas entre sí, cada una de ellas está conformada por una gran cantidad de dispositivos entre los que se tienen terminales, servidores, enrutadores y demás dispositivos de red; normalmente el tráfico generado en la red se debe a la gran cantidad de terminales y servidores que continuamente envían información de un lado a otro. Los enrutadores son los dispositivos que soportan la interconexión entre redes y cumplen la función de permitir que el tráfico de paquetes de información llegue a su destino pasando de una red a otra; dicho tráfico no solamente se presenta dentro de cada red sino también entre ellas, por lo cual existen dos clasificaciones: El tráfico *inter dominio* y el tráfico *intra dominio* [2].

Un dominio es un conjunto de terminales y enrutadores bajo la administración de una misma institución, que comparten reglas y procedimientos comunes, generalmente reciben el nombre de Sistemas Autónomos (AS: Autonomous System), y habitualmente hacen referencia a la red de una organización comercial, de grandes universidades, de importantes compañías e incluso la red de un ISP; sin embargo existen dominios que por su mediano o pequeño tamaño simplemente se conectan a la red a través de un proveedor de servicios de Internet, por ejemplo una universidad, una compañía de mediano tamaño, entre otros. Dentro de cada AS pueden distinguirse dos tipos de enrutadores, aquellos que se encuentran dentro del dominio y se encargan de enrutar paquetes de información dentro del mismo, generando el tráfico *intra dominio* llamados enrutadores de núcleo; y los enrutadores de frontera encargados de transmitir paquetes de información fuera de los límites del AS permitiendo la comunicación con redes de ASs vecinos, generando el tráfico *inter dominio* [4].

Todos los AS se identifican en la red con un número, conocido como Número de Sistema Autónomo (ASN: Autonomous System Number), éste corresponde a un identificador global y único para cada dominio asignado por la Autoridad para la Asignación de Números de Internet (IANA: Internet Assigned Numbers Authority) [5]. En la figura 1.1¹ se muestra un esquema imaginario de una porción de Internet, donde varios ASs se conectan a través de sus enrutadores de frontera. Las relaciones entre estos dominios dependen de diferentes factores económicos y comerciales; por ejemplo los dominios de *Carrier&Wireless* e *Internexa* corresponden a sistemas autónomos con millones de rutas en su interior [6], y que proveen servicios de Internet a grandes compañías de telecomunicaciones o ISPs regionales como UNE y ETB; ésta relación *cliente-proveedor* se basa en el pago al proveedor por la conectividad que éste le brinda, permitiendo su acceso a la red y a sus recursos de información [2] [4] [7].

Asimismo, existe un tipo de relación comercial entre AS denominada relación entre pares (*peer-to-peer*), donde diferentes dominios acuerdan compartir los costos que implica el intercambio de información entre ellos. Dichos acuerdos únicamente se usan para intercambiar tráfico entre los pares y sus propios clientes, la negociación de estas relaciones es a menudo compleja y depende de diversos factores técnicos y financieros cuya explicación está fuera del alcance de este documento. En este tipo de relación los AS implicados cumplen una función de tránsito

¹ Los ASN mostrados en la figura corresponden a números asignados por los autores y no a los identificadores reales que poseen estos Sistemas Autónomos.

para el tráfico de paquetes ya que dicha información no tiene a los pares como objetivo sino a sus clientes. En el ejemplo presentado ésta relación comercial se da entre los ASs de *Carrier&Wireless* e *Internexa* [2] [7].

Finalmente se muestran las redes de Unicauca y Bancolombia que no poseen un ASN, ya que son redes de pequeño o mediano tamaño que se conectan a Internet a través de un ISP, en este caso UNE y ETB.

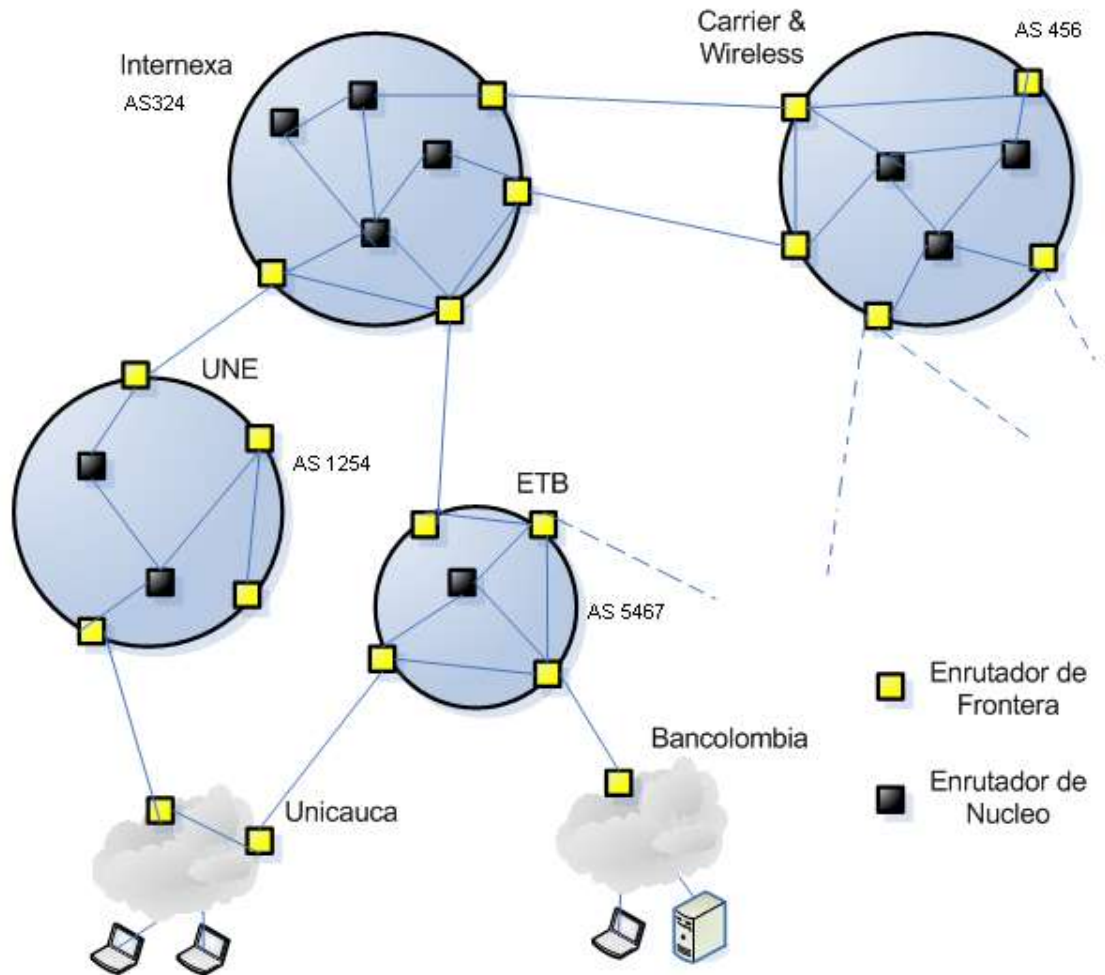


Figura 1.1 Topología Imaginaria de una Porción de Internet.

1.2 ENRUTAMIENTO EN INTERNET

Con el objeto que la información llegue a su destino de manera confiable e inequívoca se requiere de un mecanismo que identifique a cada uno de los recursos a través de la red, dicho identificador recibe el nombre de dirección IP, actualmente en Internet se usa la versión 4 del protocolo IP (IPv4) y aunque existen propuestas como la implementación de otra versión conocida como IPv6, la versión 4 es la más usada. En IPv4 una dirección IP consta de 32 bits separados por facilidad de manejo en 4 grupos de 8 bits cada uno. Normalmente cada organización o AS en Internet tiene asignado una de estas direcciones o un conjunto de ellas,

convencionalmente un grupo de direcciones contiguas reciben el nombre de prefijo de direcciones IP [8].

Debido al continuo crecimiento de Internet y a la forma en cómo ésta fue concebida (una interconexión de muchas redes), existen múltiples rutas factibles para alcanzar un mismo destino [9]. Es aquí donde interviene el enrutamiento IP encargado de determinar la ruta más adecuada para alcanzar una dirección IP de destino; el establecer dicha ruta requiere en ciertos casos de un conocimiento profundo de la topología de la red (lo cual depende del protocolo de enrutamiento que se utilice), por lo cual todos los enrutadores intercambian información de la organización de la misma. En el momento en que el enrutador conoce la topología de la red y las diferentes rutas a través de las cuales puede transmitir la información, ejecuta un algoritmo conocido como protocolo de enrutamiento que le permite seleccionar la ruta más óptima hacia cada destino que él puede alcanzar; hecho esto almacena dicha ruta en sus tablas de enrutamiento² las cuales se intercambian parcial o completamente con otros enrutadores [10].

El proceso básico seguido por los enrutadores para recibir y enviar información de enrutamiento puede explicarse de la siguiente forma [8]:

1. Ejecutan algoritmos conocidos como protocolos de enrutamiento que les permiten conjuntamente transmitir y recibir información estrictamente relacionada con los destinos que pueden alcanzar.
2. Utilizan la información recolectada para construir tablas de enrutamiento asociadas directamente con cada protocolo de enrutamiento.
3. Exploran las tablas de enrutamiento de los diferentes protocolos (si están corriendo más de un protocolo de enrutamiento) y seleccionan la 'mejor ruta' para alcanzar cada destino.
4. Relacionan a ese destino la dirección de la Capa de Enlace de Datos³ asociada al dispositivo del siguiente salto y la interfaz local de salida, para luego ser usadas cuando se reenvían paquetes a dicho destino. El siguiente salto podría ser otro enrutador, o incluso el terminal de destino.
5. La información de reenvío del dispositivo del siguiente salto (la dirección de la capa de enlace de datos y la interfaz de salida) se adiciona a la tabla de reenvío del enrutador.
6. Cuando un enrutador recibe un paquete, éste examina la cabecera del paquete con el fin de determinar la dirección de destino.
7. El enrutador consulta la tabla de reenvío para obtener la interfaz de salida y la dirección del siguiente salto para alcanzar el dispositivo de destino.

² Tabla de Enrutamiento: Base de datos que contiene información de la topología de la red y que permite a un enrutador seleccionar la ruta para alcanzar a un destino particular.

³ Dirección de la Capa de Enlace de Datos: Mejor conocida como dirección MAC (Media Access Control Address), corresponde a un identificador global único par cada tarjeta de red.

8. De acuerdo al protocolo de enrutamiento, se ejecutan algunas funciones adicionales (como el decremento del TTL⁴ o la configuración del IP TOS⁵) y luego se reenvía el paquete al dispositivo de destino apropiado.
9. Este proceso continua hasta que el terminal de destino es alcanzado. Este comportamiento refleja el paradigma del enrutamiento salto a salto que generalmente es usado en las redes de conmutación de paquetes.

Generando una síntesis de los pasos expresados anteriormente sobre el proceso de enrutamiento, la figura 1.2 describe los más relevantes.



Figura 1.2 Proceso Básico de Enrutamiento.

Como se describió anteriormente, el intercambio de información entre enrutadores es soportado por un protocolo de enrutamiento y dado que existe una segregación de dominios en Internet, existen protocolos que actúan dentro de los ASs y protocolos que operan entre ellos. Un protocolo en enrutamiento intra dominio (IGP:Interior Gateway Protocol) se encarga de distribuir

⁴ TTL (Time to Live): Campo del protocolo TCP que permite que un paquete no se quede indefinidamente en la red, permitiendo que después de un número máximo de saltos sea descartado.

⁵ TOS (Type of Service): Campo del protocolo IPv4 que permite hacer una diferenciación de servicios de acuerdo a la información que transporta el paquete IP.

información de enrutamiento dentro de los ASs, ya que poseen un conocimiento detallado y completo de la topología interna de la red; por otra parte un protocolo de enrutamiento inter dominio (EGP: Exterior Gateway Protocol) se encarga de distribuir información de enrutamiento entre sistemas autónomos, y se caracteriza por tener una visión limitada de la topología de la red, restringida a la interconexión entre ASs [2].

Existen diversas razones por las cuales se hace tal clasificación, la primera soportada en la topología física de la red y su escalabilidad, pues con el tamaño actual y futuro de Internet no sería prudente que el enrutamiento se hiciese abiertamente en toda la red, ya que existirían miles de millones de rutas que no podrían ser soportadas físicamente por ningún tipo de enrutador, además, en caso de que eso fuese posible, el tiempo requerido para procesar toda la información de las tablas de enrutamiento asociada a cada destino de la red sería tan grande que el proceso sería ineficiente [2].

Por otra parte existe otro tipo de categorización para los protocolos de enrutamiento referente a su funcionamiento; más concretamente al desempeño de su algoritmo; en primera instancia se encuentran los protocolos de estado de enlace cuyo accionar se basa en la construcción de un árbol que contiene información de toda la topología de la red. En contraste los protocolos de vector distancia basan su funcionamiento en el cálculo de la distancia hasta cualquier enlace en la red. En la siguiente sección se da una explicación más detallada de dicha clasificación [11].

1.2.1 Protocolos de Estado de Enlace

Comúnmente los protocolos de enrutamiento difunden en la red la información de las rutas que conocen intercambiando las tablas de enrutamiento que ellos construyen; en el caso de los protocolos de enrutamiento de estado de enlace, se intercambian elementos de información conocidos como “Estados de Enlace”, dichos elementos contienen información de los nodos, y las conexiones del dominio respectivo; concretamente datos de los enrutadores vecinos y las métricas asociadas a dichas conexiones; entre ellas se tienen los parámetros de la interfaz del enrutador. Tales parámetros corresponden a condiciones físicas de la interfaz, su dirección IP, su máscara de subred, la red a la cual está conectada dicha interfaz, y el costo asociado al uso de la conexión a la red [11].

Entre las principales características de los protocolos de enrutamiento de estado de enlace se encuentran:

- **Cálculo Independiente de las Rutas:** Cada enrutador calcula las rutas independientemente usando la misma información de estado de enlace sin depender de los cálculos realizados por otros enrutadores de la red [12].
- **Gestión del Ancho de Banda:** Factores propios de los enlaces como el ancho de banda y el retardo pueden ser gestionados manual o dinámicamente en cuanto se calcule la ruta más corta hacia un destino con el fin de realizar procesos de balanceo de carga basados en el costo de los enlaces antes que en el conteo de saltos [8].
- **No Realizan Conteo de Saltos:** No existe una limitante en el número de saltos que pueda contener una ruta determinada, ya que este tipo de protocolos se basan en las métricas del enlace antes que en el número de saltos para alcanzar un destino [13].

- **Mejor Convergencia:** Los cambios instantáneos realizados en los enlaces y nodos se difunden inmediatamente dentro del dominio mediante las actualizaciones de “estado de enlace”; gracias a lo cual todos los enrutadores dentro del dominio pueden actualizar inmediatamente sus tablas de enrutamiento, infortunadamente si se presentan cambios frecuentes en los enlaces los mensajes de actualización pueden congestionar la red [12].
- **Soporte para VLSM⁶ y CIDR⁷:** Este tipo de protocolos intercambian datos de las máscaras de subred como parte de los elementos de información que son difundidos dentro del dominio, lo que les permite desarrollar un esquema de direccionamiento jerárquico, lo que deriva en una eficiente recolección de rutas de toda la red [14].
- **Mejor Organización:** Los protocolos de estado de enlace proveen mecanismos que permiten dividir el dominio en el que actúan en distintos niveles o áreas; esto permite organizar eficientemente la red y su infraestructura de tal forma que las inestabilidades o problemas en ella pueden ser manejados sectorialmente sin desestabilizar a toda la red [13].

Uno de los protocolos de estado de enlace más conocidos y usados en las redes actuales es el protocolo OSPF (Open Shortest Path First); el cual es un protocolo de enrutamiento de distribución libre en contraste a protocolos propietarios como IS-IS de DECnet [11].

Los enrutadores OSPF⁸ intercambian información que contiene el estado de sus interfaces de red, las redes conectadas a dichas interfaces y el costo asignado a cada una de ellas; dicho costo es una cantidad adimensional que generalmente se relaciona con el ancho de banda del enlace; por ejemplo un enlace con mayor ancho de banda es un “mejor” enlace para el protocolo y por consiguiente deberá tener asociado un menor costo. Cada enrutador tiene un estado de enlace diferente al de los otros enrutadores, por lo cual ésta métrica tiene un ámbito local. Los estados de enlace locales se difunden a través del dominio hasta que cada uno de los enrutadores OSPF construye una base de datos con dicha información [11].

Una vez que cada enrutador ha recibido todos los estados de enlace de los enrutadores dentro del AS, ejecuta el algoritmo de Dijkstra⁹ y construye un “árbol” situándose a sí mismo como raíz, cuyas ramas representan las rutas más cortas o de menor costo hacia todos los destinos dentro del dominio. A partir de esto cada enrutador OSPF usará las rutas más cortas para construir su tabla de enrutamiento (de aquí el nombre “Primero la Ruta más corta”) [15].

Pese a las ventajas que proveen los protocolos de estado de enlace como OSPF y su creciente implementación en redes con topologías cada vez más complejas su uso continúa restringido al

⁶ VLSM (Variable Length Subnet Mask): Solución implementada en Internet ante el agotamiento de las direcciones IP que implementa un mecanismo de generar máscaras de subred de tamaño variable.

⁷ CIDR (Classless Inter-Domain Routing): Mecanismo que mejora el proceso de interpretación de las direcciones IP; permite una mayor flexibilidad al dividir rangos de direcciones IP en redes separadas, haciendo un uso más eficiente de las direcciones IP.

⁸ Enrutador OSPF: Dispositivo de enrutamiento que ejecuta en su sistema operativo el protocolo OSPF.

⁹ Algoritmo de Dijkstra: Algoritmo para la determinación de la ruta más corta desde un vértice origen al resto de vértices en un grafo dirigido y con pesos en cada arista. Su nombre se refiere a Edsger Dijkstra, quien lo describió por primera vez en 1959.

enrutamiento intra dominio. Lo que ocurre es que este tipo de protocolos pese a sus rápidas capacidades de convergencia no pueden por si mismos proveer una solución de conectividad global requerida para el enrutamiento inter dominio que requiere Internet; ya que en redes muy grandes y a causa de la oscilación causada por la inestabilidad de los enlaces, la retransmisión de los elementos de estado de enlace y los procesos de cómputo llegarían a ser tan grandes y complejos que no podrían soportarse por sus enrutadores. Es por esto que surgen los protocolos de vector distancia como solución al enrutamiento inter dominio [8].

1.2.2 Protocolos de Vector Distancia

Los protocolos de Vector-Distancia son los protocolos comúnmente utilizados para el enrutamiento inter dominio; el término *vector distancia* se deriva del hecho que el protocolo incluye un vector o lista de las distancias asociadas con cada destino de la red. El algoritmo que utiliza este tipo de protocolos para encontrar la ruta más corta hacia un destino en particular es el concebido por Richard Bellman y considerado para su uso por Randolph Ford en 1956 y 1958 respectivamente; es por eso que comúnmente se conoce a los protocolos de vector-distancia como protocolos Bellman-Ford [16].

Este tipo de protocolos funcionan de forma distribuida en su proceso para seleccionar la mejor ruta hacia un destino particular; es decir que primero cada nodo independientemente debe calcular la mejor ruta hacia cada destino, luego deben enviarse vectores o listas a los enrutadores vecinos notificándoles la información de alcance hacia dicho destino y las métricas correspondientes asociadas con la ruta que se ha seleccionado para alcanzarlo (en adelante se referirá a ésta información como *información de enrutamiento*). Paralelamente los enrutadores vecinos calculan la mejor ruta para cada destino disponible en la red para notificar a sus vecinos respectivos de las rutas disponibles y la información de enrutamiento asociada para alcanzarlos. Una vez que un enrutador recibe los mensajes de todos sus vecinos con la información de enrutamiento, éste debe determinar si existe una mejor ruta a través de uno de ellos; si es así el enrutador nuevamente notificará esta información a los enrutadores próximos; éste proceso continua hasta que todos los enrutadores han convergido en un consenso común sobre las mejores rutas para alcanzar cada destino en la red [15] [17].

Entre los protocolos de vector distancia más conocidos están RIP¹⁰, RIP2¹¹ e IGRP¹². Las primeras versiones de este tipo de protocolos tenían serias limitaciones que los hacia no muy adecuados para su utilización en redes de gran y mediana escala, entre ellas se tiene:

- **Uso de una Única Métrica:** Su funcionamiento se basaba en la utilización de una única métrica para seleccionar la mejor ruta, generalmente el conteo de saltos (RIP1); sin embargo esto acarrea consecuencias colaterales como la restricción de conteo al infinito, la cual consiste en soportar únicamente un número finito de saltos, después de lo cual una ruta se considera como inalcanzable. Evidentemente para redes extensas esto se convertía en un gran problema ya que si una ruta sobrepasaba el número límite de nodos para alcanzar un destino éste se consideraba inaccesible [18].

¹⁰ RIP1 (Routing Information Protocol): Protocolo de enrutamiento con limitaciones por el número de enrutadores soportados.

¹¹ RIP2: Segunda versión de RIP que implementa algunas mejoras como CIDR.

¹² IGRP (Interior Gateway Routing Protocol): Protocolo de enrutamiento avanzado de tipo propietario desarrollado por Cisco Systems.

- **Convergencia Lenta:** La convergencia se asocia al tiempo en el cual toda la red se actualiza ante cambios en su topología física o lógica, en este periodo de tiempo el único tipo de información que se transmite entre los enrutadores es aquella que permite distribuir sus tablas de enrutamiento. Debido a características propias de los protocolos el tiempo requerido para que los enrutadores llegasen a un consenso era bastante grande, esto se debía particularmente a dos factores [19]:
 - **Deficiente Intercambio de información:** Los enrutadores intercambiaban periódicamente sus tablas de enrutamiento a través de mensajes de difusión lo cual requería muchos recursos de red ya que podían contener demasiadas rutas, lo que implicaba que el tráfico asociado al enrutamiento entorpecía además el funcionamiento de la red.
 - **Inexistencia de Actualizaciones Inmediatas:** Podían presentarse cambios en la topología de la red justo después de una actualización, y dado que dichas actualizaciones se hacían de forma periódica, dichos cambios no eran tenidos en cuenta por los enrutadores pudiendo presentarse problemas como bucles de enrutamiento, retrasos indeseables y en el peor de los casos la pérdida de información.
- **Bucles de Enrutamiento:** Este es un problema ligado a la mala operación del algoritmo de enrutamiento, dado que fallas o inestabilidades en la red no anunciadas en las actualizaciones por su carácter periódico, generan anomalías en el tráfico representadas en transmisiones innecesarias de datos que no tienen un destino alcanzable y que congestionan gradualmente la red [20].
- **Deficiencia de Soporte para VLSM y CIDR:** Los primeros protocolos de enrutamiento de vector-distancia no intercambiaban información de las máscaras de subred en sus actualizaciones periódicas y por tanto no podían soportar tecnologías como VLSM y CIDR [8].

En los últimos años se han realizado diversas modificaciones que pretenden superar las limitaciones expuestas anteriormente; por ejemplo protocolos como IGRP incluyen soporte para CIDR y VLSM, por otro lado también introducen un concepto denominado *actualizaciones de disparo* (Triggered Updates) que permiten propagar fallas o cambios en la red y su topología tan pronto como éstas ocurren; contrarrestando parcialmente el problema de convergencia lenta; inclusive algunos protocolos como BGP tienen la capacidad de usar diversas métricas para representar características más detalladas de los enlaces a lo largo de una ruta lo cual les permite calcular mejores rutas a las obtenidas usando un mecanismo simple de conteo de saltos [15].

Además de las propiedades mencionadas el protocolo BGP incluye muchas otras características que lo convierten en el protocolo de enrutamiento más difundido y ampliamente usado en Internet. En la siguiente sección se analizarán en detalle dichas características y funcionalidades con el fin de tener una mejor concepción de cómo realizar enrutamiento óptimo basado en el uso adecuado de sus métricas [17].

1.3 EL PROTOCOLO BGP

El Protocolo de Pasarela de Frontera BGP (Border Gateway Protocol) es un protocolo de enrutamiento inter dominio sujeto al funcionamiento de los protocolos de vector-distancia. Normalmente se hace referencia a BGP como un protocolo de vector-ruta (*path-vector*), ya que la información de enrutamiento que transporta BGP es una secuencia de números de sistemas autónomos que identifican la ruta que han atravesado los paquetes de información [8]. Sin embargo algunos autores como XU Ke [21] consideran que BGP es un protocolo híbrido que combina características de los algoritmos de enrutamiento de vector distancia y de estado de enlace. Esto significa que los enrutadores BGP intercambian información de enrutamiento mediante actualizaciones incrementales al igual que los protocolos de Vector distancia e información parcial de estado de enlace como el origen de las rutas, la ruta en si misma y algunas veces información de las políticas de enrutamiento. En consecuencia, el algoritmo del protocolo BGP hereda el cálculo de la carga útil de los algoritmos de Vector Distancia junto con la capacidad en la propagación de la información de enrutamiento y la velocidad de convergencia de los algoritmos de estado de enlace [21].

Así mismo, BGP es un protocolo de enrutamiento de carácter distribuido, es decir que la búsqueda de la mejor ruta para alcanzar un determinado destino se hace en cada nodo que conforma la red, haciendo que el procesamiento se divida entre todos los enrutadores que componen la ruta [22].

Por otra parte, existen protocolos que eligen la mejor ruta utilizando el paradigma de enrutamiento desde fuente, que consiste en elegir la ruta completa desde el enrutador inicial, lo que demanda una gran cantidad de recursos de procesamiento, además de requerir una base de datos que contenga información de toda la red, dicha información debe ser actualizada periódicamente con el fin de evitar bucles de enrutamiento y pérdida de información. Evidentemente BGP no podría utilizar este tipo de enrutamiento, ya que el tamaño y complejidad de Internet implicarían el procesamiento de innumerables rutas por parte de cada enrutador [22].

BGP utiliza a TCP¹³ como su protocolo de transporte (puerto 179); esto asegura confiabilidad en la transferencia de información, por lo cual se elimina la necesidad de implementar en BGP mecanismos de fragmentación, retransmisión, reconocimiento y secuenciamiento de paquetes. Esto simplifica la complejidad asociada con el diseño de la confiabilidad del protocolo, asegurando que toda la información sea entregada a su destino antes que la conexión sea cerrada [23].

Los dispositivos encargados de soportar el protocolo se denominan enrutadores BGP, su principal función consiste en intercambiar información de enrutamiento con otros dispositivos de tal forma que puedan alcanzar redes conectadas a ellos. Dos sistemas BGP que construyen una conexión TCP con el propósito de intercambiar información de enrutamiento se denominan vecinos BGP o pares BGP. Dicha información incluye una lista de los ASs por los cuales han transitado los datos, a partir de la cual puede construirse un grafo que incluye los enlaces entre todos los enrutadores, de tal forma que puedan evitarse bucles de enrutamiento y donde pueden aplicarse ciertas políticas que influyen el comportamiento del protocolo [24].

¹³ TCP (Transmission Control Protocol): Protocolo orientado a conexión que garantiza que los datos sean entregados en su destino sin errores y en el mismo orden en que se transmitieron.

Aunque BGP es un protocolo de enrutamiento inter dominio éste posee dos modos de operación de acuerdo a la relación de los enrutadores interconectados en la red y su disposición topológica. Cuando dos enrutadores BGP se encuentran en ASs diferentes e intercambian información de enrutamiento, existe entre ellos una relación de vecindad externa conocida como EBGP (Exterior BGP); por otro lado cuando dichos enrutadores se encuentran bajo la administración del mismo sistema autónomo e intercambian información su relación es de vecindad interna, ó IBGP (Interior BGP). Cabe aclarar que la relación de IBGP permite a los enrutadores dentro del AS intercambiar información de rutas para alcanzar fuentes externas, pero no realiza el proceso de enrutamiento dentro del dominio, ya que esto compete concretamente a un protocolo de enrutamiento intra dominio como OSPF; sin embargo puede existir interactividad entre el protocolo BGP y el IGP que usa la red ya que como se verá más adelante una de las métricas de decisión de BGP consiste en que dadas dos rutas para un mismo destino optar por la ruta con menor 'costo' para el IGP [25].

Inicialmente, cuando se establece una sesión BGP entre dos enrutadores, se intercambian todas las rutas que estos poseen. Luego que el intercambio inicial de rutas ha ocurrido, solo se envían actualizaciones incrementales de las tablas de enrutamiento que incluyen cambios en la topología o estado de los enlaces. El método de actualizaciones incrementales ha demostrado un gran avance para el proceso de enrutamiento a gran escala, ya que reduce considerablemente la sobrecarga de CPU y la asignación de ancho de banda en relación con las actualizaciones periódicas utilizadas por protocolos como RIP1 y EGP¹⁴ en los que se intercambian tablas de enrutamiento completas [23].

Las tablas de enrutamiento contienen información de las rutas conectadas directamente a las interfaces de los enrutadores, rutas estáticas, rutas aprendidas a través de protocolos IGP, y rutas obtenidas directamente a través del protocolo BGP; la decisión de si una ruta BGP específica deba estar en la Tabla de enrutamiento, o si una ruta BGP deba reemplazar una ruta hacia el mismo destino aprendida desde otra fuente, es competencia de una política de enrutamiento local [23].

Como se explicó anteriormente el funcionamiento del protocolo se basa en el intercambio de información de enrutamiento entre los pares BGP, esto se hace mediante el envío y recepción de ciertos mensajes; en la siguiente sección se hace una breve descripción de cada uno de ellos, enfatizando UPDATE, ya que es éste el tipo de mensaje que transmite las actualizaciones en las rutas, y por tanto el más adecuado para anunciar los cambios y variaciones en los parámetros de red.

1.3.1 Mensajes BGP

Los enrutadores BGP intercambian 4 tipos de mensajes: El mensaje OPEN, el mensaje UPDATE, el mensaje KEEPALIVE y finalmente el mensaje NOTIFICATION. Cada uno de ellos va antecedido de una cabecera de tamaño fijo de 19 bytes en la que se detallan el tipo y longitud total del mensaje. El tamaño máximo de un mensaje BGP es de 4096 bytes, mientras que el de menor tamaño es de 19 bytes y consiste únicamente de una cabecera BGP sin datos adicionales correspondiente a un mensaje KEEPALIVE. Además, dado que los mensajes BGP son enviados sobre conexiones TCP, éstos únicamente son procesados después de ser recibidos en su totalidad [26].

¹⁴ EGP (Exterior Gateway Protocol): Protocolo de enrutamiento interdominio previo al surgimiento del protocolo BGP y que actualmente es obsoleto.

A continuación se explica cada uno de los mensajes BGP y su propósito en el intercambio de información de enrutamiento:

1.3.1.1 Mensaje OPEN

Este tipo de mensaje es utilizado para iniciar una sesión BGP ante el establecimiento previo de una conexión TCP. Una vez que dicha conexión se ha concretado, los dos sistemas implicados pueden intercambiar información de enrutamiento encapsulada en otros mensajes BGP. Los mensajes OPEN están formados por una cabecera BGP seguida de ciertos campos que contienen información que permite identificar la conexión y el intercambio de información entre los enrutadores [26].

1.3.1.2 Mensaje KEEPALIVE

Los enrutadores BGP intercambian mensajes KEEPALIVE para determinar si tanto un enlace o sistema BGP ha fallado o ya no se encuentra disponible en la red. Dado que BGP no utiliza ningún mecanismo de mantenimiento de la conexión, es necesario que se intercambien frecuentemente mensajes KEEPALIVE entre los enrutadores BGP para asegurar que la conexión se encuentre activa. Asimismo, la frecuencia de transmisión de este tipo de mensajes depende de un temporizador conocido como *Hold Timer* y cuyo valor de expiración se negocia entre los enrutadores al iniciar la sesión BGP con el envío y recepción de un mensaje OPEN. Comúnmente el tiempo prudente entre mensajes KEEPALIVE corresponde a la tercera parte del valor negociado. Sin embargo es importante aclarar que estos mensajes no pueden ser enviados con una frecuencia mayor a 1 mensaje por segundo, ya que podrían desestabilizar la red con tráfico innecesario [26].

1.3.1.3 Mensaje NOTIFICATION

Un mensaje NOTIFICATION se envía cuando se detecta una condición de error; el proceso que se sigue es cerrar inmediatamente la sesión BGP y posteriormente la conexión TCP. El beneficio de este mecanismo, es que los pares entienden que la conexión no podía ser establecida o mantenida y no desperdician recursos que de otra manera podrían ser utilizados o requeridos para reintentar establecer la conexión. Este mecanismo además asegura que todos los mensajes NOTIFICATION se entregan antes de cerrar la conexión TCP. Un mensaje NOTIFICATION esta formado por una cabecera BGP seguida de información que describe el error que se ha presentado alcanzando una longitud mínima de 21 bytes [26].

1.3.1.4 Mensaje UPDATE

Los mensajes UPDATE se usan para transferir información de enrutamiento entre vecinos BGP, de tal forma que los enrutadores BGP la utilicen para construir un grafo que describa las relaciones entre todos los Sistemas Autónomos conocidos. Además, este tipo de mensaje contiene los atributos de ruta, los cuales incluyen datos como el grado de preferencia para una ruta en particular y una lista de los ASs a través de los cuales han transitado los paquetes. Asimismo, un mensaje UPDATE contiene información de rutas inválidas o destinos inalcanzables, lo que permite que los enrutadores retiren de sus tablas dichas rutas [26].

Un mensaje UPDATE siempre incluye una cabecera BGP de tamaño fijo; y puede dividirse en tres bloques básicos con sus respectivos campos, como se muestra en la figura 1.3 [8].



Figura 1.3 Formato del Mensaje UPDATE.

- 1 **Bloque 1 (Rutas Inalcanzables):** Este bloque del mensaje UPDATE contiene una lista de las rutas que ya no pueden usarse por uno u otro motivo, en la terminología de BGP se dice que dichas rutas se encuentran “Fuera de servicio”; esto permite retirarlas de las tablas de enrutamiento de tal forma que la información no sea enviada infructuosamente a determinado destino. A continuación se explica brevemente los campos que conforman este bloque [23]:
 - **Campo *Withdrawn Routes Length*:** Entero sin signo que indica la longitud total en bytes del campo *Withdrawn Routes*.
 - **Campo *Withdrawn Routes*:** Éste es un campo que contiene una lista de los prefijos de direcciones IP de las rutas que han sido puestas fuera de servicio.

- 2 **Bloque 2 (Información de Alcance de Capa de Red):** Este bloque contiene información de las redes que han sido anunciadas en forma de prefijos IP y se compone de un solo campo denominado NLRI (Network Layer Reachability Information); el cual se relaciona además con un mecanismo que le permite a BGP soportar CIDR [8].

- 3 **Bloque 3 (Atributos de Ruta):** Este bloque contiene información que le permite a los enrutadores BGP detectar problemas o anomalías de la red como bucles de enrutamiento brindándoles la oportunidad de implementar políticas de enrutamiento locales o globales que les permita solucionar tales inconvenientes. Por otro lado dichos atributos podrían manipularse de tal forma que permitan modificar decisiones de enrutamiento de acuerdo a particularidades de los enlaces con el fin de optimizar dicho proceso; en capítulos posteriores se tratará este tema en más detalle estudiando qué mecanismos pueden implementarse para lograr tal optimización. A continuación se explican los campos que conforman este bloque [23]:
 - **Campo *Total Path Attribute Length*:** Entero sin signo que indica la longitud en bytes del campo *Path Attributes*.
 - **Campo *Path Attribute*:** Cada mensaje UPDATE tiene asociada una secuencia de atributos de ruta; dichos atributos se clasifican en cuatro categorías de acuerdo a la forma como se procesan por los enrutadores:

1. **Bien Conocido y Obligatorio (Well-known mandatory):** Atributo que obligatoriamente debe existir en el mensaje UPDATE y debe ser reconocido por todas las implementaciones¹⁵ BGP, si se pierde un atributo de este tipo, se envía un mensaje NOTIFICATION y se cierra la sesión.
2. **Bien Conocido y Discrecional (Well-known discretionary):** Atributo que debe ser reconocido por todas la implementaciones BGP pero que no necesariamente debe enviarse en el mensaje UPDATE.
3. **Opcional Transitivo (Optional transitive):** Atributo opcional que en caso de no ser reconocido por un enrutador BGP y de acuerdo a la configuración del mensaje UPDATE puede reenviarse a otro enrutador.
4. **Opcional no Transitivo (Optional nontransitive):** Atributo opcional que en caso de no ser reconocido debe ser ignorado por el enrutador y no ser reenviado a otros enrutadores BGP.

A continuación se listan los atributos soportados por la especificación más reciente de BGP [RFC 4271] cuya descripción y funcionamiento se dan en la siguiente sección. Vale la pena mencionar que además de los atributos aquí mencionados existen otros desarrollados por aplicaciones propietarias pero cuyo estudio esta fuera del alcance de este documento.

- Atributo *ORIGIN*.
- Atributo *AS_PATH*.
- Atributo *NEXT_HOP*.
- Atributo *MULTI_EXIT_DISC*.
- Atributo *LOCAL_PREF*.
- Atributo *ATOMIC_AGGREGATE*.
- Atributo *AGGREGATOR*.

1.3.2 Atributos BGP

El algoritmo que controla al protocolo BGP basa su proceso de decisión en los valores de sus atributos; a continuación se hace una explicación detallada de cada uno de ellos.

1.3.2.1 Atributo *ORIGIN*

Este atributo indica la forma como el protocolo aprende una ruta hacia un destino particular. Existen tres posibles valores para este atributo que dependen de la fuente de la cual se recibe la información de la ruta, así [27]:

1. **IGP:** Cuando la ruta se aprende a través del protocolo IGP que funciona dentro del dominio.
2. **EGP:** Cuando la ruta se aprende directamente a través de BGP, concretamente de EBGp.

¹⁵ Las Implementaciones BGP corresponden a aplicaciones propietarias del protocolo desarrolladas por los fabricantes para sus propios enrutadores.

- 3. Incomplete:** Cuando se desconoce el origen de la ruta o ésta se ha aprendido de alguna otra forma diferente a las expuestas anteriormente.

1.3.2.2 Atributo *AS_PATH*

El atributo *AS_PATH* identifica a los sistemas autónomos a través de los cuales ha transitado la información de enrutamiento almacenada en los mensajes UPDATE. El número de Sistema Autónomo se anexa a una lista ordenada de ASNs a través de los cuales ha pasado dicha información [27].

Este atributo es muy importante para el funcionamiento de BGP, ya que además de brindar al algoritmo la información para alcanzar destinos en la red, también se constituye en el mecanismo que le permite al protocolo detectar y evitar bucles de enrutamiento; dado que si el enrutador de un AS genera una ruta y luego recibe de uno de sus pares un anuncio de ruta que contiene su propio ASN, entonces descartará dicho trayecto ya que ‘infiere’ que no se requiere pasar por sí mismo para alcanzar el destino en cuestión [27].

1.3.2.3 Atributo *NEXT_HOP*

El atributo *NEXT_HOP* especifica la dirección IP del enrutador que debe usarse para que un paquete alcance el siguiente salto en su ruta hacia un destino particular. Normalmente, el atributo *NEXT_HOP* se escoge de tal forma que se elija la ruta más corta disponible. La dirección del siguiente salto es determinada ejecutando una operación recursiva de lookup, usando los contenidos de la tabla de enrutamiento [27].

1.3.2.4 Atributo *MULTI_EXIT_DISC (MED)*

El atributo *MULTI_EXIT_DISC* se usa en enlaces externos con el fin de diferenciar entre múltiples puntos de entrada o salida para llegar a un mismo AS. El valor de este atributo es un entero sin signo de 4 bytes llamado métrica, cuya finalidad es ‘sugerir’ a un AS externo el aprovechar una ruta en particular; sin embargo el AS externo puede utilizar autónomamente otros atributos en su proceso de decisión. Cabe señalar que normalmente se elige el punto de salida con la menor métrica [27].

En la figura 1.4¹⁶ se muestran 2 ASs con sus enrutadores de frontera interconectados, particularmente se aprecia que la comunicación entre éstos dominios puede hacerse tanto a través del enlace entre los enrutadores E1-E3 (Enlace 1) y el enlace entre los enrutadores E2 y E4 (Enlace 2). No obstante cuando se realiza el anuncio de las rutas desde el AS4562 al AS2343 éstas se divulgan con un valor de MED diferente, de tal forma que se sugiere al AS2343 optar por la ruta con el menor valor de MED, en este caso el enlace 2. Claramente puede apreciarse que el AS4562 podría influenciar la decisión en la elección de la ruta y dicha selección podría basarse en información relacionada con parámetros de los enlaces entre los ASs, sin embargo dicha alternativa se tratará con más detalle en los próximos capítulos ya que constituye una clara solución para optimizar el proceso de enrutamiento basado en las características propias del enlace.

¹⁶ Los ASNs mostrados en la figura corresponden a números asignados por los autores y no a los identificadores reales que poseen estos Sistemas Autónomos.

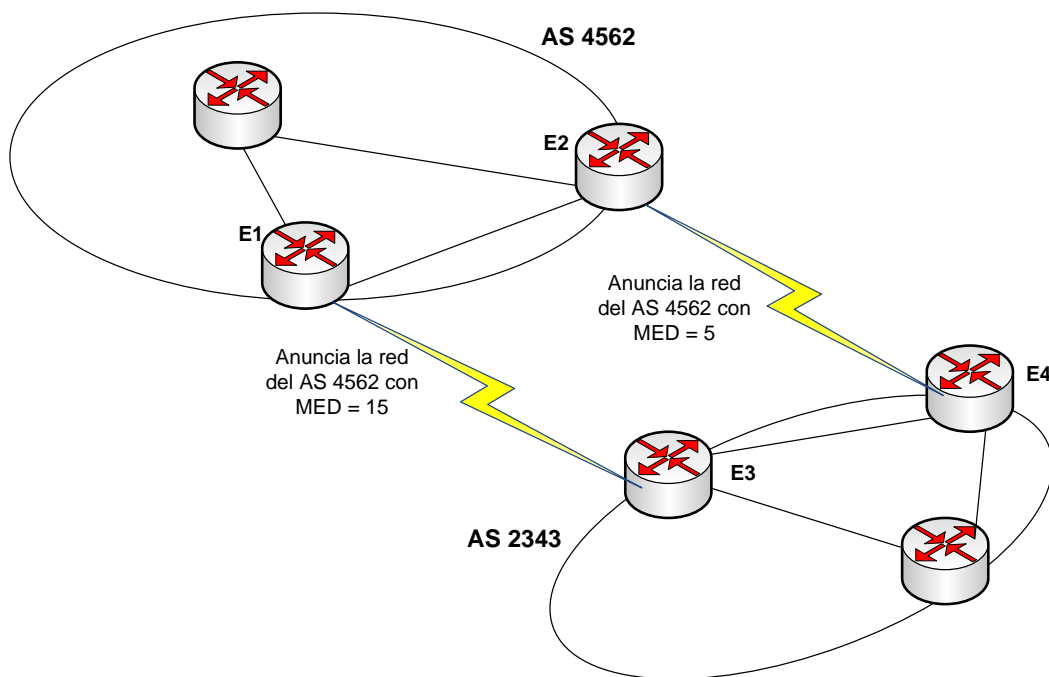


Figura 1.4 Funcionamiento del Atributo MED.

1.3.2.5 Atributo LOCAL_PREF

El atributo LOCAL_PREFERENCE se usa para elegir un punto de salida de un sistema autónomo cuando existen múltiples rutas hacia un destino específico; este atributo debe propagarse dentro de todo el dominio de tal forma que todos los enrutadores tengan conocimiento de las rutas y conexiones con sus pares BGP externos [27].

Un enrutador BGP calcula el grado de preferencia para cada ruta externa basado en una política de configuración local, la cual regularmente se configura directamente por el administrador de la red [23].

En la figura 1.5 el AS2343 recibe 2 anuncios de la red del AS4562. Cuando el enrutador E3 recibe el anuncio éste asigna un valor de 15 al atributo LOCAL_PREF. Por otro lado cuando el enrutador E4 recibe el anuncio correspondiente asigna un valor de 20. Los valores asignados por los enrutadores serán intercambiados entre ellos a través del enlace IBGP existente, optando por el enrutador con mayor valor de LOCAL_PREF para ser usado como punto de salida para alcanzar la red del AS4562 [27]. De igual forma que con el atributo MED, la elección de un valor de LOCAL_PREF podría estar influenciada acorde a las características propias de los enlaces o políticas particulares de los dominios.

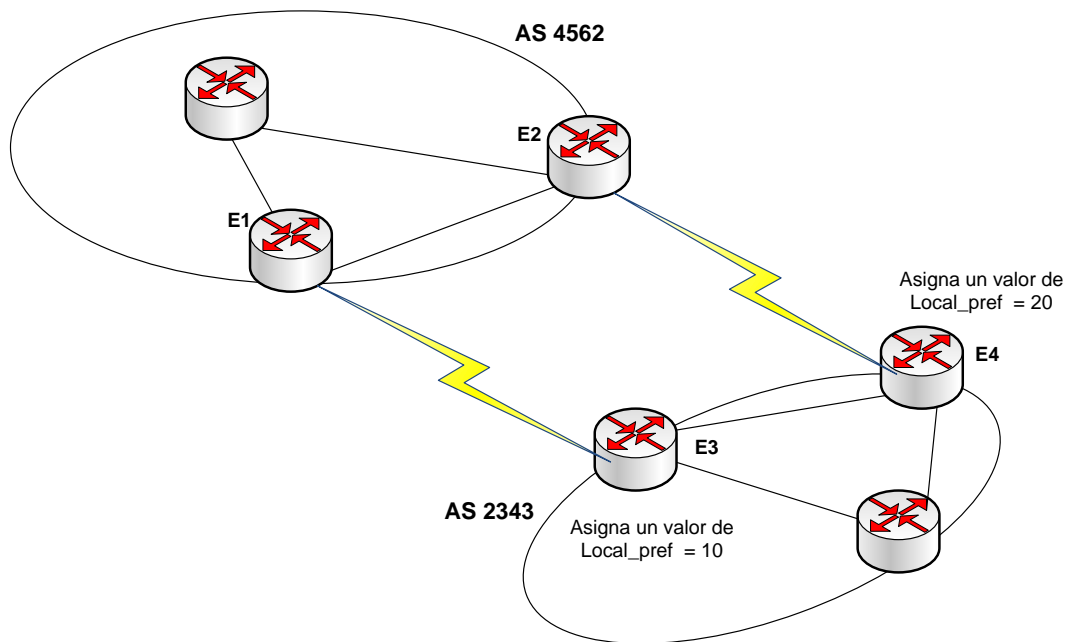


Figura 1.5 Funcionamiento del Atributo LOCAL_PREF.

1.3.2.6 Atributo ATOMIC_AGGREGATE

Éste es un atributo utilizado para anunciar una ruta que ha sido excluida de un conjunto de direcciones IP anunciadas previamente a un par BGP; es decir que si se requiere anunciar dicha ruta al par, tal anuncio debe incluir el atributo ATOMIC_AGGREGATE. Por ejemplo, si un enrutador anuncia las rutas 20.1.0.0/16 y 20.1.1.0/24 en donde el primer prefijo corresponde a un conjunto de direcciones que incluyen a la segunda (20.1.1.0/24), dado que los enrutadores optan por la ruta con la máscara de red mas larga, ya que corresponde a una ruta más específica, entonces escogerá únicamente la dirección 20.1.1.0/24 para agregarla a su tabla de enrutamiento, sin embargo el anuncio de la otra ruta puede ser importante para alcanzar un determinado destino, por lo cual ésta debe anunciarse nuevamente incluyendo el atributo ATOMIC_AGGREGATE, con lo cual el enrutador agregará satisfactoriamente dicha ruta [23].

1.3.2.7 Atributo AGGREGATOR

El atributo AGGREGATOR trabaja en conjunto con el atributo ATOMIC_AGGREGATE, ya que cumple la función de indicar el número de sistema autónomo y la dirección IP del enrutador que realiza la agregación de la ruta que fue excluida [23].

La tabla 1.1 resume el tipo y funcionalidad de los atributos del protocolo BGP.

Tabla 1.1 Atributos de Ruta del Protocolo BGP.

Código	Nombre	Tipo	Descripción
1	ORIGIN	Well-known mandatory	Define el origen de la información de ruta.

2	AS_PATH	Well-known mandatory	Forma una lista de segmentos de ruta de ASs por los cuales ha pasado la información.
3	NEXT_HOP	Well-known mandatory	Define la dirección IP del enrutador que debe ser usado como el siguiente salto para alcanzar un destino particular.
4	MULTI_EXIT_DISC	Optional nontransitive	Usado para discriminar entre múltiples puntos de entrada a un AS.
5	LOCAL_PREF	Well-known discretionary	Usado para notificar el grado de preferencia de un enrutador BGP a pares BGP internos para alcanzar un destino exterior específico.
6	ATOMIC_AGGREGATE	Well-known discretionary	Permite agregar una nueva ruta excluida de un conjunto de rutas ya anunciadas.
7	AGGREGATOR	Optional transitive	Identifica información del enrutador que realiza la agregación de una ruta a través del atributo ATOMIC_AGGREGATE.

1.3.3 Proceso de Enrutamiento con el Protocolo BGP

Cuando existen múltiples rutas hacia un mismo destino, BGP basa su proceso de decisión en los valores de sus atributos. El siguiente proceso resume como BGP selecciona la mejor ruta [23]:

1. Si el siguiente salto es inaccesible, la ruta se ignora. (Dado que es importante tener una ruta IGP hacia el siguiente salto).
2. Se escoge la ruta con el menor valor del atributo AS_PATH.
3. Si el valor del atributo AS_PATH es el mismo, se elige la ruta con el menor valor del atributo ORIGIN (Aquí una ruta aprendida de un IGP tiene menor valor que una aprendida a través de un EGP).
4. Si el atributo ORIGIN es el mismo, se prefiere la ruta con el menor valor de MED si las rutas fueron recibidas del mismo AS.
5. Si las rutas tienen el mismo valor del atributo MED, se prefieren las rutas EBGp antes que las IBGP.

6. Si los escenarios precedentes son idénticos, se prefiere la ruta que puede ser alcanzada a través del vecino IGP más cercano, esto es la ruta interna más corta dentro del AS para alcanzar el destino. (Se sigue la ruta más corta del atributo NEXT_HOP).
7. Si la ruta interna es la misma, se tiene en cuenta el valor del identificador BGP del enrutador (RID: Router Identifier). Seleccionando la ruta anunciada por el enrutador con el menor RID.

Aunque los atributos de BGP tienen un valor fundamental en su proceso de decisión, resulta evidente que en ninguna de las etapas del mismo se tienen en cuenta valores propios del estado de la red o de los enlaces para seleccionar la mejor ruta. Sin embargo resulta imprescindible que dadas las condiciones del tráfico actual (Aplicaciones multimedia, aplicaciones en tiempo real, entre otros.) no sólo sean tenidos en cuenta parámetros propios de la red, sino además características acordes al tráfico que se trasmite; esto con la finalidad de encontrar soluciones cada vez más óptimas de llevar la información a su destino, obteniendo un mayor rendimiento de las aplicaciones y de la red en si misma [22].

Se observa por ejemplo la red de la figura 1.6, los enrutadores de frontera de los ASs 1 y 2 se encuentran interconectados a través de dos enlaces diferentes; dado que la métrica de número de saltos es la misma para llegar del AS1 al AS2, el protocolo ejecutará su algoritmo de decisión para determinar cual de los dos enlaces será utilizado, prefiriendo aquel con mejores valores en sus atributos. Sin embargo supóngase que el enlace 1 está mucho más congestionado que el enlace 2, y pese a esto es la ruta seleccionada mediante el proceso de decisión (ya que no son tenidos en cuenta aspectos propios de la red); como resultado no sólo se estaría sobresaturando el tráfico de éste enlace, sino además generando retardos indeseados o incluso pérdida de información por efectos de la congestión; el problema se hace mayor si la información que se está transmitiendo requiere por ejemplo de muy bajo retardo como el video en tiempo real, lo que ocasionaría que la calidad del servicio sea muy deficiente.

Considérese ahora la figura 1.7 donde existen tres ASs interconectados, y donde se requiere enviar tráfico desde el AS1 al AS2. Mediante su proceso de selección el protocolo elegirá la ruta 1, ya que es la ruta más corta o con menor número de saltos; sin embargo al igual que en el caso anterior ésta ruta puede estar muy congestionada, haciendo que en determinados casos la ruta 2 pese a ser más larga resulta más eficaz para el envío de información.

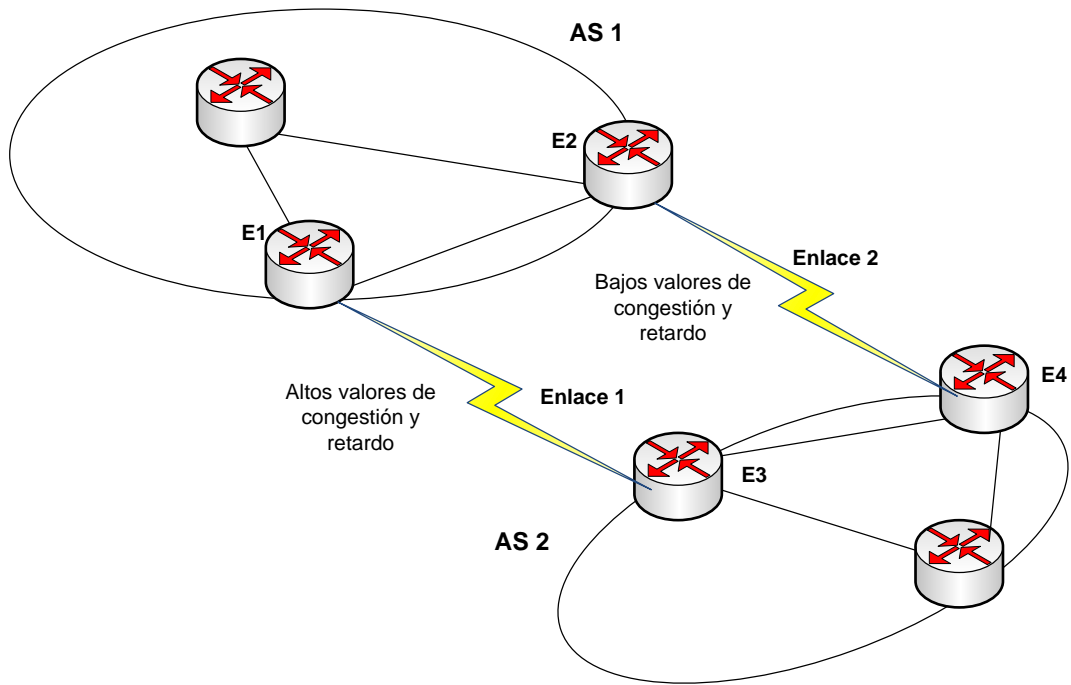


Figura 1.6 Proceso de Selección de Ruta Entre Dos ASs.

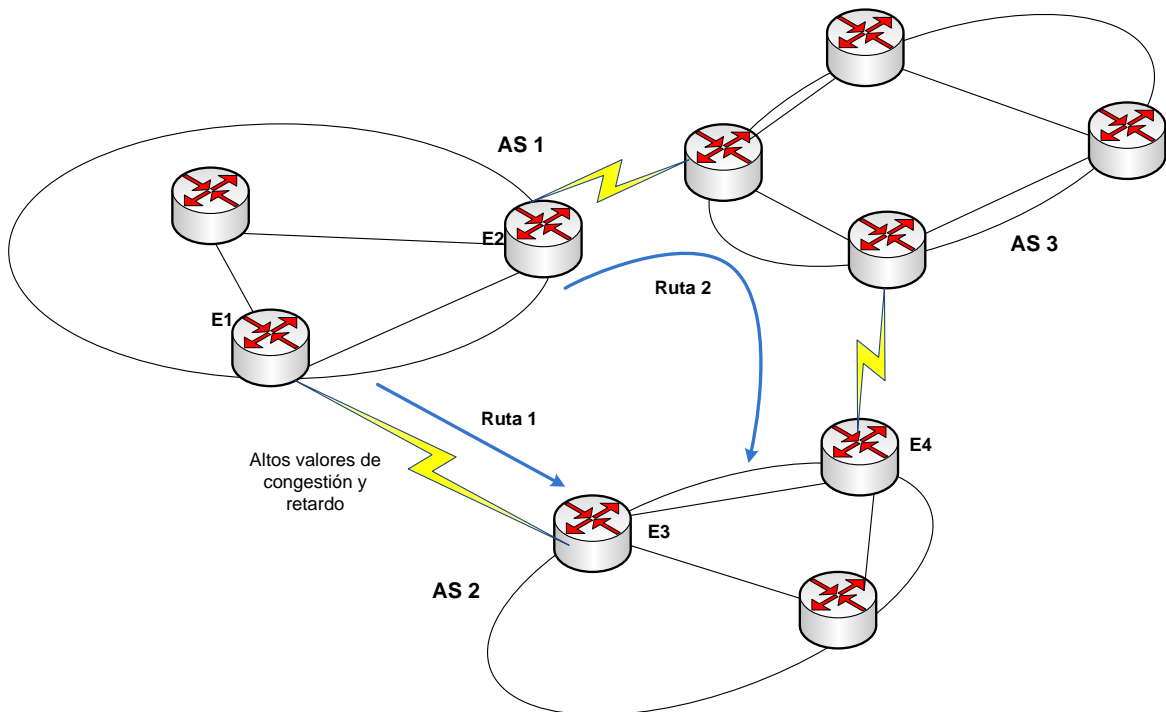


Figura 1.7 Proceso de Selección de Ruta Entre Tres ASs.

Éstos son sólo 2 ejemplos en los que las facilidades de la Ingeniería de Tráfico (TE: Traffic Engineering) asociadas a un protocolo de enrutamiento como BGP permiten mejorar la eficiencia en el manejo de la información; a continuación se trata en más detalle esta disciplina aplicada a las redes de telecomunicaciones con un estricto enfoque en el proceso de enrutamiento.

1.4 INGENIERÍA DE TRÁFICO

Normalmente una red de telecomunicaciones se diseña y construye con el objetivo de satisfacer requerimientos predefinidos de comunicación, conectividad, tráfico y congestión; permitiendo que a través de ella puedan interconectarse un número dado de terminales, servidores y demás dispositivos de red; es decir que la infraestructura prevista tiene un límite de capacidad, que usualmente es mayor que la demanda de tráfico estimada.

Sin embargo el crecimiento de las redes de telecomunicaciones y la demanda de aplicaciones cada vez más complejas hacen que en un momento dado el tráfico alcance la máxima capacidad de la red, incrementando el riesgo de congestión, y provocando inevitablemente colisiones de paquetes y pérdida de información [28]. Esto puede solucionarse mejorando la calidad de los equipos presentes en la red, o acudiendo a nuevas tecnologías que permitan incrementar la capacidad de los enlaces y su velocidad. Sin embargo por factores económicos y de planeación resultaría poco recomendable migrar continuamente a nuevas tecnologías, ya que implicaría reemplazar gran cantidad de los equipos presentes traduciéndose en un proceso costoso que los operadores no pueden asumir frecuentemente. En consecuencia, surgen mecanismos que permiten optimizar el uso de los recursos de red de tal forma que puedan realizarse adecuaciones en el tráfico sin la necesidad de realizar cambios importantes en su infraestructura; dichos mecanismos competen a una disciplina denominada Ingeniería de Tráfico [28].

La Ingeniería de Tráfico procura optimizar el funcionamiento y rendimiento de las redes de Telecomunicaciones. Comprende la aplicación de herramientas tecnológicas a la medición, cuantificación y control de tráfico que circula por la red con el objetivo global de minimizar la congestión procurando incrementar la eficiencia en la utilización de los recursos.

Los objetivos principales de la TE pueden resumirse en cuatro tópicos [8]:

1. Redistribuir el tráfico de los enlaces congestionados. La gestión eficiente de los recursos y los enlaces es necesaria para asegurar que éstos no lleguen a ser sobre-utilizados mientras que otros son usados de forma ineficiente.
2. Mejorar la propagación de la carga de tráfico en los recursos de la red incrementando la cantidad de tráfico que puede ser transportada por la red.
3. Reaccionar rápidamente a fallas o errores redireccionando el tráfico hacia enlaces sin problemas; es decir procurar tener redes más flexibles ante dificultades técnicas.
4. Soportar eficientemente requerimientos de calidad de servicio (QOS: Quality of Service), con el objeto de satisfacer los acuerdos de nivel de servicio (SLA: Service Level Agreements) establecidos con los clientes.

Pese a que en Internet existen múltiples rutas para alcanzar un mismo destino, pudiendo repartir equitativamente el tráfico entre éstas con el objetivo de utilizar adecuadamente los recursos de la red, el comportamiento de los protocolos de enrutamiento no es acorde con esta política; ya que generalmente éstos no tienen en cuenta la carga de la red y simplemente seleccionan para cada destino la ruta más corta basados en métricas estáticas como el conteo de saltos, creando una distribución desigual del tráfico en la red ocasionando periodos de congestión [29].

Se han propuesto diversas técnicas para mejorar la distribución de la carga a lo largo de toda la red, una de ellas consiste en depender de una tecnología de capa 2 orientada a conexión como ATM, MPLS o una de las tecnologías ópticas emergentes. En este caso, las conexiones de capa 2 pueden establecerse estática o dinámicamente entre enrutadores distantes y la disposición de dichas conexiones puede ser optimizada para lograr una distribución equitativa del tráfico dentro de la red. Dinámicamente esto es posible creando una nueva conexión de nivel 2 con el fin de responder rápidamente a fallas en los enlaces o cambios en la topología de la red. Si embargo dicha tecnología es muy costosa y el proceso de migración de toda la red se traduce en costos económicos y temporales que no todos los ASs están dispuestos a asumir [29].

Normalmente las redes de pequeño y mediano tamaño no tienen grandes requerimientos de TE para su tráfico intra dominio, ya que su infraestructura habitualmente está sobredimensionada, por lo cual resulta poco probable que sus enlaces se congestionen dramáticamente [29]. De igual forma las redes de algunos ASs han solucionado satisfactoriamente el problema del enrutamiento intra dominio con características de TE, principalmente gracias a que al interior del dominio, el enrutamiento se hace usando un protocolo de estado de enlace, lo que garantiza que todos los enrutadores compartan una única visión de la topología de la red, permitiendo que técnicas TE puedan ser implementadas [28].

Por el contrario, el utilizar mecanismos de TE para el enrutamiento inter dominio resulta mucho más complejo, debido principalmente a la infraestructura actual de Internet. Inicialmente, la carencia de una visión global de la topología de la red reduce el número de rutas alternativas que pueden aprovecharse para alcanzar un destino remoto; ya que como se mencionó inicialmente los protocolos utilizados en el enrutamiento inter dominio no propagan la topología de la red.

Por otro lado, la independencia en la administración de los dominios de Internet, hace que cada AS configure sus mecanismos de enrutamiento para optimizar sus objetivos locales aplicando las políticas que más le convengan [15]. Así pues el único modo que tienen los ASs de solucionar el problema del enrutamiento inter dominio con políticas de TE consiste en el establecimiento de nuevos enlaces físicos; sin embargo dicha solución dista de ser utilizada frecuentemente ya que no permite a las redes reaccionar rápidamente ante los cambios repentinos en la red, además de requerir mucho tiempo para su implementación y elevar considerablemente los costos asociados a la nueva infraestructura [29].

Ahora bien, dado que BGP es actualmente el protocolo encargado de soportar el enrutamiento del tráfico inter dominio, una solución que pretenda adicionar capacidades de TE debe estar estrechamente relacionada con su funcionamiento. Sin embargo, pese a que el protocolo fue diseñado para buscar la mejor ruta hacia un determinado destino basado en sus parámetros y atributos, éste no sondea las rutas con el fin de determinar las características propias del enlace como ancho de banda, congestión y retardo. Inclusive, pese a las continuas modificaciones que

le permiten soportar capacidades más avanzadas requeridas por el crecimiento de Internet y el desarrollo de aplicaciones cada vez más complejas es incapaz de direccionar la información evitando enlaces altamente congestionados, o de buscar rutas con las capacidades mínimas requeridas para que la información llegue a su destino sin alteraciones y en el tiempo adecuado [30].

Es precisamente por éste motivo que se han buscado alternativas que provean al protocolo BGP de parámetros o métricas que le permitan optimizar su funcionamiento. En el siguiente capítulo éstos se analizarán con más detalle para luego estudiar aquellos que pretenden implementar mecanismos de TE con el protocolo [30].

CAPÍTULO II

PARÁMETROS DE RED Y METRICAS DE ENRUTAMIENTO

Una de las mayores preocupaciones en la industria de las redes de telecomunicaciones en los últimos años ha sido “La optimización de los procesos de enrutamiento”, ya que la creciente demanda de aplicaciones en tiempo real requiere de sistemas, procesos y políticas de enrutamiento óptimos para la administración eficiente de los recursos de red.

Cuando se implementa una red se espera que ésta funcione continuamente durante años sin errores a nivel de sistema, inevitablemente durante este periodo se presentan fallas de hardware y de software, principalmente debido a que los enrutadores, terminales y líneas de transmisión pueden fallar repetidamente ocasionando cambios en la topología de red. En consecuencia, el protocolo de enrutamiento y su algoritmo deben ser capaces de soportar dichos cambios sin perturbar todas las actividades de la red, sin embargo esto no ocurre ya que existen protocolos de enrutamiento que nunca alcanzan el equilibrio sin importar el tiempo que permanezcan operativos; por consiguiente resultaría ideal contar con un protocolo de enrutamiento estable que alcance el equilibrio y lo conserve.

2.1 ELEMENTOS PRINCIPALES DEL PROCESO DE ENRUTAMIENTO.

Alcanzar el equilibrio en las redes IP está ligado al buen desempeño de algunos elementos fundamentales que contribuyen al proceso de enrutamiento, entre los que se encuentran:

2.1.1 El Enrutador

Dispositivo encargado de reenviar paquetes desde una red origen hasta una red destino con base a sus tablas de enrutamiento, dicho proceso está ligado a las métricas de enrutamiento adoptadas por el administrador de red o por el protocolo de enrutamiento. Una vez que el enrutador determina que ruta usar, puede proceder con la conmutación del paquete; esto implica que recibe el paquete por una interfaz y lo reenvía a la interfaz de otro enrutador a través de la mejor ruta, éste proceso se conoce como ‘próximo salto’. Esta es la razón por la que los protocolos, los algoritmos y las métricas de enrutamiento son tan importantes, ya que cada enrutador que manipula el paquete debe saber qué hacer con el mismo.

Los enrutadores se comunican entre sí para elaborar sus tablas de enrutamiento mediante el uso de sus protocolos y la transmisión de una serie de mensajes, entre los cuales se encuentran los mensajes de vecindad y actualización; dichas actualizaciones suelen estar formadas por la totalidad o por una parte de la tabla de enrutamiento. Cuando se tienen las actualizaciones de todos los enrutadores, cualquier nodo puede construir fácilmente un cuadro detallado de la topología de red, y así determinar las mejores rutas hacia los destinos [31].

La figura 2.1 muestra un diagrama de una porción de red, donde tres enrutadores se encargan de la comunicación de las subredes A, B y C.

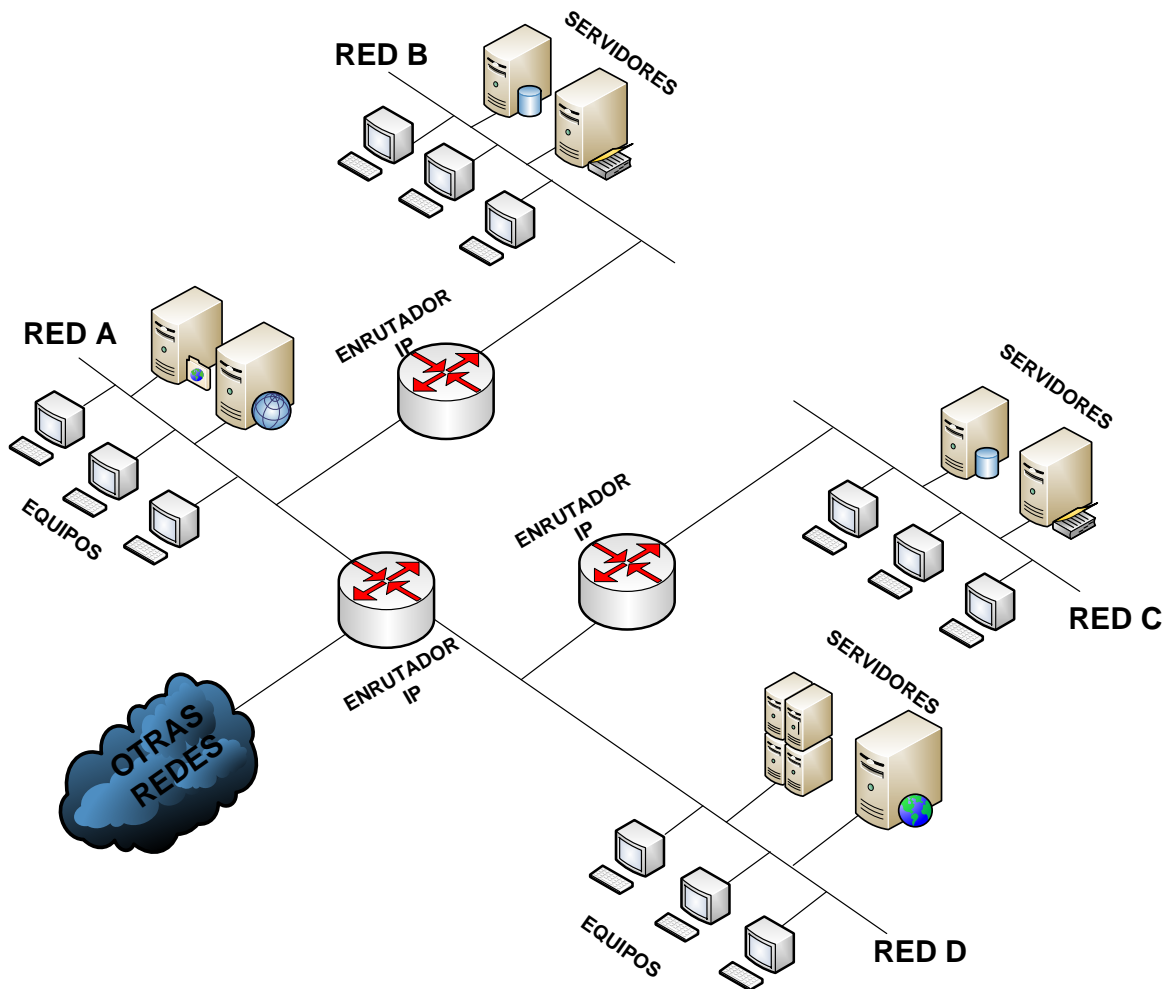


Figura 2.1 Topología de Red.

2.1.2 Las Tablas de Enrutamiento

Las tablas de enrutamiento son bases de datos encargadas de almacenar información de los posibles destinos y la manera de alcanzarlos, éstas sólo deben almacenar la parte de red de las direcciones IP. Las entradas de las tablas contienen una dirección IP del próximo salto de la ruta, en donde cada entrada únicamente especifica un salto y señala a un enrutador al que está directamente conectado, lo que significa que se puede llegar a él a través de una sola red [32].

2.1.3 Protocolo y Algoritmo de Enrutamiento

Un protocolo de enrutamiento es un conjunto de estándares, normas y formatos que permiten construir las tablas de enrutamiento mediante una serie de datos especificados por sus métricas de enrutamiento [31].

Dentro de la arquitectura de redes, la capa de Red es la encargada de transportar todos los paquetes de datos procedentes de un origen (estación transmisora) hasta un destino final (estación receptora). Para llegar a tiempo a su destino se requiere de políticas de enrutamiento presentes en un algoritmo, en donde éstas son las encargadas de seleccionar las rutas más óptimas y eficientes [33].

En la mayor parte de las redes y subredes, los paquetes requieren varios saltos para completar el viaje hasta su destino; por consiguiente, la función principal de la capa de red consiste en direccionar dichos paquetes. La única excepción importante radica en las redes de difusión, siendo aún primordial el enrutamiento si el origen y el destino no se encuentran en la misma red.

De ahí que, el algoritmo de enrutamiento, es un componente software de la capa de red encargado de seleccionar la ruta de salida por la que se transmitirá un paquete de entrada. Si la subred usa datagramas, dicha decisión debe tomarse cada vez que llega un paquete de datos, pero en cambio, si la subred usa circuitos virtuales, las decisiones de enrutamiento se toman sólo al establecerse un circuito virtual nuevo, éste proceso se denomina enrutamiento de sesión, debido a que una ruta permanece vigente durante toda la sesión de usuario.

En una red de conmutación de paquetes que funciona en modo circuito virtual, usualmente la función de enrutamiento establece una ruta que no cambia durante el tiempo de vida de dicho circuito; por lo tanto el proceso de enrutamiento se establece por cada sesión. Por el contrario, una red que funciona en modo datagrama no tiene el compromiso de garantizar la entrega ordenada de los paquetes, por esta razón los enrutadores pueden cambiar el criterio de enrutamiento para cada paquete que deben direccionar [33].

Sin importar si las rutas para cada paquete se eligen de manera independiente o sólo cuando se establecen nuevas conexiones mediante el establecimiento de circuitos virtuales, el algoritmo de enrutamiento depende de ciertas propiedades que aseguran la eficiencia de su trabajo, entre las que se encuentran [34] [35]:

- **Exactitud:** Es la capacidad que posee el algoritmo para seleccionar la mejor ruta dependiendo de la métrica usada.
- **Sencillez:** El algoritmo debe presentar simplicidad y sencillez en su implementación, como también de baja sobrecarga para los dispositivos que lo soporten.
- **Robustez:** El algoritmo de enrutamiento debe tener la capacidad de sobreponerse a fallas estructurales y lógicas de tal forma que se garantice que los paquetes de información lleguen a su destino.
- **Estabilidad:** El algoritmo de enrutamiento debe equilibrar tanto su persistencia como su seguridad.
- **Flexibilidad:** El algoritmo debe adaptarse rápidamente a las condiciones dinámicas en la red, como por ejemplo seleccionar velozmente la segunda mejor ruta.
- **Equidad y Optimización:** En los sistemas de colas éstas son metas contrarias y entran en conflicto, ya que cerca de su capacidad máxima implican un gran retardo de

encolamiento; por consiguiente muchas redes de éste tipo buscan minimizar el número de saltos que debe dar un paquete, puesto que dicha reducción minimiza el retardo y por ende el consumo de ancho de banda, lo que a su vez mejora la velocidad real de transporte de datos.

“El principio de optimización establece que si el enrutador J está en ruta óptima del enrutador I al enrutador K, entonces la ruta óptima de J a K también está en la misma ruta. Haciendo referencia a la figura 2.2, llamemos r1 a la parte de la ruta de I a J, y r2 al resto de la ruta. Si existiera una ruta mejor que r2 entre J y K, podría concatenarse con r1 para mejorar la ruta entre I y K, contradiciendo la aseveración de que r1 y r2 es óptima.

Como consecuencia directa de dicho principio, se aprecia que el grupo de rutas óptimas desde todos los orígenes a un destino dado forman un árbol con raíz en el destino. Tal árbol se conoce como árbol sumidero o divergente y se ilustra en la figura 2(b), donde la métrica de distancia es el número de saltos. Cabe señalar que un árbol sumidero no necesariamente es único; pueden existir otros árboles con las mismas longitudes de ruta. La meta de todos los algoritmos de enrutamiento es descubrir y utilizar los arboles sumideros de todos los enrutadores.

Puesto que un árbol sumidero no contiene ciclos, cada paquete será entregado en un número de saltos finito y limitado. El principio de optimización y el árbol sumidero proporcionan parámetros contra los que se pueden medir otros algoritmos de enrutamiento” [34].

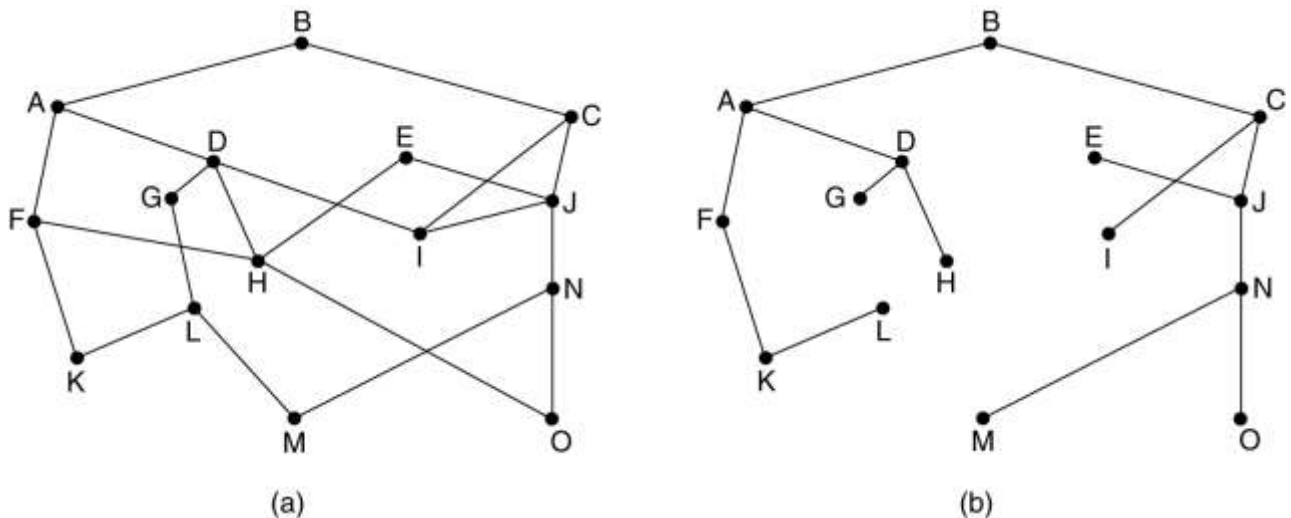


Figura 2.2 (a) Una Subred. (b) Árbol Sumidero para el Enrutador B.

La finalidad de tener en cuenta estos parámetros radica en minimizar el retardo de los paquetes y maximizar el rendimiento total de la red, ya que de esta manera se obtiene la combinación más apropiada para el proceso de enrutamiento óptimo y eficiente.

2.2 CLASIFICACIÓN DE LOS ALGORITMOS DE ENRUTAMIENTO

Los algoritmos de enrutamiento pueden ser adaptativos o no adaptativos, en donde los primeros modifican sus decisiones de enrutamiento para reflejar la topología y el tráfico en la red,

mientras que los no adaptativos poseen un carácter estático; a continuación se explican en más detalle [36]:

2.2.1 Algoritmos Adaptativos

Éste tipo de algoritmos se caracteriza porque el lugar donde obtienen su información, el cambio de sus rutas y la métrica usada para la optimización pueden variar de acuerdo a las alteraciones dinámicas de la red; ya que modifican sus decisiones de enrutamiento para reflejar las variaciones de tráfico y topología de la misma.

2.2.2 Algoritmos no Adaptativos

La selección de ruta entre el origen y el destino se toma por adelantado y fuera de línea, para luego ser cargada en los enrutadores al arrancar la red; esto principalmente porque sus decisiones de enrutamiento no están basadas en mediciones o estimaciones del tráfico y la topología actuales, este procedimiento también se conoce como enrutamiento estático.

2.3 MÉTODOS DE ENRUTAMIENTO

2.3.1 Métodos Estáticos

En este método de enrutamiento, no se tiene en cuenta en ningún momento el estado de la red para la toma de sus decisiones; dado que la configuración de las tablas de enrutamiento en cada uno de los enrutadores se hace de forma manual permaneciendo inalterables hasta que no se vuelve a actuar sobre ellas [37] [38].

De ésta forma, no existe respuesta en tiempo real a las variaciones que presenta la red y el cálculo de la ruta óptima se hace fuera de línea; por lo que no importa la complejidad del algoritmo, el tiempo requerido para su convergencia, y las métricas utilizadas por el mismo. Así pues, éste método es el que peores decisiones de enrutamiento toma en general, sin embargo posee buenas facultades y ventajas como su rigidez, velocidad y simplicidad de diseño.

2.3.2 Métodos Dinámicos

Contrario al método de enrutamiento estático, éste método si hace frente a los cambios que se presentan en la red en un momento determinado, como por ejemplo, variaciones en el tráfico, incremento del retardo, fallas o cambios en la topología red, entre otros. El enrutamiento dinámico o también llamado enrutamiento adaptativo se clasifica en tres categorías, las cuales se establecen dependiendo de donde se tomen las decisiones y del origen de la información que se intercambia, estos son [37] [38]:

2.3.2.1 Método Dinámico Aislado

En éste tipo de enrutamiento la técnica que se utiliza para adaptarse al estado variable de la red es sencilla, ya que su respuesta a los cambios de tráfico o de topología se obtiene a partir de la información propia y local de cada enrutador.

2.3.2.2 Método Dinámico Centralizado

Se presenta cuando todos los enrutadores de la red comparten características y políticas de enrutamiento similares excepto un enrutador central, quien es el encargado de recolectar la información de control y los datos de los demás, para poder calcular y crear las tablas de enrutamiento. El inconveniente más relevante que presenta este método, es que consume abundantes recursos de red; por ejemplo, el intercambio de dicha información, conlleva al consumo de un ancho de banda significativo.

2.3.2.3 Método Dinámico Distribuido

Contrario al centralizado, este método de enrutamiento se caracteriza porque el algoritmo correspondiente se ejecuta por igual en todos los enrutadores de la red, en donde cada uno calcula frecuentemente la tabla de enrutamiento con base a la información presente en la red, complementada con la información que contiene en su propia base de datos (información local). A este método pertenecen los algoritmos de vector distancia y los algoritmos de estado de enlace.

La tabla 2.1 resume los métodos de enrutamiento descritos anteriormente.

Tabla 2.1 Clasificación de los Métodos de Enrutamiento.

Clasificación	Método de Enrutamiento	Información de Control	Decisión de Enrutamiento	Adaptación a los Cambios
Dinámicos	Aislado	Enrutador	Cada Enrutador	Si
	Centralizado	Enrutador Central	Enrutador Central	Si
	Distribuido	Entre Enrutadores	Cada Enrutador	Si
Estáticos	Estáticos	No	Off-Line	No
	Cuasi – estáticos	No	Off-Line	Reducida

2.4 MÉTRICAS DE ENRUTAMIENTO

Cuando un algoritmo actualiza una tabla de enrutamiento, su objetivo principal es determinar cuál es la información más pertinente que debe incluir dicha tabla; para ello cada algoritmo interpreta a su manera lo que es mejor, asignando un valor para cada ruta a través de la red, denominado métrica.

Las métricas pueden calcularse tomando como base una sola característica de la ruta, o combinando varias características del canal (métricas más complejas).

Por esta razón, se define como métrica a la información que un protocolo junto con su algoritmo de enrutamiento requieren para decidir cuál es la mejor ruta para alcanzar un destino, lo que constituye uno de los principales factores en el proceso de enrutamiento; Las métricas más utilizadas por los enrutadores se resumen en la tabla 2.2 [39]:

Tabla 2.2 Métricas de Enrutamiento más Utilizadas.

Tipo de Métrica	Descripción
Número de saltos (Hop Count)	Está determinada por el número de enrutadores que debe transitar un paquete antes de llegar a su destino; en donde la mejor ruta está establecida por el número más bajo de saltos. La suma de saltos hacia a un destino determina la longitud de ruta.
Ancho de banda	Mediante ésta métrica se determina la capacidad de tráfico de un enlace. No siempre el canal que presenta mayor ancho de banda provee la mejor ruta.
Retardo	Con esta métrica se mide el tiempo necesario para trasladar un paquete de la fuente origen al destino final; esta métrica está muy relacionada con el ancho de banda del canal y los tiempos de propagación del mismo, además de la congestión y colas presentes en los enrutadores.
Carga	Mediante esta métrica se determina con qué frecuencia es usado un determinado enlace o recurso en la red como también el número de paquetes que circulan a través de él.
Fiabilidad o Confiabilidad	Con esta métrica se determina la tasa de errores por bit de un enlace de red, es decir la magnitud de errores de cada canal.
Pasos o Tic-Tacs	"El retraso de un enlace de datos utilizando pasos de reloj de un PC IBM (aproximadamente 55 milisegundos)" [39].
Costo de la Ruta	Esta métrica está determinada por un valor arbitrario generalmente asignado por el administrador de red, basado en el tipo de tráfico que circula por el enlace, ancho de banda del canal, costo monetario etc.

Aunque una de las métricas más utilizadas es la del conteo de saltos, ésta no funciona óptimamente ya que un enlace con el menor número de nodos no necesariamente supone las mejores condiciones y velocidad para el flujo de datos que se transporta a través de él; por otra parte, la métrica que analiza el retardo y ancho de banda de un canal, se expresa en unidades de tiempo y sus valores no son constantes sino que dependen del tráfico de la red y del comportamiento del canal; es decir, es una métrica variable que favorece el análisis para la implementación de políticas de enrutamiento óptimo, haciéndola más eficiente.

2.5 OPTIMIZACIÓN DEL PROCESO DE ENRUTAMIENTO ORIENTADO A TE

Las técnicas de TE, están relacionadas con la optimización de los recursos de las redes. Su principal objetivo es reducir la congestión en puntos críticos y mejorar la utilización de los recursos ya sea realizando balanceo de carga u optimizando el proceso de enrutamiento [40] [41].

La técnica de balanceo de carga permite que la optimización de recursos de una red pueda alcanzarse mediante la creación de rutas explícitas sobre la misma de manera que la distribución del tráfico se realice entre diferentes enlaces en lugar de utilizar uno solo. Esta técnica puede aplicarse mediante la formulación de un modelo matemático que divide el tráfico sobre múltiples enlaces entre el enrutador de ingreso y los enrutadores de salida [42].

Dado que el problema planteado en este proyecto, es independiente de la utilización del método de balanceo de carga, es conveniente utilizar técnicas relacionada con el análisis de los parámetros y métricas de la red e influenciar las políticas de enrutamiento del protocolo (en este caso BGP), para de ésta forma optimizar el proceso de enrutamiento.

La construcción de políticas que conjuguen los parámetros de red y las métricas de enrutamiento en la toma de decisiones de enrutamiento pueden optimizar dicho proceso. De antemano se sabe que la construcción de éstas políticas puede conllevar diversos requerimientos de TE y QoS, tales como retardos limitados extremo a extremo o un ancho de banda mínimo requerido para llevar a cabo la transmisión de datos. En general, el proceso de enrutamiento optimizado debe considerar al menos una de éstas métricas al construir sus políticas [43].

Por este motivo, el problema de enrutamiento óptimo en redes de telecomunicaciones, conjuga parámetros de red y métricas de enrutamiento en búsqueda de la mejor ruta, tales como, el costo, el retardo de extremo a extremo, y la utilización máxima en los enlaces entre otros.

2.5.1 Costo de los Enlaces

La optimización del proceso de enrutamiento, está ligada directamente al costo de las rutas. Dado un costo a cada enlace de una red, el costo de la ruta óptima establecida es la suma de los costos de cada canal que la forma, en donde el costo puede tener diferentes significados:

- Puede representar alguna cantidad monetaria.
- Puede ser proporcional al consumo total de ancho de banda del tráfico del canal.

- Puede depender simplemente de un criterio administrativo en particular.

Sin importar su significado, aquellas soluciones de menor costo siempre son las más deseables. Por ejemplo, en una red en donde se establece en algún instante una ruta óptima debido a que sus enlaces tienen costo bajo, generalmente se induce que ésta ruta posee el menor número de saltos, haciéndola más eficiente; pero si van a realizarse transmisiones de audio y video en tiempo real por esta ruta, el costo no es la única métrica a tener en cuenta, en este caso se requiere además de una ruta que presente un retardo mínimo [44].

La figura 2.3 muestra una porción de red en la cual los diferentes enlaces poseen un costo específico establecido por el número presente en cada uno de ellos; la ruta con el menor costo entre los enrutadores 1 y 6 se resalta en negrilla. Sin embargo la solución establecida es óptima si se tiene en cuenta solo esta métrica de enrutamiento, ya que puede no ser eficiente para aquellas aplicaciones sensibles al retardo. Por ejemplo, para alcanzar al enrutador 1, los datos deben pasar por 4 enlaces (3 enrutadores intermedios). De esta forma, los datos podrían llegar a su destino con valores de retardo más elevados que los que éste tipo de tráfico puede soportar; por lo tanto, las métricas asociadas al retardo también deberían ser consideradas.

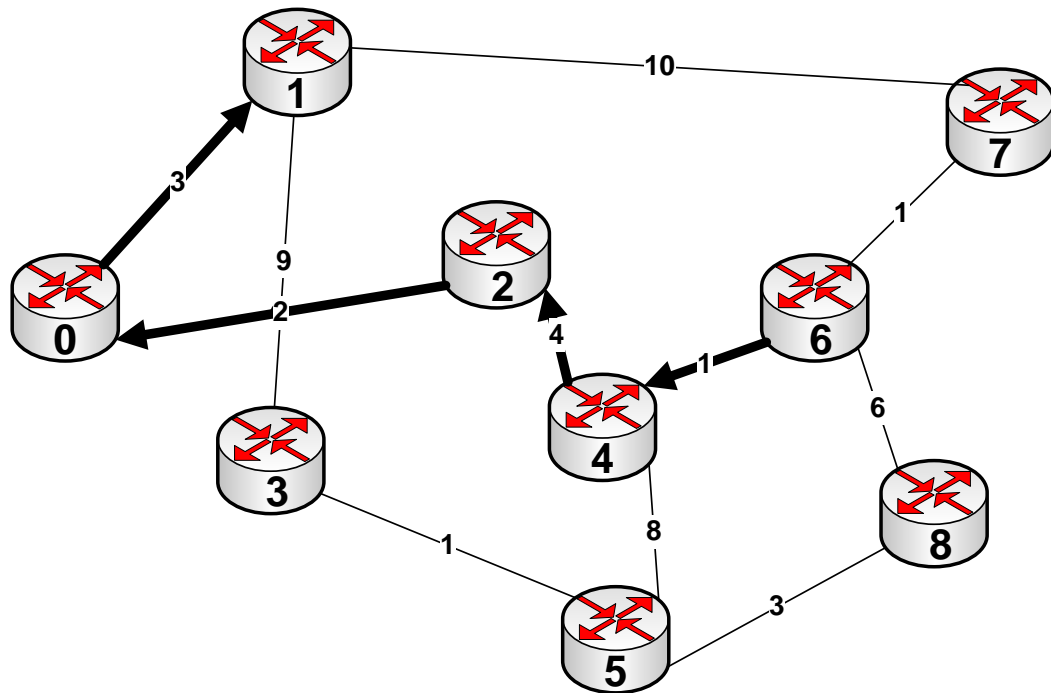


Figura 2.3 Ruta que Presenta el Menor Costo Extremo a Extremo.

2.5.2 Retardo Extremo a Extremo de un Enlace

Para optimizar el proceso de enrutamiento utilizando ésta métrica, se debe direccionar el tráfico a través de la ruta que presente el menor retardo; inicialmente debe conocerse su valor en cada uno de los enlaces, ya que el retardo total de una ruta está dado por la suma de los retardos de los caminos que la conforman; de esta forma, puede direccionarse el tráfico a través de ella [44].

En la figura 2.4 el par de números sobre cada enlace hace referencia al retardo y costo del mismo. La línea punteada representa la ruta con menor costo, mientras que la línea continua la de menor retardo extremo a extremo entre los enrutadores 6 y 1. En éste caso la ruta que posee el menor costo no es la que presenta las mejores características, especialmente por su alto valor de retardo; siendo ésta una alternativa deficiente para las aplicaciones sensibles a dicha métrica. Por ende podría establecerse una nueva ruta con mejores condiciones, la cual pese a conllevar un mayor costo posee el menor retardo.

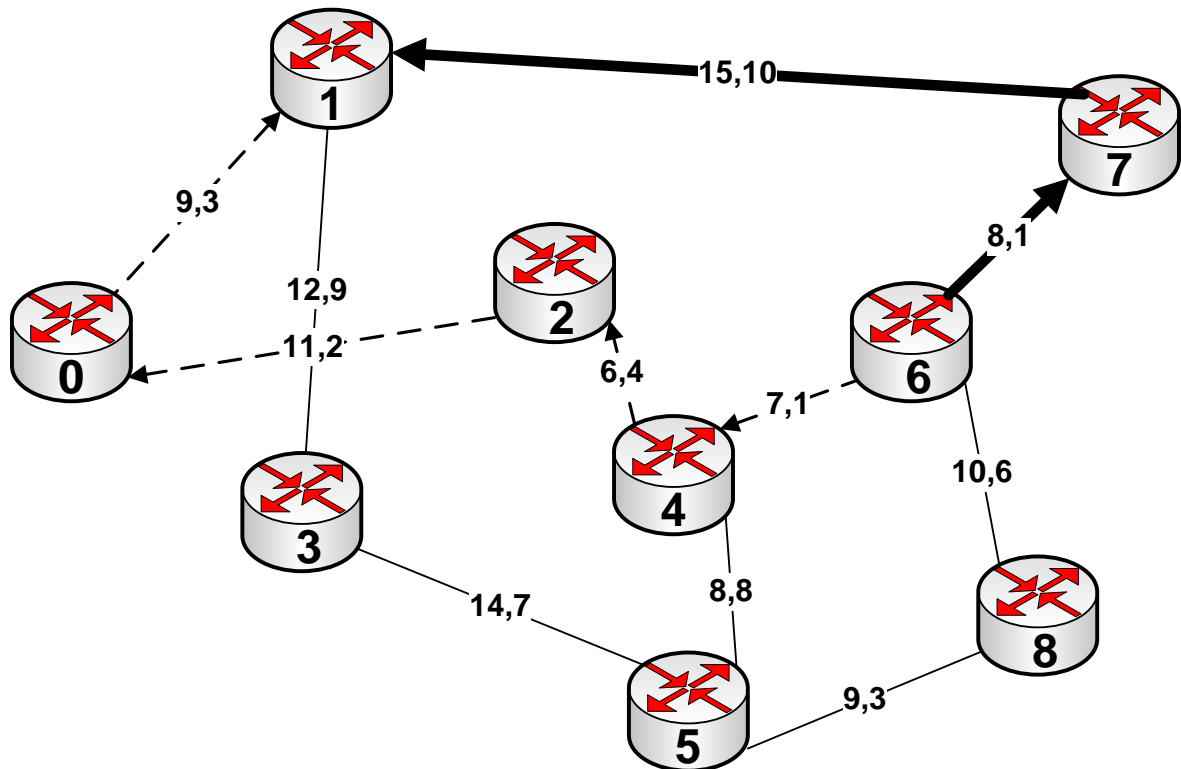


Figura 2.4 Ruta con Menor Retardo.

2.5.3 Utilización Máxima de los Recursos de Red en un Enlace

Cuando se aplican políticas de optimización al proceso de enrutamiento, se hace con el objetivo de encontrar rutas con capacidad adecuada entre los enrutadores de origen y destino, evitando así la congestión de la red y optimizando los recursos de la misma. En la práctica, el enfoque tradicional usado para lograr dicho objetivo es el direccionamiento a través de las rutas con menor uso de sus enlaces.

El uso de un enlace se define como el cociente entre el tráfico que fluye a través de él y su capacidad; así mismo, el uso máximo de una ruta, se establece por la utilización de su enlace más transitado. En momentos en los que la red está sobrecargada, el enrutamiento a través de dichos enlaces evita su congestión, reduce la pérdida de paquetes y el retardo total del sistema; además, la probabilidad de rechazar solicitudes de tráfico posteriores es muy baja [44].

En la figura 2.5 la terna de números sobre cada enlace representa el retardo, el costo y la utilización del mismo. La línea punteada-continua (ruta 1) representa la ruta con menor costo, la línea punteada-ligera (ruta 2) representa la ruta con menor retardo, mientras que la línea continua-negrilla (ruta 3) representa la ruta con menor utilización de recursos entre los enrutadores 6 y 1. Dado que la métrica aplicada en este caso es el uso máximo de recursos, ninguna de las rutas establecidas inicialmente es de utilidad ya que en las rutas 1 y 2 la utilización de su enlace más transitado es de 0.3, mientras que en la ruta 3 la utilización máxima de los recursos es de 0.15, siendo ésta la más conveniente.

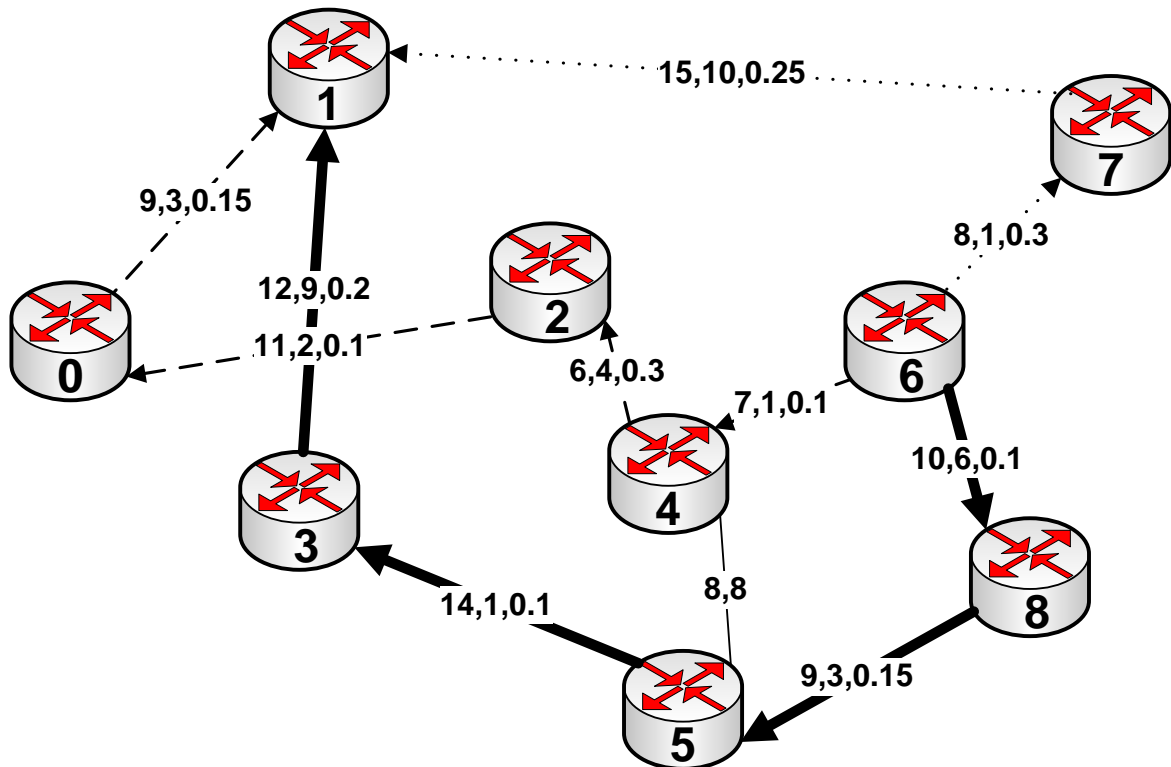


Figura 2.5 Ruta que Presenta Menor Utilización de Recursos.

De lo anteriormente dicho, se espera que al influenciar las políticas de enrutamiento, los procesos de enrutamiento óptimos envíen el tráfico al nodo adecuado en forma oportuna, optimizando:

- **Los recursos de red y el proceso de enrutamiento:** Para ello el sistema necesita contar con más y mejor información acerca del comportamiento y estado de los enlaces, respecto a la capacidad real del canal, congestión, retardo, entre otros, en cualquier instante.
- **Los protocolos de enrutamiento:** Se requiere entender con mayor claridad dónde están sub-utilizados o sobre-utilizados los enlaces. En el caso de BGP esto es especialmente importante en el enrutador de frontera del AS, ya que debe direccionarse tráfico entre un AS y otro a fin de establecer la mejor ruta para el envío de información. Los entornos intra dominio del AS también requieren políticas de enrutamiento eficientes

para maximizar el desempeño del protocolo de enrutamiento y en conjunto determinar y establecer la mejor ruta; sin embargo la optimización del entorno intra dominio está fuera del alcance de éste proyecto.

2.5.4 La Ruta Óptima o la Mejor Ruta

Solucionar el problema de enrutamiento de una manera óptima (con calidad de servicio y capacidades de TE) es uno de los grandes desafíos actuales, por ello la necesidad de comprender dos factores importantes:

- Los modelos relacionados al problema de enrutamiento
- Conocer el tráfico de la red.

Principalmente debido a que, *“La ruta óptima hace referencia a la capacidad que tiene el protocolo de enrutamiento de seleccionar la mejor ruta, la cual depende de la métrica y el peso que se use para realizar el cálculo. Por ejemplo, un protocolo de enrutamiento podría usar el número de saltos y el retardo, pero el retardo podría pesar más en el cálculo”* [39].

De ahí que, la mejor ruta, es aquella que cumple las siguientes condiciones:

- Ofrece la menor pérdida de paquetes posible.
- Mantiene acotado el retardo extremo a extremo en un enlace.
- Presenta el menor retardo medio de tránsito.

Por otra parte, el criterio más sencillo en la selección de un enlace eficiente es elegir inicialmente la ruta más corta; es decir definir, establecer, y optar por la ruta que posea el menor número saltos. Una generalización de este criterio es el de “menor costo”. Habitualmente, el concepto de distancia o costo de un enlace es una medida de la calidad de la ruta en base a la métrica que se haya definido; pero en la práctica se utilizan simultáneamente varias métricas para determinar de una manera más acertada la mejor ruta, teniendo en cuenta que el comportamiento de éstas se encuentra ligado estrechamente a los parámetros propios de la red. Es decir que idealmente, se requeriría poder influenciar las métricas que utiliza el protocolo para tomar decisiones de enrutamiento, teniendo en cuenta el comportamiento de los parámetros de la red en cualquier instante.

2.5.5 Análisis de la Optimización del Proceso de Enrutamiento

Desde la perspectiva de TE, el término optimización de enrutamiento es el resultado de determinar valores específicos de ciertas variables que maximizan el desempeño de la red, establecidos dentro de las limitantes propias de la misma. Un concepto más común, en particular en el entorno de las redes de telecomunicaciones, es el que se refiere a “Utilizar de la mejor manera todos los recursos de red existentes”. De ahí que, el proceso de optimización de enrutamiento depende única y exclusivamente de políticas y métricas establecidas con base al estado variable de la red en un momento dado, y que abarca el conjunto de enrutadores, rutas, terminales, entre otros.

Por otra parte, el proceso de optimización de enrutamiento en una red, también está ligado a herramientas tecnológicas diseñadas para administrar y mejorar la eficiencia de los sistemas de telecomunicaciones. Existen varias tecnologías asociadas a la optimización de dichos procesos, y la tecnología determinante dependerá de lo que ésta en particular tenga para ofrecer.

En la gran mayoría de los sistemas se define “optimización de enrutamiento” como una combinación de tecnologías de administración de red, monitoreo de la calidad, y análisis. Conforme a esta definición, la optimización del proceso de enrutamiento está estrechamente concentrada en el desempeño de la red. De hecho, los elementos que con mayor frecuencia se mencionan al hablar de optimización de enrutamiento, tienen como eje las propiedades, parámetros y métricas de la red.

Sin embargo, para poder optimizar significativamente el proceso de enrutamiento, debe verse más allá de la simple optimización de un nodo o una ruta. Mejorar el desempeño de las políticas de enrutamiento dependiendo del estado de la red en cualquier instante es un ingrediente esencial para tener un mejor comportamiento de los sistemas, ya que el proceso de optimización necesita considerar los aspectos relacionados con la red en su conjunto.

En virtud del sinnúmero de factores, que intervienen en el proceso de enrutamiento en una red de telecomunicaciones, es fundamental adoptar un enfoque de visión de conjunto de toda red para la optimización. Cambiar un nodo, o una ruta específica con una tecnología, puede traducirse en una mejoría significativa, pero no necesariamente en una optimización completa del proceso de enrutamiento.

Adoptar un enfoque centrado en el comportamiento de la red y en sus políticas de enrutamiento permitirá que el administrador de red tenga un mejor punto de vista para evaluar qué políticas, métricas y parámetros de enrutamiento se requieren para lograr la optimización. Además, un proceso de optimización sólo podrá tener éxito en la medida en que las políticas de red y de enrutamiento estén comprometidas con los parámetros de red presentes en el sistema.

El verdadero proceso de optimización de enrutamiento, se da cuando las políticas y métricas aplicadas al protocolo de enrutamiento (en éste caso BGP), trabajan en armonía con los parámetros de red, al igual que con su comportamiento y desempeño, abarcando así todos los componentes del sistema.

El diagrama de la figura 2.6 muestra gráficamente lo mencionado anteriormente:

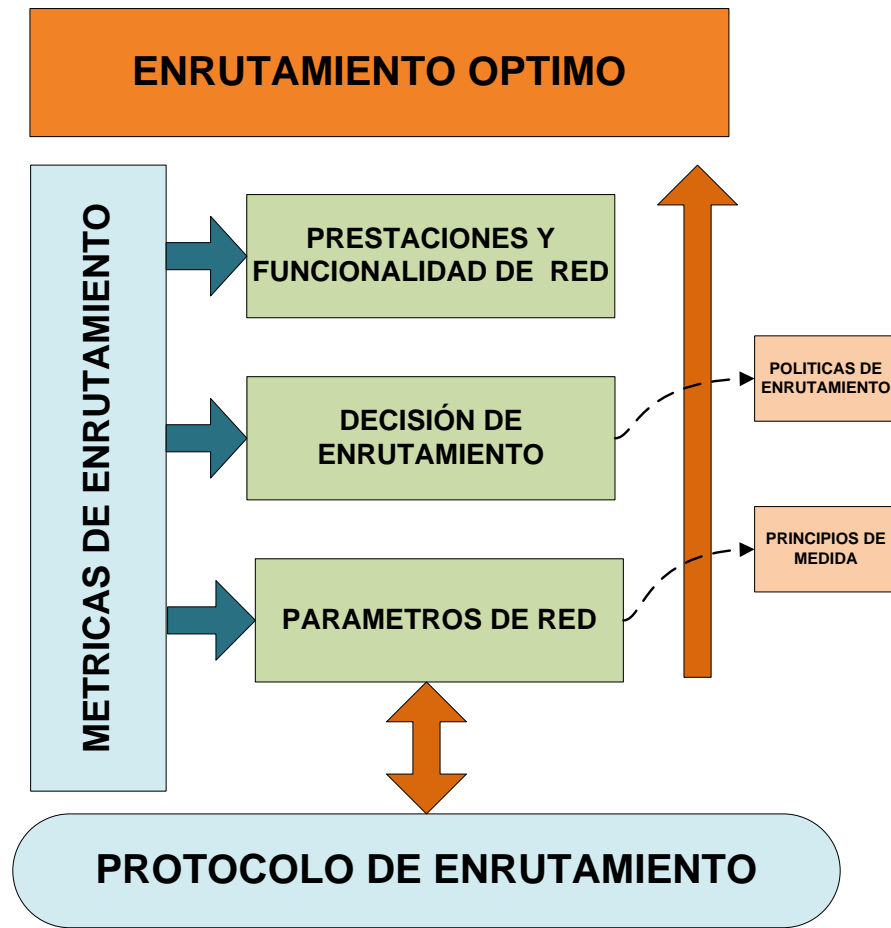


Figura 2.6 Diagrama de Enrutamiento Óptimo.

2.5.6 Introducción al Enrutamiento Óptimo con BGP

En el proceso de selección de una ruta de manera óptima con el protocolo BGP se distinguen tres niveles de medida. El primer nivel hace referencia a la selección de la ruta bajo la métrica del LOCAL_PREF; en el segundo nivel se exploran métricas como el AS_PATH, MED, COSTE, entre otras, con el fin de encontrar la solución más adecuada; en estos dos niveles la búsqueda de la ruta óptima es lo suficientemente compleja y puede permitir el uso de técnicas de optimización que conjuguen las métricas de enrutamiento con los parámetros de red; y el tercer nivel denominado de último recurso, usa la métrica ROUTER_ID más bajo [45].

El diagrama de la figura 2.7 muestra gráficamente el uso de las métricas que posee el protocolo BGP en la selección de una ruta:

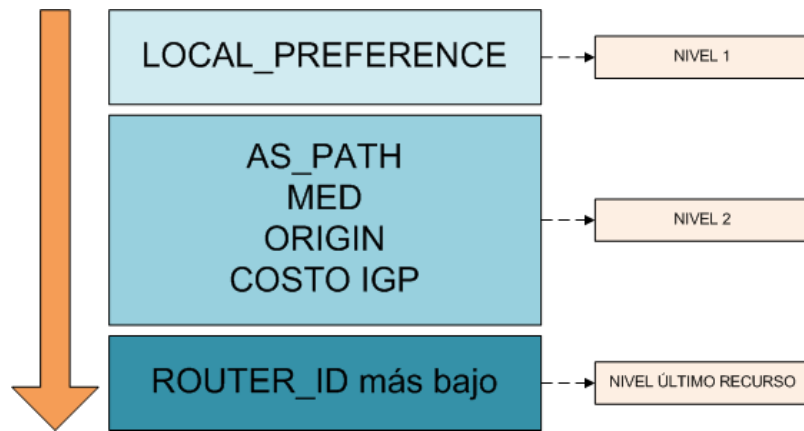


Figura 2.7 Selección de las Métricas en BGP [45].

Para resolver el problema de enrutamiento óptimo utilizando las métricas del protocolo BGP que soportan TE; cada enrutador debe tener una tabla de mejores rutas, en donde deberá estar presente la información relevante y que se considera influye en la optimización del proceso de enrutamiento. Dicha información debe contener políticas para la selección de la mejor ruta basada en atributos que las métricas de enrutamiento y la red posean, para así tener un control explícito sobre las rutas que los datos deben atravesar [45].

El diagrama de la figura 2.8 muestra gráficamente lo mencionado anteriormente:

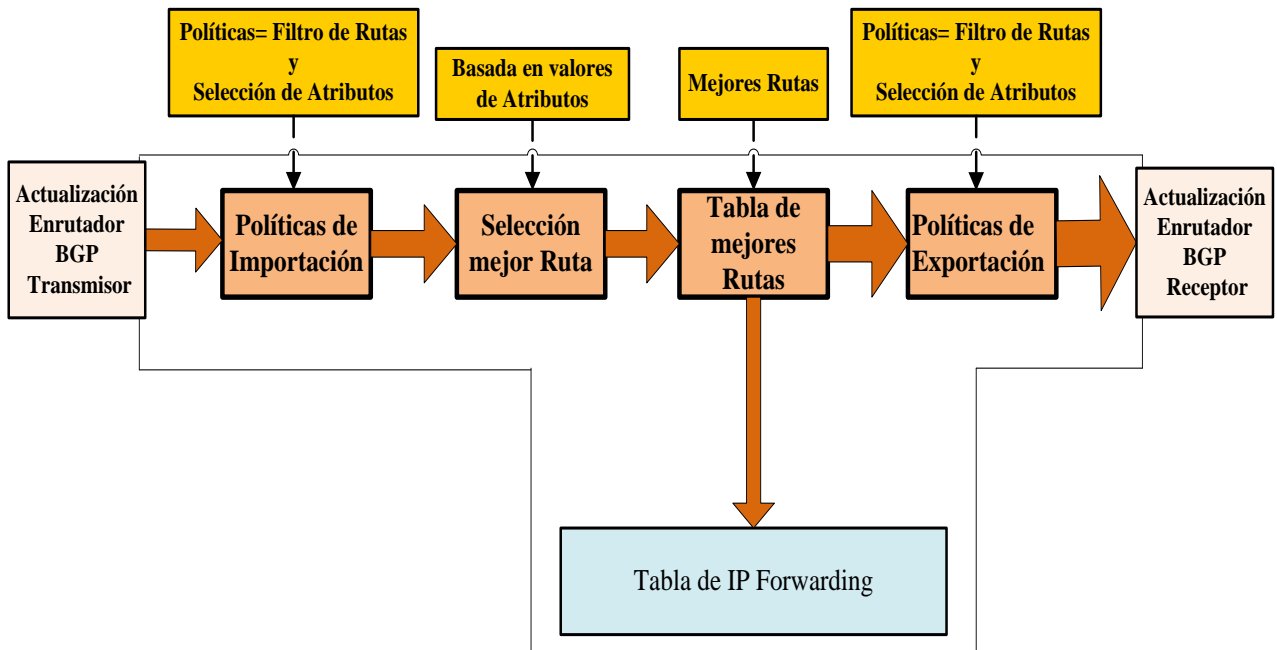


Figura 2.8 Selección de una Ruta en BGP [45].

Resulta claro que la optimización del proceso de enrutamiento con el protocolo BGP requiere capacidades adicionales provistas por la red; para así obtener un mejor uso de los atributos que posee el protocolo y que pueden garantizar enrutamiento óptimo bajo políticas de TE. Por ende,

este proyecto se enfoca en descubrir técnicas que conjuguen métricas de enrutamiento y parámetros de red, que puedan ser capaces de generar aproximaciones lo más fieles posibles al proceso de enrutamiento óptimo con BGP.

CAPÍTULO III

MECANISMOS ACTUALES QUE PRETENDEN LOGRAR ENRUTAMIENTO ÓPTIMO CON EL PROTOCOLO BGP

La creciente demanda e implementación de aplicaciones de gran complejidad y alto consumo de recursos, ha llevado a que los enlaces existentes entre los dominios alcancen altos niveles de congestión que degradan la calidad de servicio exigida por los usuarios; lo cual se relaciona directamente con la incapacidad de direccionar la información entre ASs teniendo en cuenta aspectos relacionados con TE. De ahí que, no sólo los fabricantes de dispositivos sino también los administradores de dominios y autoridades de estandarización y regulación han buscado continuamente soluciones que les permitan afrontar el problema del enrutamiento inter dominio con capacidades de TE.

Una de las soluciones más eficaces a dicho problema, consistiría en establecer nuevos enlaces de altas prestaciones con el objetivo de soportar el incremento de tráfico entre los dominios; sin embargo asumir dicha solución constantemente no resulta práctico, tanto por aspectos económicos y logísticos que involucra su implementación.

Por lo tanto, es preciso encontrar mecanismos que permitan a los ASs maximizar sus utilidades aprovechando los enlaces ya existentes de tal forma que pueda reducirse la congestión y mejorar la calidad de servicio que requieren las aplicaciones existentes [46]. El aprovechar estas capacidades requiere no solamente de cambios estáticos realizados por los administradores de los dominios, sino además de modificaciones dinámicas que respondan al continuo cambio del tráfico en la red.

Desafortunadamente, encontrar soluciones para el problema del enrutamiento inter dominio con características de TE que optimicen el funcionamiento del protocolo BGP resulta bastante complejo, ya que sus mensajes no transmiten ninguna información específica relacionada con los recursos disponibles de la ruta, haciendo que el proceso de direccionamiento se rija únicamente por el uso de políticas propias de los dominios. Dichas políticas son complejas y dependen de factores como, las relaciones comerciales con ASs vecinos, la distribución geográfica de los dominios, entre otras [47].

Además, el proceso de selección de la mejor ruta hacia cada destino está claramente influenciado por los anuncios propagados por dominios cercanos, por lo cual dicha selección depende no solamente de las variaciones en las políticas de enrutamiento de cada dominio, sino también de los anuncios enviados por ASs vecinos. Por consiguiente, la modificación de las políticas dentro del protocolo de enrutamiento debe realizarse cuidadosamente, ya que alterar sus valores en un AS puede afectar los anuncios propagados a otros dominios, lo cual puede perturbar inesperadamente la forma en la que el tráfico entra y sale del AS.

Por otra parte, pese a que existen algunas soluciones que pretenden implementar capacidades de TE al proceso de enrutamiento con BGP, la mayoría de éstas se realizan de acuerdo al criterio del administrador de la red, sin considerar el carácter dinámico de las redes actuales y mucho menos de la diferenciación de tráfico y servicios que requiere el enrutamiento en Internet. De hecho, los administradores de red pueden llegar a modificar determinadas métricas del protocolo sin considerar las consecuencias perjudiciales para el adecuado funcionamiento de la red, y sin tener un claro entendimiento de los efectos en el tráfico de la misma o el impacto de dichos cambios en los flujos de tráfico en otros ASs [48].

Sin embargo, existen algunas soluciones que pretenden afrontar el problema planteado, y aunque distan de ser completamente eficientes poseen algunas características que resultarán claves en el momento de encontrar un mecanismo que optimice el funcionamiento de BGP para el proceso de enrutamiento inter dominio.

3.1 MECANISMOS DE IMPLEMENTACIÓN DE TE CON EL PROTOCOLO BGP

La mayor parte de las soluciones que pretenden implementar características de TE al enrutamiento con BGP, basan su funcionamiento en el uso de los atributos que posee el protocolo o recurriendo a alternativas que permiten controlar la entrada y/o salida del tráfico del dominio; a continuación se detallan las técnicas más relevantes que pretenden conseguir dicha meta; con el fin de destacar cuales de sus características resultarían claves en la implementación de la solución que requiere el proyecto planteado.

3.1.1 Método de Hot Potato Routing

Uno de los principales intereses de un AS consiste en mantener descongestionados sus enlaces internos; ya que, transportar tráfico a través del dominio por más tiempo del necesario tiene como consecuencia el uso ineficiente de los recursos de red. Desafortunadamente no existen procesos automatizados que permitan realizar de forma óptima la elección de los puntos de entrada y salida de un dominio, haciendo que dicha selección se configure manualmente de acuerdo a las políticas locales del AS sin considerar parámetros de TE y mucho menos las características propias del tráfico que se transporta a través de la red.

El método de Hot Potato Routing (HPR) busca precisamente sacar el tráfico del dominio lo más rápido posible, su funcionamiento se basa en encontrar el punto de salida más cercano al punto de entrada que permita llevar la información a su destino; es decir la ruta que presenta menor número de saltos. Cabe aclarar que esta técnica no sólo se aplica con el protocolo BGP, sino que protocolos de enrutamiento como OSPF también utilizan este método para procurar descongestionar sus dominios [49].

Un ejemplo básico del funcionamiento de HPR se muestra en la porción de red de la figura 3.1. Supóngase que la ruta elegida por el protocolo para llevar tráfico desde el AS1 al AS4 es la ruta 1 (a través del AS3); pues bien, en el caso de que llegase tráfico al enrutador E1 con destino al AS4, éste normalmente llegaría hasta el punto de salida E3 a través del enrutador E4; sin embargo bajo el método de HPR el punto de salida más cercano respecto al punto de entrada E1 es el del enrutador E2; con lo cual se optará por la ruta 2 para el envío de información que llegue a este punto de entrada y que tenga como destino al AS4.

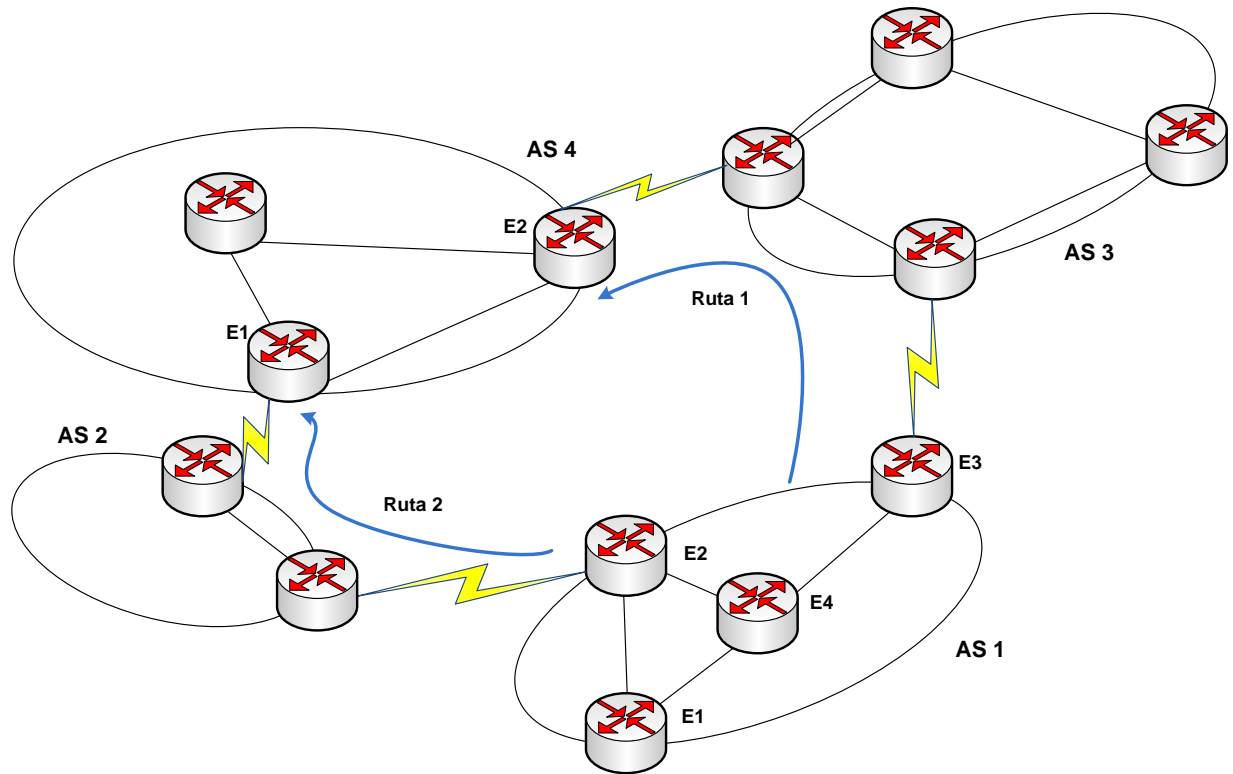


Figura 3.1 Funcionamiento del Método de Hot Potato Routing

Aunque la técnica de HPR busca sacar el tráfico del dominio lo antes posible con el objetivo de mejorar el funcionamiento interno de la red, puede generar muchos problemas para el enrutamiento inter dominio, en especial porque no tiene en consideración las características de TE de los enlaces de salida del AS. Esto puede apreciarse en la de red de la figura 3.2; supóngase que existe tráfico entrante al AS1 y que tiene como destino al AS4 (ver figura 3.2), como puede verse existen 2 rutas diferentes para conseguir dicho objetivo, la primera a través del AS2 (ruta 1) y una segunda alternativa a través del AS3 (ruta 2). A nivel inter dominio las dos rutas tienen el mismo valor de ASpath, es decir el mismo número de saltos intermedios entre los ASs de origen y destino; sin embargo supóngase que la ruta 2 tiene muy baja congestión en sus enlaces y un buen ancho de banda disponible, a diferencia de la ruta 1 que supondremos esta congestionada y se conecta a través de un canal de ancho de banda reducido. Siguiendo el proceso de decisión considerando el método de HPR, el enrutador de salida del dominio seleccionado será el enrutador E1, dado que es el enrutador más cercano al punto de entrada del dominio (requiriendo atravesar 1 solo enlace), a diferencia del punto de salida 2 para el cual deben atravesarse al menos 4 enlaces para ser alcanzado. Así pues, la técnica de HPR conduce al protocolo a elegir rutas que pueden no presentar las mejores condiciones para el tráfico que se envía a través de la red. Cabe aclarar que el ejemplo aquí citado no sólo se aplica para tráfico de tránsito del dominio, sino también para el tráfico que puede generarse dentro del AS1 que tenga como destino al AS4 y para el cual se tendrían en cuenta las mismas consideraciones explicadas con anterioridad.

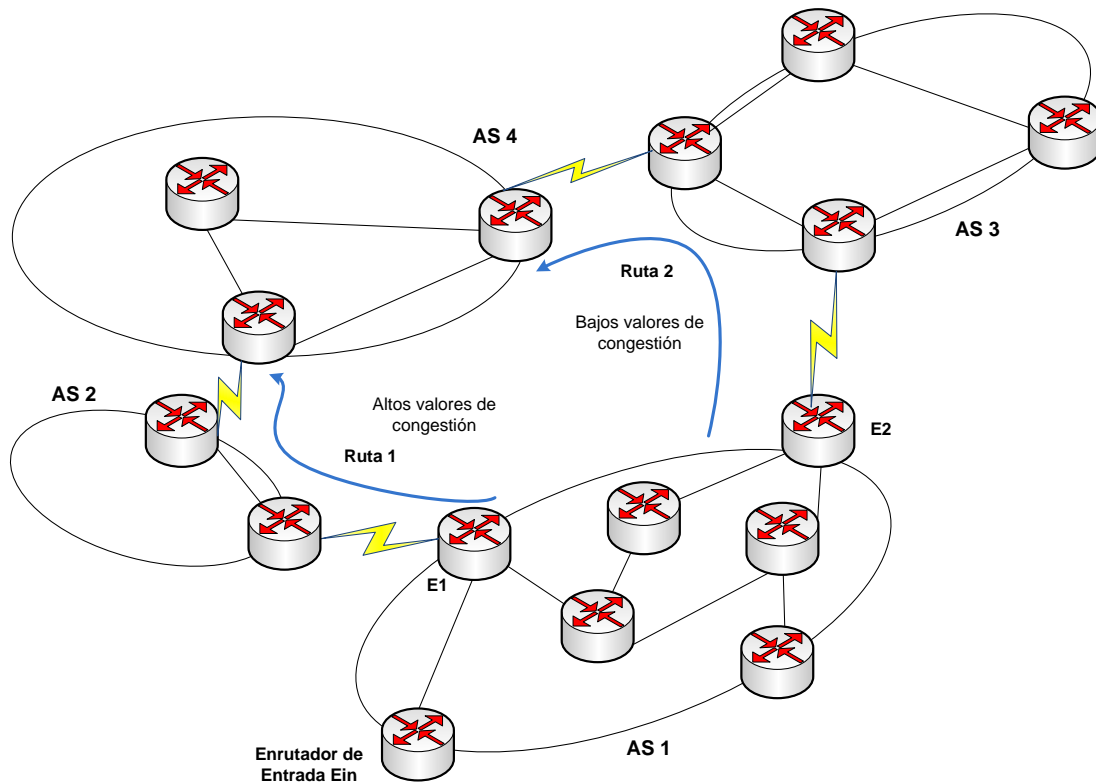


Figura 3.2 Funcionamiento del Método de Hot Potato Routing

Por otra parte, las variaciones en la elección del punto de salida de un AS ocasionadas por el proceso de HPR pueden tener impactos significativos en el rendimiento de la red; ya que el proceso de re-computar las tablas de reenvío de los enrutadores puede ocasionar retardos y pérdida transitoria de paquetes; asimismo las variaciones en el tráfico pueden ocasionar congestión en las rutas a través de la red [49]. De igual manera, pueden presentarse incrementos en el tiempo de convergencia del protocolo debido a los continuos cambios en la elección del punto de salida, los cuales varían de acuerdo a los cambios topológicos del dominio [49].

3.1.2 Métodos de Control del Tráfico Saliente

Este tipo de técnicas pretenden seleccionar óptimamente los puntos de salida¹ del dominio de tal forma que dicha selección minimice la utilización de sus recursos y permita balancear la carga de los flujos de tráfico salientes del AS a través de sus enlaces de salida. Aunque dicha selección debería basarse en las restricciones de los puntos de egreso, con el objetivo de distribuir el tráfico respecto a la capacidad de los enrutadores de frontera, muchas veces se hace solo teniendo en cuenta políticas locales o relaciones comerciales de los dominios, lo cual puede llegar a congestionar notablemente los enlaces [46].

¹ Un punto de salida hace referencia al enrutador de frontera y sus respectivos enlaces hacia otros ASs que permiten la salida del tráfico del dominio.

Básicamente los procesos que utilizan esta técnica basan su funcionamiento en la manipulación del atributo `Local_Preference`, ya que el uso de políticas del protocolo permite a un AS privilegiar un anuncio de ruta sobre otro a través de la correcta asignación de dicho atributo; además, el anuncio con la asignación correspondiente, puede ser diseminado entre todos los enrutadores BGP dentro del AS.

Proyectos como el de Bressoud Et al [48] pretenden optimizar la selección de los puntos de salida del dominio; y aunque sus autores afirman que la métrica de costo empleada podría incorporar factores de congestión u otros criterios dinámicos, esto no se aplica realmente ya que sus métricas se limitan al conteo de saltos u otro factor de medida estático, y en el caso de la información de tráfico se limitan a suponer datos e información de la red sin cuantificarla o medirla realmente.

Además, una solución para la optimización efectiva debería permitir la manipulación de los puntos de entrada potenciales de forma similar, sin embargo se asume que dichos puntos de ingreso son manejados de forma autónoma por los dominios vecinos; esencialmente porque la solución planteada se enfoca en sistemas autónomos que funcionan como ISPs en donde los puntos de ingreso al AS son fijados por el cliente, ya que es éste quien elige los puntos a través de los cuales desea ingresar su tráfico [48].

En las técnicas de control de tráfico de salida se consideran dos variantes que se diferencian por la forma en la que el tráfico es forzado a llegar a un punto de egreso; esta forma se refiere más concretamente al número de enrutadores de frontera que se utilizan para salir del dominio; a continuación se describe cada una de ellas.

3.1.2.1 Método de un único punto de salida

Esta primera técnica de control del tráfico saliente consiste en seleccionar un único punto de salida para cada destino. De ésta forma, todo el tráfico proveniente del dominio o que llegue a éste a través de los diferentes puntos de entrada y que tenga como destino a un AS específico saldrá desde el mismo sitio. Se denomina a ésta variante de la solución Selección de Única Salida (SES: Single Egress Selection) [48].

Considérese por ejemplo la porción de red mostrada en la figura 3.3, en donde existen 3 rutas igualmente 'buenas' para el protocolo a través de las cuales puede transportarse tráfico desde el AS1 hasta el AS4. Supóngase que la ruta elegida por el protocolo es la ruta 1 (A través del AS2); bajo la técnica de SES se determinará que el enrutador de frontera que actuará como punto de salida para todo el tráfico que vaya al AS4 será el enrutador E5, por lo cual todo el tráfico de entrada al dominio a través de los puntos de ingreso E1, E2, y E3 y que tenga como destino al AS4 deberá tener como punto de salida a dicho enrutador.

Como puede verse, el procedimiento de seleccionar un único punto de salida para todo el tráfico que vaya hacia un destino podría ocasionar muchos problemas, no sólo la congestión y sobrecarga de tráfico en dicha ruta, sino además el incremento del tráfico dentro del AS, ya que pueden existir rutas con mejores condiciones para el tráfico que lleven al destino en cuestión, pero que no se usan por optar siempre por el mismo punto de salida del dominio.

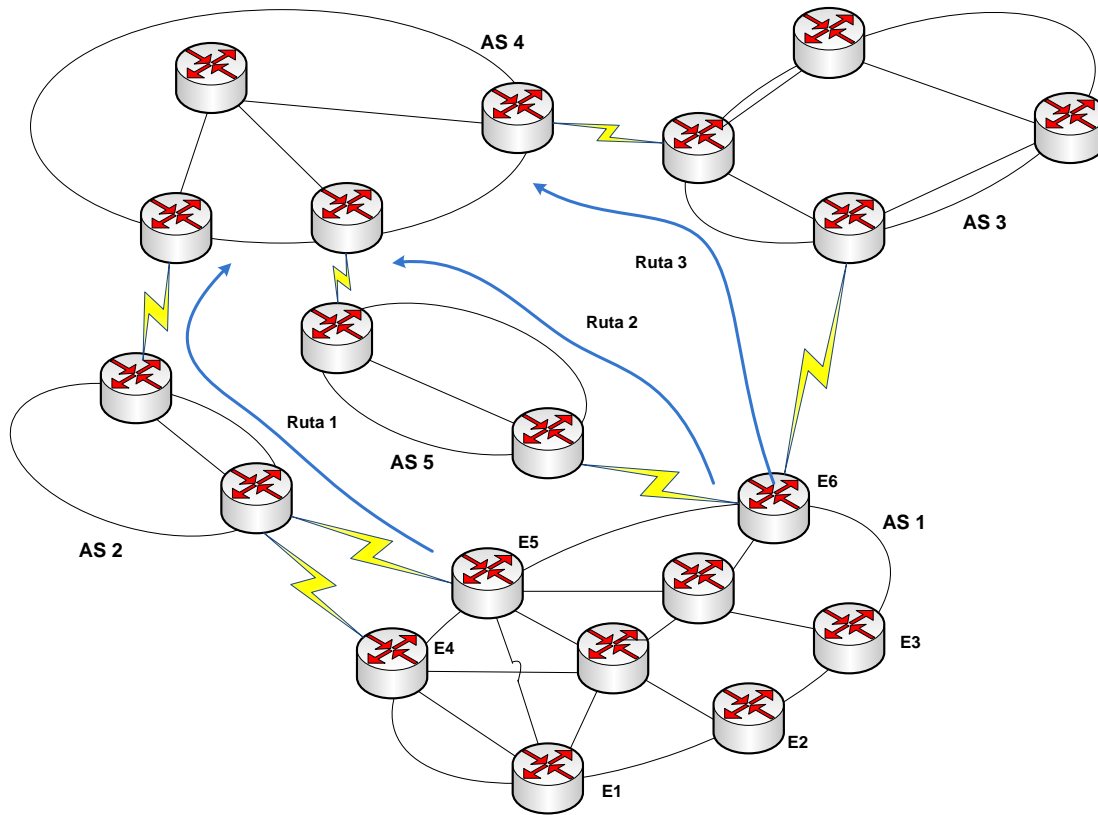


Figura 3.3 Funcionamiento del Método SES.

En efecto, en el ejemplo anterior el punto de salida E6 también podría usarse para llevar tráfico hasta el AS4, con lo cual se alivianaría la carga del enrutador E5. Así mismo, si se considera que éste enrutador no sólo debe soportar el tráfico entrante al dominio sino además el tráfico generado dentro del mismo, que tenga como destino al AS4, entonces el problema de congestión se agudizaría aún más; incluso llevando al colapso del enlace y/o al enrutador de frontera que actúe como punto de salida.

3.1.2.2 Método de múltiples puntos de salida

Esta técnica, a diferencia del método SES considera que pueden existir diferentes puntos de salida para el tráfico que tiene como destino a un AS en particular; dicha variante se denomina Selección de Múltiples Salidas (MES: Multiple Egress Selection) y aunque éste método podría mejorar la utilización de los recursos de red, sólo se considera por Bressoud et al [48] para el caso en el que existen diferentes puntos de ingreso y potenciales puntos de salida que compartan proximidad geográfica.

Considérese por ejemplo la red de la figura 3.4, al igual que en el ejemplo del método SES la ruta seleccionada para ir desde el AS1 al AS3 es la ruta 1, sin embargo bajo la técnica de MES, podría optarse no sólo por E5 como enrutador de salida sino además por E4, lo que evidentemente ayudaría a balancear la carga en los dos enlaces y por ende no saturar de tráfico al enrutador de frontera E5 que actuaba en el caso de SES como único punto de salida del dominio.

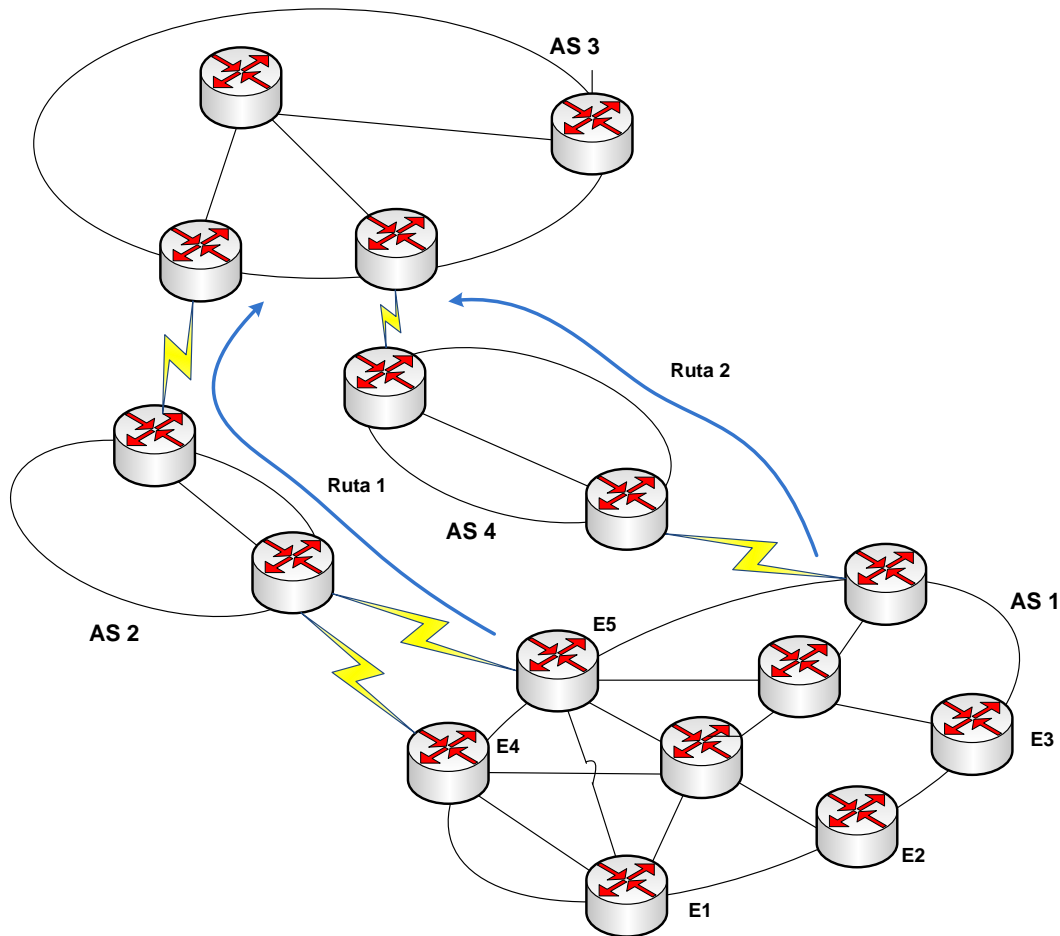


Figura 3.4 Funcionamiento del Método MES.

Desafortunadamente la mayor parte de la información utilizada para la selección de la ruta de salida es relativamente estática; no obstante esto no corresponde al comportamiento real de la red, ya que como se explicó anteriormente existen variaciones de los parámetros de la misma que afectan de manera particular a cada tipo de tráfico; es decir que las variaciones en el tráfico y los parámetros de la red son aspectos netamente dinámicos.

En consecuencia, pese a que las dos técnicas de control de tráfico saliente descritas pretenden organizar el tráfico que sale del dominio por uno o varios puntos de egreso, pueden generarse serios problemas de congestión en los enlaces de salida del AS como ya se demostró en los ejemplos anteriores. Por lo tanto, la forma en la que funciona éste tipo de métodos no constituye una solución al problema de optimización del proceso de enrutamiento de los enlaces inter dominio.

Por otra parte, el tráfico de entrada y salida desde y hacia los ASs vecinos puede exceder la capacidad de los enrutadores de frontera seleccionados y sus enlaces, causando altos valores de congestión y retardo. Además, existe evidencia que sugiere que los enlaces entre pares BGP a través de sus enrutadores de frontera son a menudo cuellos de botella, por lo cual es importante que dichos enlaces sean utilizados eficientemente [48].

En conclusión, la solución empleada en el proyecto podría implementar el uso de múltiples enlaces para llevar la información a su destino como lo hace la técnica de MES; sin embargo la selección de los puntos de salida debe hacerse teniendo en cuenta los parámetros de red de los enlaces respectivos junto con las características de los diferentes trayectos existentes hacia el AS de tránsito o destino.

3.1.3 Método de Menor Costo IGP

Una de las alternativas estándar con las que cuenta BGP para permitir a los administradores de los dominios asignar la elección de determinadas rutas dentro del mismo, consiste en asignar ciertos valores IGP a los enlaces internos, esto de acuerdo a criterios geográficos, económicos, de mantenimiento, o simplemente de acuerdo a una asignación arbitraria de los mismos. Esta información es tenida en cuenta en el paso 6 del criterio de selección del proceso de BGP, descrito en el capítulo 1, donde se considera la ruta con el menor valor total de costo IGP para alcanzar el enrutador de salida del dominio.

Considérese el ejemplo mostrado en la figura 3.5, obsérvese que el número de saltos dentro del dominio AS1 es el mismo tomando como punto de referencia al enrutador de entrada, por lo cual la elección de la ruta en última instancia depende del costo IGP total del enlace. Al igual que el método de HPR, pese a que la ruta 2 puede ofrecer mejores características, se optará por la ruta con menor costo IGP, en éste caso la que tiene como enrutador de salida a E1 y conduce inevitablemente a la ruta 1.

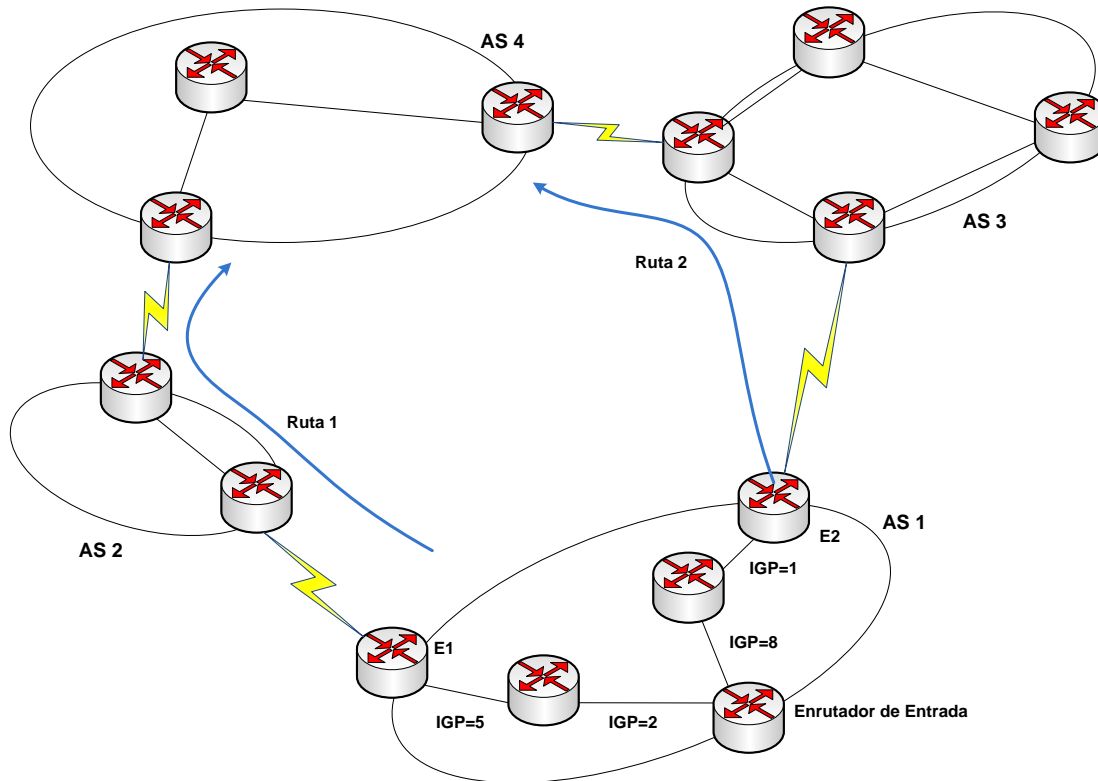


Figura 3.5 Funcionamiento del Método de Menor Costo IGP.

El ejemplo anterior, da una idea de la importancia en la asignación de los costos IGP de los enlaces de acuerdo a las mediciones y cuantificaciones de las rutas de salida del dominio, con el fin de evitar que se opte por rutas que pueden afectar enormemente al tráfico por problemas de congestión, retardo, etc, como en este caso.

Uno de los mayores problemas de este método es que pueden generarse bucles de enrutamiento por el cambio continuo de rutas asociado a las variaciones de los costos IGP de los enlaces internos; ya que de acuerdo a la diferencia temporal en la que los enrutadores ejecutan su proceso de decisión para buscar la mejor ruta (ruta con menor costo IGP) pueden generarse procesos que dejan paquetes transitando por ciertos periodos de tiempo dentro del dominio y que pueden congestionar la red. En consecuencia, los cambios IGP de las rutas causan largos retardos en la convergencia del protocolo, puesto que cada enrutador debe re-computar sus rutas IGP y re-ejecutar el proceso de decisión antes de actualizar su tabla de reenvío [48].

Considérese por ejemplo la red de la figura 3.6, se observa que el enrutador E1 enviará todo su tráfico a través del enrutador de salida E3, ya que el costo total IGP de éste trayecto será de 50 a diferencia del costo IGP de 109 (100+9) para alcanzar al enrutador de salida E4. Ahora bien, si en un momento determinado el costo del enlace entre los enrutadores E1 y E3 asciende a un valor de 200, entonces el costo IGP para salir del dominio desde el enrutador E1 será menor a través de la ruta 2 (109), con lo cual los enrutadores E1 y E2 optarían por enviar su tráfico hasta el AS2 a través del enrutador E4 (ruta 2). El problema en este caso se presenta cuando el enrutador E1 ejecuta su proceso de decisión antes que E2; ya que mientras el primero 'ya conoce' que la ruta 2 es mejor que la ruta 1 y envía tráfico a través de E4, el enrutador E2 aún continúa enviando información por la ruta 1 a través del enrutador E3; esto evidentemente genera un bucle en el envío de información que no terminará hasta que el protocolo converja en todos los enrutadores de la red.

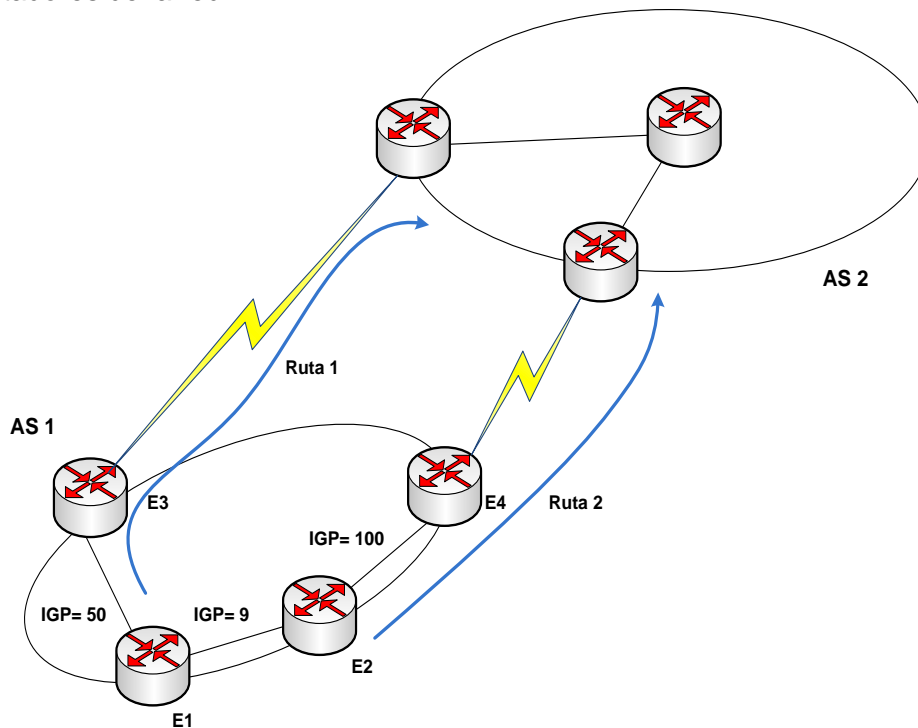


Figura 3.6 Problema de Bucles de Enrutamiento.

Resulta importante resaltar que el problema de convergencia descrito anteriormente puede también presentarse con el uso de los atributos Local_Preference, MED u otro método que involucre el cambio de ruta de entrada o salida del dominio; ya que de una u otra forma van a existir enrutadores que ejecuten más rápido que otros el proceso de selección de la mejor ruta, por lo cual es inevitable que ocurran problemas como los bucles temporales de enrutamiento. Sin embargo el análisis del tiempo que tarda en converger el protocolo y sus consecuencias más inmediatas son factores que están fuera del alcance de este proyecto.

3.1.4 Método de Control del Tráfico Entrante

Básicamente éste tipo de métodos se basan en controlar el tráfico que ingresa a un dominio y cuyo destino puede ser el AS en cuestión o un dominio conectado a él. El control del tráfico se realiza específicamente en el punto de entrada del AS; y básicamente puede realizarse a través del atributo MED como se explicó en el capítulo 1; sin embargo el problema radica en que más allá de una elección precisa del punto de entrada, tal procedimiento funciona como una 'sugerencia' para optar por un determinado punto de egreso, ya que dicha elección obedece más a los criterios administrativos del AS trasmisor que pueden variar de acuerdo a razones económicas, geográficas y/o comerciales.

Por ejemplo, en la porción de red de la figura 3.7, el AS1 podría 'sugerir' al AS4 a través de un mensaje de actualización, el usar la ruta 1 como la forma más adecuada para transmitirle información; esto mediante la asignación de un valor de MED menor que el anunciado para el otro punto de entrada al dominio. Sin embargo el AS4 podría tener algún tipo de convenio económico con el AS3 de tal forma que le resultaría más ventajoso de acuerdo a su política administrativa y comercial el enviar tráfico por la ruta 2 al AS1 a través del enrutador E4.

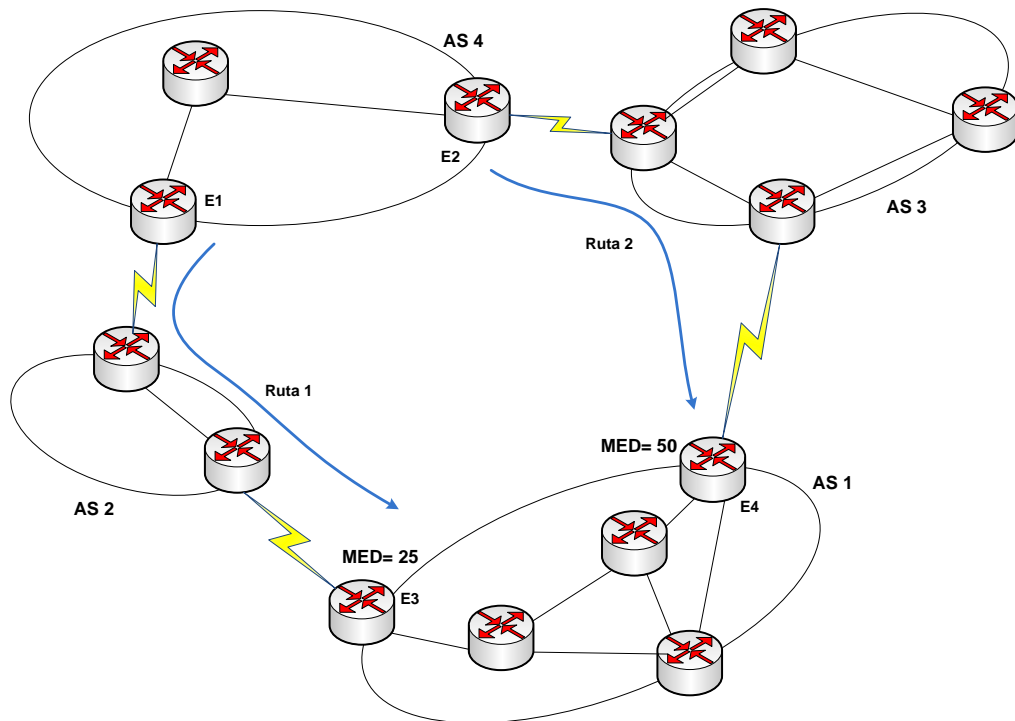


Figura 3.7 Control del Tráfico de Entrada con el Atributo MED.

Por otra parte, existe otra técnica que permite controlar el tráfico entrante de un dominio, sin embargo dicho método basado en un atributo opcional transitivo denominado Communities, hace parte de una aplicación propietaria de la empresa Cisco Systems. Sin embargo, pese a que no hace parte de la implementación estándar del protocolo éste método posee algunas características que pueden ser implementadas en una solución integral para la optimización del proceso de enrutamiento.

3.1.4.1 El atributo communities

El atributo Communities provee una forma de agrupar destinos dentro de una única entidad, denominada comunidad, la cual designa un grupo de rutas que comparten atributos comunes o que deberían recibir el mismo tratamiento por parte de los enrutadores que reciben éste atributo. Los valores de comunidad son a menudo usados para adjuntar información adicional de rutas, como por ejemplo un código que represente la ciudad donde la ruta fue recibida u otro que indique que la información de ruta sólo puede ser procesada por ciertos enrutadores. Éste atributo está compuesto por uno o más números de 32 bits, los cuales están estructurados de la siguiente manera: Los 16 bits de mayor orden representan el sistema autónomo, mientras que los 16 bits de menor orden definen la semántica o significado del atributo [50].

La aplicación de éste atributo en el control del tráfico entrante a un dominio y concretamente con consideraciones de TE, se basa, en que la presencia de ciertas comunidades dentro de una ruta pueden influenciar como ésta será procesada por enrutadores de otros ASs; con lo cual puede controlarse de forma más efectiva la elección del punto de entrada al dominio. Básicamente el funcionamiento del atributo se basa en que un AS define en la configuración de sus enrutadores una lista de valores de comunidades y las acciones a ejecutar cuando una ruta que es recibida contenga dichos valores [50].

Básicamente existen 3 comunidades que se usan con propósitos de TE; estas son [49]:

- **NO_ANNOUNCE:** Permite que las rutas no sean anunciadas a pares específicos.
- **PREPEND:** Permite anexar ciertos ASs al AS_Path cuando se anuncia la ruta a determinados pares BGP.
- **CHANGE_PREF:** Básicamente permite asignar un valor al atributo Local_Preference en el AS que recibe la ruta.

Así, el uso de éste atributo resulta interesante en la medida que permite no sólo transferir información de enrutamiento a ASs vecinos, sino además enviar dicha información a enrutadores de dominios lejanos con lo cual podría atacarse uno de los mayores problemas del enrutamiento inter dominio respecto al carácter distribuido de este tipo de enrutamiento. Consideremos por ejemplo la porción de red de la figura 3.8, puede verse que existen 2 rutas para enviar información desde el AS1 hacia el AS6, la ruta 1 (A través de AS4 y AS5) y la ruta 2 (a través de AS2 y AS3). Con un proceso modificado de enrutamiento que considere aspectos de TE, el AS1 podría elegir entre estas 2 rutas; supóngase que puede verificar las características de los enlaces 1 y 2, ya que son enlaces directamente conectados al AS1, sin embargo no tendría información de los enlaces entre los ASs intermedios, con lo cual la decisión de la ruta más adecuada para enviar determinado tipo de tráfico sólo podría depender de los enlaces adyacentes. Sin embargo, a través del atributo Communities se podría enviar información de las características de los enlaces de los ASs intermedios, con lo cual el AS1

podría tener una visión más global de las rutas, de tal forma que conseguiría tomar una mejor decisión respecto a que ruta usar.

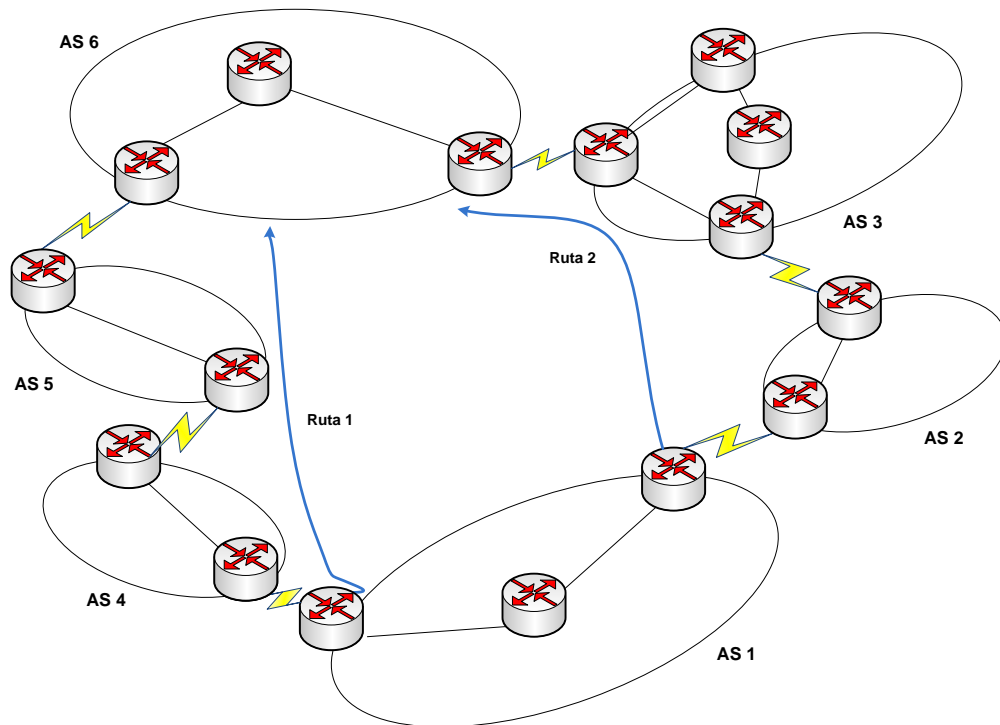


Figura 3.8 Funcionamiento del Atributo Communities.

En síntesis, el atributo Communities tiene muchas aplicaciones para consideraciones de TE, así como también para otros aspectos que podrían mejorar el proceso de enrutamiento; desafortunadamente este atributo hace parte de una aplicación propietaria de Cisco y no del diseño estándar del protocolo.

3.1.5 Método Basado en el Uso de Herramientas de Medición

Existen algunas herramientas que permiten predecir la influencia de los cambios en las políticas de BGP en el tráfico de la red. Por ejemplo, el uso de las herramientas formuladas por Feamster [51] y Feldmann [52] permiten determinar los puntos de salida de un dominio basado en la topología de red, las políticas del dominio asociadas al protocolo y los anuncios recibidos de los dominios vecinos; esto produce un conjunto de puntos de salida, donde la selección final del punto de salida más cercano puede variar en diferentes enrutadores dentro del AS. Luego de determinados los puntos de egreso, se procede a capturar el punto de salida más cercano, basado en el costo IGP y en el identificador del enrutador (pasos 4 y 5 del proceso de decisión de BGP, mencionados en el capítulo 1) para cada enrutador del dominio. De ésta forma, las dos herramientas permiten predecir cómo el tráfico fluiría a través del dominio para cada punto de salida. Combinando esta información con mediciones de tráfico de los puntos de ingreso, las herramientas pueden pronosticar cómo un cambio en la configuración de enrutamiento influenciaría la carga en cada enlace del dominio.

Pese a que ésta técnica permitiría influenciar la selección adecuada de las políticas dentro del dominio, no constituye una solución óptima, ya que continua sujeta al criterio del administrador de la red, la elección de aquellas que sean acordes a las necesidades económicas, comerciales o geográficas del dominio, y no necesariamente ligadas a criterios de TE y QoS. Así pues, éste tipo de soluciones requeriría un carácter autónomo y una funcionalidad dependiente del protocolo y de los parámetros de los enlaces, con el fin de seleccionar la ruta con las mejores características para cada tipo de tráfico.

3.2 CONSIDERACIONES ADICIONALES PARA EL PROCESO DE OPTIMIZACIÓN

Existen algunas consideraciones adicionales que pueden ser tenidas en cuenta para generar una solución que optimice el funcionamiento del enrutamiento con capacidades de TE utilizando el protocolo BGP, entre las principales se tienen:

3.2.1 Inspección del Tráfico a Conmutar

En el caso de encontrar una nueva ruta entre 2 ASs que presente mejores características de TE que la ruta inicial seleccionada por el protocolo, es de suma importancia analizar el tráfico que puede conmutarse a la nueva mejor ruta; ya que transferir el tráfico en su totalidad podría ocasionar problemas de congestión o retardos mayores que los que pudiesen presentarse en la ruta inicial.

Por ejemplo, considérese la porción de red de la figura 3.9. Supóngase que la ruta por defecto elegida por BGP para transportar tráfico entre los ASs 1 y 4 es la ruta 1 (a través del AS2). Si en un momento determinado dicha ruta presenta niveles de congestión tan altos que comienza a presentarse pérdida de información. Supóngase que la ruta 2 tiene las mismas características de la ruta 1 (Ancho de banda, retardo, etc.); si se direccionara todo el tráfico hacia la ruta 2 no se solucionaría el problema presente en la primera ruta, precisamente por las condiciones similares anteriormente mencionadas. Sin embargo si se opta por ejemplo, por conmutar el tráfico de datos (35% del tráfico) a la ruta 2, entonces no sólo se estaría mejorando la calidad en el tráfico de video y voz en tiempo real (65 % del tráfico) que se continua transmitiendo por la ruta 1, sino además que se aliviana la carga en el enrutador que funciona en este caso como punto de salida del dominio. Éste proceso se conoce comúnmente como balanceo de carga y podría ser aprovechado para la optimización de la solución. Por otra parte existe la posibilidad que la ruta 2 sí posea mejores condiciones de TE que la ruta 1 con lo cual si podría conmutarse todo el tráfico hacia esta ruta usando como punto de salida al enrutador E2.

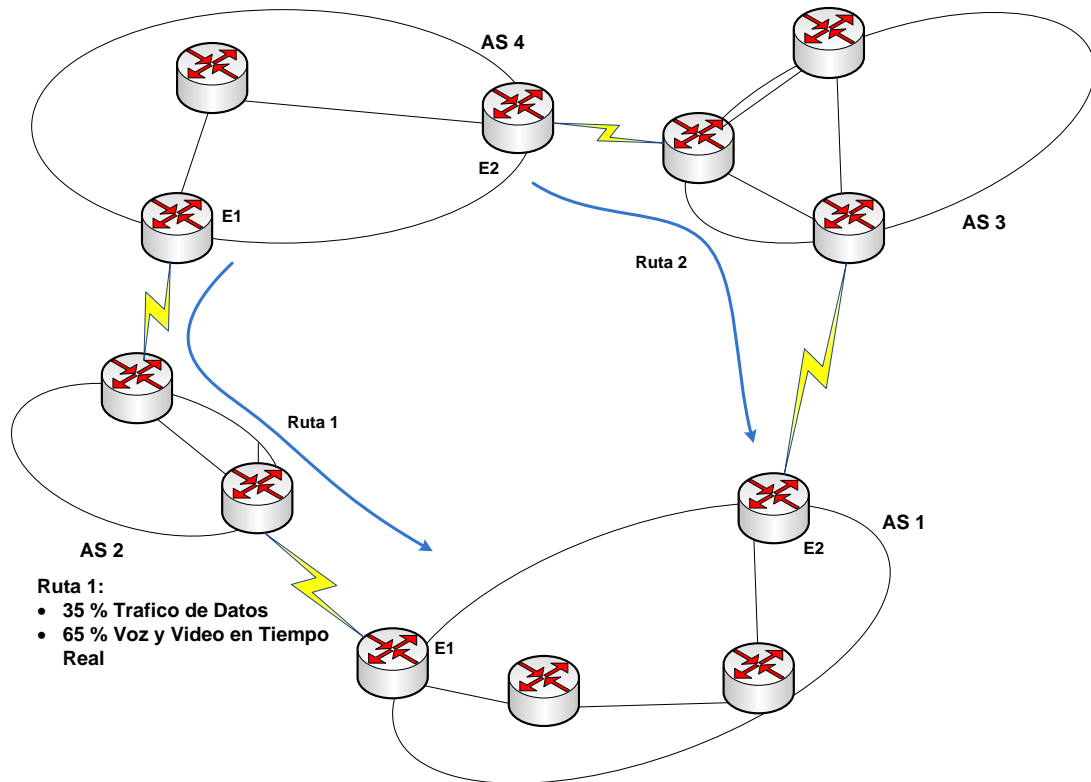


Figura 3.9 Método de Balanceo de Carga Aplicado a BGP.

3.2.2 Uso de Umbrales para la Determinación del Cambio de Ruta

El proceso para encontrar mejores rutas basado en parámetros de TE implica que se conmute en determinados momentos a rutas que posean mejores características; como se ha mencionado anteriormente este proceso tendrá como consecuencia el aumento significativo en el número de mensajes de actualización que se difunden por la red. Ahora bien, si los parámetros de los enlaces fluctúan constantemente, se generaría un cambio continuo de rutas, con lo cual el proceso de trasmisión de mensajes de actualización por si solo congestionaría la red. Una solución a este problema consiste en establecer ciertos umbrales de decisión que permitan efectuar tales cambios sólo cuando las fluctuaciones mencionadas sobrepasen los valores límites.

Considérese por ejemplo la red de la figura 3.10, donde se desea enviar tráfico desde el AS1 hacia el AS5; supóngase que la ruta seleccionada por el protocolo para enviar dicha información es la ruta 1 (a través del AS2), pero en un instante dado, la ruta 2 (a través del AS3) presenta mejores condiciones, como un mayor ancho de banda disponible y un menor retardo. Si existe un procedimiento dentro del protocolo que evalúe tales métricas y las compare con las de la ruta 1, este optará por modificar la ruta seleccionada para enviar tráfico desde el AS1 al AS5, eligiendo la ruta 2 en un instante t_2 , ahora bien esto conlleva el envío de mensajes de actualización que se difunden hacia los enrutadores vecinos informando que la ruta preferida para llegar desde el AS1 al AS5 ha cambiado. Ahora bien, supóngase que en un instante inmediato al instante t_2 por las condiciones propias de tráfico, la ruta 1 presenta nuevamente

mejores condiciones que la ruta 2; entonces inmediatamente se hará la modificación para seleccionar a la ruta 1 como mejor ruta, enviándose nuevamente mensajes de actualización hacia los enrutadores vecinos. Si esto ocurre constantemente no sólo se incurrirá en cambiar intermitentemente de ruta, sino además se inundará el dominio con tantos mensajes de actualización que harán inoperable a la red por sus altos valores de congestión. Por otro lado, si se establecen valores umbrales respecto a un determinado parámetro como la congestión o el ancho de banda disponible, se limitará el cambio constante de rutas, controlando así la selección de una mejor ruta pero dentro de valores de fluctuación que la red puede soportar.

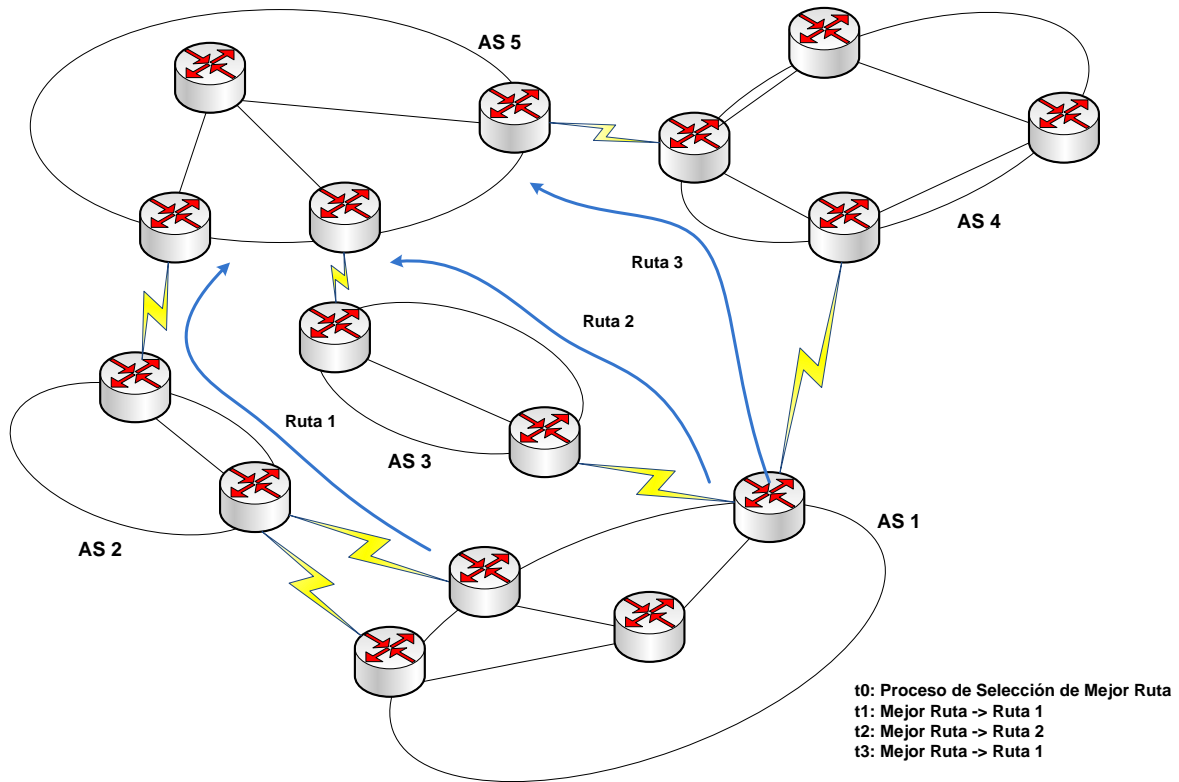


Figura 3.10 Necesidad de Valores Umbrales.

No obstante, resulta evidente que el cambio en las ruta implica necesariamente la difusión en la red de mensajes de actualización, ya que es éste el procedimiento mediante el cual los enrutadores informan de los cambios topológicos a sus vecinos; afortunadamente como lo demuestra Labovitz et al[53] y Rexford et al[54], la mayor parte de los mensajes de actualización de BGP radica en la exploración de múltiples rutas alternas cuando un enrutador conmuta de una mejor ruta a otra (esto no significa que las rutas no sean estables, sino que el protocolo conmuta de una ruta estable a otra que también lo es, pero con mejores condiciones de acuerdo a su proceso de decisión). Esto significa que la conmutación de rutas ya se presenta en el protocolo, y por ende la difusión continua de mensajes de actualización; pese a lo cual la estabilidad y convergencia del protocolo se mantienen, de tal forma que el cambio de rutas se presenta sin consecuencias nocivas para la red.

En conclusión, desde el punto de vista de la cantidad de mensajes de actualización y sus implicaciones en la convergencia del protocolo y estabilidad de la red, resulta válido modificar el proceso de enrutamiento de BGP de tal forma que se consideren aspectos de TE; ocasionando que el cambio de rutas no se haga de acuerdo al proceso de selección estándar del protocolo, sino por la búsqueda de una mejor ruta de acuerdo al proceso modificado de selección.

3.3 CONSIDERACIONES FINALES PARA EL PROCESO DE OPTIMIZACIÓN

Las limitaciones que impone BGP para efectuar decisiones de enrutamiento basadas en parámetros de TE conducen a un paradigma deseable de enrutamiento inter dominio radicalmente diferente, pero en la práctica extremadamente complejo y difícil de implementar [46]. En consecuencia, es claro que en su proceso funcional estándar, el protocolo no opta por la mejor ruta en términos de TE; ya que selecciona la ruta más corta, aquella cuya salida del dominio resulte más cercana o bien aquella que cumpla con las políticas económicas, geográficas o de administración del AS.

No obstante, BGP provee mecanismos que permiten a los operadores o administradores de los ASs configurar sus políticas para alterar los puntos de entrada o salida del dominio en un intento por trasladar el tráfico desde una ruta hacia otra. Sin embargo esto no debe hacerse intempestivamente ya que dichos cambios pueden resultar inoficiosos o incluso nocivos. Además, el efectuar este tipo de modificaciones en una red operacional puede ocasionar una degradación significativa en el rendimiento de la misma, ya que pueden generarse actualizaciones de enrutamiento innecesarias hacia los enrutadores de otros dominios [2]. Por esta razón, resulta imprescindible tener muy en cuenta el tipo de modificaciones a realizar dentro del protocolo y sus políticas de enrutamiento, optando primeramente por desarrollar éste tipo de modificaciones en un simulador y no en una red operativa real. Asimismo, resulta imperante evitar ocupar tiempo valioso explorando innumerables posibles alteraciones en las políticas de BGP que pueden en muchos casos resultar ineficientes ya que pueden degradar el funcionamiento de la red. Por lo tanto, resulta indispensable identificar previamente formas efectivas y eficientes para ajustar las políticas de BGP orientadas hacia TE antes de efectuar dichos cambios en el funcionamiento del protocolo.

Precisamente, el análisis realizado a lo largo de este capítulo permite identificar formas efectivas para soportar capacidades de TE dentro de la implementación actual de BGP; con el objetivo de determinar que características de dichas soluciones podrían ser implementadas en una alternativa que optimice el proceso de enrutamiento. Entre dichas características se encuentran:

- **Uso del Atributo Local_Preference para Control de Tráfico Saliente:** La manipulación adecuada del atributo Local_Preference permitiría controlar efectivamente el tráfico de salida del dominio. De acuerdo a las características de los enlaces se podría seleccionar aquella ruta que presente mejores condiciones de TE para determinado tipo de tráfico.
- **Uso de Múltiples Puntos de Salida:** De igual forma que lo hace el método de MES, el utilizar varios puntos de salida del dominio para el tráfico que tenga como destino a un AS específico, ayudaría a balancear la carga de los enlaces con el fin de conseguir mejores resultados respecto a la calidad de servicio que requiera el tráfico.

- **Uso del Atributo MED para Control de Tráfico Entrante:** La solución a implementar puede hacer uso de las facilidades que provee el atributo MED para sugerir optar por un punto de entrada al dominio, dicha selección podría basarse en el análisis de los parámetros de red de todos los posibles puntos de entrada, con el objetivo de seleccionar aquel que ofrezca mejores condiciones para el tráfico. Además, pese a que la sugerencia puede o no ser tenida en cuenta por el AS vecino es una opción que puede ser utilizada y por tanto considerada como parte de la solución a implementar.
- **Correlación del Tráfico Entrante y Saliente:** Un desarrollo eficiente y óptimo del proceso de enrutamiento inter dominio requiere no sólo del monitoreo y control del tráfico saliente del AS, sino de modificaciones adicionales respecto a la forma en la que el tráfico entra en la red. Sin embargo, controlar la entrada de tráfico de forma predecible requiere coordinación con los dominios vecinos. De esta forma el resultado de los análisis del tráfico saliente puede ser aplicado por los ASs vecinos para influenciar la forma en la que el tráfico ingresa a la red.
- **Disminución del Tiempo de Convergencia del Protocolo Frente a los Cambios de Ruta:** Es importante reducir el tiempo que tardan los enrutadores en asimilar los cambios en las rutas, ya que como se mostró con anterioridad pueden generarse bucles de enrutamiento dentro del dominio que pueden llevar a altos niveles de congestión, pérdida de paquetes, y en el peor de los casos al colapso de los dispositivos y enlaces.
- **Uso de Valores Umbrales:** Para reducir al mínimo el número de conmutaciones de una ruta a otra se requiere utilizar valores umbrales que además reduzcan el número de mensajes de actualización necesarios para informar a los enrutadores vecinos de los cambios de ruta.

En síntesis, se requiere de una solución que cense las rutas de entrada y salida del dominio de tal forma que se pueda optarse por aquellas que ofrezcan las mejores condiciones de TE y QoS al tráfico saliente, entrante y de tránsito del AS. Además, dicha alternativa debe permitir establecer umbrales de decisión, de tal forma que el cambio de ruta se realice ante variaciones significativas de los parámetros del enlace; con el objetivo de disminuir el tiempo de procesamiento de los enrutadores en la búsqueda de la nueva mejor ruta, y por otro lado evitar que se inunde el dominio con mensajes de actualización ineficaces que generarían una congestión mayor que la que se desea contrarrestar. En otras palabras, el manipular adecuadamente los atributos MED y Local_Preference permitiría controlar efectivamente el tráfico de salida y entrada del dominio, lo que sumado al uso de valores umbrales y el posible balanceo de carga entre diferentes enlaces de salida hacia un dominio como lo hace la técnica de MES podría brindar una solución que optimice el proceso de enrutamiento inter dominio con capacidades de TE.

En conclusión, es evidente que la tarea de encontrar soluciones que permitan aprovechar al máximo los enlaces existentes resulta compleja, en especial porque el enrutamiento con el protocolo BGP se hace de forma distribuida y por tanto dependiente de las políticas particulares de cada dominio, las cuales pueden estar sujetas a consideraciones topológicas, geografías, económicas e incluso una combinación de éstas [52]. Sin embargo, como se ha venido exponiendo, las características más relevantes de las soluciones aquí mostradas podrían ser usadas en conjunto para resolver de manera real el problema del enrutamiento inter dominio con capacidades de TE.

En el siguiente capítulo se plantea una solución que toma en consideración las características mencionadas anteriormente, con el objetivo de cimentar una alternativa en mayor escala que permita direccionar el tráfico en internet de forma óptima y confiable y considerando las particularidades del tráfico que por ésta transita.

CAPÍTULO IV SIMULACIÓN, PRUEBAS Y RESULTADOS

Como se menciona en los capítulos anteriores, la optimización del proceso de enrutamiento encierra varios parámetros de red, entre ellos el retardo y el ancho de banda; de igual forma utiliza métricas de enrutamiento tales como número de saltos, costo y carga de la ruta, entre otras. En particular, este proyecto brinda una alternativa para la optimización del enrutamiento interdominio, considerando el retardo presente en cada uno de los enlaces de la red y asignando un costo a la ruta de acuerdo su valor; para que pueda tomarse la decisión de enrutamiento haciendo uso del atributo Local_Preference del protocolo BGP.

En efecto, uno de los objetivos principales del proceso de enrutamiento óptimo con BGP consiste en enrutar el tráfico por el enlace que presente el menor retardo, consiguiendo de esta forma un mejor desempeño del protocolo y logrando que los paquetes enviados cuenten con las garantías necesarias para llegar a su destino sin contratiempos, evitando así la demora y pérdida de información.

En este capítulo se presentan los resultados obtenidos a partir de la ejecución del protocolo BGP modificado que de aquí en adelante será llamado J2-BGP en ciertos escenarios de simulación. La metodología para las simulaciones consiste en ejecutar primero el protocolo BGP estándar en un escenario que cuenta con características particulares, para luego ejecutar el protocolo modificado conservando dichos aspectos y registrando los resultados obtenidos en los dos casos. De esta forma pueden compararse dichos resultados para establecer si los aportes realizados al protocolo, optimizan su funcionamiento.

La forma de comprobar cual es la ruta elegida por el protocolo se fundamenta en la verificación de las tablas de enrutamiento de cada uno de los enrutadores presentes en la topología, ya que estas contienen las rutas seleccionadas por un enrutador después de ejecutar el protocolo de enrutamiento permitiéndole alcanzar cada destino en la red. La observación y verificación de dichas tablas es posible gracias a los comandos presentes en el simulador SSFnet (ver Anexo A).

Cabe aclarar que los resultados plasmados en este capítulo corresponden a las tablas de enrutamiento de los enrutadores de frontera de mayor relevancia para el estudio de un escenario particular; como por ejemplo el enrutador de un dominio que cuente con un cliente http en su topología, o bien un enrutador que funcione como punto de partida para alcanzar una red específica. Sin embargo las tablas de enrutamiento de todos y cada uno de los enrutadores presentes en cada una de los escenarios estudiados pueden encontrarse en el Anexo A, así como también los códigos en lenguaje DML utilizados para simular cada uno de los escenarios.

4.1. SOLUCIÓN AL PROBLEMA DE ENRUTAMIENTO ÓPTIMO

Como se mencionó anteriormente, el enfoque típico utilizado para enrutar paquetes es el enrutamiento a través del camino más corto, considerando la métrica de número de saltos o utilizando políticas subjetivas por parte del administrador de red; haciendo del proceso de enrutamiento un proceso ineficiente ya que no se consideran parámetros propios de la red en la toma de decisiones de direccionamiento.

Lo mencionado anteriormente puede apreciarse claramente en el diagrama de flujo de la figura 4.1, que representa el funcionamiento del protocolo BGP estándar en un enrutador de frontera.



Figura 4.1 Diagrama de Flujo del Protocolo BGP Estándar.

De ahí que, la solución que se planteó en este trabajo de grado consistió en aplicar una política que optimiza el proceso de enrutamiento analizando el retardo presente en cada enlace; dotando al algoritmo de BGP con capacidades de TE, de tal forma que la decisión de enrutamiento esté basada en el retardo, el cual está presente en la ruta desde el nodo origen al nodo destino; consiguiendo así un proceso de enrutamiento óptimo en términos de este parámetro de red.

Este proceso se resume el diagrama de flujo de la figura 4.2

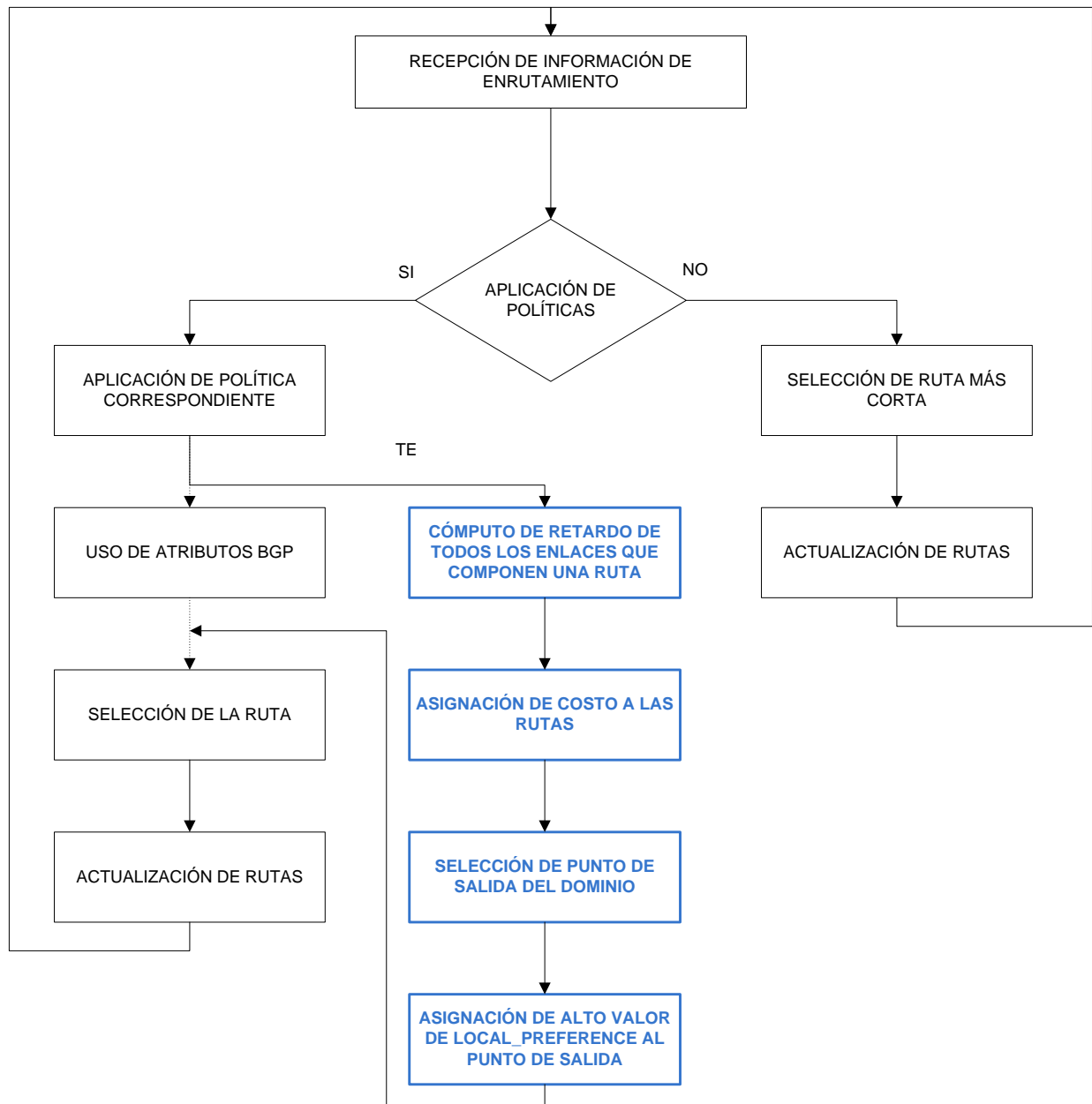


Figura 4.2 Diagrama de Flujo del Protocolo BGP Modificado.

Por lo tanto, para la implementación de dicha solución se tienen en cuenta lo siguientes aspectos:

4.1.1. Retardo de la Ruta

Como se mencionó en el capítulo 2, el retardo total de un enlace , determina cuanto tiempo toma un paquete en ir desde un nodo origen a un nodo destino. Así pues, analizando el valor de éste parametro de red es posible influenciar la desicion de enrutamiento del protocolo BGP, ya

que puede direccionar el tráfico a través de la ruta que presenta menor retardo, conservando el grado de calidad de la información.

Existen ciertos valores del retardo máximo permitidos para algunas aplicaciones. Este valor, está relacionado con el tiempo de propagación de canal, y las colas presentes en los enrutadores [55] [56]. La tabla 4.1 muestra los valores de retardos para algunas aplicaciones.

Tabla 4.1 Retardo Máximo Permitido [55] [56].

APLICACIONES NO-TIEMPO REAL		APLICACIONES TIEMPO REAL		
Cajeros Automáticos	E-mail	Voz	Video conferencia	Video
Chat	FTP			
Telecontrol	Client Server			
0.5 a 2 Sg	0.5 a 60 Sg	< 0.5 Sg	< 0.5 Sg	0.5 a 5 Sg

4.1.2 Costo de la Ruta

Como se mencionó en el capítulo 2, esta métrica está determinada por un valor arbitrario generalmente asignado por el administrador de red, basado en el tipo de tráfico que circula por el enlace, ancho de banda del canal o costo monetario, entre otros. En este caso, el costo de cada enlace, se calcula con base al retardo que el mismo posea, es decir que es inversamente proporcional al retardo presente en el canal; de ahí que, a mayor retardo menor será el costo que presente la ruta y a menor retardo mayor será el costo de la misma.

Por consiguiente, la solución más deseable se establece cuando una ruta presenta un valor de costo mayor, debido a que sus enlaces presentan bajo retardo, deduciendo que ésta posee mejores características con respecto a las otras, haciéndola más eficiente y convirtiéndola en la ruta óptima. Por lo tanto, la optimización del proceso de enrutamiento en este proyecto está ligada directamente al costo de las rutas

4.1.3 El Atributo *LOCAL_PREFERENCE*

Una vez establecidos los costos de cada uno de los enlaces a partir del retardo presente en cada uno de ellos, el atributo *LOCAL_PREFERENCE*, generalmente asignado por el administrador de red, se asigna de forma automática a un punto de salida del AS, aún cuando existan múltiples rutas hacia un destino, ya que el enrutador BGP calcula el grado de preferencia para cada ruta externa basado en la política del valor del costo más alto que presente la ruta, el cual se asigna por una relación inversa al retardo presente en cada canal de la red.

4.2 MODELOS DE RED

Los modelos de red presentados en este capítulo, son modelos hipotéticos y no corresponden a dominios específicos y/o topología presentes en algún lugar; sin embargo dada la gran complejidad de la red es altamente probable que este tipo de escenarios se encuentren presentes en internet o formen parte de escenarios mucho más complejos. Así pues, dichos escenarios procuran mantener la máxima simplicidad posible y pretenden ser utilizados para calificar comparativamente al protocolo J2-BGP frente a su implementación estándar.

Por otra parte, la mayor parte de los ASs presentes en cada una de las topologías o modelos de red posee un solo enrutador de frontera en su interior, esto con el objetivo de simplificar los escenarios.

El tiempo de simulación utilizado en cada uno de los escenarios es de 7000 segundos; dicho valor fue seleccionado ya que permite tomar una buena cantidad de datos especialmente en los escenarios que poseen un cliente y un servidor HTTP.

4.2.1 Modelo de Red 1

El primero de los escenarios de simulación se muestra en la Figura 4.3; como puede verse se compone de 6 ASs con su enrutador de frontera correspondiente. El objetivo de este escenario de simulación consiste en mostrar que existen múltiples trayectos para comunicar a los enrutadores de frontera de los ASs 1 y 2 a través de los ASs de tránsito 3, 4, 5 y 6. De esta forma, existen 4 posibles rutas de comunicación entre el AS 1 y el AS 2; la Ruta 1 a través del AS3, la Ruta 2 a través del AS 4, la Ruta 3 a través del AS5, y finalmente la Ruta 4 que pasa a través del AS6.

Resulta evidente que dichas rutas poseen el mismo número de saltos, por lo cual el protocolo BGP en su versión estándar seleccionará cualquiera de ellas para transmitir información entre los ASs 1 y 2. Por otro lado en la figura puede observarse que los enlaces entre el AS 1 y los ASs 3, 4, 5 y 6 no poseen un valor de retardo determinado, ya que en este caso se implementó una función dentro del algoritmo que permite asignar un valor de retardo aleatorio a cada uno de estos enlaces; de esta manera cada vez que se ejecute el protocolo J2-BGP, los valores de retardo de los enlaces mencionados anteriormente cambiará permitiendo que el protocolo seleccione aquel enlace que presente el menor valor de este parámetro de red.

Esto permitirá no solamente mostrar que el protocolo J2-BGP asigna un valor de Local Preference mayor a aquel enlace de salida del AS que presente el menor retardo, sino además permitirá demostrar que de igual forma que en una situación real los valores de retardo pueden variar aleatoriamente en los enlaces y que la implementación modificada del protocolo puede responder satisfactoriamente ante tales variaciones. Sin embargo cabe aclarar que por impedimentos técnicos propios del simulador no es posible que las variaciones en los valores de retardo se hagan en tiempo real, es decir que cuando se ejecuta la simulación y se genera un valor de retardo aleatoriamente este valor se mantiene hasta que la simulación termina; es decir que puede considerarse que cada ejecución de la simulación se relaciona a un instante de tiempo diferente pero que corresponde al mismo escenario de simulación.

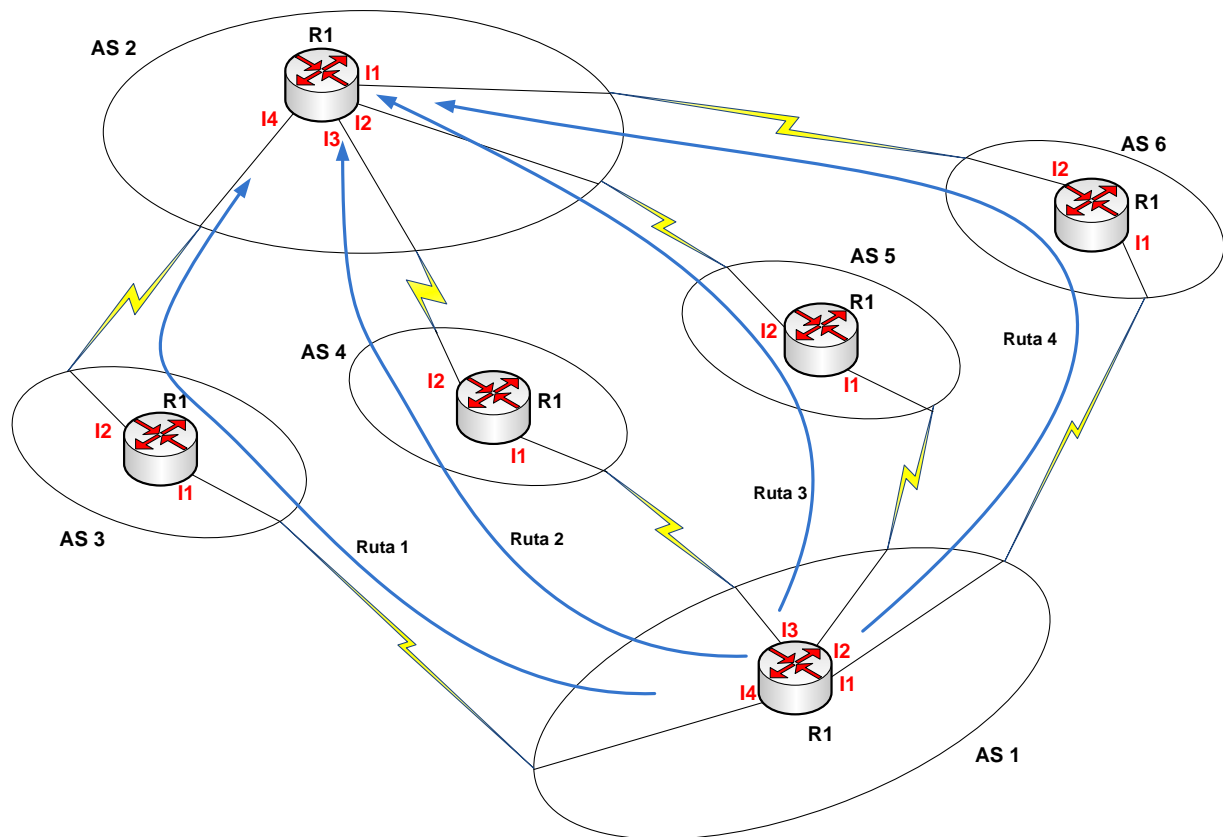


Figura 4.3 Escenario de Simulación 1.

Cabe aclarar que este escenario no va a considerar los retardos de los enlaces entre los ASs 3, 4, 5, 6 y el AS2; así que realmente se seleccionará el enlace con menor valor de retardo para los enlaces adyacentes al AS1.

4.2.2 Modelo de Red 2

Este escenario de simulación mostrado en la Figura 4.4 está conformado por 5 ASs con su enrutador de frontera respectivo. En su mayoría estos dominios están interconectados unos con otros, ya que la excepción la constituyen las parejas de ASs 4 y 2 y los ASs 3 y 1 cuya ruta de comunicación más corta necesariamente debe atravesar un dominio.

A diferencia del escenario de simulación anterior, éste presenta en su topología a un servidor y un cliente http ubicados en los ASs 2 y 1 respectivamente; lo que se pretende es establecer una comunicación entre el cliente y el servidor y observar su comportamiento al ejecutar el protocolo BGP estándar y luego el protocolo J2-BGP.

En el modelo de red 1, se aprecia que el protocolo J2-BGP elige como la ruta de salida para la información aquella cuyo enlace de comunicación entre el AS de partida y los ASs de tránsito posea menor retardo; sin embargo este criterio de decisión no consideraba las características (retardo en este caso) de los enlace entre los ASs de tránsito y el AS destino. Esto debido a que el enrutador de partida no tiene acceso a dicha información directamente y el protocolo BGP

estándar como tal no tiene la capacidad de transmitir este tipo de información entre los enrutadores de frontera de los ASs. Sin embargo gracias a que las pruebas realizadas se llevaron a cabo en un entorno de simulación es posible conocer el retardo total de la ruta, la cual se calcula por la sumatoria de los retardos de cada uno de los enlaces presentes en ella.

De forma real la transmisión de este tipo de información entre los enrutadores puede hacerse mediante el atributo Communities, el cual como se mencionó en el capítulo 3 corresponde y hace parte de la implementación propietaria de Cisco Systems del protocolo BGP, y aunque no se ha utilizado para transmitir información de esta naturaleza es definitivamente posible utilizarlo para tal propósito.

En conclusión para este escenario de simulación y para los escenarios de simulación posteriores va a considerarse no solo el retardo de los enlaces adyacentes sino el retardo total de la ruta a través de la cual puede trasmitirse información entre el AS de partida y el AS de destino.

Ahora bien, en este escenario de simulación existen múltiples rutas para llevar información entre los dominios donde se encuentran ubicados el cliente y el servidor http, estas rutas son las siguientes:

- **Ruta 1:** Conexión directa entre los ASs 1 y 2 a través de un solo enlace.
- **Ruta 2:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través del AS 5 y que posee dos enlaces intermedios.
- **Ruta 3:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través de los ASs 4 y 3 y que posee tres enlaces intermedios.
- **Ruta 4:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través de los ASs 4 y 5 y que posee tres enlaces intermedios.
- **Ruta 5:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través de los ASs 4, 3 y 5 y que posee 4 enlaces intermedios.
- **Ruta 6:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través de los ASs 5, 4 y 3 y que posee cuatro enlaces intermedios.
- **Ruta 7:** Conexión indirecta entre los ASs 1 y 2 a través de los ASs 5 y 3 que posee tres enlaces intermedios.

Resulta preciso aclarar que no podría establecerse una ruta indirecta que comunique a los ASs 1 y 2 y que atravesase en este orden los ASs 5, 3, 4 y 5, ya que como se explicó en capítulos anteriores constituye una de las principales políticas del protocolo BGP dentro de su AS_path o lista de ASs de una ruta el eliminar o no considerar aquellas rutas en las cuales ya esté presente un AS particular; esto precisamente para evitar problemas como los bucles de enrutamiento.

Ahora bien, en la Figura 4.4 únicamente solo se detallan las rutas 1, 2 y 3 ya que estas son las rutas que van a ser consideradas para la simulación en este escenario. Así pues, al ejecutar el protocolo estándar es de esperar que la ruta seleccionada por el mismo para comunicar a los

ASs 1 y 2 sea a través del enlace directo entre estos dominios, ya que evidentemente corresponde a la ruta más corta (menor número de saltos) y la cual se reitera se elige independientemente del valor de retardo del enlace entre los ASs mencionados.

Por otra parte, si se ejecuta el protocolo J2-BGP este seleccionará aquella ruta cuyo retardo total sea menor; para este propósito y al igual que en el escenario de simulación anterior se consideran instantes de tiempo diferentes, cada uno relacionado con una ejecución independiente. En el instante t1 se asignan valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta 1 presente menor retardo que las rutas 2 y 3, para así determinar que efectivamente el protocolo elige esta ruta en comparación con las otras presentes en el escenario. Seguidamente en el instante de tiempo t2 correspondiente a la segunda ejecución del protocolo modificado se asignaran valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta 2 presente menor retardo total que las otras rutas; de igual forma que en el caso anterior se espera que esta ruta sea la seleccionada ya que es la que presenta menores valores de retardo. Finalmente para el instante de tiempo t3 se asignan valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta 3 presente menor retardo que las rutas 1 y 2, esperando que sea esta la ruta seleccionada.

La presencia en este escenario de un cliente y un servidor http sirve además para corroborar los resultados esperados con la selección de la ruta, ya que al comunicarse entre ellos se generan tiempos de comunicación y respuesta en el simulador, al igual que número de paquetes enviados y recibidos y que permitirán corroborar que las rutas elegidas por el protocolo J2-BGP, pese a ser más largas que las elegidas por el protocolo estándar poseen mejores características para la transmisión de información. Concretamente se espera que la información transmitida por la ruta del protocolo J2-BGP (J2-BGP) alcance más rápidamente su destino que la transmitida por la ruta seleccionada por el protocolo BGP estándar.

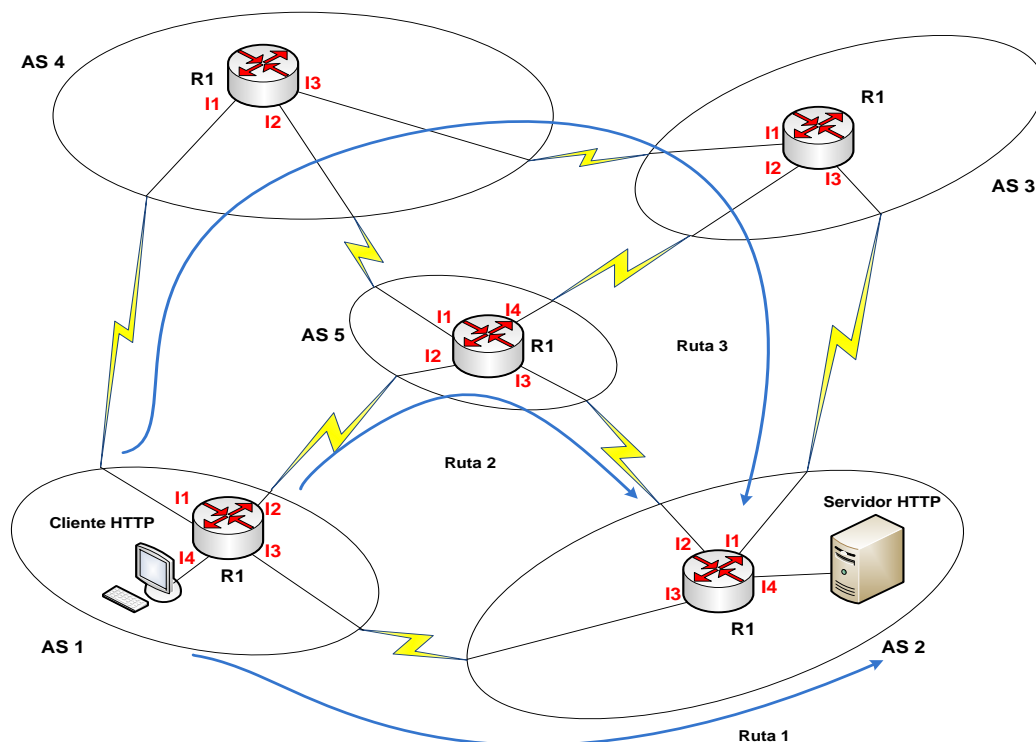


Figura 4.4 Escenario de Simulación 2.

4.2.3 Modelo de Red 3

Este escenario de simulación mostrado en la Figura 4.5 está compuesto por 3 sistemas autónomos interconectados entre sí; al igual que en el caso anterior están presentes un cliente http en los ASs 1 y 2 respectivamente y que permitirán corroborar los resultados obtenidos al ejecutar los protocolos BGP estándar y J2-BGP en el escenario.

La diferencia más notable de este escenario respecto a los anteriores, radica en que unos de los dominios presentes en la topología posee dos enrutadores de frontera en su interior; esto con la finalidad de demostrar que el protocolo J2-BGP no solo funciona eficientemente en su forma de eBGP, sino además que su utilidad de iBGP también puede ser aprovechada de igual forma que en los casos anteriores.

Como se detalla en la Figura 4.5 existen dos posibles rutas para transmitir información entre el AS1 y el AS2, por un lado la ruta de conexión directa entre los dominios y por otro la ruta que pasa a través del AS3. Al ejecutar el protocolo BGP estándar es de esperar que la ruta seleccionada sea la primera, ya que independientemente del valor de retardo del enlace que la compone será elegida porque es la ruta más corta porque únicamente posee un solo salto. Ahora bien al ejecutar el protocolo J2-BGP este evaluará tanto la ruta 1 como la 2, y determinará cual de las dos es la más adecuada seleccionando aquella cuyo retardo total sea menor.

Al igual que en el anterior escenario de simulación se asignan valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta 2 tenga un menor retardo total que la ruta 1 y de esta forma corroborar que efectivamente el protocolo J2-BGP selecciona esta ruta pese a tener que atravesar tres enlaces (2 enlaces externos y 1 enlace interno) frente al enlace de un solo salto de la ruta 1.

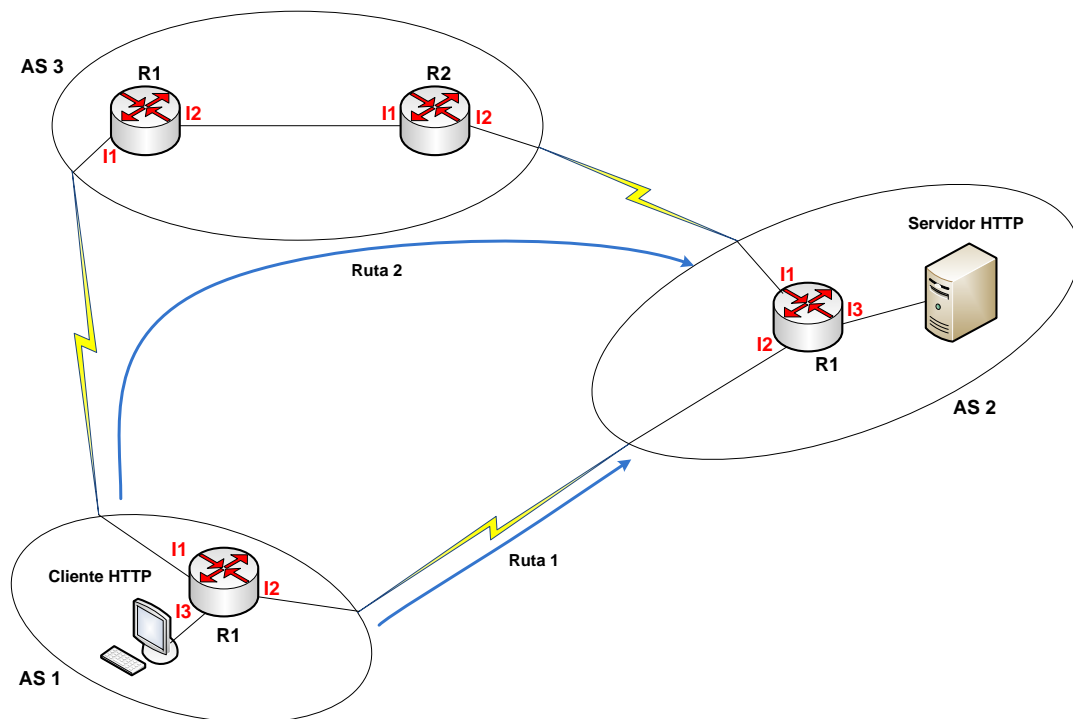


Figura 4.5 Escenario de Simulación 3.

4.2.4 Modelo de Red 4

Este escenario de simulación mostrado en la Figura 4.6 está compuesto por dos AS cada uno con dos enrutadores de frontera. Como puede verse, existen dos posibles rutas de comunicación entre los dos dominios, la ruta 1 que comunica al enrutador R2 del AS1 con el enrutador R2 del AS2 y la ruta 2, que conecta al enrutador R1 del AS1 con el enrutador R1 del AS2.

Por otra parte, este escenario de simulación cuenta con un servidor http que se encuentra conectado al enrutador R2 del AS2; lo que se pretende es posicionar un cliente http en cada uno de los enrutadores del AS1 y verificar el comportamiento del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar en cada uno de estos casos. Cabe aclarar que aunque éste es un escenario de simulación sencillo permite explotar muchas de las posibilidades que ofrece el protocolo J2-BGP, como se vera más adelante.

Por consiguiente, existen dos posibles ubicaciones para el cliente http; la primera, en la que se tiene el cliente http conectado al enrutador R2 del AS1 y la segunda en la cual el cliente http está conectado al enrutador R1 del AS1. A continuación se detalla cada uno de los casos mencionados:

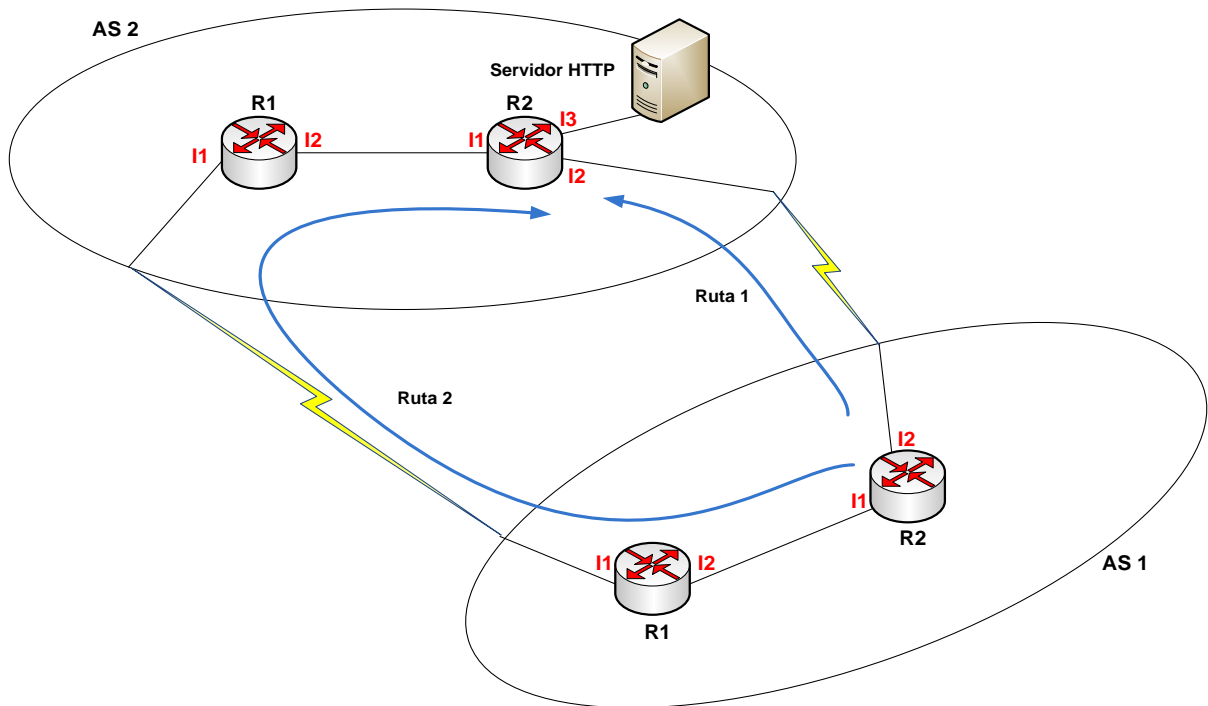


Figura 4.6 Escenario de Simulación 4.

4.2.4.1 Caso 1: cliente http conectado al enrutador R2 del AS1

Este caso particular del escenario de simulación, contiene un cliente http conectado al enrutador de frontera R2 del AS1. Como puede verse en la Figura 4.7, existen dos posibles rutas a través de las cuales puede transmitirse información entre el servidor y el cliente http; la ruta 1 que se

establece través de un enlace de conexión directa entre los enrutadores de frontera R2 del AS1 y R2 del AS2; y la ruta 2 la cual pese a ser formada también por una conexión directa entre los dos dominios no tiene como punto de salida al enrutador R2 del AS1 sino al enrutador de frontera R1 del mismo AS, y que tiene como punto de entrada al AS2 el enrutador de frontera R1. En conclusión la ruta 1 está formada por un solo enlace, mientras que la ruta 2 esta compuesta por tres enlaces, 1 enlace interno en cada uno de los dominios y el enlace de interconexión entre ellos.

Al ejecutar el protocolo BGP estándar, es de esperar que la ruta seleccionada por este sea la ruta 1 ya que es la ruta más corta y de conexión directa entre los enrutadores que tiene conectados al cliente y al servidor http. Sin embargo, al ejecutar el protocolo J2-BGP este evaluará tanto la ruta 1 como la 2, y determinará cual de las dos rutas es la más adecuada seleccionando aquella cuyo retardo total sea menor.

De igual forma que en los escenarios de simulación anteriores, se asignan valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta 2 tenga un menor retardo total que la ruta 1 y de esta forma corroborar que efectivamente el protocolo J2-BGP selecciona esta ruta pese a tener mayor número de enlaces que la ruta 1.

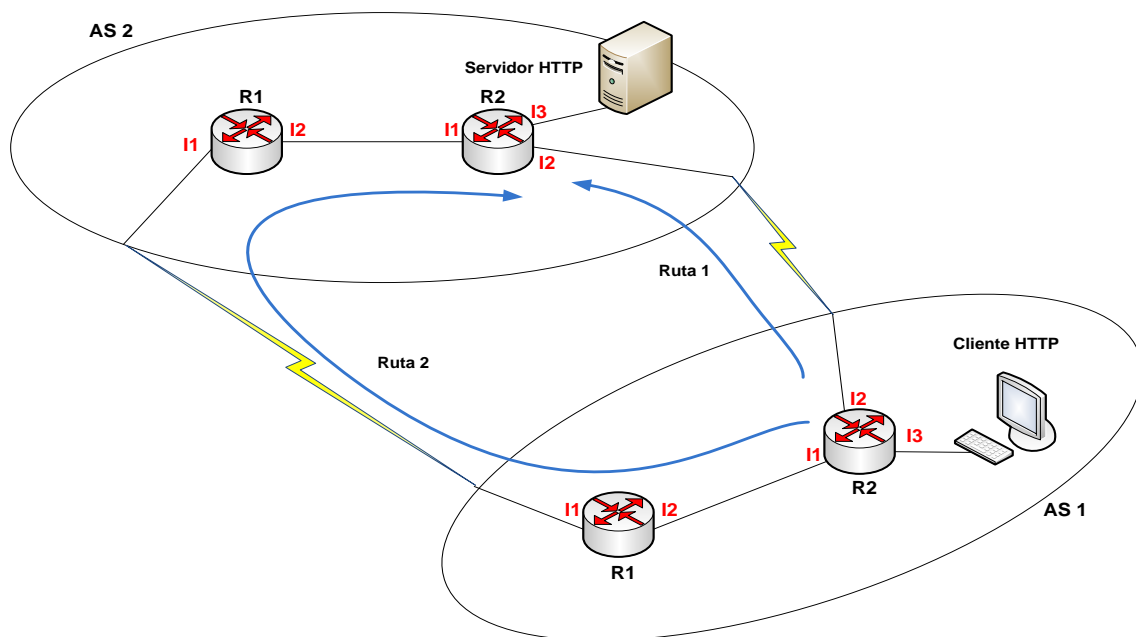


Figura 4.7 Escenario de Simulación 4.Caso 1.

4.2.4.2 Caso 2: cliente http conectado al enrutador R1 del AS1.

Este caso considera un cliente http conectado al enrutador R1 del AS1; tal como puede verse en la Figura 4.8 existen dos posibles rutas de comunicación que permiten transferir información entre el servidor y cliente http. Estas son, la ruta 1 cuyo punto de salida desde el AS1 es a través del enrutador de frontera R1 conformada por dos enlaces (1 enlace interno en el AS2 y un enlace externo entre los dos dominios); y la ruta 2 cuyo punto de salida visto desde el AS1 es el enrutador de frontera R2 y consta de igual manera de dos enlaces (1 enlace externo entre

los dos dominios y 1 enlace interno en el AS1). En conclusión existen 2 rutas de comunicación con igual número de enlaces que permiten establecer la interacción entre el cliente y el servidor http. De esta forma, es de esperar que al ejecutar el protocolo BGP estándar este seleccione cualquiera de estas dos rutas, en este caso el criterio de selección evidentemente no será cuál de ellas es la más corta sino que debe analizarse cual de los pasos mostrados en el capítulo 1 de los criterios de decisión para la selección de la ruta es el que finalmente prevalece para tomar dicha selección. En este caso se realizara dicho análisis para esclarecer este asunto.

Por otra parte, al ejecutar el protocolo J2-BGP, éste determina cual es la mejor ruta comparando el retardo total de ellas; y al igual que en los escenarios de simulación anteriores, se asignan valores de retardo a los enlaces de tal forma que la ruta seleccionada sea aquella que presente el menor valor. En este caso se asignan valores de retardo de tal forma que en t1 el protocolo J2-BGP, seleccione la ruta 1, y en t2 seleccione la ruta 2; esto con el fin de demostrar que efectivamente la selección de la mejor ruta al igual que en los escenarios de simulación anteriores se hace teniendo en cuenta el menor retardo total de la ruta.

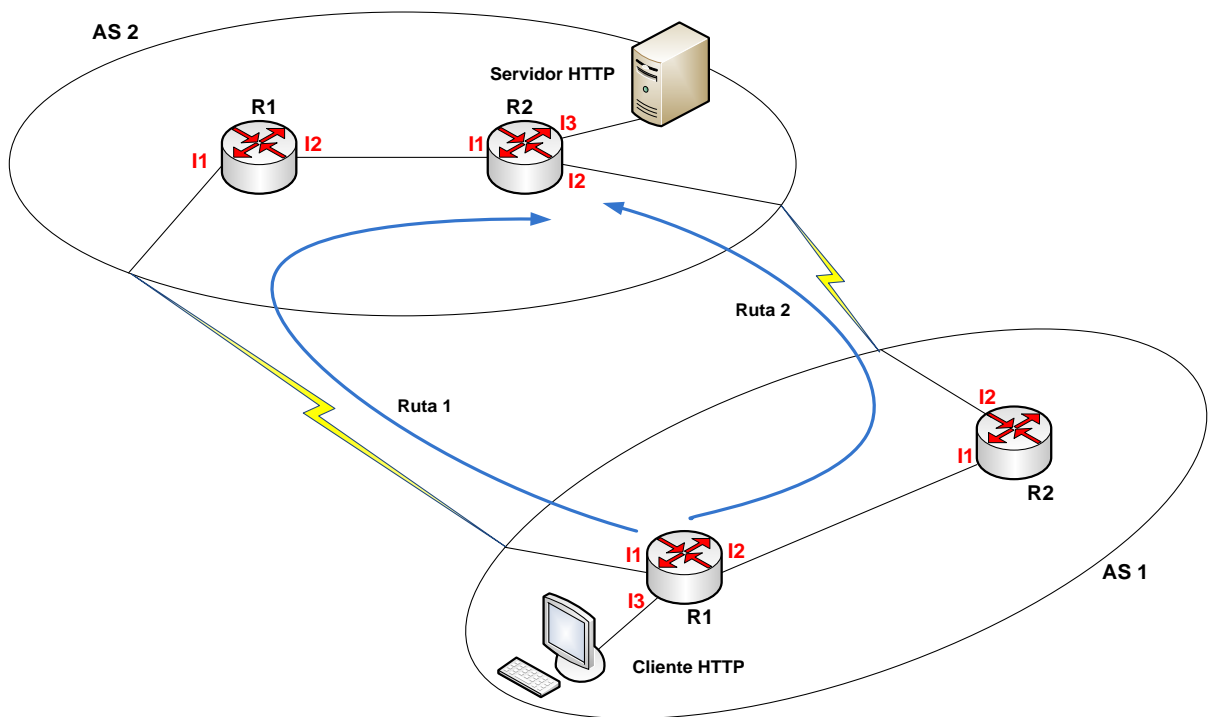


Figura 4.8 Escenario de Simulación 4.Caso 2.

4.3. SIMULACIONES

En esta sección se muestran los resultados obtenidos a partir de las simulaciones realizadas sobre los modelos de red expuestos en la sección 4.2, bajo la influencia del protocolo BGP estándar y el protocolo J2-BGP.

Para todos los escenarios de simulación se muestran las tablas de enrutamiento de los enrutadores de los ASs de origen y destino, y particularmente en los escenarios que incluyan un cliente y un servidor, se muestran los tiempos de comunicación de la información transmitida entre ellos; además se muestran gráficas comparativas de los resultados de dichas comunicaciones al ejecutar el protocolo BGP estándar y el J2-BGP

4.3.1. Escenario 1

4.3.1.1. Protocolo BGP estándar

La Figura 4.9 muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo BGP estándar; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2, teniendo como origen al AS1, es a través del AS3. Esto se observa en la primera fila de la columna *ASPathNHI*.

El protocolo BGP estándar seleccionó esta ruta en base al criterio de decisión, de preferir la primera ruta aprendida de sus vecinos [57], sin tener en cuenta en ningún momento el retardo presente en el canal; ya que como puede verse en la tabla 4.2 éste es el que mayor retardo posee.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2              3:1(1)         -      -      - 3 2
~# 1:1 | *> 1              self           -      -      -          i
~# 1:1 | *> 3              3:1(1)         -      -      - 3
~# 1:1 | *> 4              4:1(1)         -      -      - 4
~# 1:1 | *> 5              5:1(1)         -      -      - 5
~# 1:1 | *> 6              6:1(1)         -      -      - 6

```

Figura 4.9 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 1.

Tabla 4.2 Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 1.

	<i>Enlace A</i>	<i>Enlace B</i>	<i>Enlace C</i>	<i>Enlace D</i>
Retardo (mseg)	0.3	0.1	0.25	0.2

4.3.1.2 Protocolo J2-BGP

4.3.1.2.1 Protocolo J2- BGP en t1

La Figura 4.10 muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; puede verse que la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 teniendo como origen al AS1, es a través del AS3. Esto se observa en la primera fila de la columna *ASPathNHI*. La diferencia respecto a la selección realizada por el protocolo BGP estándar, radica en que el protocolo J2-BGP seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo *Local_Preference* (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual esta directamente relacionado con un bajo retardo de la misma; ya que como se ve en la tabla 4.3, los otros enlaces de salida presentan valores de retardo mayores.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI NextHopNHI Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2 3:1(1) - 100 - 3 2
~# 1:1 | *> 1 self - - - i
~# 1:1 | *> 3 3:1(1) - 100 - 3
~# 1:1 | *> 4 4:1(1) - - - 4
~# 1:1 | *> 5 5:1(1) - - - 5
~# 1:1 | *> 6 6:1(1) - - - 6

```

Figura 4.10 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t1 Escenario 1.

Tabla 4.3 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t1.

	Enlace A	Enlace B	Enlace C	Enlace D
Retardo (mseg)	0.1	0.2	0.25	0.3

4.3.1.2.2 Protocolo J2-BGP en t2

La Figura 4.11 muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2, teniendo como origen al AS1, es a través del AS4. Esto se observa en la primera fila de la columna ASPathNHI. El protocolo J2-BGP, seleccionó el enlace con menor retardo como puede verse en la tabla 4.4.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI NextHopNHI Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2 4:1(1) - 100 - 4 2
~# 1:1 | *> 1 self - - - i
~# 1:1 | *> 3 4:1(1) - 100 - 4 2 3
~# 1:1 | *> 4 4:1(1) - 100 - 4
~# 1:1 | *> 5 5:1(1) - - - 5
~# 1:1 | *> 6 4:1(1) - 100 - 4 2 6

```

Figura 4.11 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t2 Escenario 1.

Tabla 4.4 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t2.

	Enlace A	Enlace B	Enlace C	Enlace D
Retardo (mseg)	0.3	0.1	0.2	0.25

4.3.1.2.3 Protocolo J2-BGP en t3

La Figura 4.12 muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2, teniendo como origen al AS1, es a través del AS5. Esto se observa en la primera fila de la columna ASPathNHI. El protocolo J2-BGP, seleccionó el enlace con menor retardo como puede verse en la tabla 4.5.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2                5:1(1)          -      200      - 5 2
~# 1:1 | *> 1                self            -      -        -          i
~# 1:1 | *> 3                5:1(1)          -      200      - 5 2 3
~# 1:1 | *> 4                4:1(1)          -      -        - 4
~# 1:1 | *> 5                5:1(1)          -      200      - 5
~# 1:1 | *> 6                5:1(1)          -      200      - 5 2 6

```

Figura 4.12 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t3 Escenario 1.

Tabla 4.5 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t3.

	<i>Enlace A</i>	<i>Enlace B</i>	<i>Enlace C</i>	<i>Enlace D</i>
Retardo (mseg)	0.25	0.3	0.1	0.2

4.3.1.2.4 Protocolo J2-BGP en t4

La Figura 4.13 muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2, teniendo como origen al AS1, es a través del AS6. Esto se observa en la primera fila de la columna ASPathNHI. Como en los tres casos anteriores el protocolo J2-BGP, seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo Local_Preference (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual se relaciona directamente con un bajo retardo de la misma, como puede verse en la tabla 4.6.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2                6:1(1)          -      100      - 6 2
~# 1:1 | *> 1                self            -      -        -          i
~# 1:1 | *> 3                3:1(1)          -      -        - 3
~# 1:1 | *> 4                4:1(1)          -      -        - 4
~# 1:1 | *> 5                5:1(1)          -      -        - 5
~# 1:1 | *> 6                6:1(1)          -      100      - 6

```

Figura 4.13 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP en t4 Escenario 1.

Tabla 4.6 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 1 en t4.

	<i>Enlace A</i>	<i>Enlace B</i>	<i>Enlace C</i>	<i>Enlace D</i>
Retardo t1 (mseg)	0.2	0.25	0.3	0.1

4.3.2 Escenario 2

4.3.2.1 Protocolo BGP estándar

La Figura 4.14, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo BGP estándar; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.4, es decir la conexión directa entre los dominios. Esto se observa en la segunda fila de la columna ASPathNHI.

El protocolo BGP estándar seleccionó esta ruta en base al criterio de decisión, de preferir la ruta con la menor longitud de ASpath es decir, la ruta mas corta, sin tener en cuenta en ningún momento el retado presente en el canal, aun cuando éste presenta el mayor retardo, ver tabla 4.7.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 3              2:1(3)         -      -      - 2 3
~# 1:1 | *> 2              2:1(3)         -      -      - 2
~# 1:1 | *> 4              4:1(1)         -      -      - 4
~# 1:1 | *> 1              self           -      -      -
~# 1:1 | *> 5              5:1(2)         -      -      - 5
.....

```

Figura 4.14 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 2.

Tabla 4.7 Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 2.

	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.3
Ruta 2	0.02
Ruta 3	0.03

4.3.2.2 Protocolo J2-BGP

4.3.2.2.1 Protocolo J2-BGP en t1

La Figura 4.15, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.4, es decir la conexión directa entre los dominios. Esto se observa en la segunda fila de la columna ASPathNHI. La diferencia respecto a la selección realizada por el protocolo BGP estándar, radica en que el protocolo J2-BGP, seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo Local_Preference (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual esta directamente relacionado con un bajo retardo de la misma; como puede verse en la tabla 4.8, donde las rutas 2 y 3 presentan valores de retardo mayores que la ruta 1.


```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 3                2:1(3)          -      100      - 2 3
~# 1:1 | *> 2                2:1(3)          -      100      - 2
~# 1:1 | *> 4                2:1(3)          -      100      - 2 3 4
~# 1:1 | *> 1                self            -      -        -
~# 1:1 | *> 5                2:1(3)          -      100      - 2 5
.....

```

Figura 4.15 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t1.

Tabla 4.8 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t1.

	Retardo Total (mseg)
Ruta 1	0.01
Ruta 2	0.31
Ruta 3	0.32

4.3.2.2 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t1

La tabla 4.9 detalla los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 2 en el instante t1. Además, esta tabla muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP.

Las pruebas realizadas se hicieron de tal forma que el cliente y el servidor intercambiaran la misma cantidad de paquetes tanto en la ejecución del protocolo BGP estándar como en la del protocolo J2-BGP; esto con el objetivo de determinar inequívocamente cual de los dos protocolos selecciona la ruta a través de la cual la información llega más rápidamente.

Como puede observarse, en todas y cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo inclusive que pueda enviarse mayor cantidad de paquetes que la que el protocolo BGP estándar soporta, en el mismo tiempo de simulación; esto puede apreciarse en las últimas dos filas de la tabla 4.9.

Tabla 4.9 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t1.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
11083	38,845579020	11083	33,885579020
3229	2,108980292	3229	0,248980292
332547	190,459673808	332547	178,679673808
34901	63,322553880	34901	48,442553880

9138	2,814207486	9138	0,334207486
7360	2,812820463	7360	0,332820463
137513	766,668670286	137513	699,708670286
42462	264,888634294	42462	246,288634294
666388	1544,201091059	666388	1389,201091059
2713	2,108586615	2713	0,248586615
4938	35,667693302	4938	31,947693302
8925	5,557840282	8925	1,217840282
295255	410,591217308	295255	364,091217308
15182	527,201896819	15182	519,761896819
185182	673,731453179	185182	622,271453179
26838	47,955564271	26838	36,795564271
36894	175,935652804	36894	155,475652804
145762	184,801987404	145762	126,521987404
		206518	458,361890796
		95428	128,975302083

La Figura 4.16, representa una imagen comparativa de la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en los datos mostrados en la tabla 4.9. Resulta evidente que los tiempos utilizados para la comunicación entre el servidor y el cliente HTTP a través de la ruta seleccionada por el protocolo J2-BGP respecto a la ruta seleccionada por el protocolo BGP estándar son menores en todos los casos. Esto indiscutiblemente porque el protocolo J2-BGP seleccionó la mejor ruta de acuerdo al menor retardo.

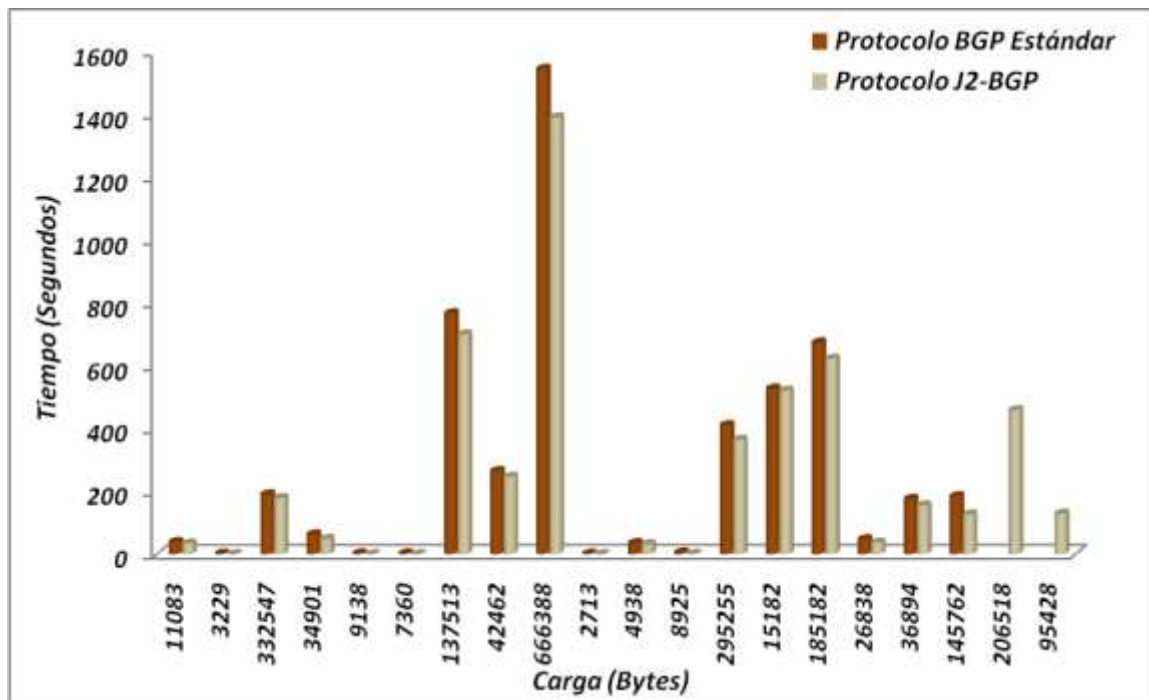


Figura 4.16 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t1.

4.3.2.2.3 Protocolo J2-BGP en t2

La Figura 4.17, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 2 de la Figura 4.4, es decir la ruta establecida a través del AS5. Esto se observa en la segunda fila de la columna ASPathNHI. En este caso el protocolo J2-BGP, seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo Local_Preference (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual esta directamente relacionado con un bajo retardo de la misma; como puede verse en la tabla 4.10, donde las rutas 1 y 3 presentan valores de retardo mayores que la ruta 2.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 3              5:1(2)         -      100   - 5 3
~# 1:1 | *> 2              5:1(2)         -      100   - 5 2
~# 1:1 | *> 4              5:1(2)         -      100   - 5 4
~# 1:1 | *> 1              self           -      -     -   -
~# 1:1 | *> 5              5:1(2)         -      100   - 5

```

Figura 4.17 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t2.

Tabla 4.10 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t2.

	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.2
Ruta 2	0.02
Ruta 3	0.32

4.3.2.2.4 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t2

La tabla 4.11 detalla los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 2 en instante t2. Además, esta tabla muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP.

Al igual que en caso anterior (instante t1), las pruebas realizadas se hicieron de tal forma que el cliente y el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes tanto en la ejecución del protocolo BGP estándar como en la del protocolo J2-BGP; para determinar cual de los dos protocolos selecciona la mejor ruta. En todas las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo además que pueda transmitirse mayor cantidad de paquetes en igual tiempo de simulación; esto puede apreciarse en las últimas dos filas de la tabla 4.11.

Tabla 4.11 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t2.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
11083	38,845579020	11083	33,975328733
3229	2,108980292	3229	0,282815153
332547	190,459673808	332547	178,898256353
34901	63,322553880	34901	48,714758646
9138	2,814207486	9138	0,379829260
7360	2,812820463	7360	0,378442237
137513	766,668670286	137513	700,926950346
42462	264,888634294	42462	246,627371239
666388	1544,201091059	666388	1392,032683412
2713	2,108586615	2713	0,282421476
4938	35,667693302	4938	32,015363024
8925	5,557840282	8925	1,296709454
295255	410,591217308	295255	364,942267661
15182	527,201896819	15182	519,896612178
185182	673,731453179	185182	623,213534984
26838	47,955564271	26838	36,998595561
36894	175,935652804	36894	155,848527497
145762	184,801987404	145762	127,585212377
		206518	458,907224246
		95428	129,327154981

La Figura 4.18, representa una imagen comparativa de la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en los datos mostrados en la tabla 4.11. De la misma manera que en el instante t1 los tiempos utilizados para la comunicación entre el servidor y el cliente HTTP a través de la ruta seleccionada por el protocolo J2-BGP respecto a la ruta seleccionada por el protocolo BGP estándar son menores. Esto indica que el protocolo J2-BGP seleccionó la mejor ruta de acuerdo al menor retado.

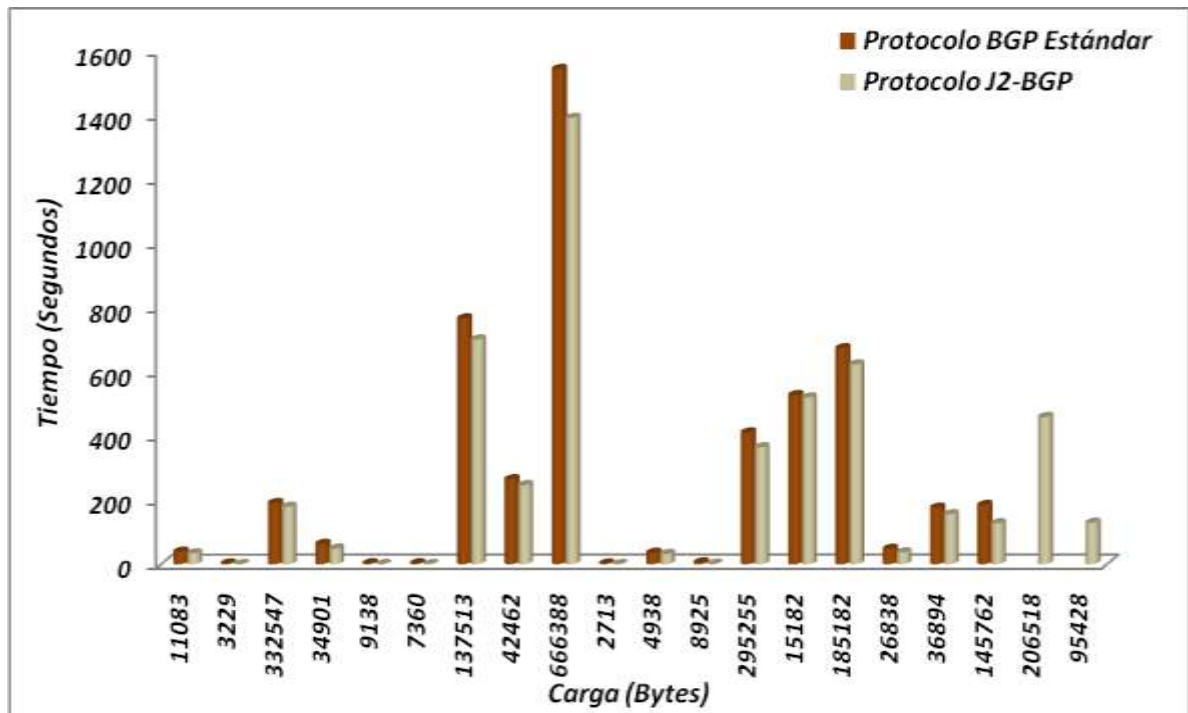


Figura 4.18 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t2.

4.3.2.2.5 Protocolo J2-BGP en t3

La Figura 4.19, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 3 de la Figura 4.4, es decir la ruta establecida a través del AS4 y el AS3. Esto se observa en la segunda fila de la columna ASPathNHI. De la misma manera que en los casos anteriores (instantes t1 y t2), el protocolo J2-BGP seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo Local_Preference (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual está directamente relacionado con un bajo retardo de la misma; como puede verse en la tabla 4.12, donde las rutas 1 y 2 presentan valores de retardo mayores que la ruta 3.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 3                4:1(1)          -      100    - 4 3
~# 1:1 | *> 2                4:1(1)          -      100    - 4 3 2
~# 1:1 | *> 4                4:1(1)          -      100    - 4
~# 1:1 | *> 1                self            -      -      -
~# 1:1 | *> 5                4:1(1)          -      100    - 4 5
.....

```

Figura 4.19 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t3.

Tabla 4.12 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t3.

	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.3
Ruta 2	0.25
Ruta 3	0.03

4.3.2.2.6 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t3

La tabla 4.13 detalla los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 2 en el instante t3. Además, esta tabla muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP.

De igual forma que en los casos anteriores, las pruebas realizadas se hicieron de tal forma que el cliente y el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes tanto en la ejecución del protocolo BGP estándar como en la del protocolo J2-BGP; esto con el fin de establecer cual de los protocolos selecciona la ruta más eficiente.

Como puede observarse, en cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo que se puedan enviar mayor cantidad de paquetes en el mismo periodo de simulación; esto puede apreciarse en las últimas dos filas de la tabla 4.13.

Tabla 4.13 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t3.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
11083	38,845579020	11083	34,065078446
3229	2,108980292	3229	0,316650014
332547	190,459673808	332547	179,116838898
34901	63,322553880	34901	48,986963412
9138	2,814207486	9138	0,425451034
7360	2,812820463	7360	0,424064011
137513	766,668670286	137513	702,145230406
42462	264,888634294	42462	246,966108184
666388	1544,201091059	666388	1394,864275765
2713	2,108586615	2713	0,316256337
4938	35,667693302	4938	32,083032746
8925	5,557840282	8925	1,375578626
295255	410,591217308	295255	365,793318014
15182	527,201896819	15182	520,031327537
185182	673,731453179	185182	624,155616789

26838	47,955564271	26838	37,201626851
36894	175,935652804	36894	156,221402190
145762	184,801987404	145762	128,648437350
		206518	459,452557696
		95428	129,679007879

La Figura 4.20, representa una imagen comparativa de la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en los datos mostrados en la tabla 4.13.

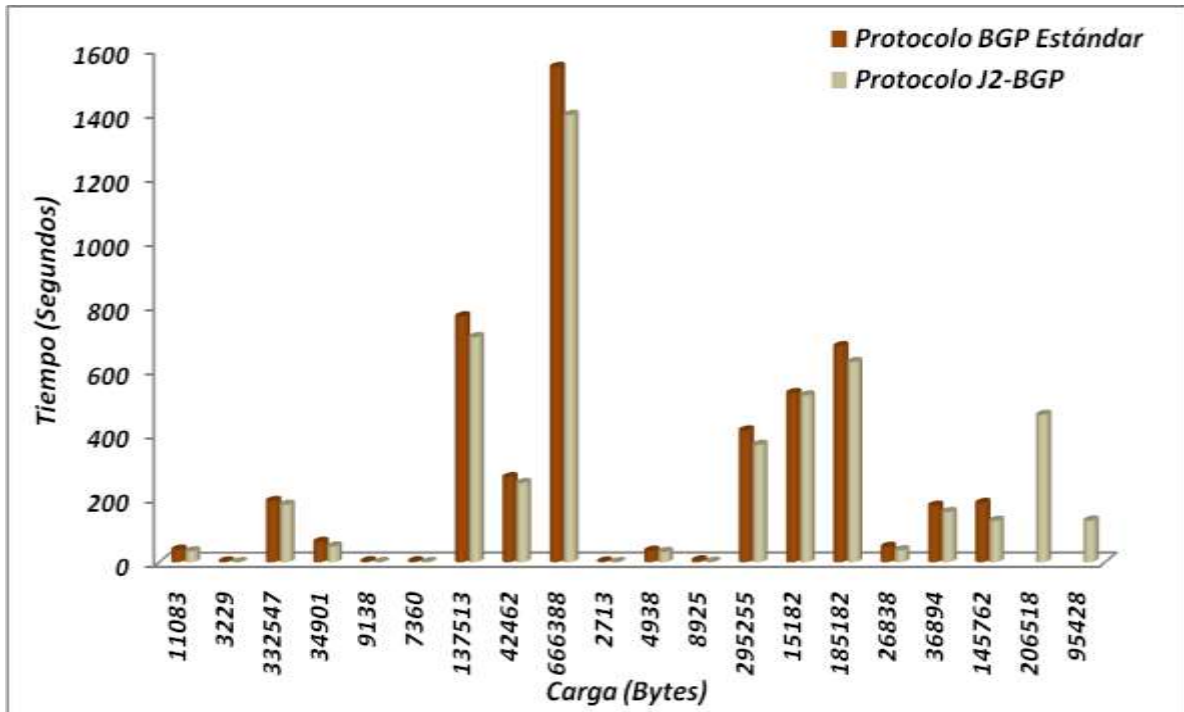


Figura 4.20 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 2 en t3.

4.3.3 Escenario 3

4.3.3.1 Protocolo BGP estándar

La Figura 4.21, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo BGP estándar; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.5, es decir la conexión directa entre los dominios. Esto se observa en la primera fila de la columna ASPathNHI.

El protocolo BGP estándar seleccionó esta ruta con base al criterio de decisión de preferir la ruta con la menor longitud de ASpath, sin considerar el retado presente en la misma, aún cuando esta presenta el mayor valor respecto a las otras rutas, tal como puede verse en la tabla 4.14.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI NextHopNHI Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2 2:1(2) - - - 2
~# 1:1 | *> 3 3:1(1) - - - 3
~# 1:1 | *> 1 self - - - i
.....

```

Figura 4.21 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 3.

Tabla 4.14 Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 3.

	<i>Retardo Enlace 1</i>	<i>Retardo Enlace 2</i>	<i>Retardo Enlace 3</i>	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.3	--	--	0.3
Ruta 2	0.02	0.01	0.02	0.05

4.3.3.2 Protocolo J2-BGP

La Figura 4.22, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 2 de la Figura 4.5, es decir la ruta establecida a través del AS3. Esto se observa en la primera fila de la columna ASPathNHI. En este caso el protocolo J2-BGP seleccionó el punto de salida del dominio por medio de la asignación de un alto valor al atributo Local_Preference (100) asociado a un alto costo de la ruta, el cual esta directamente relacionado con un bajo retardo de la misma; como puede verse en la tabla 4.14, donde la ruta 1 presenta valor de retardo total mayor que la ruta 2.

Cabe mencionar que en este caso el protocolo J2-BGP consideró también el retardo del enlace interno del AS3 que conecta a los enrutadores R1 y R2 para la selección de la mejor ruta. En consecuencia, se demuestra que este protocolo tiene la capacidad de considerar no solo los enlaces eBGP entre los enrutadores de frontera de diferentes dominios, sino además los enlaces iBGP que interconectan enrutadores de frontera de un mismo AS.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI NextHopNHI Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2 3:1(1) - 100 - 3 2
~# 1:1 | *> 3 3:1(1) - 100 - 3
~# 1:1 | *> 1 self - - - i
.....

```

Figura 4.22 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 3.

4.3.3.3 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP

La tabla 4.15 detalla los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 3. Además, muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP. Las pruebas se realizaron de tal forma que el cliente y el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes para las dos versiones del protocolo BGP, en el mismo tiempo de simulación.

Como puede apreciarse, en cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo que se puedan enviar mayor cantidad de paquetes; esto puede verse en las últimas dos filas de la tabla 4.15.

Tabla 4.15 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 3.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
11083	38,365579020	11083	35,825078446
3229	1,928980292	3229	0,976650014
332547	189,319673808	332547	183,296883911
34901	61,882553880	34901	54,669634120
9138	2,574207486	9138	1,305451034
7360	2,572820463	7360	1,304064011
137513	760,188670286	137513	725,905230406
42462	263,088634294	42462	253,566108184
666388	1529,201091059	666388	1449,864275765
2713	1,928586615	2713	0,976256337
4938	35,307693302	4938	33,403032746
8925	5,137840282	8925	2,915578626
295255	406,091217308	295255	382,293318014
15182	526,481896819	15182	522,671327537
185182	668,751453179	185182	642,415616789
26838	46,875564271	26838	41,161626851
36894	173,955652804	36894	163,481402190
145762	179,161987404	145762	149,328437350
		206518	470,012557696
		95428	136,499007879

La Figura 4.23, representa una imagen comparativa de la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en los datos mostrados en la tabla 4.15.

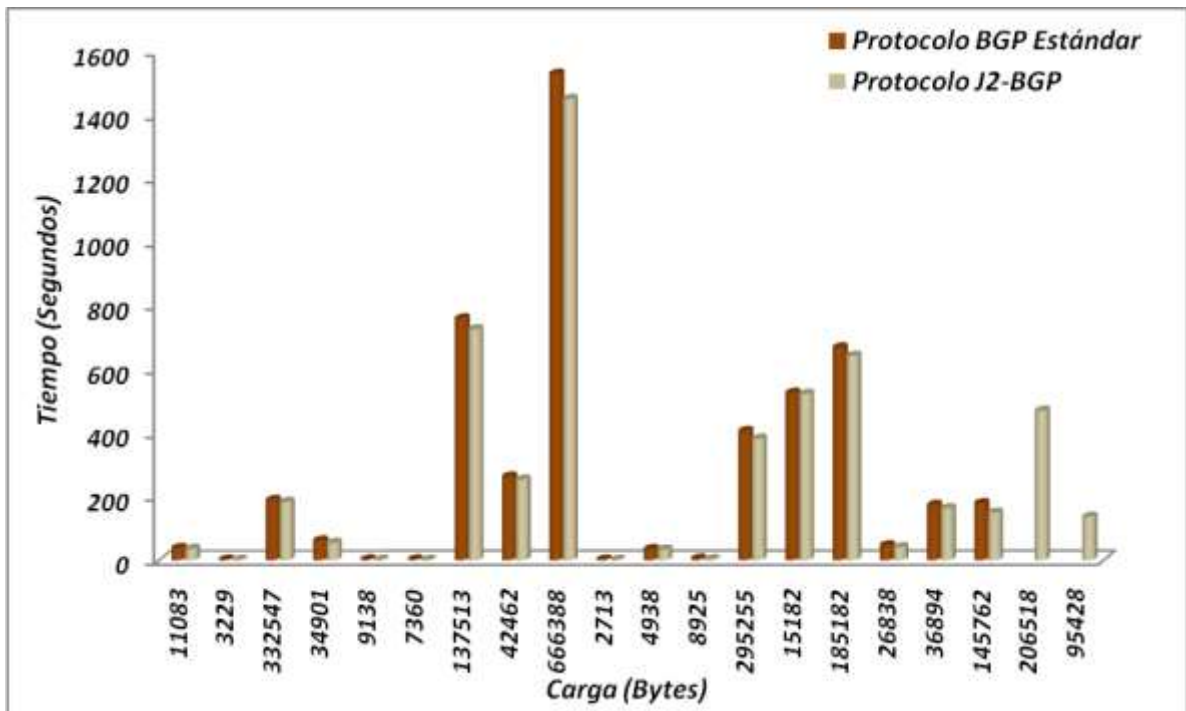


Figura 4.23 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 3.

4.3.4 Escenario 4

4.3.4.1 Caso 1: cliente http conectado al enrutador R2 del AS1

4.3.4.1.1 Protocolo BGP estándar

En Figura 4.24, se muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R2 perteneciente al AS1 después de ejecutar el protocolo BGP estándar; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.7. Esto se observa en la primera fila de la columna *ASPathNHI*. Sin embargo en este escenario de simulación es crucial considerar la información suministrada por la columna *NextHopNHI* de cada enrutador, ya que en este caso se tienen dos posible puntos de salidas del dominio para llegar al AS2, con la consideración de que el valor del *ASPathNHI* sería el mismo para ambos; no obstante, la columna *NextHopNHI* ofrece una idea precisa del punto de salida del dominio, ya que identifica con claridad el siguiente salto en la ruta, precisando el dominio, el enrutador y la interfaz.

En este caso el protocolo BGP estándar seleccionó la ruta 1 con base al criterio de preferencia de una ruta externa a una interna para salida del dominio [57], sin tener en cuenta en ningún instante el retado presente en el canal, aún cuando éste tenga un alto valor, ver tabla 4.16.

```

..... bgp@1:2 wrap-up .....
.....
~# 1:2 --- Loc-RIB at bgp@1:2:
~# 1:2 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:2 | *> 2                2:2(2)         -      -      - 2
~# 1:2 | *> 1                self           -      -      -      i
.....

```

Figura 4.24 Tabla de Enrutamiento Enrutador R2 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 1.

Tabla 4.16 Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 1.

	Retardo Enlace 1	Retardo Enlace 2	Retardo Enlace 3	Retardo Total (mseg)
Ruta 1	0.3	--	--	0.3
Ruta 2	0.02	0.03	0.01	0.06

4.3.4.1.2 Protocolo J2-BGP

La Figura 4.25, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R2 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP. Como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 2 de la Figura 4.7 (la cual presenta menor retardo como se ve en la tabla 4.16), es decir la ruta establecida a través del enrutador de frontera R1 del AS1; esto puede verse en la primera fila de la columna *NextHopNHI*. En este caso el protocolo J2-BGP asigno un alto valor al atributo Local_Preference para la interfaz I1 del enrutador R2 del AS1, forzando a seleccionar como salida del dominio la interfaz I1 del enrutador R1.

```

..... bgp@1:2 wrap-up .....
.....
~# 1:2 --- Loc-RIB at bgp@1:2:
~# 1:2 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:2 | *> 2                1:1(2)         -      100     - 2      i
~# 1:2 | *> 1                self           -      -      -      i
.....

```

Figura 4.25 Tabla de Enrutamiento Enrutador R2 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 1.

4.3.4.1.3 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP

La tabla 4.17 detalla los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 4. Además, muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP. Las pruebas se realizaron de tal forma que el cliente y el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes para las dos versiones del protocolo BGP, en el mismo tiempo de simulación.

De igual forma que en los casos anteriores, en cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar,

permitiendo que se puedan enviar mayor cantidad de paquetes; esto puede verse en las últimas dos filas de la tabla 4.17.

Tabla 4.17 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 1.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
10931	63,029710567	10931	59,688623837
55443	91,914146265	55443	81,893937831
206334	950,409680008	206334	871,628997004
60264	26,508872298	60264	14,576712222
159035	892,450335975	159035	840,419022471
77848	526,936226512	77848	502,109389100
22907	115,412206049	22907	104,428053655
2307	3,008276861	2307	1,575946583
2510	3,008431738	2510	1,576101460
25095	114,246458863	25095	107,087048987
32423	261,651002297	32423	250,670605093
70697	213,671013410	70697	194,577363686
38679	266,026721143	38679	252,658271135
142388	331,211095016	142388	317,849799852
3721	3,009355658	3721	1,577025380
5775	4,011391026	5775	2,102291252
5057	4,010238004	5057	2,100042648
38978	63,198851092	38978	48,878600068
41612	205,139934358	41612	193,684092120
		489383	703,234864719

En la Figura 4.26, se representa gráficamente la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en los datos mostrados en la tabla 4.17.

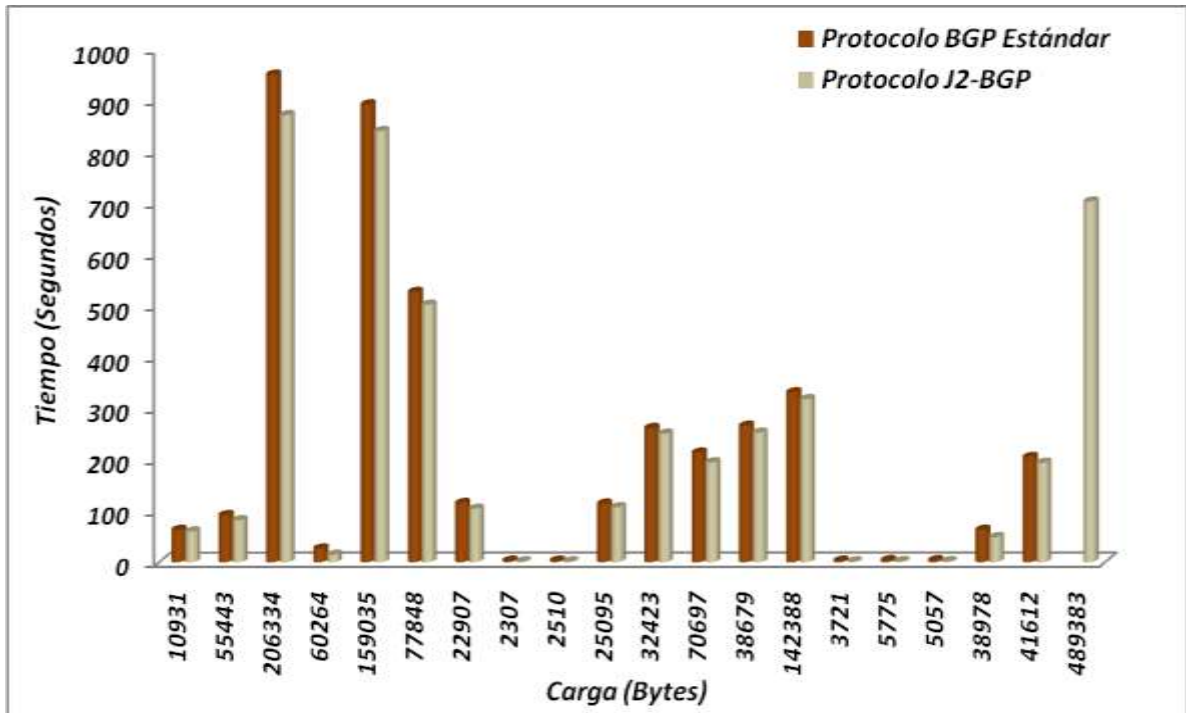


Figura 4.26 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 caso 1.

4.3.4.2 Caso 2: cliente http conectado al enrutador R1 del AS1

4.3.4.2.1 Protocolo BGP estándar

En Figura 4.27, se muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 perteneciente al AS1 después de ejecutar el protocolo BGP estándar; como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.8. Esto se observa en la primera fila de la columna *ASPathNHI*.

En este caso el protocolo BGP estándar seleccionó la ruta 1 con base al criterio de preferencia de una ruta externa a una interna para salida del dominio [57], sin tener en cuenta en ningún instante el retado presente en el canal, ver tabla 4.18.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI NextHopNHI Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2 2:1(1) - - - 2
~# 1:1 | *> 1 self - - - i
.....

```

Figura 4.27 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 2.

Tabla 4.18 Retardos Protocolo BGP Estándar Escenario 4 Caso 2.

	<i>Retardo Enlace 1</i>	<i>Retardo Enlace 2</i>	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.2	0.1	0.3
Ruta 2	0.01	0.03	0.06

4.3.4.2.2 Protocolo J2-BGP

4.3.4.2.2.1 Protocolo J2-BGP en t1

La Figura 4.28, muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP. Como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 1 de la Figura 4.8 (la cual presenta menor retardo como se ve en la tabla 4.19), esto se comprueba al verificar la primera fila de la columna *NextHopNHI*.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 |      NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2                2:1(1)         -      100    - 2
~# 1:1 | *> 1                self           -      -      -          i
.....

```

Figura 4.28 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1.**Tabla 4.19** Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1.

	<i>Retardo Enlace 1</i>	<i>Retardo Enlace 2</i>	<i>Retardo Total (mseg)</i>
Ruta 1	0.02	0.01	0.03
Ruta 2	0.01	0.3	0.31

4.3.4.2.2.2 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t1

En la tabla 4.20 se detallan los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 4 caso 2 en el instante t1. Asimismo, muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP, en las pruebas realizadas tanto el cliente como el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes en el mismo instante de tiempo.

En cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo que se puedan enviar mayor cantidad de paquetes; esto puede verse en la última fila de la tabla 4.20.

Tabla 4.20 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1.

BGP ESTANDAR		J2-BGP	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
10931	63,039167202	10931	59,259167202
55443	91,944042048	55443	80,604042048
206334	950,619338506	206334	861,519338506
60264	26,542792260	60264	13,042792260
159035	892,594679223	159035	833,734679223
77848	527,002807806	77848	498,922807806
22907	115,440129852	22907	103,020129852
2307	3,012111722	2307	1,392111722
2510	3,012266599	2510	1,392266599
25095	114,266753925	25095	106,166753925
32423	261,680803695	32423	249,260803695
70697	213,724188548	70697	192,124188548
38679	266,062496139	38679	250,942496139
142388	331,250447434	142388	316,130447434
3721	3,013190519	3721	1,393190519
5775	4,016841139	5775	1,856841139
5057	4,015140326	5057	1,855140326
38978	63,238725580	38978	47,038725580
41612	205,172013239	41612	192,212013239
		489383	686,616707572

En la Figura 4.29, se representa gráficamente la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en la tabla 4.20.

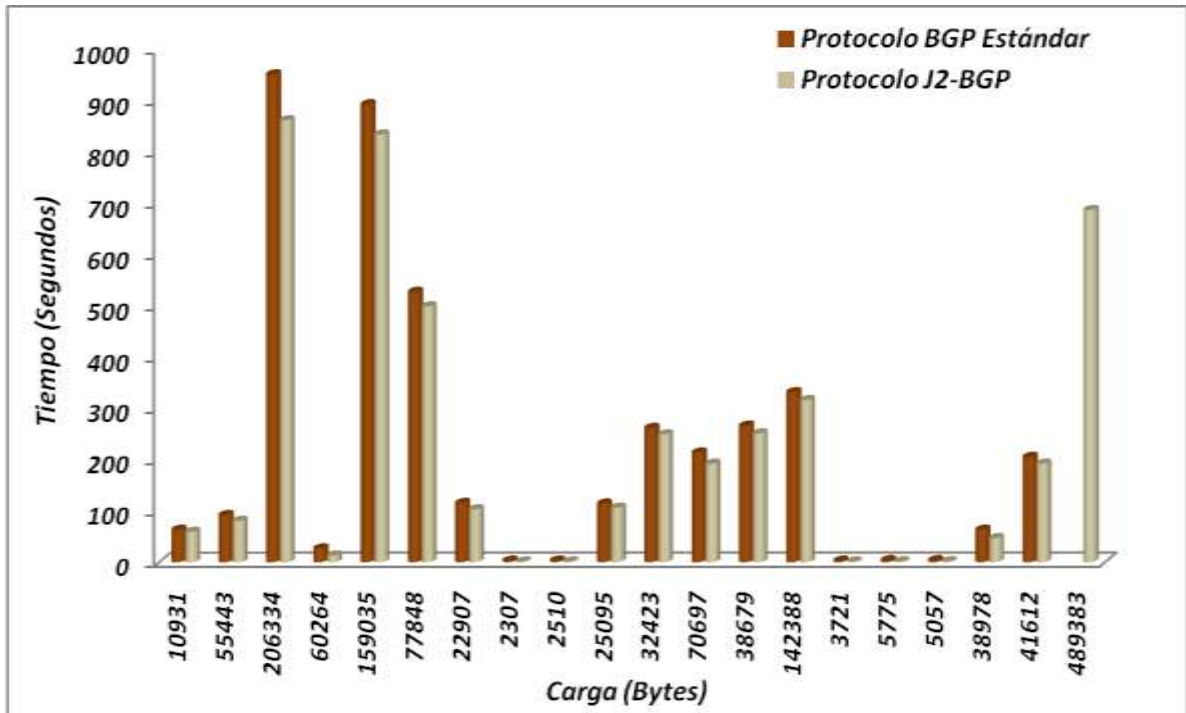


Figura 4.29 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t1.

4.3.4.2.2.3 Protocolo J2-BGP en t2

En la Figura 4.30, se muestra la tabla de enrutamiento del enrutador R1 del AS1 al ejecutar el protocolo J2-BGP. Como puede verse la ruta seleccionada por el protocolo para alcanzar al AS2 es la ruta 2 de la Figura 4.8 (la cual presenta menor retardo como puede verse en la tabla 4.21), esto se comprueba al verificar la primera fila de la columna *NextHopNHI*. Donde se aprecia que el siguiente salto corresponde al enrutador R2 del mismo AS, es decir que la ruta de salida del dominio será la interfaz 2 de este enrutador; esto se consigue gracias a que J2-BGP asigna un alto valor de *Local_Preference* a al interfaz 2 del enrutador R1, dado que éste realiza la verificación de los retardos totales de las dos rutas.

```

..... bgp@1:1 wrap-up .....
.....
~# 1:1 --- Loc-RIB at bgp@1:1:
~# 1:1 | NetworkNHI      NextHopNHI      Metric LocPrf Weight ASPathNHI
~# 1:1 | *> 2              1:2 (1)         -      100    - 2          i
~# 1:1 | *> 1              self             -      -      -          i
.....

```

Figura 4.30 Tabla de Enrutamiento Enrutador R1 - AS1 Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2.

Tabla 4.21 Retardos Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2.

	Retardo Enlace 1	Retardo Enlace 2	Retardo Total (mseg)
Ruta 1	0.2	0.1	0.3
Ruta 2	0.01	0.03	0.04

4.3.4.2.2.4 Gráfica carga vs tiempo protocolo BGP estándar - protocolo J2-BGP en t2

En la tabla 4.22 se detallan los tiempos de transmisión de paquetes entre el servidor y el cliente HTTP presentes en el escenario de simulación 4 caso 2 en el instante t2. Asimismo, muestra la carga que representa la transmisión de dichos paquetes, tanto para el protocolo BGP estándar como para el protocolo J2-BGP, en las pruebas realizadas tanto el cliente como el servidor intercambian la misma cantidad de paquetes en el mismo instante de tiempo.

En cada una de las transmisiones el protocolo J2-BGP intercambia la información de forma más rápida que el protocolo BGP estándar, permitiendo que se puedan enviar mayor cantidad de paquetes; esto puede verse en la última fila de la tabla 4.22.

Tabla 4.22 Comparativo Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2.

BGP ESTANDAR		J2-BGP en t2	
Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)	Carga(Bytes)	Tiempo (Segundos)
10931	63,039167202	10931	59,399167202
55443	91,944042048	55443	81,024042048
206334	950,619338506	206334	864,819338506
60264	26,542792260	60264	13,542792260
159035	892,594679223	159035	835,914679223
77848	527,002807806	77848	499,962807806
22907	115,440129852	22907	103,480129852
2307	3,012111722	2307	1,452111722
2510	3,012266599	2510	1,452266599
25095	114,266753925	25095	106,466753925
32423	261,680803695	32423	249,720803695
70697	213,724188548	70697	192,924188548
38679	266,062496139	38679	251,502496139
142388	331,250447434	142388	316,690447434
3721	3,013190519	3721	1,453190519
5775	4,016841139	5775	1,936841139
5057	4,015140326	5057	1,935140326
38978	63,238725580	38978	47,638725580
41612	205,172013239	41612	192,692013239
		489383	692,036707572

En la Figura 4.31, se representa gráficamente la eficiencia del protocolo J2-BGP frente al protocolo BGP estándar; basada en la tabla 4.22.

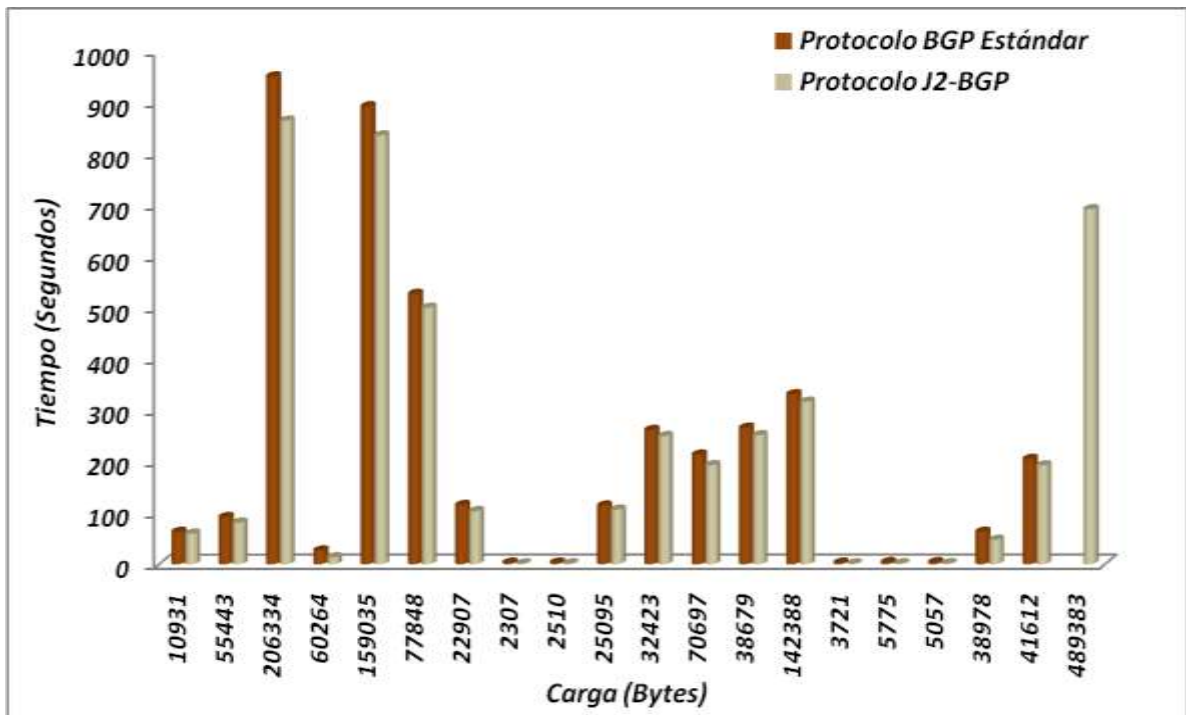


Figura 4.31 Representación Gráfica Protocolo BGP Estándar y Protocolo J2-BGP Escenario 4 Caso 2 en t2.

CAPÍTULO V

CONCLUSIONES Y RECOMENDACIONES

En el desarrollo de este trabajo de grado se alcanzaron los objetivos propuestos lo que permitió incrementar la base del conocimiento con respecto al problema de enrutamiento óptimo en BGP. Se analizaron diferentes parámetros de red y métricas de enrutamiento, buscando el mejor aporte a la optimización del protocolo; también se buscó que la solución planteada pudiera ser simulada en la herramienta de simulación SSFnet.

Para el desarrollo de esta monografía se realizaron las siguientes tareas: Primero, se realizó una búsqueda de información concerniente al protocolo BGP, a TE, y cómo aplicar características de TE a BGP (BGP-TE); se estableció una buena base conceptual orientada a encontrar mecanismos que permitan la realización de enrutamiento óptimo en BGP. Segundo, se realizó un análisis de las características de los parámetros de red y las métricas de enrutamiento que proporciona el protocolo, para realizar enrutamiento óptimo; con el fin de identificar cuáles son sus ventajas y desventajas. Tercero, después de seleccionar y evaluar la herramienta de simulación elegida (SSFnet), se definieron los modelos de red sobre los cuales se simuló el protocolo BGP estándar y el protocolo J2-BGP, comparando, analizando y evaluando sus resultados.

Como culminación del presente trabajo, en este capítulo son presentadas las conclusiones finales y son propuestos algunos tópicos como posibles trabajos futuros.

CONCLUSIONES

Respecto al Trabajo Mismo

El problema de enrutamiento en BGP, con más de una métrica a considerar, debe ser tratado como un problema de optimización del protocolo. El presente trabajo formula por primera vez una solución a este problema, en donde, el costo de las rutas y el retardo extremo a extremo en los enlaces, son tratados como funciones inversas en forma simultánea. Desde un punto de vista teórico y simulado, esto constituye un claro aporte, pues hasta la fecha, el problema solo había sido formulado.

La identificación del parámetro de red (retardo) y de la métrica de enrutamiento utilizada (costo) en los modelos de red, permitieron contribuir a la optimización del proceso de enrutamiento en BGP, utilizando el atributo LOCAL_PREFERENCE para seleccionar el punto de salida del dominio.

Para dar un aporte significativo al problema de enrutamiento óptimo con BGP, un algoritmo basado en el RFC 1771 (Protocolo BGP Estándar) fue desarrollado, llamado: J2-BGP. Este algoritmo contiene un conjunto óptimo de soluciones que conjugan los parámetros de red y las métricas de enrutamiento del protocolo BGP estándar.

Se pudo establecer que para solucionar este tipo de problemas es fundamental contar con una herramienta de simulación que facilite la manipulación del algoritmo del protocolo BGP estándar, como también la realización de todas las pruebas necesarias, tanto para la

configuración apropiada de los diferentes elementos que conforman los modelos de red, como para el montaje de los mismos. Por lo tanto, para seleccionar la herramienta de simulación se exploraron varias alternativas, hasta encontrar la más adecuada a las necesidades planteadas.

Respecto a la Optimización del Proceso de Enrutamiento en BGP

El estudio de los protocolos de enrutamiento está en permanente evolución, convirtiéndose en un tema de gran interés, teniendo presente la continua evolución de las redes de comunicaciones, cada vez sometidas a mayores requerimientos en cuanto a sus prestaciones, las que están directamente relacionadas con el desempeño de los protocolos de red.

Para lograr optimizar el protocolo de enrutamiento BGP, éste debe conocer los parámetros y la topología de la red para tomar decisiones de enrutamiento y establecer así la ruta más adecuada.

El protocolo que reside en cada uno de los enrutadores dentro de la red, conjugando las métricas de enrutamiento con los parámetros de red, calcula la mejor trayectoria a utilizar.

La optimización del protocolo de enrutamiento BGP, sólo dependerá de qué criterio o métrica se elija como prioritaria para el envío de los paquetes de datos a través de la red.

La optimización de enrutamiento es el resultado de encontrar valores específicos de ciertas variables que maximizan el desempeño de la red, determinado dentro de las limitantes propias de la misma.

El verdadero proceso de optimización de enrutamiento, se da cuando las políticas y métricas aplicadas al protocolo de enrutamiento BGP, trabajan en armonía y de forma autónoma con los parámetros de red presentes.

La solución planteada en este trabajo de grado consiste en aplicar una política que optimiza el proceso de enrutamiento, en donde ésta, analiza el retardo presente en cada enlace; dándole al algoritmo de BGP capacidades de TE para que tome la decisión de direccionamiento de forma autónoma, basado en un parámetro de red muy importante como lo es el retardo; consiguiéndose así un proceso de enrutamiento óptimo en términos de este parámetro de red.

Respecto a la Simulación y las Herramientas

Las extensas simulaciones hechas sobre distintas topologías o modelos de red, mostraron el buen funcionamiento del algoritmo J2-BGP. En todos los casos, este superó al protocolo BGP estándar seleccionando mejores rutas respecto al retardo presente en ellas.

El protocolo J2-BGP direccionó mejor el tráfico a través de las rutas, contrario a lo realizado por protocolo BGP estándar. De esta forma, no solo se obtuvieron selecciones de rutas con bajo retardo, sino también se optimizó el costo de los enlaces en términos del retardo presente en cada uno de ellos.

Se establecieron 5 escenarios, donde se examinó el comportamiento del protocolo BGP estándar y el protocolo J2-BGP. Los resultados fueron evaluados, analizados y comparados y se concluyó lo siguiente:

El protocolo J2-BGP no solo funciona adecuadamente cuando se evalúa el retardo de enlaces exteriores, es decir de enlaces inter dominio; sino también considera el valor de los retardos en los enlaces internos; esto le permite seleccionar una ruta que puede atravesar grandes ASs con muchos enrutadores de frontera en su interior.

Sin importar cuantas interfaces tenga un enrutador de frontera el protocolo J2-BGP tiene la capacidad de determinar que ruta posee mejores características en cuanto al retardo se refiere, y optar por aquella como punto de salida del dominio.

Pese a que ciertas rutas pueden resultar más largas y complejas que otras, estas pueden ofrecer mejores características en cuanto a valores de retardo se refiere, el protocolo J2-BGP posee la capacidad de determinar cual de ellas presenta mejores resultados y elegirla.

El uso de un servidor y un cliente http facilito la validación de los resultados esperados, ya que no solo permitió saber si el protocolo convergía correctamente en los escenarios, sino además establecer estadísticas comparativas de los tiempos requeridos para transmitir información entre el protocolo BGP estándar y el protocolo J2-BGP.

RECOMENDACIONES

Se considera muy beneficioso para la Facultad de Ingeniería Electrónica explorar y difundir el uso de herramientas de simulación de software libre, particularmente de SSFnet, ya que es muy completa, gratuita y da soporte a diferentes protocolos de red convirtiéndola en un complemento ideal para formación teórico – conceptual de los estudiantes.

Es muy importante tener en cuenta que para obtener un buen análisis es necesario bosquejar muchos más escenarios de simulación que los planteados en este trabajo de grado, que permitan comprender más claramente el comportamiento de un modelo de red determinado, para así obtener un análisis más acertado.

Con el objetivo de continuar con el trabajo iniciado en esta tesis, los siguientes tópicos son propuestos como trabajos futuros:

- Modelado matemático del algoritmo propuesto J2-BGP, de manera que pueda reducirse su complejidad.
- Estudio e implementación de nuevos esquemas de TE, donde se contribuya a la optimización del protocolo BGP estándar, analizando otro parámetros de red como el ancho de banda, el trafico del canal, y la utilización máxima de los recursos de red de un enlace.
- Estudio e implementación de nuevos esquemas de TE, donde se contribuya a la optimización del protocolo BGP estándar, analizando otros atributos que posee el protocolo, tales como, MED, AS_PATH, ORIGIN, entre otras.

- Implementar un atributo o modificar el atributo Communities de Cisco, de tal forma que pueda transmitirse información de los enlaces adyacentes a cada enrutador de frontera de los ASs , con fin de intercambiar información referente a parámetros de la red.

BIBLIOGRAFÍA

- [1] Barry M. Leiner, et al. "Una breve historia de Internet". Disponible en: <http://www.ati.es/DOCS/internet/histint/>. Fecha de Acceso: Noviembre 20 de 2007.
- [2] Bruno Quoitin. "BGP-based Interdomain Traffic Engineering". Faculté des Sciences Appliquées, Département d'Ingénierie Informatique, Université catholique de Louvain, Louvain-la-Neuve, Belgium. Agosto 2006.
- [3] Miniwatts (2007). INTERNET WORLD STATS. Internet Usage and Statics. Miniwatts Marketing Group. <http://www.internetworldstats.com/stats.htm>. Fecha de Acceso: Abril 5 de 2007.
- [4] Bruno Quoitin, Cristel Pelsser, Olivier Bonaventure, Steve Uhlig. "A performance evaluation of BGP-based traffic engineering". Computer Science and Engineering Department, Université Catholique de Louvain, Belgium. Febrero 2004.
- [5] Iana (2007). IANA. Internet Assigned Numbers Authority. <http://www.iana.org/assignments/as-numbers>. Fecha de Acceso: Marzo 23 de 2007.
- [6] Craig Small (2007). SMALL DROP BEAR. <http://small.dropbear.id.au/itools/aut-num.php>. Fecha de Acceso: Octubre 25 de 2007.
- [7] Lixin Gao. "On Inferring Autonomous System Relationships in the Internet". Department of Electrical and Computer Engineering, University of Massachusetts, diciembre 2001.
- [8] Sam Halabi, Danny McPherson. "Internet Routing Architectures, Second Edition". Cisco Press. ISBN: 1-57870-233-X, Agosto 2003.
- [9] Ricardo Oliveira, et al. "Geographically Informed Inter Domain Routing". Universidad de California, Los Angeles. 2007.
- [10] "CCIE professional development - routing tcp-ip", volume ii (2). Cisco systems.
- [11] Parkhurst William R. "*Cisco Router OSPF :Design & Implementaton Guide*". Blacklick, OH, USA: McGraw-Hill Companies. Disponible en: <http://site.ebrary.com/lib/biblioucauca/Doc?id=5002592&ppg=82>, Mayo 2000.
- [12] Jie Wu, Fei Dai. "An Extended Fault-Tolerant Link-State Routing Protocol in the Internet"¹, Department of Computer Science and Engineering, Florida Atlantic University, Boca Raton, 2004.
- [13] J. Moy. "OSPF Version 2", RFC 2328, Network Working Group. Abril 1998.
- [14] Thomas M. Thomas II. "OSPF Network Design Solutions, Second Edition", CCIE No. 9360. Abril 2003.

-
- [15] K. Schneider, S. Venters, PPP Serial Data Transport Protocol (SDTP), RFC 1963.IETF. Agosto 1998.
- [16] L.R. Ford Jr. "Network Flow Theory". The RAND Corporation, Santa Monica, California. Agosto 1956.
- [17] Brian Wilson. "Routing Protocols Explained". Disponible en: <http://ezinearticles.com/?Routing-Protocols-Explained&id=313790>. Fecha de Acceso: Octubre 27 de 2007.
- [18] Christian Huitema. "Routing in the Internet". Books Craft, Indianapolis.1999.
- [19] Heather Osterloh. "IP Routing Primer Plus". Sams Editorials. Marzo 2002.
- [20] Ashwin Sridharany, Sue. B. Moonyy,Christophe. Diot. " On the Correlation between Route Dynamics and Routing Loops" . National Natural Science Foundation of China.2002.
- [21] Xu ke, et al. "Research on routing Policy and Routing Information Propagation of BGP4". Tshingua University, Beigin. 2002.
- [22] Donna Ghosh, Venkatesh Sarangan, Raj Acharya." Quality-of-Service Routing in IP Networks". Department of Computer Science and Engineering, State University of New York, 2001.
- [23] Y. Rekhter, T. Li, S. Hares. A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4), RFC4271. IETF. Enero 2006.
- [24] Sam Halabi. "BGP4 Case Studies/Tutorial", Cisco Systems.
- [25] Zhuoqing Mao. "Solving the Interdomain Routing Puzzle – Understanding Interdomain Routing Dynamics" University of California at Berkeley.2003.
- [26] JUNOS 7.4 Routing Protocols Configuration Guide, BGP Overview. Juniper Networks.
- [27] "Border Gateway Protocol (BGP)", Internetworking Technology Handbook, Cisco Systems.
- [28] Iljitsch van Beijnum. "Building Reliable Networks with the Border Gateway Protocol", UK, Septiembre 2002.
- [29] Steve Uhlig, Oliver Bonaventure. "Implications of Interdomain Traffic Characteristics on Traffic Engineering". Infonet group, University of Namur, Belgium. Junio 2001.
- [30] Bruno Quoitin, Cristel Pelsser. "A performance evaluation of BGP-Based Traffic Engineering". Febrero 2005.
- [31] Protocolos de Enrutamiento: EIGRP. Disponible en: <http://www.info-ab.uclm.es/asignaturas/42650/PDFs/practica3.pdf>. Fecha de acceso: Enero 20 de 2008.

- [32] Encaminamiento. Disponibles en: http://www.cored.df.gob.mx/cgi-bin/templatecored.pl?.State=documentacion&seleccion=/documentacion/c_redes_avz/encaminamiento.html#tablas. Fecha de acceso: Enero 25 de 2008.
- [33] Nivel de Red. Disponible en: http://donatello.icesi.edu.co/~redesii/material/Nivel_de_Red.pdf. Fecha de acceso Diciembre 15 de 2008.
- [34] A. S. Tanenbaum. *Redes de Computadoras*. Prentice Hall Hispanoamericana S. A., México-México, 1997.
- [35] Comunicación de Datos. Disponibles en: <http://ctc.aspira.org/PDF%20files/Comunicacion%20de%20Datos.pdf>. Fecha de acceso Noviembre 26 de 2007.
- [36] Curo de Redes de Datos, Capa de Red. Disponible en: <http://cursos.die.udec.cl/~redes/apuntes/erc/ch06.pdf>. Fecha de acceso Noviembre 15 de 2007.
- [37] María Julieta Goitia “Protocolos de Enrutamiento Para la Capa de Red en Arquitecturas de Redes de Datos”. Dpto. Informática, Universidad Nacional del Nordeste, Corrientes, Argentina.
- [38] Baquero Portero Isidro, Borrego Checa Juan, Camara Mora Carlos M., *Redes de Telecomunicación*, Julio 2007.
- [39] Protocolos de Enrutamiento: IGRP. Disponible en: <http://tele.ti.uach.mx/~siredgar/material%20redes%202/capitulo5.pdf>. Fecha de acceso: Noviembre 1 de 2007.
- [40] Awduche, D. et al., “Requirements for Traffic Engineering over MPLS”, RFC 2702, Sep. 1999.
- [41] Awduche, D. et al., “Overview and Principles of Internet Traffic Engineering”, RFC 3272, May 2002.
- [42] Gao D., Shu Y., Liu S. and Yang O.W.W., “Delay-Based adaptive load balancing in MPLS networks”, IEEE ICC, New York, May 2002.
- [43] Inter-American Telecommunication Commission Organization of American States (2008). INFO CITELE. Inter American Communication Comition. http://www.citel.oas.org/newsletter/2007/junio/calidad_i.asp. Fecha de acceso: Marzo 2 de 2008.
- [44] E. Crawley (Argon Networks), R. Nair (Arrowpoint), B. Rajagopalan, (NEC USA), H. Sandick (Bay Networks). Framework for QoS-based Routing. RFC2386. Agosto 1998.
- [45] Timothy G. Griffin. AT&T Research. An Introduction to Interdomain Routing and the Border Gateway Protocol (BGP). Disponible en:

http://209.85.215.104/search?q=cache:XM7L7odbA94J:www.cl.cam.ac.uk/~tgg22/talks/BGP_TUTORIAL_ICNP_2002.ppt+Introduci%C3%B3n+a+Interdomain+Routing+y+BGP&hl=es&ct=clnk&cd=1&gl=co. Fecha de acceso: Noviembre 20 de 2007.

[46] Nick Feamster Jay Borkenhagen Jennifer Rexford. “Guidelines for Interdomain Traffic Engineering”. Laboratory for Computer Science AT&T IP Services Internet and Networking Systems Massachusetts Institute of Technology AT&T Labs AT&T Labs Research Cambridge.

[47] G. Huston, .Interconnection, peering, and settlements, in *Proc. INET*, Junio 1999.

[48] Selection, Thomas C. Bressoud Denison. “Optimal Configuration for BGP Route Selection” .University Granville, Ohio Intel Research Pittsburgh Pittsburgh, Rajeev Rastogi Mark A. Smith Lucent Technologies Bell Labs

[49] Nick Feamster Jay Borkenhagen Jennifer Rexford. “Techniques for Interdomain Traffic Engineering”. Octubre 2003.

[50] Olivier Bonaventure, Benoit Donnet. “On BGP Communities”, Universite catholique de Louvain – CSE Department Belgium. Marzo 2008.

[51] N. Feamster and J. Rexford. “Network-wide BGP route prediction for traffic engineering”. in *Proc. Workshop on Scalability and Traf_c Control in IP Networks*, SPIE ITCOM Conference, August 2002.

[52] A. Feldmann, A. Greenberg, C. Lund, N. Reingold, and J. Rexford, “NetScope: Traffic engineering for IP networks”. *IEEE Network Magazine*, pp. 11.19, Marzo 2000.

[53] C. Labovitz, A. Ahuja, A. Bose, and F. Jahanian, “Delayed Internet routing convergence,” *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 9, pp. 293–306, Junio 2001.

[54] J. Rexford, J. Wang, Z. Xiao, and Y. Zhang, “BGP Routing Stability of Popular Destinations,” in *Proc. Internet Measurement Workshop*, Noviembre 2002.

[55] Denzer Patricio, “Protocolos de Encolamiento para la Administración de Ancho de Banda con Routers Cisco”. Septiembre 2003.

[56] Semeria Chuck, “Supporting Differentiated Service Classes in Large IP Networks”. Juniper Networks White paper, Diciembre 2001.

[57] BGP Best Path Selection Algorithm. Disponible en:
http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/technologies_tech_note09186a0080094431.shtml
Fecha de Acceso: Enero 20 de 2008