UNIVERSIDAD DE CARABOBO

FACULTAD DE INGENIERÍA

ESCUELA DE TELECOMUNICACIONES

ENRUTAMIENTO ÓPTIMO EN REDES IP CASO INTRADOMINIO.

Prof. GRECIA ROMERO

C.I:14.821.526

Valencia, 16 de agosto del 2012

Índice general

1. El problema. **1**
- 1.1. Planteamiento del Problema. 1
- 1.2. Justificación. 3
- 1.3. Objetivos. 3
  - 1.3.1. Objetivos Generales 3
  - 1.3.2. Objetivos Específicos 4

2. Ingeniería de trafico en internet **1**
- 2.1. Modelo del proceso de la ingeniería de tráfico. 2
- 2.2. Componentes del modelo del proceso de ingeniería de tráfico 4
  - 2.2.1. Medición 4
  - 2.2.2. Modelado, análisis y simulación. 5
  - 2.2.3. Optimización. 5

3. Protocolos de enrutamiento. **7**
- 3.1. Protocolo OSPF. 8
- 3.2. Algoritmo de Dijkstra 11
- 3.3. Funcionamiento de OSPF. 16

4. Enrutamiento óptimo en redes IP. **21**
- 4.1. El problema clásico de transportación. 21
- 4.2. El problema de flujo en redes a mínimo costo. 24
- 4.3. Problema de flujo en redes a mínimo costo con múltiples flujos diferenciados. 26
- 4.4. Modelo propuesto por Fortz y Thorup para enrutamiento óptimo. . . . 28
- 4.5. Utilización del modelo. 33
  - 4.5.1. Dimensionalidad del modelo propuesto 34

5. Enrutamiento óptimo en OSPF **36**
- 5.1. Problemas en implementar el enrutamiento óptimo en OSPF. 36
- 5.2. Ingeniería de tráfico intradominio. 38
- 5.3. Enrutamiento óptimo en OSPF mediante el ajuste de los pesos de los enlaces. 39
- 5.4. Experimentos numéricos. 42

6. Multiprotocolo conmutación de etiquetas (MPLS) 46
6.1. Elementos de una red MPLS 48
6.2. Funcionamiento de MPLS. 49
6.3. Ingeniería de tráfico en MPLS. 50
6.3.1. TE-RSVP. 52
6.3.2. CR-LDP. 53
6.3.3. Comparación de ambos métodos. 54
6.4. Beneficios de MPLS. 55

Bibliografía 60

Índice de figuras

2.1. Fases del modelo del proceso de la Ingeniería de Tráfico. Autor: Grecia Romero [2012] 3

3.1. Representación con grafos de un SA.[22] 10
3.2. Ejemplo de un grafo de una red.[15] 12
3.3. Primera iteración del algoritmo Dijkstra..[Autora: Grecia Romero] . . . 13
3.4. Segunda iteración del algoritmo de Dijkstra.[Autora: Grecia Romero] . 14
3.5. Tercera iteración del algoritmo de Dijkstra.[Autora: Grecia Romero] . . 14
3.6. Cuarta iteración del algoritmo de Dijkstra. [Autora: Grecia Romero] . . 15
3.7. Quinta iteración del algoritmo de Dijkstra. [Autora: Grecia Romero] . 16
3.8. Ambiente de enrutamiento de una muestra OSPF. [15] 18

4.1. Ilustración de un grafo de un problema de transportación.[4] 22
4.2. Ejemplo de una red..[4] 24
4.3. Gráfica de la función costo del enlace (Φ_a) para una carga del enlace $l(a)$ con una capacidad $c(a) = 1$.[28] 31

5.1. Distribución de tráfico entre distintas trayectorias paralelas. 37
5.2. Componentes claves en la estructura de optimización del router.[18] . . 38
5.3. Representación gráfica del segundo método para determinar la vecindad.[28] 41

6.1. Campos de la cabecera MPLS. [24] 47
6.2. Ejemplo de una red MPLS [27] 49
6.3. Creación de un LSP por medio TE-RSVP[26] 52
6.4. Flujo para la configuración de un LSP a partir de CR-LDP.[26] 53

INTRODUCCIÓN.

El rápido crecimiento e incremento de los requerimientos de calidad de servicio, confiabilidad y eficiencia ha hecho de la ingeniería de tráfico una consideración esencial en el diseño y operación de los grandes backbone de internet, en la cual se tiene como objetivo hacer un uso más eficiente de los recursos existentes de red.

En el capítulo 2, se describirán las técnicas relacionadas con la ingeniería de tráfico en internet. En el cual se abordará el tema de la optimización del rendimiento de las redes operativas. Su objetivo primordial es facilitar el transporte de tráfico IP a través de una red determinada de la manera más eficiente, confiable y expedita posible.

En el capítulo 3 se estudiará el protocolo convencionalmente usado para enrutamiento del tráfico IP dentro de los sistemas autónomos (SA) en la internet: el protocolo OSPF, o protocolo abierto del primer camino más corto (*Open Shortest Path First-OSPF*), en el cual el enrutamiento se basa en cálculo de la trayectoria más corta aplicando una simple suma de la métrica de los enlaces. Este enfoque es altamente distribuido, pero no considera el tráfico demandado ni las limitaciones de la capacidad de la red cuando se toman decisiones de enrutamiento. Esto trae como consecuencia que algunos de los recursos de la red se congestionen, mientras que otros recursos a lo largo de trayectorias alternativas estén siendo subutilizados, por lo cual no se logra una distribución óptima del trafico. Este tipo de problema de congestión es un síntoma de mala asignación de recursos y es un tema que la ingeniería de tráfico intenta resolver.

Es por ello que en el capítulo 4 se presenta un modelo matemático para la optimización del enrutamiento en redes IP desde la perspectiva de la utilización óptima de las capacidades de los enlaces. A fin de facilitar la comprensión del modelo, se introducen didácticamente los modelos clásicos de optimización, tales como: el problema de transportación, el de flujo en redes a mínimo costo y el de flujo en redes a mínimo costo con múltiples flujos diferenciados, bien conocido como *Multi Commodity Flow (MCF) o* flujo de múltiples bienes, que contienen las ecuaciones que fundamentan el modelo de enrutamiento óptimo.

En el capitulo 5 se analizará si la solución que se obtiene al resolver el modelo del enrutamiento óptimo analizado en el capitulo anterior, puede ser implementada en una red operando bajo el protocolo OSPF. Como se verá, el mismo presenta severas limitaciones en este aspecto, por lo que, la ingeniería de tráfico debe recurrir a un mecanismo de optimización alternativo a través de la manipulación de los pesos asociados a los enlaces. El objetivo es seleccionar un conjunto de pesos tal que permitan una distribución del tráfico lo más cercana posible a la distribución óptima, considerando que el

protocolo OSPF sólo permite modificar los pesos de los enlaces.

En virtud de las limitaciones estudiadas en el capítulo anterior, en el quinto se analizará un protocolo más avanzado: el multiprotocolo de conmutación de etiquetas (*Multiprotocol Label Switching*- MPLS), el cual hace viable la implementación de la solución del modelo MCF. En la medida que en el campo de la ingeniería de tráfico se desarrollan estrategias más complejas y sofisticadas para la operación confiable, robusta y óptima de las redes IP, surge la necesidad de crear protocolos de enrutamiento que permitan la operacionalización de estas ideas. En este capítulo se demostrará cómo MPLS es la respuesta a los retos planteados por la necesidad de implementar de manera mas expedita el enrutamiento óptimo. [2][3][29]

Capítulo 1

El problema.

1.1. Planteamiento del Problema.

El crecimiento de Internet ha sido impresionante, así lo confirman informes del departamento de comercio de EE.UU, los cuales sugieren que la velocidad a la que la internet se ha asentado ha superado a todas las otras tecnologías anteriores, incluyendo la radio, la televisión y la computadora personal [3].

Basado en los informes de Cisco que calculan el crecimiento del tráfico IP global y las tendencias de internet se determinó que a nivel mundial el tráfico IP se ha multiplicado por ocho en los últimos cinco años y se pronostica que lo triplicará en los próximos cinco años, estimando que para finales del 2016 supere el umbral de un zettabyte (1,3 zettabytes por año)[8]. Este crecimiento del tráfico de internet, crea un nuevo escenario para optimizar y rentabilizar los recursos para ofrecer una mejor calidad de servicio a los usuarios. Es por esta razón que nace la necesidad que los proveedores de servicios de internet (*Internet Service Providers- ISP)* respondan a esta rápida expansión mediante la evolución de las redes. Para lograrlo emplean tres mecanismos técnicos complementarios: una arquitectura de la red apropiada, expandir la capacidad de los enlaces e implementar una ingeniería de tráfico (*Traffic Engineering - TE).*

La razón de implementar una ingeniería de tráfico en internet se debe al hecho de que tener una arquitectura apropiada y expandir la capacidad de los enlaces son mecanismos necesarios, pero no suficientes, para ofrecer un servicio de alta calidad de internet en todas las circunstancias.

La ingeniería de tráfico de internet es el aspecto de la ingeniería de la red de internet que se encarga de la optimización del rendimiento de las redes operativas. Abarca la aplicación de los principios tecnológicos y científicos para la medición, la caracterización y el control del tráfico de internet. También incluye la aplicación del conocimiento y técnicas para alcanzar objetivos específicos de rendimiento, incluyendo el movimiento más rápido y seguro del tráfico a través de la red, la utilización eficiente de los recursos de la red, y la planificación de la capacidad de la red.[9]

En una red IP cuando un usuario s desean enviar una información a un destinatario t, la trayectoria que debe seguir esos paquetes de datos son establecidos por los routers, los cuales son los dispositivos responsables de dirigir el trafico entre los host (equipo terminal de usuario). Cada routers realiza la decisión de encaminamiento basandose en el conocimiento que tiene sobre la topología y las condiciones del conjunto de redes interconectadas a él. Con esta información forma la tabla de enrutamiento, que está asociada al protocolo de enrutamiento utilizado. El router analiza la tabla de enruta-

miento con el protocolo utilizado y selecciona la o las mejores ruta o rutas para cada destino.

El protocolo de enrutamiento convencionalmente usado para enrutamiento del tráfico IP dentro de los sistemas autónomos (SA) es el protocolo OSPF, o protocolo abierto del primer camino más corto (*Open Shortest Path First-OSPF*), en el cual el enrutamiento se basa en cálculo de la trayectoria más corta aplicando una simple suma de la métrica de los enlaces. Este enfoque no considera el tráfico demandado ni las limitaciones de la capacidad de la red cuando se toman decisiones de enrutamiento. Esto trae como consecuencia que algunos de los recursos de la red se congestionen, mientras que otros recursos a lo largo de trayectorias alternativas estén siendo subutilizados, por lo cual no se logra una distribución óptima del trafico.

Para obtener un enrutamiento óptimo se debe aplicar un algoritmo computacional a fin de resolver un modelo matemático de optimización, en el cual se tomen en cuenta: las variables de decisión, la función objetivo a minimizar y las restricciones, que vienen a ser el conjunto de ecuaciones e inecuaciones que deben ser satisfechas por las variables de decisión a fin de que los valores tomados por ellas conformen una solución factible además de óptima. La solución de un modelo de optimización del tipo *Multi Commodity Flow (MCF)* o flujo de múltiples bienes, conlleva que un tráfico originado en el nodo s y con destino el nodo t pueda ser enrutado a través de múltiples trayectorias paralelas. Suponiendo que un nodo k sea parte de varias de esas trayectorias, ese router debería estar en capacidad de distribuir ese tráfico entre los enlaces contenidos en esas trayectorias, de acuerdo a las proporciones dictaminadas por la solución del modelo. El problema radica en que el protocolo OSPF no permite esa partición del tráfico, el router va a enviar el tráfico a través de la ruta más corta determinada mediante el algoritmo de Dijkstra. A lo sumo, si de la aplicación de este algoritmo resulta un empate entre varias rutas, el router distribuirá el tráfico uniformemente entre ellas.

La imposibilidad de implementar directamente una solución de enrutamiento óptimo, conduce a la implementación de la ingeniería de tráfico para adaptar el enrutamiento a la demanda de tráfico imperante en un determinado período. Considerando que el protocolo OSPF permite la manipulación de los pesos de los enlaces, dándole al operador, o al sistema de administración automatizada de la red, la facultad de resolver problemas de congestión, es allí donde entra la propuesta de un modelo de enrutamiento que puede incorporarse en un nivel jerárquicamente superior del sistema de control por realimentación de la red. La diferencia sustancial con el modelo de enrutamiento óptimo, es que las variables de decisión pasan a ser los pesos de los enlaces. En este sentido, el objetivo es seleccionar cual debe ser el peso de los enlaces de la red de manera tal que se produzca un enrutamiento que se adapte lo más óptimamente posible a la matriz de la demanda de tráfico.

En virtud de las limitaciones presentadas por OSPF se desarrollo un protocolo más avanzado: el multiprotocolo de conmutación de etiquetas *(Multiprotocol Label Switching-MPLS*), como la solución a los retos planteados por la necesidad de implementar de manera mas expedita el enrutamiento óptimo.

1.2. Justificación.

En el año 2004 la OPSU aprobó la creación de la carrera de Ingeniería en Telecomunicaciones a la Universidad de Carabobo. Sin embargo por ser una escuela nueva presenta una serie de deficiencias en cuanto a su planta docente, instalaciones, dotación de equipos, etc. A medida que los estudiantes avancen en su pensum de estudio y lleguen al noveno semestre van a requerir proyectos de grado para poder desarrollar y posteriormente presentar su *Trabajo Especial de Grado* y así dar cumplimiento a uno de los requisitos para obtener el titulo que lo acredite como Ingeniero en Telecomunicaciones.

Los trabajos de grado deben pertenecer a una linea de investigación y está a su vez debe ser coordinada por un docente de la escuela. La Escuela de Telecomunicaciones posee sólo 8 docentes ordinarios: 4 profesores a dedicación exclusiva y 4 profesores a tiempo convencional, que comparado a las otras escuelas dentro de la facultad esta muy por debajo de la cantidad de docentes requeridos, esto ocasiona que existan pocas lineas de investigación activas, y en consecuencia existe una carencia de opciones sobre las distintas áreas de investigación que forman parte de la formación de un ingeniero en Telecomunicaciones.

Se considerará a ingeniero en Telecomunicaciones como un profesional de la Ingeniería, especializado en las tecnologías de la información y las telecomunicaciones. Conscientes de la problemática a la que se enfrentan las empresas del sector informático y de telecomunicaciones ante la escasez de profesionales en tecnologías de redes, mediante este trabajo se estudiará lo concerniente al *Enrutamiento Óptimo en Redes IP dentro de un Sistema Autónomo*, para presentar una monografía que ilustre a los estudiantes de la asignatura de Redes de Telecomunicaciones sobre los protocolos de enrutamiento en una red intradominio, sus limitaciones, cómo es un enrutamiento óptimo, el porque no se puede implementar a través de los protocolos de enrutamiento convencionales y la necesidad de implementar una ingeniería de trafico para solventar esos problemas, a fin de lograr un enrutamiento lo más óptimo posible.

Por lo antes expuesto nace la necesidad de activar la línea de investigación sobre las Telecomunicaciones específicamente en el área de las Redes de Telecomunicaciones para poder ofrecer otros proyectos de investigación a los estudiantes de la carrera, que forman parte de su capacitación como futuros Ingenieros en Telecomunicaciones.

Específicamente, esta propuesta incluye lo siguiente: organizar un material bibliográfico que ayude a formar profesionales capacitados específicamente en el área de la optimización de la redes IP aplicando la ingeniería de tráfico a los protocolos de enrutamiento dentro de un sistema autónomo.

1.3. Objetivos.

1.3.1. Objetivos Generales

Realizar un análisis comparativo de las alternativas de enrutamiento en redes IP dentro de un Sistema Autónomo para alcanzar el enrutamiento óptimo.

1.3.2. Objetivos Específicos

- Realizar un estudio bibliográfico acerca de los protocolos de enrutamiento utilizados en un sistema autónomo.
- Describir los modelos de enrutamiento de optimización aplicados a las redes.
- Describir el modelo de ingeniería de tráfico.
- Realizar un análisis comparativo de los protocolos OSPF y MPLS para alcanzar el enrutamiento óptimo

Capítulo 2

Ingeniería de trafico en internet

En los últimos tiempos el crecimiento de internet ha sido impresionante, así lo confirman informes del departamento de comercio de EE.UU, los cuales sugieren que la velocidad a la que la internet se ha asentado ha superado a todas las otras tecnologías anteriores, incluyendo la radio, la televisión y la computadora personal. En la actualidad, internet se ha convertido en un conveniente y rentable medio para la colaboración, la educación, el comercio electrónico, y el entretenimiento. Un consenso común es que el internet se transforme en un medio para la convergencia de las comunicaciones de voz, vídeo y datos. Aunque pronosticar a largo plazo el comportamiento del mercado de internet es difícil, debido a que el tráfico de internet está en crecimiento en una progresión geométrica, reportes indican que tiene una tasa de crecimiento del tráfico de dos a diez veces por año. [**?**]

Los proveedores de servicios internet (*Internet Service Providers*- ISP) han respondido al desafío del crecimiento de internet mediante el empleo de tres mecanismos técnicos complementarios:

- Modificación de la arquitectura de la red.
- Expansión de la capacidad.
- Ingeniería de tráfico.

Con respecto al primer mecanismo, es imprescindible que esté basada en sólidos principios de una arquitectura escalable debido a la rápida evolución del ambiente de internet.

La segunda técnica empleada para responder al crecimiento del tráfico fue la rápida expansión de la capacidad y la infraestructura de red. En 1996, los ISP más grandes en los Estados Unidos operaban con redes troncales con enlaces DS3 (Digital Signal 3 o T3) de 44,736 Mb/s. En 1997 y 1998, se empleó el enlace OC-12 (*Optical Carrier Transmission Rates-OC)* de 622 Mb/s. En 1999, los principales ISP de EE.UU actualizaron sus enlaces a OC-48 de 2,488 Gb/s. Para el año 2008, el proveedor de internet AT&T terminó de instalar sus redes troncales IP con enlaces OC-768 de 40 Gbit/s.

La tercera técnica utilizada por los proveedores de servicios para hacer frente al desafío del crecimiento de internet es la ingeniería de tráfico (*Traffic Engineering* - TE). La razón de implementar una ingeniería de tráfico en internet se debe al hecho de que tener una arquitectura apropiada y expandir la capacidad de los enlaces son mecanismos necesarios, pero no suficientes, para ofrecer un servicio de alta calidad de internet en todas las circunstancias.

La ingeniería de tráfico de internet es el aspecto de la ingeniería de redes de internet que se encarga de la optimización del rendimiento de las redes operativas. Abarca la aplicación de los principios tecnológicos y científicos para la medición, el modelado, la caracterización y control del tráfico de internet. También incluye la aplicación del conocimiento y técnicas para alcanzar objetivos específicos de rendimiento, incluyendo el movimiento más rápido y seguro del tráfico a través de la red, la utilización eficiente de los recursos de la misma y la planificación de su capacidad. [9]

La optimización de la ingeniería de tráfico se puede lograr través de la administración de la capacidad y el tráfico.

La administración de la capacidad incluye su planificación, el control de enrutamiento y la administración de los recursos (ancho de banda de enlace, espacio en el buffer, y recursos computacionales).

La administración del tráfico abarca dos aspectos:

1. Funciones de control del trafico nodal, tales como acondicionamiento del tráfico, gestión de colas, programación.

2. Otras funciones que regulan el flujo de tráfico a través de la red o que arbitran el acceso a los recursos de red entre diferentes paquetes o entre diferentes flujos de tráfico.

Aplicar la ingeniería de tráfico en las redes IP públicas es difícil, debido a la limitada capacidad funcional de las tecnologías IP convencionales. Una deficiencia particular de los sistemas IP convencionales es la ausencia de funciones de medición. Como por ejemplo, la matriz de tráfico, constituida por los datos que indican cuál es el tráfico entre los diversos pares de nodos que conforman la red, datos necesarios para la ingeniería de tráfico y que son difíciles de estimar a partir de estadísticas de la interfaz en los routers IP. Las limitaciones de las funciones de control dentro del dominio de enrutamiento es otro problema con los sistemas IP convencionales.[9]

En este capítulo se estudiará la ingeniería de tráfico intra dominio, es decir, dentro de un sistema autónomo (*Autonomous System*-AS) en la internet, como puede ser por ejemplo, una gran empresa, un campus universitario, o un proveedor de servicios de internet. A continuación se tratarán los conceptos relativos al control de tráfico intra-dominio, incluyendo temas tales como el control de enrutamiento, la distribución micro y macro de los recursos, y la coordinación de los controles de problemas que surjan en consecuencia.

2.1. Modelo del proceso de la ingeniería de tráfico.

El modelo del proceso de la ingeniería de tráfico se describe como una secuencia de acciones que un ingeniero de tráfico o, para ser más general, un sistema de ingeniería de tráfico debe realizar para optimizar el rendimiento de una red operativa. El modelo de proceso que se describirá a continuación representa las actividades generales comunes

para la mayoría de las metodologías de ingeniería de tráfico, aunque los detalles sobre cómo la ingeniería de tráfico se ejecuta puede diferir de una red a otra. Este modelo es iterativo y está conformado por cuatro fases (figura 2.1) que se describen a continuación:

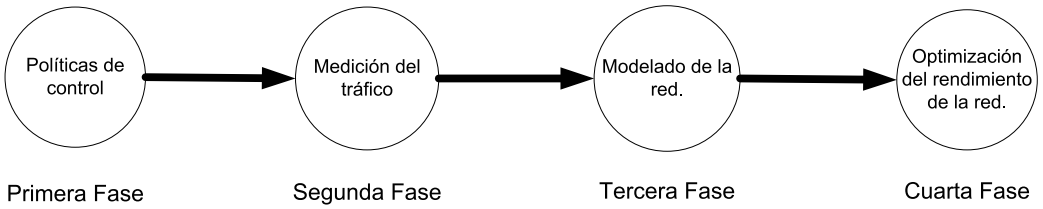

Figura 2.1: Fases del modelo del proceso de la Ingeniería de Tráfico. Autor: Grecia Romero [2012]

La primera fase del modelo del proceso de TE (Ingeniería de Tráfico) es definido por las políticas relevantes de control que rigen el funcionamiento de la red. Estas políticas pueden depender de muchos factores, incluyendo el modelo vigente de negocio, la estructura de costos de la red, las limitaciones del sistema operativo, el modelo de utilidad y el criterio de optimización.

La segunda fase del modelo es un mecanismo de retroalimentación que implica la adquisición de los datos medidos de la red operativa. Si los datos empíricos no están fácilmente disponibles en la red, entonces una síntesis de las cargas de tráfico puede ser utilizada en lugar de considerar la carga de tráfico actual o la esperada por la red. La síntesis de estas cargas puede ser obtenida mediante la estimación o la extrapolación utilizando datos empíricos previos. Su procedencia también puede obtenerse usando modelos matemáticos que caractericen el tráfico u otros medios.

La tercera fase del modelo es analizar el estado de la red y caracterizar la carga del tráfico (si es voz, datos o vídeo). El análisis de los resultados puede ser proactivo y/o reactivo. En un análisis de rendimiento proactivo se identifican los potenciales problemas que puedan generarse en el futuro. Un análisis de rendimiento reactivo identifica los problemas existentes, determina a través del diagnóstico su causa y, de ser necesario, evalúa distintos enfoques alternativos para solucionarlos. Un número de técnicas cuantitativas y cualitativas pueden ser utilizados en el proceso de análisis, incluyendo el modelado basado en el análisis y simulación.

La fase de análisis del modelo del proceso puede implicar la investigación de la concentración y distribución del tráfico a través de la red o subconjuntos relevantes de la red, identificando: las características de la carga de trabajo del tráfico ofrecido, la existencia o posibles cuellos de botella y las patologías de la red, tales como la colocación de enlaces ineficaces, puntos de fallas, etc. Las patologías de la red pueden deberse a: la arquitectura de la red, diseño de la misma y problemas de configuración. Una matriz de tráfico puede ser construida como parte del proceso de análisis. Este análisis de la red también puede ser descriptivo o normativo.

La cuarta fase del modelo del proceso de TE es la optimización del rendimiento de la red. Esta fase implica un proceso de decisión que selecciona e implementa un conjunto

de acciones de un conjunto de alternativas. Las acciones de optimización puede incluir el uso de técnicas apropiadas para el control del tráfico ofrecido o para controlar la distribución del tráfico a través de la red.

Las acciones de optimización también puede implicar agregar enlaces adicionales o aumentar la capacidad del enlace, la implementación de hardware adicional, tales como routers y switches, ajustando de forma sistemática los parámetros asociados con el enrutamiento tales como las métricas del protocolo de pasarela interior (*Internal Gateway Protocol*-IGP) y los atributos del protocolo de pasarela de borde (*Border Gateway Protocol*-BGP) y ajustando parámetros de gestión del tráfico. La optimización del rendimiento de la red también puede implicar el iniciar un proceso de planificación de la red para mejorar su arquitectura, diseño, capacidad y tecnología, así como también la configuración de elementos de la red para adaptarse al crecimiento actual y futuro.[9, 3]

2.2. Componentes del modelo del proceso de ingeniería de tráfico

Los componentes que conforman el modelo del proceso de ingeniería de tráfico esta conformado por tres subsistemas los cuales son: medición, modelado y análisis, y optimización. A continuación se explicará como estos componentes se aplican al modelo del proceso de ingeniería de tráfico. [9]

2.2.1. Medición

La medición determina el estado operativo de la red, proporciona datos que son utilizados para optimizar el rendimiento de la red en respuesta a los acontecimientos originados dentro y fuera de la red. La medición es necesaria para determinar la calidad de los servicios de la red y evaluar la eficacia de las políticas de ingeniería de tráfico.

Para desarrollar un sistema de medición adecuado que pueda ser utilizado por la ingeniería de tráfico en redes IP, se deben considerar las siguientes preguntas:

- ¿Por qué es necesaria la medición en este contexto particular?
- ¿Qué parámetros se van a medir?
- ¿Cómo se debe realizar la medición?
- ¿Dónde se debe realizar la medición?
- ¿Cuándo se debe llevar a cabo la medición?
- ¿Con qué frecuencia se podrían medir las variables monitoreadas?
- ¿Cuál es nivel deseable de precisión y confiabilidad de la medición?
- ¿Cuál nivel de precisión y confiabilidad de la medición es realmente alcanzable?

- ¿En qué medida el sistema de medición puede permitir interferencias?
- ¿Cuál es el costo aceptable de la medición?

Las respuestas a estas preguntas determinarán las herramientas de medición y la metodología adecuada para un determinado ámbito de ingeniería del tráfico.

También debe tenerse en cuenta que existe una distinción entre medición y evaluación. La medición proporciona los datos en bruto sobre parámetros de estado y variables de elementos de la red monitoreada, mientras que la evaluación utiliza los datos en bruto para hacer inferencias con respecto al sistema monitoreado.[9]

2.2.2. Modelado, análisis y simulación.

El modelado consiste en la representación física que muestra las características relevantes del tráfico y los atributos de la red.

Un modelo de la red puede facilitar el análisis y/o la simulación que permita predecir el rendimiento de la red en diversas condiciones, así como también orientar los planes de expansión de la red. Los modelos de ingeniería de tráfico de internet se pueden clasificar como estructurales o de comportamiento. Los modelos estructurales se centran en la organización de la red y sus componentes, mientras que los modelos de comportamiento se enfocan en la dinámica de la red y la carga del tráfico.

Utilizar la herramienta de simulación en una red es extremadamente útil para la ingeniería de tráfico, ya que a través de ella se puede simular y visualizar las características de la red en diversas condiciones de una manera segura y sin interrupciones. Por ejemplo, un simulador de la red se puede utilizar para representar los recursos que se encuentren en congestión, para sugerir las posibles soluciones a los problemas de rendimiento de la red, para validar la eficacia de las soluciones previstas a problemas sin necesidad de alterar el funcionamiento de la red, etc.

Además, durante el proceso de planificación de la red, un simulador de la red puede revelar patologías tales como los puntos únicos de fallo que pueden requerir redundancia adicional, posibles cuellos de botella y los puntos difíciles que pueden requerir de mayor capacidad.[9]

2.2.3. Optimización.

Optimización del rendimiento de la red consiste en resolver los problemas de la red, transformando esos problemas en los conceptos que permitan la identificación e implementación de una solución. La optimización puede ser correctiva o perfectiva. En la optimización correctiva, el objetivo es solucionar un problema que ha ocurrido o que se está iniciando. En la optimización perfectiva, el objetivo es mejorar el rendimiento de la red, incluso cuando los problemas explícitos no existen y no se preveén.

La optimización del rendimiento de la red es un proceso continuo, consiste de dos subprocesos: el subproceso de optimización en tiempo real y el subproceso de planificación de la red que no es en tiempo real. La diferencia entre la optimización de tiempo

real y la planificación de la red es principalmente la escala de tiempo en las cuales ellas operan y el nivel de detalle de sus acciones.

Los objetivos del subproceso de optimización en tiempo real son: controlar la asignación y distribución de tráfico sobre la infraestructura existente de la red para evitar y/o aliviar la congestión, asegurar la prestación de servicios satisfactorios, y optimizar la utilización de los recursos. La optimización en tiempo real es necesaria debido a los incidentes aleatorios, tales como cortes de fibra o los cambios en la demanda de tráfico que se pueden producir independientemente del diseño de la red. Estos incidentes pueden causar congestión y otros problemas que se pueden manifestar en una red operativa. La optimización en tiempo real debe resolver estos problemas en un rango de tiempo corto a mediano, comprendido desde microsegundos a minutos u horas. Entre los ejemplos de optimización de tiempo real están: la gestión de colas, ajuste métrico en los protocolos IGP/BGP y el uso de tecnologías como MPLS para cambiar las rutas de algunos troncos de tráfico.

Una de las funciones del subproceso de planificación de la red es iniciar acciones para desarrollar sistemáticamente: la arquitectura, tecnología, topología y la capacidad de una red. Cuando existe un problema en la red, la optimización en tiempo real debe proporcionar una solución inmediata, porque se necesita una respuesta rápida, que no necesariamente será la mejor solución posible. Entonces posteriormente es cuando entra la planificación de la red para perfeccionar la solución y mejorar la situación. La planificación de la red también es necesaria para ampliar la red, para apoyar el crecimiento del tráfico y los cambios en la distribución del tráfico en el tiempo.

De acuerdo a lo explicado anteriormente se hace evidente que la planificación de la red y la optimización del rendimiento en tiempo real son actividades complementarias. Una red bien planeada y diseñada hace que la optimización en tiempo real sea más fácil, mientras que un enfoque sistemático para la optimización del rendimiento en tiempo real permita a la planificación de la red centrarse en cuestiones a largo plazo, más que consideraciones tácticas. De igual manera una optimización sistemática del rendimiento de la red en tiempo real también proporciona valiosos aportes y puntos de vista hacia la planificación de la red.[9]

Capítulo 3

Protocolos de enrutamiento.

En este capítulo se explicarán los protocolos de enrutamiento, sus inicios, ventajas y desventajas. Con el objetivo de orientar al lector sobre los avances en el enrutamiento del trafico.

Los routers son los dispositivos responsables de dirigir el trafico entre los host (equipo terminal de usuario). Construyen tablas de enrutamiento que contienen la información sobre las mejores rutas a todos los destinos a los que podría alcanzar. Para cumplir este objetivo el router ejecuta un programa llamado protocolo de enrutamiento, el cual le permite recibir y reenviar los paquetes de información a través del conjunto de redes interconectadas.

Cada routers realiza la decisión de enrutamiento basandose en el conocimiento que tiene sobre la topología y las condiciones del conjunto de redes interconectada a él. Con esta información forma una tabla de enrutamiento, que está asociada al protocolo de enrutamiento utilizado. El router analiza la tabla de enrutamiento con el protocolo utilizado (en caso de utilizar mas de un protocolo se analizan las tablas desde los diferentes protocolos involucradas) y se selecciona la o las mejores ruta o rutas para cada destino.

El enrutamiento puede ser:

- Fijo o estático: no basan su decisión de enrutamiento en mediciones o estimaciones del tráfico y la topología actual. La decisión de que ruta se utilizará para ir del nodo I al nodo J se establece previamente y es gestionado manualmente por el administrador de red, que lo introduce en la configuración del router al iniciar la red. Este tipo de enrutamiento se utiliza en redes sencillas con pocos routers, por el trabajo que se requiere al configurar en redes con gran cantidad de routers. El administrador debe actualizar manualmente cada entrada de ruta estática siempre que un cambio en la topología de la red requiera una actualización. Los routers no tienen que descubrir ni propagar nuevas rutas a través de la red.

- Dinámico: a diferencia del enrutamiento estático, cambia su decisión de enrutamiento para reflejar los cambios de topología, y generalmente también el trafico; estos cambios se realizan por medio de los protocolos de enrutamiento.

Los protocolos de enrutamiento son diseñados para intercambiar información entre routers, con la finalidad de realizar ajustes dinámicos de acuerdo a las condiciones de la red, de la ruta que deben seguir los paquetes para llevar la información de un nodo fuente a su nodo destino y mantener tablas de enrutamiento que contienen información acerca de la topología de la red.

Las diversas técnicas de enrutamiento existente se encargan de seleccionar la mejor ruta que los paquetes pueden tomar y se diferencian entre si por el criterio utilizado llamado *métrica*. Entre los diversos criterios están: distancia, número de saltos y ancho de banda.[20, 21, 22, 15]

A continuación se explica el protocolos de enrutamiento más utilizados para enrutamiento IP dentro de un sistema autónomo.

3.1. Protocolo OSPF.

El protocolo OSPF o protocolo abierto de la primera trayectoria más corta por sus siglas en ingles *Open Shortest Path First*, es un protocolo de enrutamiento de estado de enlace y forma parte del grupo de protocolos de pasarela interior (IGP) usado dentro de un sistema autónomo (AS), definido en [16].

OSPF se basa en la tecnología de estado de enlace que es una desviación del algoritmo de Bellman - Ford basado en vectores, utilizado en el protocolo de enrutamiento de internet tradicional: el protocolo de información del enrutamiento (RIP-*Routing Information Protocol*). A medida que los AS fueron creciendo, el funcionamiento del RIP se hizo más lento y fue necesario desarrollar un nuevo protocolo.

En 1988, el grupo de trabajo de ingeniería de internet comenzó a trabajar en el protocolo OSPF, para satisfacer el crecimiento de los AS y solventar las limitaciones que presentaba el RIP. Para lo cual debía cumplir los siguientes requisitos:

1. Ser publicado como literatura abierta, de allí la *O* (de open) en sus siglas, a fin de evitar que fuera propiedad de una compañía.

2. Reconocer una variedad de métricas de distancia, incluidas distancia física, retardo, ancho de banda, en vez de basarse sólo en saltos.

3. Ser un algoritmo dinámico que se adaptará a los cambios de topología de forma rápida y automática.

4. Reconocer el enrutamiento basado en el tipo de servicio, es decir, debía ser capaz de enrutar el tráfico en tiempo real de acuerdo al tipo de servicio. El protocolo IP tiene un campo que especifica el tipo de servicio pero los protocolos anteriores no lo usaban.

5. Reconocimiento de sistemas jerárquicos.

6. Un mínimo de seguridad.

En 1991 el OSPF se convirtió en estándar, introdujo nuevos conceptos tales como la autenticación de las actualizaciones de enrutamiento, las máscaras de subred de longitud variable (VLSM-Variable Length Subnet Masks), el resumen de ruta, etc. [15]

Funciona haciendo una abstracción del conjunto de redes, routers y enlaces en un grafo (dibujo, imagen), en el que a cada arco o enlace se le asigna un costo o peso, él

cual es configurado por el operador de la red y es una indicación del gasto necesario para enviar un paquete a través de una determinada interfaz o enlace.

El peso de una interfaz depende de la métrica utilizada, la cual puede ser:

- Distancia.
- Retardo.
- Ancho de banda, etc.

La compañía Cisco Systems recomienda que los pesos se asignen inversamente proporcional al ancho de banda del enlace. Un mayor ancho de banda indica un costo menor. Por ejemplo un enlace de 56Kbps ocasiona un mayor tiempo de retardo que un enlace de 10Mbps, esto se simboliza en que el enlace de 56Kbps tiene un mayor peso que el enlace de 10Mbps. La fórmula utilizada para calcular el peso del enlace es:

$$peso = 100000000/BW \tag{3.1}$$

BW= ancho de banda del enlace en bits por segundos.

Un ejemplo del cálculo del peso de un enlace Ethernet de 10Mbps utilizando la ecuación 3.1 seria:

$$peso = 100000000/10x10^6 = 10$$

Ahora el cálculo del peso de un enlace T1 que permite una velocidad de transmisión de 1.544Mbps es:

$$peso = 100000000/1544000 = 64$$

Note como un enlace con mayor ancho de banda representa un menor peso sobre el enlace.[22]

En la figura 3.1 se muestra la representación gráfica de la red con grafos, un allí los routers son representados a través de los nodos y los enlaces son las lineas que interconectan los routers, la fecha indica la dirección de envió de ese enlace. Note como los pesos pueden cambiar en función de la dirección del enlace.

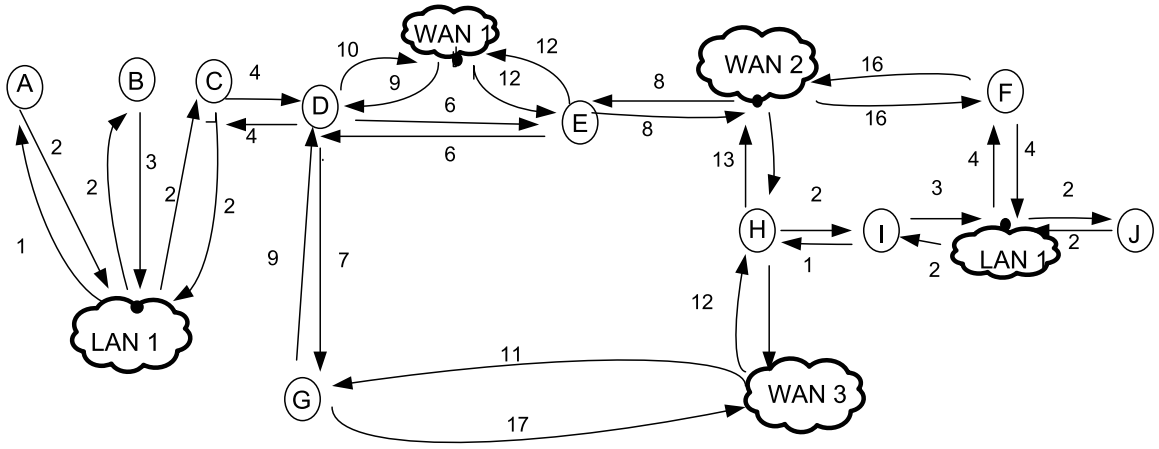

Figura 3.1: Representación con grafos de un SA.[22]

OSPF utiliza un algoritmo de estado de enlace a fin de construir y calcular la trayectoria más corta entre los nodos en función a los pesos de los enlaces. A continuación se enumeran las diversas etapas del algoritmo:

- En la inicialización o debido a cualquier cambio en la información de enrutamiento, el router genera un mensaje de estado de enlace. Este anuncio representará la colección de todos los estados de enlace de ese router.

El estado del enlace es una descripción de la interfaz y de su relación con sus routers vecinos. Una descripción de la interfaz contiene, por ejemplo, la dirección IP de la interfaz, la máscara, el tipo de red que está conectado, los routers conectados a dicha red y así sucesivamente. La colección de todos estos estados de enlace forman una base de datos.

- Todos los routers intercambiaran los estados de enlaces por medio de las inundaciones. Cada router que reciba una actualización de estado de enlace deberá guardar una copia en su base de datos de estado de enlace y luego propagar la actualización a los otros routers.

- Después que la base de datos de cada router este completa, el router calculará la trayectoria más corta para todos sus destinos, por medio del algoritmo de Dijkstra (ver sección 3.2). Los destinos, los costos asociados y el siguiente salto para llegar a esos destinos formarán la tabla de enrutamiento IP.

- En caso de que no ocurran cambios en la red OSPF, tales como el costo de un enlace o se agregue o elimine un routers a la red, OSPF se mantiene en reposo. Cualquier cambio que se produzca se comunicará a través de paquetes de estado de enlace y se recalcula el algoritmo de Dijkstra para encontrar el camino más corto.

OSPF actualiza rutas sólo cuando el estado de un enlace cambia, enviando pequeños paquetes de anuncios de estado de enlace que contienen información específica sobre los enlaces de red de un enrutador, sin necesidad de difundir las tablas enteras de enrutamiento para actualizar los routers vecinos. A diferencia del RIP realiza un seguimiento de la topología de la red completa, de todos los nodos y las conexiones dentro de esa red.[12, 15]

3.2. Algoritmo de Dijkstra

El algoritmo de la trayectoria más corta de Dijkstra, también conocido como el algoritmo de las trayectorias mínimas, es un algoritmo que se utilizara para determinar el camino más corto desde un nodo origen al resto de los nodos en un grafo con pesos en cada arco. Fue diseñado por el holandés Edsger Wybe Dijkstra en 1959. [21]

El algoritmo se basa en el siguiente principio: dado un grafo a cuyos enlaces se han asociado una serie de pesos, se define la trayectoria de costo mínimo de un nodo u a otro v, como el camino donde la suma de los pesos de los arcos que lo forman es la más baja entre las de todos los otros caminos posibles de u a v.

El algoritmo de Dijkstra es un algoritmo eficiente de complejidad $O\left(N^2\right)$ donde N es el número de nodos que sirve para encontrar la trayectoria de costo mínimo desde un nodo origen a todos los demás nodos del grafo. El fundamento sobre el que se basa es el principio de optimización: si el camino más corto entre los nodos u y v pasa por el nodo w, entonces la parte del camino que va de w a v debe ser el camino más corto entre todos los caminos que van de w a v. De esta manera, se van construyendo sucesivamente los caminos de costo mínimo desde un nodo inicial hasta cada uno de los nodos del grafo, y se utilizan los caminos conseguidos como parte de los nuevos caminos.[15]

Para etiquetar cada uno de los nodos de la red se procede de la siguiente forma:

- Primer paso: considere todos los nodos que estén conectados directamente con el nodo origen por un enlace, es decir a través de un camino o trayectoria de longitud l. A cada uno de ellos se le colocará una etiqueta que tiene los siguientes componentes:

$$[d, nodo - anterior]_{(k)}$$

d : se refiere a la distancia acumulada del nodo fuente al nodo que se este evaluando, *nodo-anterior*: se refiere al nodo que lo precede y k : representa el n-ésimo nodo más cercano o número de iteraciones.

Los nodos que no estén directamente conectado con el nodo fuente se le coloca una etiqueta temporal con una distancia de infinito (∞).

Estas etiquetas serán temporales.

- Segundo paso: de todos los nodos con etiqueta temporal, se elige uno cuyo componente de distancia sea menor y la etiqueta pasa a ser permanente. Los empates

se rompen arbitrariamente. Cuando todos los nodos son permanentes se pasa al cuarto paso.

- Tercer paso: todo nodo que no tenga actualmente etiqueta permanente, estará sin etiqueta o con una temporal. Si i es el último nodo con etiqueta permanente, se consideran todos los otros nodos que estén conectados directamente con éste a través de un camino de longitud *1*. Para cada uno de ellos se calcula la suma de su distancia al nodo i más la distancia de la etiqueta del nodo i.

Si el nodo no está etiquetado se le asigna una etiqueta temporal. Pero si el nodo en cuestión ya tiene etiqueta temporal, se cambia sólo si la distancia recién calculada es menor que la distancia de la etiqueta actual. Si la distancia recién calculada es igual a la que tiene la etiqueta anterior, se conservan ambas, y se regresa al segundo paso.

- Cuarto paso: en este paso todos los nodos tienen sus etiquetas permanentes, las cuales indican la distancia más corta desde el origen a cada nodo de la red. También indican el nodo predecesor en la ruta más corta hacia cada nodo. [21]

Para ejemplificar mejor el algoritmo a continuación se presenta un ejemplo. En la figura 3.2 se ilustra un grafo *G(N,A)* de una red conformada por 6 nodos representados por los routers *A,B,C,D,E* y *F;* los cuales corresponden al conjunto de nodos *(N). A* se refiere al conjunto de enlaces, aristas, arcos o líneas que conectan estos nodos, con su respectivo peso.

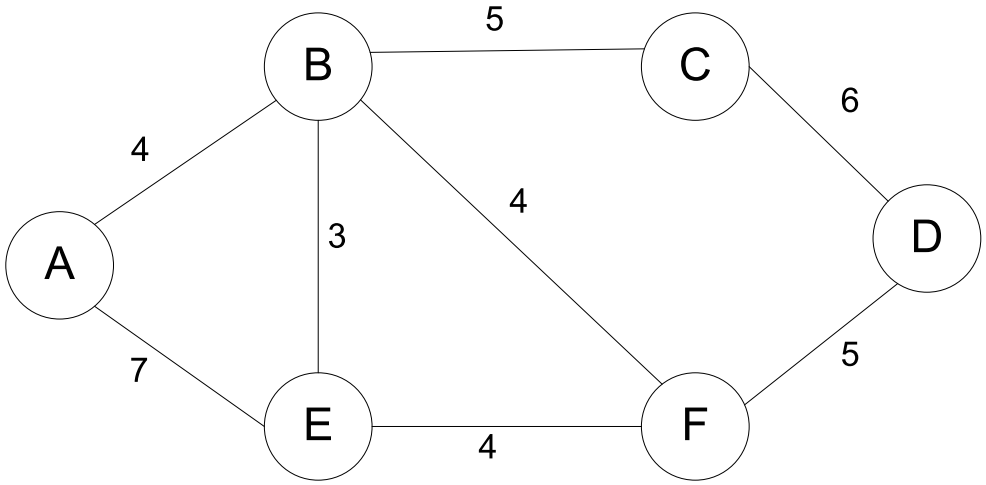

Figura 3.2: Ejemplo de un grafo de una red.[15]

Para implementar el algoritmo, se llevará un registro de corridas de los nodos sucesivos más cercanos al nodo fuente, se utilizarán las etiquetas explicadas en el primer paso para cada uno de los nodos que conformen la red.

Continuando con el ejemplo, se procede a buscar la trayectoria más corta del nodo A al nodo D. Se toma el nodo A como nodo permanente por ser el nodo fuente, luego se

continua con el paso de inicialización del algoritmo, el cual consiste en buscar el nodo más cercano a A, el cual es él mismo, por lo tanto $k = 0$ y la distancia sería cero.

En el primer paso consideramos cual de los cinco nodos que pertenecen al conjunto de nodos (N) es el más cercano al nodo A, los cuales pueden ser los nodos B o E, ya que ambos están directamente conectados al nodo A. La trayectoria AB que va del nodo A al nodo B tiene un costo de 4, mientras que la trayectoria AE tiene un costo de 7, por lo tanto el primer nodo más cercano a A es el nodo B. En la figura 3.3 se muestra el resultado de la inicialización y primera iteración del algoritmo con sus respectivas etiquetas temporales.

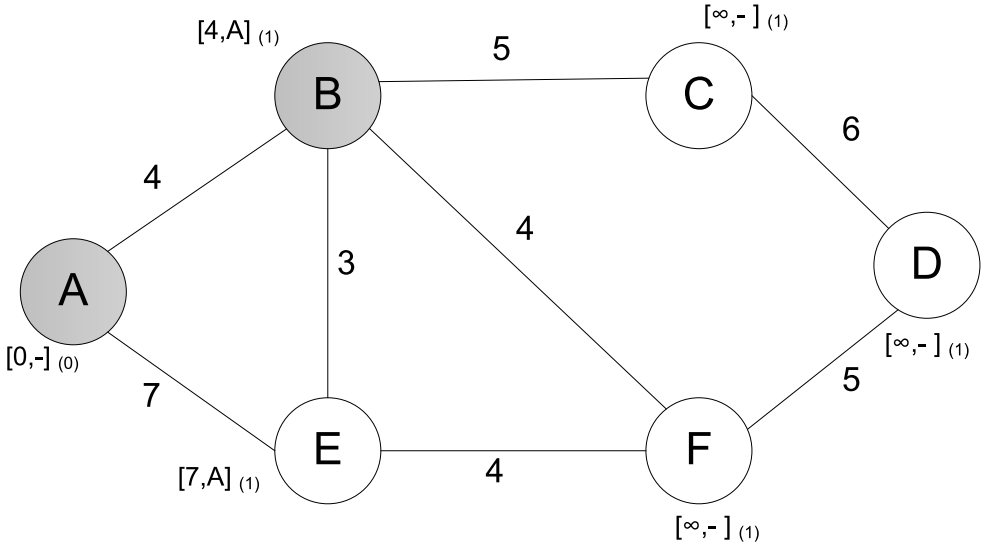

Figura 3.3: Primera iteración del algoritmo Dijkstra..[Autora: Grecia Romero]

Como el nodo B resulto ser el nodo más cercano al nodo A, pasa a ser el próximo nodo permanente, y se buscan las trayectorias siguientes que estén directamente conectadas al nodo B, y se procede a colocar las etiquetas respectivas. En la figura 3.4 se observa las posibles trayectorias con sus respectivos costos son: $ABC = 9$, $ABF = 8$, $ABE = 7$, o $AE = 7$. De estas cuatro opciones hay dos trayectorias más cortas: ABE y AE. Resultando el nodo E como el segundo nodo más cercano al nodo A.

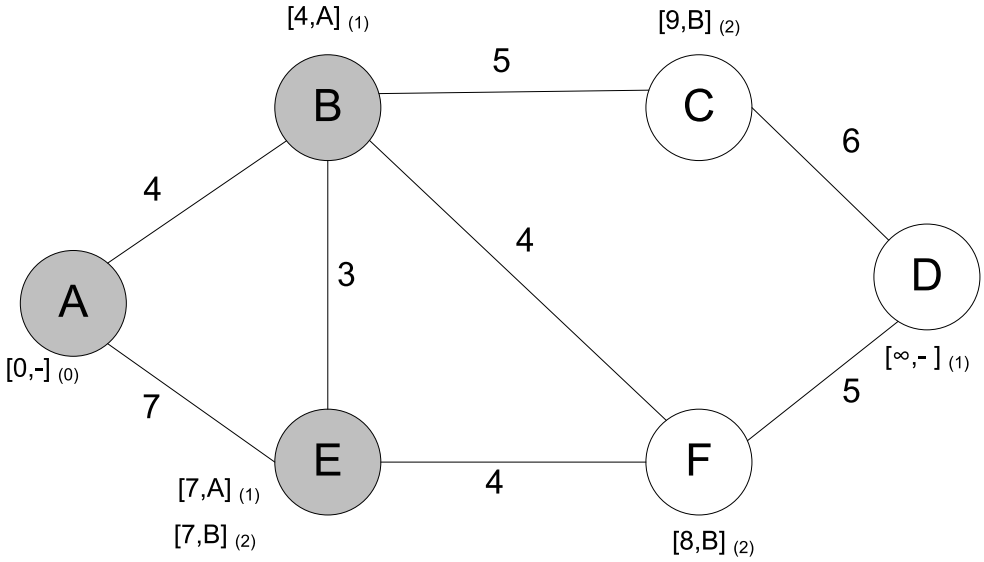

Figura 3.4: Segunda iteración del algoritmo de Dijkstra.[Autora: Grecia Romero]

Para continuar con la búsqueda del tercer nodo más cercano al nodo A, se etiqueta el nodo F por ser el único que esta conectado directamente al nodo E sin etiqueta permanente. Las posibles trayectorias con sus costos son $ABC = 9$, $ABF = 8$, $ABEF = 11$, o $AEF = 11$, los cuales se encuentra representada en la figura 3.5. Resultado la trayectoria ABF como la más corta y por lo tanto el nodo F pasa a ser el tercer nodo más cercano al nodo fuente. Con la etiqueta $[8, B]_{(2)}$ que pasa a ser permanente y se descarta la etiqueta $[11, E]_{(3)}$ por generar una distancia mayor al nodo fuente.

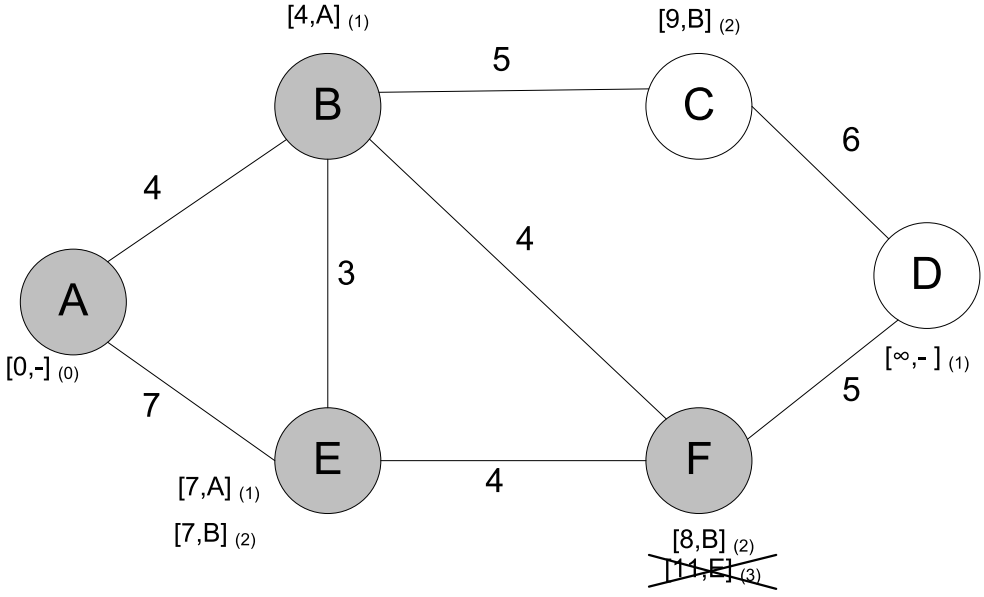

Figura 3.5: Tercera iteración del algoritmo de Dijkstra.[Autora: Grecia Romero]

El cuarto nodo más cercano estará a lo largo de una trayectoria que incluya los nodos *B, E o F.* Las posibles trayectoria con sus costos asociados son $ABC = 9$ y $ABFD = 13$ los cuales se encuentran en la figura 3.6. Cuya trayectoria más corta es la ABC así el nodo C se convierte en el cuarto nodo más cercano. Es importante destacar que las trayectorias $ABEF$ y AEF no fueron consideradas en esta etapa del algoritmo porque el nodo F ya es un nodo permanente al ser seleccionado como tercer nodo más cercano y no se vuelve a iterar con el.

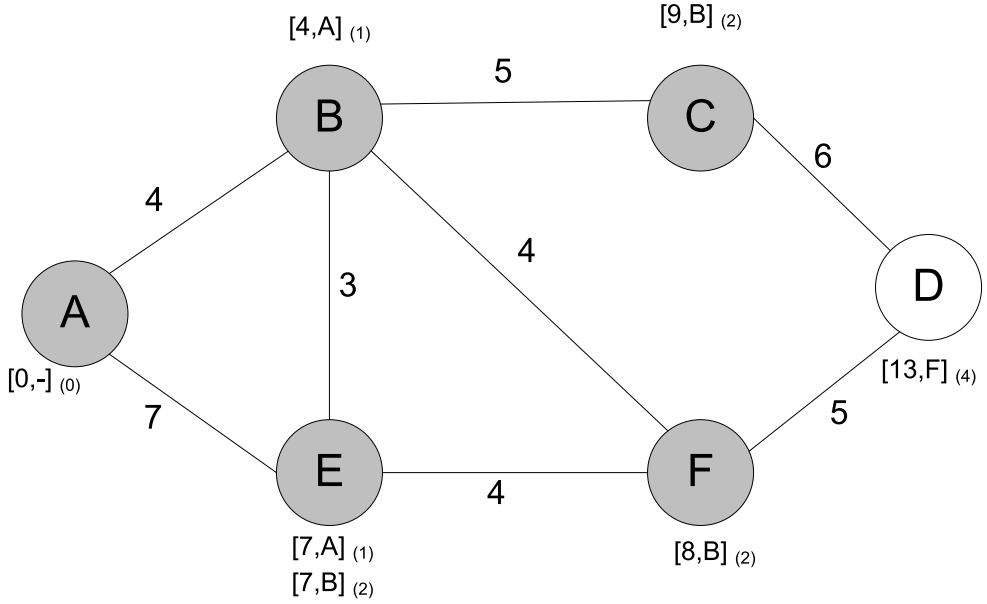

Figura 3.6: Cuarta iteración del algoritmo de Dijkstra. [Autora: Grecia Romero]

Para obtener el quinto y último nodo más cercano (por ser una red de 6 nodos) se realiza la última iteración con los nodos que estén conectado directamente al nodo C con etiquetas temporales, quedando solamente el nodo D. Las posibles trayectorias y costos son $ABCD = 15$ y $ABFD = 13$, representados en el grafo 3.7, obteniendo que la trayectoria más corta es $ABFD$, por lo tanto se deja como etiqueta permanente la etiqueta $[13, F]_{(4)}$ y el nodo D se convierte en el quinto nodo más cercano al nodo A.

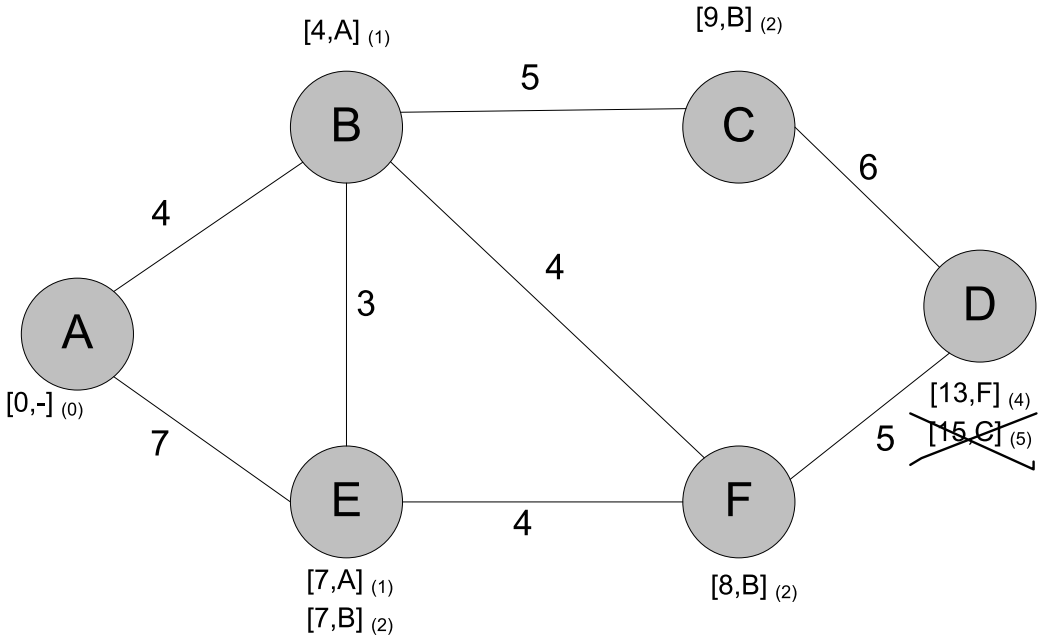

Figura 3.7: Quinta iteración del algoritmo de Dijkstra. [Autora: Grecia Romero]

Al ser el nodo D el nodo destino, entonces la trayectoria más corta del nodo A al nodo D es la trayectoria $ABFD$.[15, 11]

Al ejecutar el algoritmo de Dijkstra en el nodo A, se obtiene la tabla de envió del nodo A con respecto a todos sus nodos vecinos y se representa en la tabla 3.1.

Tabla 3.1: Tabla de envió del nodo A.[15]

Nodo destino	Enlace
B	(A,B)
C	(A,B)
D	(A,B)
E	(A,E)
F	(A,B)

3.3. Funcionamiento de OSPF.

OSPF utiliza la técnica de inundación para intercambiar las actualizaciones de los estados de enlace entre los routers. Cualquier cambio en la información de enrutamiento se distribuyen a todos los routers de la red. Ejecutar el algoritmo de Dijkstra tomando en cuenta todos los nodos sería poco práctico, porque implicaría un mayor costo en: el cálculo de las trayectorias más cortas, tiempo de transmisión de datos, memoria, etc. Es por ello que OSPF establece una jerarquía en la red, permitiendo una definición lógica de la red, en la cual los routers pueden ser divididos en áreas. Esto con la finalidad de

limitar la explosión de actualizaciones de estado de enlace sobre toda la red. Y también proporciona un mecanismo para agregar enlaces y reducir la propagación innecesaria de información de una subred.

En un "área" se aplica el protocolo OSPF de manera independiente como si se tratara de una red aislada, es decir, las inundaciones y el cálculo del algoritmo de Dijkstra en un router se limita a los cambios que ocurran dentro de un área, así que el costo en el cálculo es proporcional al tamaño del área y no de la totalidad de la red. Todos los routers dentro de un área sólo contienen en su mapa local la topología del área y tienen exactamente la misma base de datos de los estados de enlaces. Cada área incluye un conjunto de subredes IP. La comunicación entre routers de un área se resuelve directamente a través del mapa local de área que cada router posee.

En un ambiente OSPF, los routers están conectados entre sí para formar redes, esas redes pueden estar interconectadas para formar áreas y la interconexión de las áreas son las que forman los sistemas autónomos. Las áreas no se traslapan, pero no necesitan ser exhaustivas, es decir, algunos routers podrían no pertenecer a ningún área. Un área es una generalización de una subred. Fuera de su área, su topología y detalles no son visibles.

Los routers dentro de un área, llamados routers intraáreas, enrutan los paquetes entre las redes de esa área, aislando el ruteo intradominio de los problemas de ruteo externo. Los routers intraáreas mantienen datos topológicos idénticos. Las áreas OSPF se interconectan entre sí por medio de routers frontera que mantienen datos topológicos separados sobre las áreas a las que ellos están conectados. De esta forma, el enrutamiento OSPF trabaja en dos niveles, el nivel inferior de enrutamiento intraárea y el nivel superior, que se refiere al enrutamiento interáreas del trafico que recorre la red troncal. Cada AS tiene un área de backbone, llamada área 0.

Todas las áreas se conectan al backbone, posiblemente mediante túneles, por lo que hay la posibilidad de ir de cualquier área del AS a cualquier otra a través del backbone. Un túnel se representa en el grafo como un arco y tiene un costo. Cada router conectado a dos o más áreas es parte del backbone. Al igual que en otras áreas, la topología del backbone no es visible desde fuera del backbone.

Los routers que pertenezcan a varias áreas, y conecten esas áreas con el área de la red troncal se denominan routers de borde de área (ABR-Area Border Routers). Un ABR por lo tanto, debe mantener la información que describe la área de la red troncal y las otras áreas anexas.

Un router que tiene todas las interfaces en la misma área se llama router interno (IR). Un router que tiene sus interfaz en múltiples áreas se llama router de borde de área (ABR). Los routers que actúan como puertas de enlace (redistribución) entre los protocolos de enrutamiento OSPF y otros protocolos u otras instancias del proceso de enrutamiento OSPF se denominan router de frontera del sistema autónomo (ASBR). Cualquier router puede ser un ABR o un ASBR.

En resumen, el OSPF distingue cuatro clases de routers:

1. Routers internos, son aquellos que están contenidos en una sola área.

2. Routers de borde de área, los que conectan dos o más áreas.

3. Routers de backbone, los que están en el backbone.

4. Routers de frontera de AS, los que se comunican con otros routers de otros AS.

Es posible que un router pertenezca a varias de estas clases. En la figura 3.8 se representa un ambiente OSPF de tres áreas. La red troncal (backbone) está comprendida por los routers *R3, R6* y *R7*. Los routers *R1* y *R2, R4* y *R5*, y *R8* y *R9* son enrutadores intraáreas para las áreas 1, 2 y 3 respectivamente. Además *R1, R4* y *R8* son routers de frontera para las área 1, 2 y 3 respectivamente. Cada área es un sistema separado, y los routers intraáreas sólo llevan información sobre las redes dentro de esas áreas. Por ejemplo una información que se originen en la red *N4* con destino a la red *N6*, son enrutados internamente por *R4* y *R5* dentro del área 2, en cambio si la red *N8* envía información a la red *N2,* estos paquetes deben ser dirigidos al routers *R8,* el cual es un routers de frontera de área y luego a los routers *R7, R3* y *R1.* [22, 15]

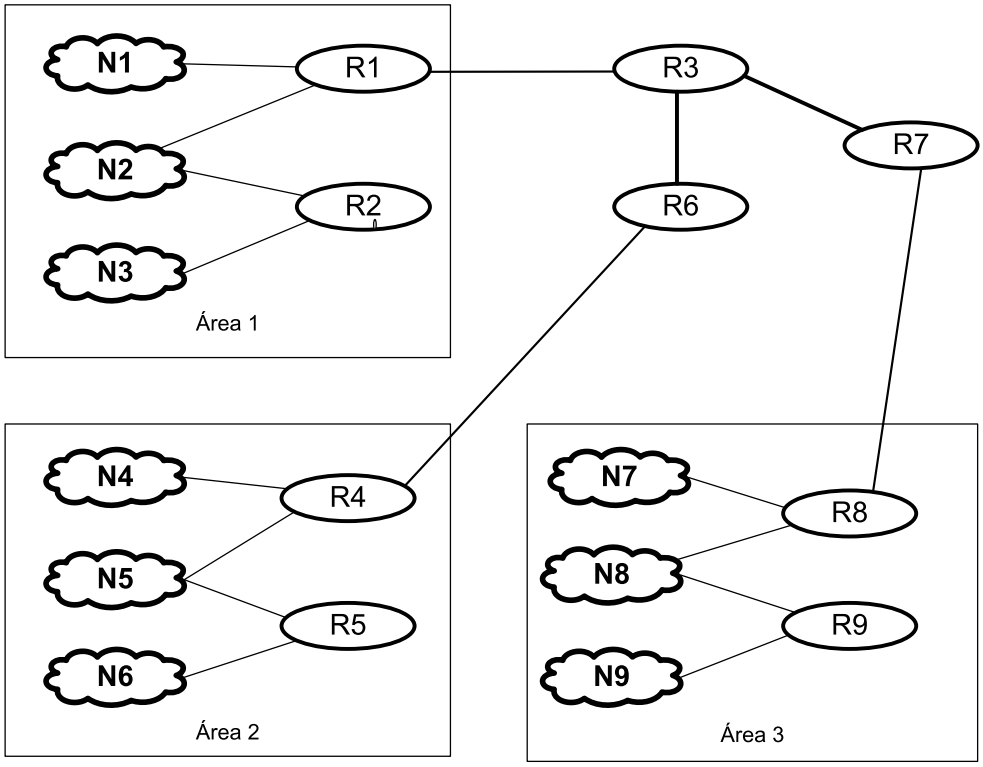

Figura 3.8: Ambiente de enrutamiento de una muestra OSPF. [15]

Dentro de un área, cada enrutador tiene la misma base de datos de estado de enlace y ejecuta el mismo algoritmo; su principal tarea es calcular la trayectoria más corta de sí mismo a todos los demás enrutadores del área, incluido el router que está conectado al backbone, de los cuales debe haber al menos uno. Un routers que se conecta a dos

áreas necesita conocer las bases de datos de las dos áreas y debe ejecutar por separado para cada una de las áreas el algoritmo de la trayectoria más corta.

El funcionamiento básico del protocolo de enrutamiento OSPF es el siguiente, cuando un router se enciende o es agregado a una red, envía un mensaje de saludo *(HELLO)* por todas sus líneas punto a punto y las difunde por las LAN al grupo formado por los demás routers. En las WAN, el router requiere cierta información de configuración para saber con quién tiene que hacer contacto. A partir de las respuestas, cada router aprende quiénes son sus vecinos. También estos mensajes son enviados periódicamente por todos los routers para informar a sus vecinos que aún están activos

El OSPF funciona intercambiando información entre routers adyacentes, que no es lo mismo que routers vecinos. Sería ineficiente hacer que todos los routers de una LAN se comuniquen con todos los routers de otra LAN. Para evitar esta situación, se elige un router como *router designado*, el cual es adyacente a todos los demás routers, e intercambia información con ellos. Los routers vecinos que no son adyacentes no intercambian información entre ellos. Siempre se mantiene actualizado un enrutador designado de respaldo para facilitar la transición en caso de que el router designado primario presente una falla.

Durante la operación normal, cada router inunda periódicamente con mensajes: LINK STATE UPDATE *(actualización del estado del enlace)* a todos sus routers adyacentes. Este mensaje indica el estado del router y proporciona los pesos usados en la base de datos topológica. La base de datos topológica se construye usando el algoritmo de la trayectoria más corta de Dijkstra (explicado en la sección 3.2), que consiste en la vista de la red.

Los mensajes de inundación se reconocen a fin de hacerlos confiables. Cada mensaje tiene un número de secuencia, por lo que un router puede ver si un mensaje de *actualización del estado del enlace* de entrada es más viejo o más nuevo que el que tiene actualmente. Los routers también pueden enviar estos mensajes cuando se activa o se desactiva una línea y cuando cambian sus pesos.

Los mensajes: DATABASE DESCRIPTION *(descripción de la base de datos)* dan los números de secuencia de todas las entidades del estado del enlace guardadas actualmente por el transmisor. Al comparar sus propios valores con los del transmisor, el receptor puede determinar quién tiene los valores más recientes. Estos mensajes se usan al activar la línea.

Cualquiera de las partes puede solicitar información del estado del enlace de la otra mediante mensajes: LINK STATE REQUEST (*solicitud de estado del enlace*). El resultado neto de este algoritmo es que cada par de routers adyacentes verifica quién tiene los datos más recientes, y de esta manera se distribuye información nueva a través del área. Todos estos mensajes se envían como paquetes IP en bruto. En la tabla 3.2 se resumen los cinco tipos de mensajes usados en OSPF.

Tabla 3.2: Los cinco tipos de mensajes OSPF. [22]

Tipo de mensaje	Descripción
Hola	Sirve para descubrir quiénes son sus vecinos
Actualización del estado del enlace	Proporciona los costos del transmisor a sus vecinos
Reconocimiento del estado del enlace	Reconocimiento de la actualización del estado del enlace
Descripción de la base de datos	Anuncia las actualizaciones que tiene el transmisor
Solicitud del estado del enlace	Solicita información del compañero

En resumen: OSPF mediante la técnica de la inundación, cada router informa a los demás routers de su área acerca de sus vecinos y sus costos. Esta información permite a cada router construir el grafo de su área y con ello calcular la trayectoria más corta entre cualquier par de routers vecinos. Los routers del backbone aceptan información de los routers de frontera de área a fin de calcular la mejor ruta para cada router del backbone a los demás routers. Esta información se propaga de regreso a los routers de frontera de área, quiénes a su vez la difunden en su área. Con toda esta información, un router encargado de enviar un paquete interárea puede seleccionar el mejor router de salida al backbone. [22, 15, 11]

Sin embargo aún con estas capacidades, el OSPF no ofrece un modelo de enrutamiento óptimo en la red, debido a que es propenso a los cuellos de botella, producido por el congestionamiento de ciertos enlaces debido al aumento del tráfico a través de partes específicas de la red, mientras que otros enlaces están siendo subutilizados. Es por ello que se han desarrollados otros protocolos de enrutamiento que mejoran estas deficiencias.

Capítulo 4

Enrutamiento óptimo en redes IP.

La optimización se refiere a la acción de buscar la mejor forma de realizar una actividad, con la asignación de escasos recursos. A nivel general, la optimización puede realizarse en diversos ámbitos, siempre con el mismo objetivo: mejorar el funcionamiento de algo a través de una gestión perfeccionada de los recursos.[7]

El objetivo de este capítulo es presentar la formulación de un modelo matemático para el enrutamiento óptimo. El problema de enrutamiento tiene una representación natural como uno de flujo en redes. Razón por la cual, se inicia este capítulo con una breve introducción a los problemas de optimización de flujo en redes. Esto facilitará la visualización y comprensión del modelo matemático utilizado para optimizar la utilización de los recursos de una red IP en el enrutamiento de una determinada demanda de tráfico.

4.1. El problema clásico de transportación.

Supóngase que se tiene m centros de producción de un determinado bien o producto (en la literatura técnica en inglés suele utilizarse la denominación de "commodity"), los cuales se denotarán como orígenes. En cada uno de ellos se tiene la disponibilidad de transportar a_i unidades de bien o producto, cuyo subíndice se refiere al origen i. Por otra parte, se tienen n centros de consumos o demandas del bien o producto en cuestión, los cuales se definen como destinos. En cada uno de ellos se requiere una cantidad de productos b_j, donde el subíndice se refiere al destino j. Se asume que tanto los a_i como los b_j son cantidades positivas y que entre cada origen i y destino j existe un canal de transporte con un costo unitario de transportación c_{ij}. El objetivo del problema es determinar el patrón de transportación o envío desde los orígenes hasta los destinos de manera tal que se minimice el costo total de transportación. En la figura 4.1 se muestra la representación gráfica de este problema de transportación como una red muy sencilla, que tiene como nodos los m orígenes y los n destinos y, como arcos, los $n\,x\,m$ canales de transporte directo que se supone sólo existen entre los orígenes y destinos (no hay nodos intermedios de trasbordo).

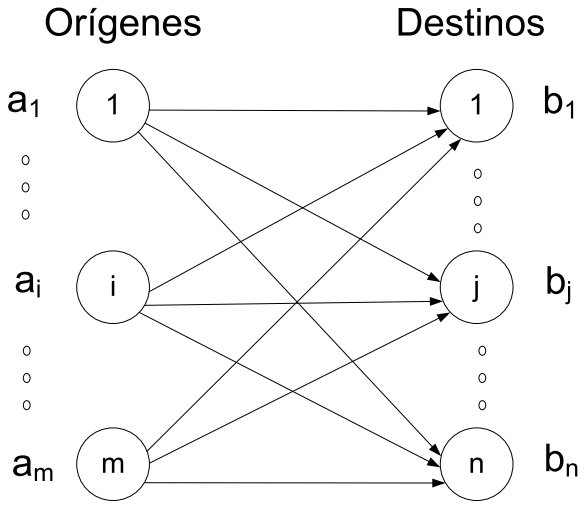

Figura 4.1: Ilustración de un grafo de un problema de transportación.[4]

Sea x_{ij} el número de unidades del producto a ser transportados desde el origen i hasta el destino j, a través del arco (i, j), la solución del problema implica hallar los valores óptimos para estas variables de decisión (vienen a ser las incógnitas en el modelo de programación matemática que se formula para resolverlo). Suponiendo que el problema está balanceado, es decir el número de unidades de bienes disponibles es igual al número de bienes requeridos, entonces:

$$\sum_{i=1}^{m} a_i = \sum_{j=1}^{n} b_j \tag{4.1}$$

El problema de transportación queda formulado de la siguiente manera: minimizar la siguiente expresión:

$$c_{11}x_{11} + \cdots + c_{1n}x_{1n} + c_{21}x_{21} + \cdots + c_{2n}x_{2n} + \cdots + c_{mn}x_{mn} \tag{4.2}$$

Donde c_{ij}: se refiere al costo del arco (i, j).
Sujeto a:

$$\begin{array}{cccccccc}
x_{11} + \cdots & +x_{1n} & & & & & & = a_1 \\
 & & x_{21} + \cdots & +x_{2n} & & & & = a_2 \\
 & & & & & & & \vdots \\
 & & & & x_{m1} + \cdots & +x_{mn} & & = a_m \\
x_{11} & & +x_{21} & \cdots & +x_{m1} & & & = b_1 \\
 & \ddots & & \ddots & & \ddots & & \vdots \\
 & x_{1n} & & +x_{2n} + \cdots & & +x_{mn} & & = b_n \\
x_{11}, \cdots, & x_{1n}, & x_{21}, \cdots, & x_{2n}, \cdots, & x_{m1}, \cdots, & x_{mn} & & \geq 0
\end{array} \tag{4.3}$$

Escrito con una notación más compacta queda de la siguiente manera:
Minimizar:

$$z = \sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \tag{4.4}$$

Sujeto a:

$$\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = a_i \tag{4.5}$$

para $i = 1, \cdots, m$ restricciones asociadas a los orígenes.

$$\sum_{i=1}^{m} x_{ij} = b_j \tag{4.6}$$

para $j = 1, \cdots, n$ restricciones asociadas a los destinos.

$$x_{ij} \geq 0 \tag{4.7}$$

restricción de no negatividad.

Como en todo modelo matemático de optimización o de *Programación Matemática* (así se le denomina al área de conocimientos encargada de estudiar la estructura de los modelos de optimización: los métodos numéricos o algoritmos computacionales para resolverlos; así como sus aplicaciones al mundo real), se pueden diferenciar los tres componentes fundamentales que lo integran. En primer lugar: las variables de decisión. Luego, la función objetivo a minimizar o maximizar, en este caso se trata de una función lineal en las variables de decisión que representa el costo total de transportación. Y por último: las restricciones, que vienen a ser el conjunto de ecuaciones o inecuaciones que deben ser satisfechas por las variables de decisión a fin de que los valores tomados por ellas conformen una solución factible además de óptima. Estas ecuaciones son las que aparecen englobadas en el enunciado del problema llamadas sujeto a, que viene de la expresión en inglés "subject to:".

En este caso, todas las restricciones son funciones de naturaleza lineal, por lo que el modelo de transportación recientemente presentado se incluye dentro de la familia de problemas tratados por el campo de la *Programación Lineal.* El problema tiene $m + n$ restricciones asociadas a los m orígenes y a los n destinos cuya lectura es bastante sencilla. En cada origen se debe cumplir que la suma de las cantidades transportadas desde él, debe ser igual a la disponibilidad en ese origen. De forma similar, en cada destino se debe cumplir que la suma de las cantidades de producto transportadas hacia él debe ser igual al requerimiento o demanda en ese nodo destino. Esto es así porque se está asumiendo que el problema está balanceado. Se puede consultar en la respectiva literatura técnica, la metodología relativamente sencilla de añadir nodos ficticios a fin

de balancear un problema que no esté balanceado en su enunciado original. A estas restricciones asociadas a los orígenes y destino se les denomina usualmente restricciones estructurales a fin de diferenciarlas de las restricciones de no negatividad. [4]

4.2. El problema de flujo en redes a mínimo costo.

Puede verse como una versión generalizada del problema de transportación. En primer lugar, no es necesario que existan enlaces directos entre cada origen y cada destino. Las rutas pueden construirse a través de nodos intermedios o de transbordo. Para una presentación más formal y totalmente general del problema, se introducen los siguientes conceptos:

1. Considérese una red dirigida G constituida por un conjunto finito de nodos $N = 1, 2, \ldots, m$ y un conjunto de enlaces o arcos dirigidos $A = (i, j), (k, l), \ldots, (s, t)$ uniendo pares de nodos en N. Del arco (i, j) se dice que es incidente sobre los nodos i,j y está dirigido desde el nodo i hacia el nodo j. Se asumirá en general que la red tiene m nodos y n arcos. En la figura 4.2 se presenta un ejemplo de una red con cuatro nodos y siete arcos. A manera de comentario: en un problema real, en un enlace puede existir traslado de productos en ambos sentidos, éste debe representarse como dos arcos uniendo los mismos nodos pero con sentido inverso, en orden de respetar la suposición de estar definiendo el problema sobre una red dirigida.

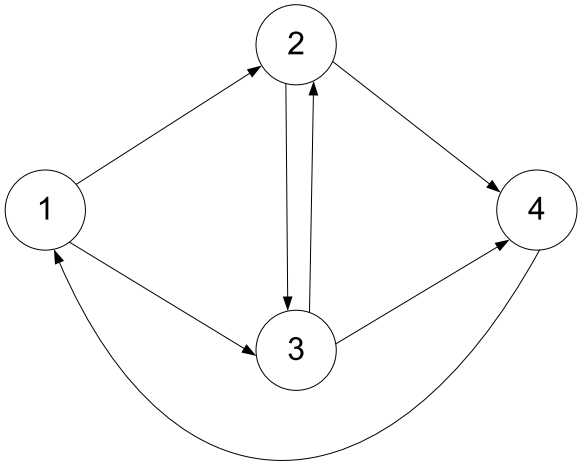

Figura 4.2: Ejemplo de una red..[4]

1. Con cada nodo i en G se asocia un número b_i que viene a ser la disponibilidad de productos en ese nodo (si $bi > 0$) o la demanda requerida (si $bi < 0$). Si $bi = 0$ pudiera interpretarse que la disponibilidad de productos en ese nodo (por ejemplo la cantidad que se produce) se consume en ese nodo con un costo nulo de transportación, pudiendo calificarse este nodo como nodo intermedio o de transbordo. Puede

visualizarse cómo que con esta asociación se generaliza el concepto de nodos de origen y nodos destino. Se asumirá que las disponibilidades y demandas totales en la red son iguales, es decir: $\sum_{i=1}^{m} b_i = 0$. Si este no fuera el caso, por ejemplo que la disponibilidad fuera mayor, entonces se añade un nodo ficticio $m+1$ con $b_i = -\sum_{i=1}^{m} b_i$ y arcos con cero costo desde cada nodo con disponibilidad al nuevo nodo.

2. Asociado con cada arco (i, j) se define la variable x_{ij} como la cantidad de unidades de productos transportadas o el flujo sobre ese arco (se asumirá que $x_{ij} \geq 0$). De igual manera se define el parámetro c_{ij} como el costo unitario de transportación a través de ese enlace.

3. En concordancia con los tres literales anteriores, el problema de flujo en redes a mínimo costo puede ser enunciado en los siguientes términos: *transportar la disponibilidad de productos a través de la red de manera tal de satisfacer la demanda a un mínimo costo.*

La formulación matemática del problema se expresa a través del siguiente modelo de programación lineal:

Minimizar:

$$\sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{m} c_{ij}x_{ij} \tag{4.8}$$

Sujeto a:

$$\sum_{j=1}^{m} x_{ij} - \sum_{k=1}^{m} x_{ki} = b_i \tag{4.9}$$

para $i = 1, \cdots, m$

$$x_{ij} \geq 0 \tag{4.10}$$

para $i, j = 1, \cdots, m$

Para una explicación más detallada del modelo cabe destacar la forma cómo se plantean las restricciones estructurales del modelo. Por cada nodo se planteará una restricción basada en la ecuación de conservación de flujo, también conocida como ecuación de Kirchhoff o balance nodal. Tomando en cuenta que en cada restricción: i es el subíndice fijado que corresponde al nodo respectivo, cada término de la ecuación puede ser interpretado con relativa facilidad. Como se explica a continuación:

- $\sum_{j=1}^{m} x_{ij}$, se refiere a la suma de los flujos que salen del nodo i (suma de las cantidades de producto que se transportan desde el nodo i).

- $\sum_{k=1}^{m} x_{ki}$, indica la suma de los flujos que entran al nodo i (suma de las cantidades de productos que se transportan hacia el nudo i).

La diferencia entre estas dos sumatorias tiene que ser igual a b_i. Si en ese nodo existe disponibilidad ($b_i > 0$), entonces la suma de lo que sale menos la de lo que entra debe ser exactamente igual a ella. En caso contrario, si en el nodo $b_i < 0$, entonces la suma de lo que sale menos la de lo que entra debe ser negativa e igual al requerimiento en ese nodo. Como se puede ver, las ecuaciones están expresadas de manera tal que exista consistencia de signo con la forma cómo han sido asociadas a cada nodo las cantidades b_i. Las ecuaciones no son más que la expresión lógica de que en ningún nodo pueden aparecer o desaparecer unidades de producto por arte de magia.

En este modelo matemático de optimización que se ha introducido, el número de variables es igual al número de arcos y el número de restricciones estructurales es igual a la cantidad de nodos que tiene la red G. En el mismo no se han considerado cotas superiores para la cantidad de unidades que pueden ser transportadas a través de un enlace, por lo que en la literatura del área se dice que este es un problema de flujo en redes a mínimo costo no capacitado. De ser necesario considerar que cada enlace o arco tiene una capacidad máxima, entonces el problema pasa a ser del tipo capacitado y al conjunto de restricciones estructurales provenientes de los balances nodales habría que añadirle un conjunto de restricciones del tipo:

$$x_{ij} \leq u_{ij} \tag{4.11}$$

donde u_{ij} se refiere a la capacidad máxima del enlace o arco (i, j), y se utiliza usualmente la letra u por "upper bound" que significa cota superior y habrán tanta restricciones como número de enlaces involucrados en la red G.[4]

4.3. Problema de flujo en redes a mínimo costo con múltiples flujos diferenciados.

En el problema presentado en la sección 4.2, la demanda en cualquier nodo donde hay requerimiento puede ser satisfecha con productos provenientes de cualquiera de los nodos fuentes. Es decir, a cualquier consumidor le es indiferente el origen del producto, no es necesario diferenciar los flujos porque todos los productos son iguales. Por ejemplo: si las unidades de producto a ser transportadas fueran barriles de petróleo y diera igual satisfacer la demanda en cualquier nodo con barriles provenientes de cualquier origen. Pero puede haber situaciones del mundo real donde es necesario diferenciar los flujos. Por ejemplo, que las entregas de barriles de petróleo estuviesen asociada a contratos

con especificación de origen y destino, es decir: el petróleo teniendo como origen una determinada empresa en Arabia Saudita debe ser entregado a una empresa de Estados Unidos. En este tipo de casos, es necesario diferenciar entre varios flujos de productos que transitan compartiendo una misma red de comunicación. A este tipo de problema se le conoce como un problema de múltiples flujos en red y se abreviará de ahora en adelante mediante las siglas *MCF* (Multi Commodity Flow).

El problema *MCF* es de fundamental importancia para el enrutamiento óptimo de paquetes de información en una red IP, por cuanto cada uno de los paquetes a ser enrutados a través de la red lleva una especificación del nodo donde se originó la información y el nodo en el cual ésta debe ser entregada.

La demanda de tráfico en una red IP en un instante de tiempo determinado se caracterizará mediante una matriz D de dimensiones $m\,x\,m$ (recordando que m es el número de nodos). El elemento (s,t) de esa matriz contiene la cantidad de tráfico que tiene como origen el nodo s y que debe ser enrutada hacia el nodo t. Es una matriz no simétrica puesto que $D_{st} \neq D_{ts}$. El tráfico se mide en unidades de información por segundo (Kbps, Mbps, Gbps,...).

A fin de formular el problema de enrutamiento como uno de *Programación Lineal*, se introducirá la variable:

- x_{ij}^{st} , indica la cantidad de tráfico con origen s y destino t circulando a través del arco (i,j).

Las cantidades b_i asociadas a cada nodo en el problema de flujo en redes a costo mínimo pasan a ser definidas en el problema *MCF* de la siguiente manera:

$$b_i^{st} = \begin{cases} D\,(s,t) & si\ i = s \\ -D\,(s,t) & si\ i = t \\ 0 & en\ otros\ casos. \end{cases} \tag{4.12}$$

Con estas definiciones, se obtiene la siguiente formulación:
Minimizar

$$\sum_{(i,j)\,\epsilon\,A} \sum_{s=1}^{m} \sum_{t=1}^{m} c_{ij} x_{ij}^{st} \tag{4.13}$$

sujeto a:

$$\sum_{j|(i,j)\,\epsilon\,A} x_{ij}^{st} - \sum_{j|(j,i)\,\epsilon\,A} x_{ji}^{st} = b_i^{st} \tag{4.14}$$

$i, s, t = 1, \cdots, m$

$$\sum_{s=1}^{m} \sum_{t=1}^{m} x_{ij}^{st} \leq u_{ij} \tag{4.15}$$

$(i,j)\ \epsilon\ A$

$$x_{ij}^{st} \geq 0 \tag{4.16}$$

$(i,j)\ \epsilon\ A$ y $s,t = 1,\cdots,m$

Se ha demostrado que el problema de enrutamiento a mínimo costo encuadra perfectamente dentro del tipo de problema *MCF* capacitado. Las ecuaciones siguen siendo sencillas, el problema es el crecimiento de la dimensionalidad del problema. El número de variables de decisión será igual al número de arcos multiplicado por m^2. El número de restricciones correspondientes a los balances nodales será igual a m^3. Ahora bien, este problema no es el que más se utiliza en el campo de la *Ingeniería del Tráfico*. Se ha llegado a él a través de una secuencia didáctica muy natural, pero, como se señaló en el capítulo , en el enrutamiento óptimo el objetivo que se persigue es optimizar la utilización de la red. El enrutamiento siguiendo la lógica de la ruta más corta es independiente de la demanda de tráfico a la que la red pueda estar sometida en un momento determinado. Como se concluyó en el capítulo anterior, puede darse una situación de tráfico en la cual algunos enlaces estén sobrecargados y en cambio haya otros subutilizados. El incorporar el conocimiento de la matriz de la demanda de tráfico abre las puertas a una estrategia de enrutamiento óptima desde la perspectiva del balanceo de las cargas. En la siguiente sección se presentará el modelo propuesto por Fortz y Thorup, el cual seguirá perteneciendo a la familia de los problemas *MCF* pero con una función objetivo más adecuada a la meta de utilización óptima de los recursos de la red.[4]

4.4. Modelo propuesto por Fortz y Thorup para enrutamiento óptimo.

Dentro de los diversos modelos matemáticos para enrutamiento óptimo presentados en la literatura de *Ingeniería de Tráfico*, el propuesto por estos autores [28] es el más referenciado cuando se trata de optimizar el balanceo de las cargas de los enlaces. Lo que se busca es que la matriz de tráfico se distribuya lo más uniformemente posible a través de los enlaces de la red, tratando de evitar que algunos estén sobrecargados, mientras otros están siendo subutilizados. A tal efecto se define:

- $c\,(a)$: es la capacidad de cada enlace (a) que pertenece al conjunto A.

En cada enlace a se definen las siguientes variables:

- $f_a^{(s,t)}$ que indica cuanto tráfico fluye del nodo s al nodo t sobre el enlace a *(*equivalente a x_{ij}^{st} definido en la sección anterior).
- $l\,(a)$ que representa la carga total sobre el enlace a o la suma de los flujos que viajan sobre el enlace a.

$$l\left(a\right) = \sum_{s=1}^{m}\sum_{t=1}^{m} f_a^{(s,t)} \tag{4.17}$$

Para cada arco se asocia una función de costo (Φ_a) que depende del factor de utilización del enlace definido en la siguiente ecuación:

$$FU = \frac{l\left(a\right)}{c(a)} \tag{4.18}$$

Su modelo se basa en una función lineal por tramos, cuyas pendientes están definidas en la ecuación 4.19. Como se observa, el incremento de costo no es líneal con respecto al factor de utilización, sino que se definen varios tramos de manera tal que el coeficiente incremental de costo (pendiente de la recta) es mayor en la medida que el factor de utilización se aproxima al cien por ciento.

$$\Phi_a^{'}\left(x\right) = \left\{ \begin{array}{ccc} 1 & para & 0 \leq {}^{x}/_{c(a)} < {}^{1}/_{3} \\ 3 & para & {}^{1}/_{3} \leq {}^{x}/_{c(a)} < {}^{2}/_{3} \\ 10 & para & {}^{2}/_{3} \leq {}^{x}/_{c(a)} < {}^{9}/_{10} \\ 70 & para & {}^{9}/_{10} \leq {}^{x}/_{c(a)} < 1 \\ 500 & para & 1 \leq {}^{x}/_{c(a)} < {}^{11}/_{10} \\ 5000 & para & {}^{11}/_{10} \leq {}^{x}/_{c(a)} < \infty \end{array} \right\} \tag{4.19}$$

Así para un factor de utilización entre 33,33 % y 66,66 % el coeficiente incremental de costo es de 3, mientras que para un factor de utilización entre 90 % y 100 % el coeficiente es de 70. El cambio abrupto en la pendiente actúa como una penalización que castiga cuando la carga del enlace se aproxima a su capacidad máxima. Es de hacer notar que este modelo permite que la capacidad del enlace pueda ser sobrepasada pero a un altísimo costo. Como se verá luego el modelo matemático no incluirá explícitamente restricciones de capacidad en los enlaces, por lo cual se tipifica como un modelo *MCF* no capacitado. Los proponentes del modelo optaron por manejar las restricciones de capacidad implícitamente mediante la penalización incorporada en la función objetivo.

La gráfica de la función costo se obtiene al evaluar las rectas por tramos con las especificaciones de pendiente dadas en la ecuación 4.19. Para una carga comprendida de cero a un tercio de la capacidad del enlace, el primer tramo viene dado por la ecuación de la recta $y - yo = m(x - xo)$, donde m se refiere a la pendiente de la recta, que para este caso es 1 y el punto de partida es el punto $(xo, yo) = (0, 0)$, quedando

$$\Phi_a = l(a) \tag{4.20}$$

El segundo tramo viene dado por la ecuación de la recta, con pendiente 3 y punto $(xo, yo) = (\frac{c(a)}{3}, \frac{c(a)}{3})$, sustituyendo en la ecuación de la recta:

$$\Phi_a - \frac{c(a)}{3} = 3[l(a) - \frac{c(a)}{3}]$$

el segundo tramo está definido por:

$$\Phi_a = 3l(a) - \frac{2}{3}c(a) \tag{4.21}$$

Para el tercer tramo se utiliza una pendiente de 10 y el punto $(xo, yo) = (\frac{2c(a)}{3}, \frac{4c(a)}{3})$, nuevamente al sustituir en la ecuación de la recta, queda:

$$\Phi_a - \frac{2}{3}c(a) = 10[l(a) - \frac{4}{3}c(a)]$$

el tercer tramo está definido por:

$$\Phi_a = 10l(a) - \frac{16}{3}c(a) \tag{4.22}$$

El procedimiento se repite para el cuarto tramo con $m = 70$ y $(xo, yo) = (\frac{9c(a)}{10}, \frac{11c(a)}{3})$, quedando

$$\Phi_a - \frac{11}{3}c(a) = 70[l(a) - \frac{9}{10}c(a)]$$

el cuarto tramo está definido por:

$$\Phi_a = 70l(a) - \frac{178}{3}c(a) \tag{4.23}$$

Ahora para el quinto tramo, $m = 500$ y $(xo, yo) = (c(a), \frac{32c(a)}{3})$, quedando

$$\Phi_a - \frac{32}{3}c(a) = 500[l(a) - c(a)]$$

el quinto tramo está definido por:

$$\Phi_a = 500l(a) - \frac{1468}{3}c(a) \tag{4.24}$$

Y finalmente el sexto y último tramo se define con $m = 5000$ y $(xo, yo) = (\frac{11c(a)}{10}, \frac{182c(a)}{3})$, quedando

$$\Phi_a - \frac{182}{3}c(a) = 5000[l(a) - \frac{11}{10}c(a)]$$

el sexto tramo está definido por:

$$\Phi_a = 5000l(a) - \frac{16318}{3}c(a) \tag{4.25}$$

La unión de las seis rectas conforman la gráfica de la función costo, la cual se ilustra en la figura 4.3 en función de la carga del enlace $l(a)$, asumiendo una capacidad de enlace igual a 1 sin riesgo de pérdida de generalidad.

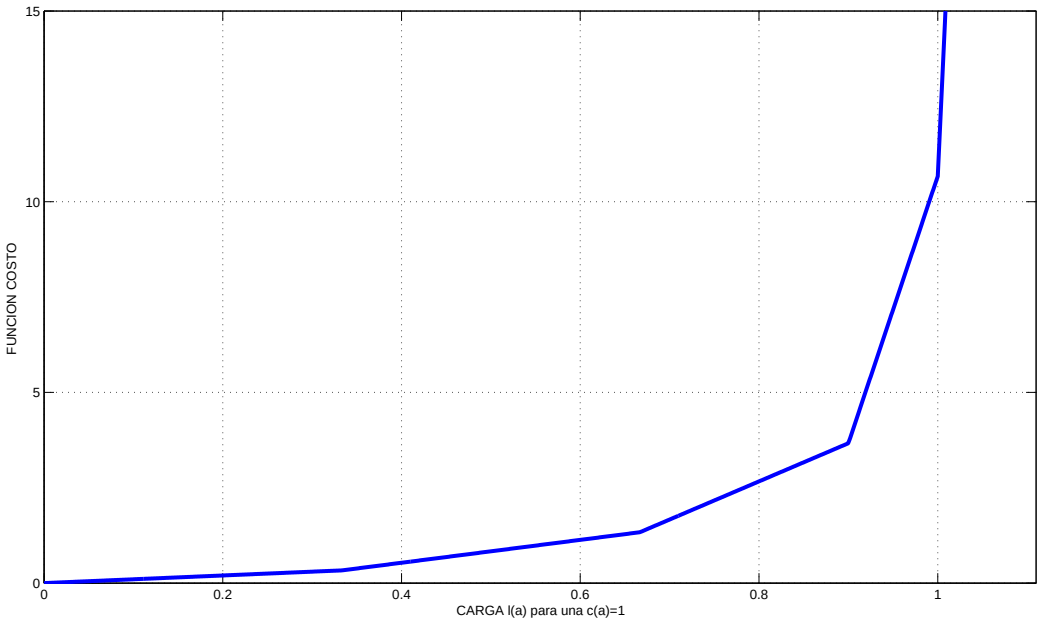

Figura 4.3: Gráfica de la función costo del enlace (Φ_a) para una carga del enlace $l(a)$ con una capacidad $c(a) = 1$.[28]

Esta gráfica puede ser vista como un modelado de los retrasos de las retransmisiones causados por los paquetes perdidos. Por eso lo ideal es enviar el flujo de tráfico sobre los enlaces con baja utilización, y de esta manera poder distribuir la demanda de tráfico entre todos los enlaces. Entonces la función objetivo consiste en minimizar la suma de la función costo de todos los enlaces a, como se expresa en la siguiente ecuación:

$$min\,\Phi = \sum_{a\,\epsilon\,A} \Phi_a\left(l\left(a\right)\right) \tag{4.26}$$

Sujeto a las siguientes expresiones:

$$\sum_{u:(u,v)\,\epsilon\,A} f^{(s,t)}_{(u,v)} - \sum_{u:(v,u)\,\epsilon\,A} f^{(s,t)}_{(v,u)} = \begin{cases} -D\left(s,t\right) & si\ v = s \\ D\left(s,t\right) & si\ v = t \qquad v,s,t\,\epsilon N \\ 0 & otros\ casos. \end{cases} \tag{4.27}$$

$$l(a) = \sum_{(s,t)\,\epsilon\, NxN} f_a^{(s,t)} \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.28}$$

$$\Phi_a \geq l(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.29}$$

$$\Phi_a \geq 3l(a) - \frac{2}{3}c(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.30}$$

$$\Phi_a \geq 10l(a) - \frac{16}{3}c(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.31}$$

$$\Phi_a \geq 70l(a) - \frac{178}{3}c(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.32}$$

$$\Phi_a \geq 500l(a) - \frac{1468}{3}c(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.33}$$

$$\Phi_a \geq 5000l(a) - \frac{194682}{3}c(a) \qquad a \,\epsilon\, A \tag{4.34}$$

$$f_a^{(s,t)} \geq 0 \qquad a \,\epsilon\, A;\ s,t \,\epsilon\, N \tag{4.35}$$

La restricción escrita en la ecuación 4.14, desarrolla la conservación de flujo de tráfico deseado enrutado del nodo s al nodo t; la ecuación 4.28 define la carga sobre cada enlace y las ecuaciones de la 4.29 a la 4.34 surgen de la conversión implícita que se ha hecho del modelo a uno de *Programación Lineal*, aplicando el procedimiento presentado en el texto de Bertsimas [6] que se explica a continuación.

La minimización de una función objetivo que no es lineal sino lineal por tramos y convexa sujeta a un conjunto de restricciones lineales puede ser representada mediante el problema siguiente:

$$min\ z = \max_{i=1,\ldots,m} (c_i^{'} x + d_i) \tag{4.36}$$

sujeto a

$$Ax = b \tag{4.37}$$

La función objetivo es representada como el máximo para cada valor de x del conjunto de rectas que se utilizan para conformar la función lineal por tramos y convexa. Note que $\underset{i=1,\ldots,m}{max}\ (c_i^{'}x + d_i)$ es igual al número más pequeño z que satisface $z \geq (c_i^{'}x + d_i)$ $i = 1, \ldots, m$ y por esta razón el problema de optimización anterior es equivalente al siguiente problema de Programación Lineal:

$$min\ z \tag{4.38}$$

sujeto a:

$$z \geq c_i^{'}x + d_i \quad i = 1, \cdots, m \tag{4.39}$$

$$Ax = b \tag{4.40}$$

En el caso de la función objetivo que se ha analizado, ella está conformada por seis rectas cuyas ecuaciones fueron derivadas con anterioridad (ecuaciones de la 4.20 hasta la 4.25), a fin de facilitar la visualización de dónde provienen las restricciones de la 4.29 a la 4.34. Son seis por cada enlace, lo cual le añade complejidad al modelo si se compara con el modelo MCF capacitado presentado en la sección anterior que sólo incluye una restricción de capacidad por cada enlace. Esta mayor complejidad, sin embargo, permite utilizar una función objetivo que representa con mayor efectividad el criterio de penalización progresiva conforme las cargas en los enlaces se aproximan a las capacidades de los mismos. Cabe aclarar que el número de tramos lineales utilizados para conformar la función objetivo, así como las pendientes asociadas a cada tramo son electivos. Se ha formulado el modelo matemático de optimización respetando la proposición original de los autores, pero explicitando la metodología utilizada de manera tal que sea fácil formular un modelo alternativo con una función objetivo construida bajo parámetros diferentes en cuanto al número de tramos y sus respectivas pendientes.

4.5. Utilización del modelo.

En la sección anterior se mostró la derivación de un modelo de programación lineal para el enrutamiento óptimo desde la perspectiva de una máxima utilización de los recursos de la red. El hecho que el modelo sea de programación lineal es sumamente ventajoso, por cuanto para esta familia de modelos se han desarrollado algoritmos computacionales eficientes para su resolución.

Entre los algoritmos desarrollados, resaltan el método *Simplex* desarrollado por Dantzig en 1947 y los métodos de Punto Interior que incluyen al método proyectivo de Karmarkar, quien mejoró la estimación del tiempo de resolución de un problema LP en el peor de los casos derivada por Kachiyan.

Según la estimación del primero, el peor tiempo de resolución está acotado por una función polinómica de orden $n^{3,5}$, donde n es el número de variables del problema. Esto

es muy importante porque incluye a todos los problemas de decisión por programación lineal dentro de la *Clase de Complejidad P* definida en la teoría de *Complejidad Computacional* y esto implica que, independientemente, del tamaño del problema siempre será factible obtener una solución. Insistiendo en su importancia, se considerará en la siguiente subsección la dimensión que puede alcanzar el modelo propuesto en función del número de nodos y enlaces de la red. [28]

4.5.1. Dimensionalidad del modelo propuesto .

Los autores Bernard Fortz y Mikkel Thorup en su artículo fundamental [28], trabajaron como caso real el backbone AT&T WorldNet con noventa nodos y doscientos setenta y cuatro enlaces (también experimentaron con algunas redes generadas sintéticamente). Lo resolvieron utilizando CPLEX versión 6.5 vía AMPL (*A Mathematical Programming Language* - un lenguaje de modelación para programación matemática). Lo que se hará a continuación es determinar el número de variables y restricciones estructurales, excluyendo las de no negatividad, para el problema en cuestión.

Considerando que la matriz de tráfico en este caso es $90x90$, lo que significa 8100 flujos diferenciados compartiendo la red, el número de balances nodales será igual a 729000. Por otro lado, las restricciones de igualdad expresadas en la ecuación 4.27 suman 274 restricciones más que corresponden al cálculo de la carga en cada uno de los enlaces. Las restricciones expresadas en las ecuaciones 4.29 a la 4.34 que surgen del tratamiento de una función objetivo original lineal por tramos y convexa, arrojan $6x274$ restricciones adicionales. Resultando así 730918 restricciones estructurales.

Con respecto al número de variables del problema está será igual al número de flujos asociadas a cada par origen-destino más las doscientos setenta y cuatro variables auxiliares Φ_a asociadas a los enlaces. En total serán 8374 variables.

A pesar de la alta dimensionalidad, típica de los modelos MCF, el problema es factiblemente resoluble con el arsenal computacional del que se dispone hoy en día. Sin embargo, el problema de la dimensionalidad condiciona la utilización del modelo. Todavía en la actualidad se debate sobre cuál es la mejor manera de enrutar un tráfico variante en el tiempo de la forma más efectiva posible a través de la red: con protocolos de enrutamiento adaptativos que requieren particionar el modelo computacional, a fin de resolverlo bajo una modalidad distribuida, o con sistemas adaptativos de administración central de la red.

La dimensionalidad del modelo que se ha presentado obliga a optar por la segunda aproximación planteada en la ingeniería del tráfico. Aunque se viene trabajando en esquemas de computación distribuida del problema de enrutamiento óptimo, en este trabajo se parte de la premisa que el modelo de enrutamiento óptimo será resuelto fuera de línea en el centro de control de la red, con una periodicidad determinada por las expectativas de variación de la matriz de demanda de tráfico y las limitaciones que impone el protocolo de enrutamiento utilizado en la red.

Ahora bien, obtenida la solución del modelo, es menester visualizar, cómo ella se transforma en cambios concretos sobre la arquitectura de la red. ¿Puede, por ejemplo,

una red operando con el protocolo de enrutamiento OSPF operacionalizar la solución dada por el modelo de enrutamiento óptimo? De esto se trata el siguiente capítulo, de cuyo análisis se concluirá sobre las ventajas de trabajar con un protocolo más avanzado, el MPLS, desde la perspectiva de enrutamiento óptimo. Este protocolo será presentado en el capítulo final, y se evidenciará cómo en su diseño se ha considerado la facilitación que el protocolo debe proveer a fin de operacionalizar de manera más sencilla las estrategias de enrutamiento óptimo. Los avances que se vienen produciendo en el campo de la ingeniería del tráfico, necesariamente, van impulsando el desarrollo de protocolos más avanzados en cuanto a la implementación de nuevas estrategias para la operación óptima, robusta y confiable de las redes. [23]

Capítulo 5

Enrutamiento óptimo en OSPF

En este capítulo se analizará si la solución del modelo óptimo se puede implementar en el protocolo de enrutamiento OSPF y, de ser así, se describirán las limitaciones que presenta el protocolo de enrutamiento en alcanzar este objetivo.

Como se estudió en la sección 3.1, en OSPF los routers determinan la trayectoria más corta basado en la suma de los pesos estáticos de los enlaces. Estos pesos son configurados por el operador de la red. En caso que ocurra una falla, congestión en algún enlace o se requiera planificar un mantenimiento preventivo, el proveedor de servicio necesitará modificar las trayectorias de los enlaces, para ello los pesos deben ser adaptados. Esta opción de poder modificar los pesos, puede ser utilizada a fin de tratar de resolver el problema de enrutamiento óptimo. Para lograrlo se emplea la ingeniería de tráfico descrita en el capítulo 2 y se propone un procedimiento heurístico que ajuste los pesos de los enlaces con el objetivo de lograr el balance de las cargas y, por ende, la utilización óptima de los recursos de la red. Sin necesidad de crear un nuevo protocolo, este enfoque permite obtener una solución subóptima (comparada a la solución del modelo de optimización presentado en el capítulo anterior) que también toma en cuenta la matriz de tráfico.

5.1. Problemas en implementar el enrutamiento óptimo en OSPF.

Como se abordó en el capítulo 4, para obtener un enrutamiento óptimo se debe aplicar un algoritmo computacional a fin de resolver un modelo matemático de optimización, en el cual se tomen en cuenta: las variables de decisión, la función objetivo a minimizar y las restricciones, que vienen a ser el conjunto de ecuaciones e inecuaciones que deben ser satisfechas por las variables de decisión a fin de que los valores tomados por ellas conformen una solución factible además de óptima. La solución de un modelo de optimización del tipo MCF conlleva que un tráfico originado en el nodo s y con destino el nodo t pueda ser enrutado a través de múltiples trayectorias paralelas (ver figura 5.1). Suponiendo que un nodo k sea parte de varias de esas trayectorias, ese router debería estar en capacidad de distribuir ese tráfico entre los enlaces contenidos en esas trayectorias que parten de k, de acuerdo a las proporciones dictaminadas por la solución del modelo. El problema radica en que el protocolo OSPF no permite esa partición del tráfico, por cuanto, como ya se analizó en el capítulo 3, el router va a enviar el tráfico a través de la ruta más corta determinada mediante el algoritmo de

Dijkstra. A lo sumo, si de la aplicación de este algoritmo resulta un empate entre varias rutas, el router distribuirá el tráfico uniformemente entre ellas.

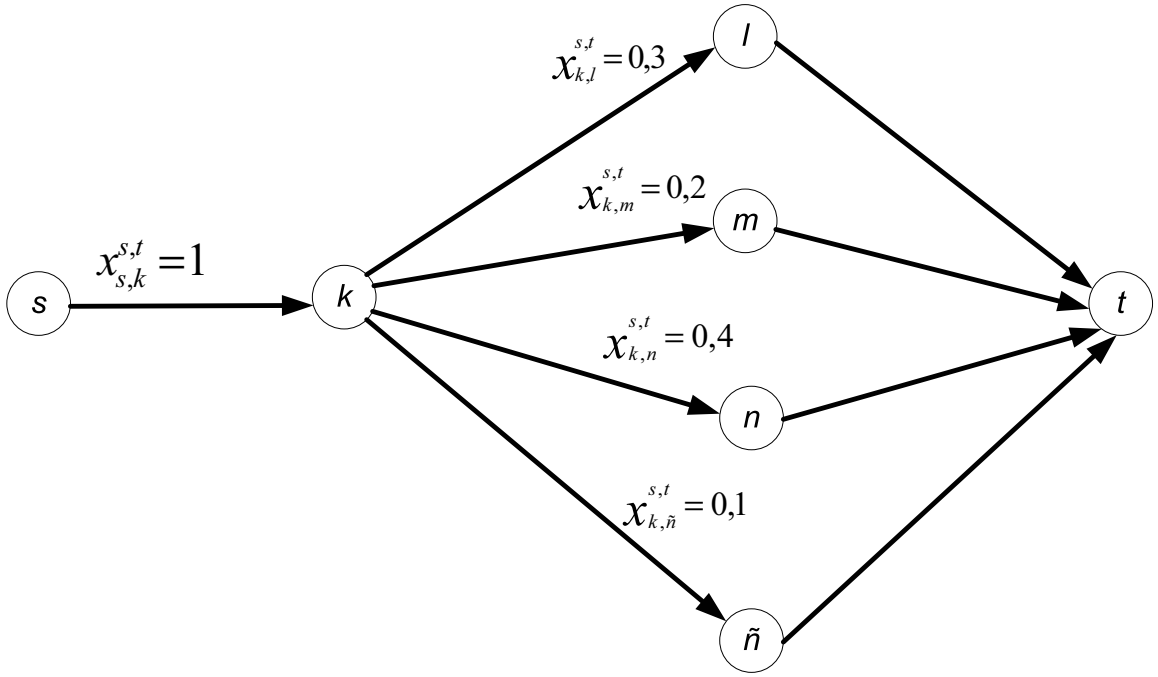

Figura 5.1: Distribución de tráfico entre distintas trayectorias paralelas.

La imposibilidad de implementar directamente una solución de enrutamiento óptimo, obtenida de resolver un modelo como el propuesto por Fortz y Thorup [28] en una red operando bajo el protocolo OSPF, conduce a la siguiente interrogante: ¿Qué alternativa puede utilizarse en este caso a fin de lograr el objetivo que se plantea en la ingeniería del tráfico de adaptar el enrutamiento a la demanda de tráfico imperante en un determinado período? Considerando que el protocolo OSPF permite la manipulación de los pesos de los enlaces, dándole al operador, o al sistema de administración automatizada de la red, la facultad de resolver problemas de congestión, la figura 5.2 aporta la idea clave sobre cómo la optimización del modelo de enrutamiento puede incorporarse en un nivel jerárquicamente superior del sistema de control por realimentación de la red. La diferencia sustancial con el enfoque propuesto en el capítulo anterior, es que las variables de decisión pasan a ser los pesos de los enlaces. En este sentido, el objetivo del problema de enrutamiento óptimo se transforma en: ¿Cuáles deben ser los pesos asignados a todos los enlaces de la red de manera tal que se produzca un enrutamiento que se adapte lo más óptimamente posible a la matriz de demanda de tráfico?

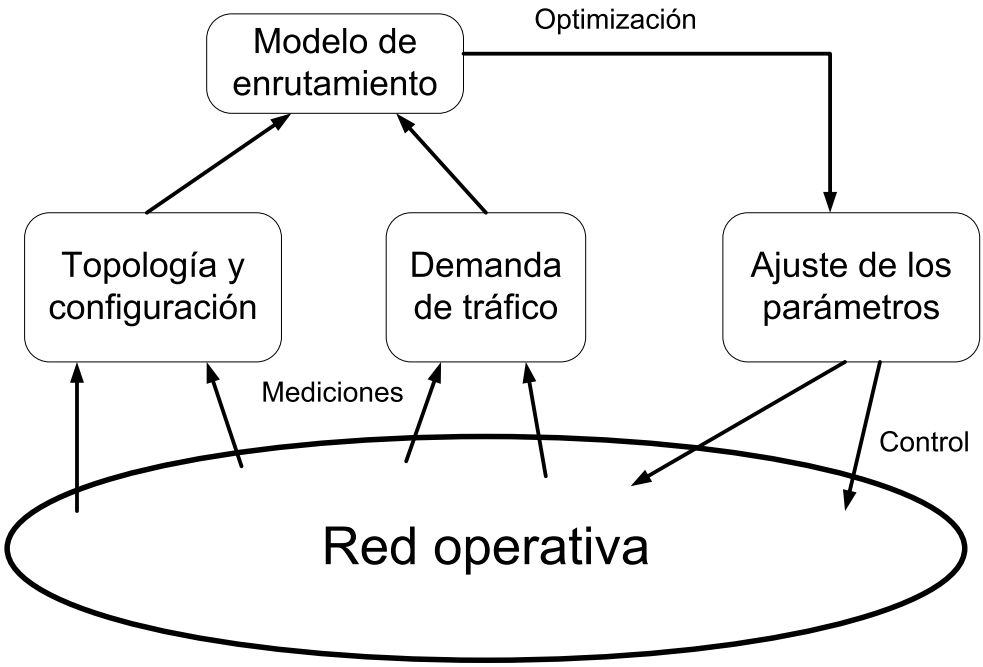

Figura 5.2: Componentes claves en la estructura de optimización del router.[18]

5.2. Ingeniería de tráfico intradominio.

En el capítulo 2 se explicó el modelo del proceso de la ingeniería de tráfico, el cual se implementará al protocolo OSPF y de esta manera se podrá incorporar la carga de tráfico en las decisiones de la selección de la trayectoria.

En la figura 5.2 se representó el modelo "*que tal si*" (*what if*), en el cual se involucran los tres pasos principales para implementar la ingeniería de tráfico sobre el protocolo OSPF, los cuales son: medición, modelado y control.

El primer paso: la medición, en el cual el operador necesita conocer la topología y configuración de la red, así como también la demanda del tráfico. Ésta puede inferirse sobre la base de las mediciones de la carga total en los enlaces de la red en conjunción con los datos de enrutamiento. A este enfoque se le conoce como tomografía de la red.

El segundo paso: el modelado, en el cual se evalúan los posibles ajustes de los pesos de los enlace, es una forma de predecir cómo la modificación de los pesos afectará el flujo de tráfico sobre la red.

El tercer paso: el control, después de decidir el valor de los pesos, un sistema de administración automatizada de la red efectúa los cambios de los pesos accesando a las bases de datos de configuración de los routers.

Después que se ha generado en un router el cambio del peso de un enlace, este actualiza su base de datos de los estados de los enlaces y difunde esta información al resto de la red. A su vez, cada router que recibe un anuncio de cambio en los estados de los enlaces, actualiza también su base de datos y recalcula las nuevas trayectorias

más cortas. Durante este periodo de convergencia, los routers de la red no tienen una visión consistente de las trayectorias más cortas para algunos destinos. Este período de transición es similar a lo que ocurre después de un cambio en la topología de la red debido a la falla de algún equipo o la adición de un nuevo router o enlace; sin embargo, la convergencia después de un cambio de peso es típicamente más rápida que la que se produce después de un fallo, ya que el router no tiene que incurrir en un retraso para detectar que se ha generado un error. Debido al periodo de transición, no se acostumbra hacer frecuentes cambios a los pesos de los enlaces. Por supuesto, éstos también podrían cambiar bajo circunstancias especiales tales como: modificaciones significativas en la topología de la red (fallas e instalación de nuevos equipos), cambios en la capacidad de algún enlace, etc.

El proceso para obtener cuáles deben ser los valores óptimos de los pesos de los enlaces, o el conjunto de pesos que deben ser modificados, se realiza fuera de los routers, en un nivel superior, por lo que éstos no se sobrecargan ejecutando esos algoritmos. Este proceso depende de las mediciones de tráfico y la data contentiva de la topología actual de la red; que funcionan como las entradas al modelo "*what if*" mediante las cuales se capturan las consecuencias generadas por los cambios en los parámetros ajustables. Esto permite el uso de técnicas de optimización para identificar cuales son los ajustes necesarios que satisfacen las metas de funcionamiento de la red. Una vez identificado los nuevos valores de ajuste, el sistema automatizado accede a los routers para cambiar la configuración de los parámetros ajustables. Los routers proceden entonces a recalcular las nuevas trayectorias más cortas, partiendo de los nuevos valores asignados a los pesos de los enlaces. Este procedimiento de cálculo requiere un determinado tiempo de convergencia, lo que implica que la periodicidad con la que se ejecuta el algoritmo de optimización y, por ende, se modifican los pesos de los enlaces no puede ser muy alta (en algunas instalaciones reales se hace dos veces por día). A consecuencia de lo anterior, debe quedar claro que esta estrategia de enrutamiento óptimo no va a manejar eficientemente los cambios bruscos en el tráfico demandado.

El protocolo OSPF no fue diseñado pensando en la optimización y la alternativa que se ha presentado en este trabajo: un enfoque de optimización centralizada para la determinación de los pesos de los enlaces es computacionalmente desafiante. El espacio de los parámetros es muy grande considerando el número de enlaces, así como el número de posibles valores que pueden tomar los pesos de los enlaces. Adicionalmente, un pequeño cambio en el valor de un peso puede conducir a grandes diferencias en el flujo del tráfico por la red. En la siguiente sección se presentarán algunas consideraciones sobre el algoritmo que implementa el enrutamiento óptimo en OSPF.[18][5]

5.3. Enrutamiento óptimo en OSPF mediante el ajuste de los pesos de los enlaces.

En esta sección se analizan las dificultades que, desde el punto de vista computacional, plantea la alternativa de obtener el ajuste óptimo para los pesos de los enlaces a fin

de lograr el mejor balance de cargas posible en la red. El análisis tiene como referencia comparativa el modelo tipo MCF propuesto por Fortz y Thorup que fuera presentado en el tercer capítulo. La alternativa de optimización a través de los pesos de los enlaces proveerá una solución subóptima con relación a la verdadera solución óptima que resulta de resolver el modelo tipo MCF. De hecho, una de las interrogantes que más interés ha generado en el área es: ¿Cuán subóptima es? Análisis que se presentará en la siguiente sección de este capítulo.

La determinación del ajuste óptimo para los pesos de los enlaces en OSPF presenta las siguientes dificultades:

1. En la práctica, los pesos de los enlaces son enteros codificados en una palabra de dieciséis bits, por lo tanto ellos sólo pueden tomar un valor entre 1 y 65535. Esto convierte el modelo de optimización en uno del tipo discreto (los valores que pueden tomar las variables de decisión pertenecen a un conjunto finito de valores). Este tipo de modelos de programación matemática son más difíciles de resolver, computacionalmente, que los del tipo continuo.

2. El conjunto de ecuaciones e inecuaciones matemáticas que conforman las restricciones del modelo no aparecen explícitamente representadas como en el modelo de Fortz y Thorup, sino que ellas están implícitamente integradas en la evaluación de la función objetivo. Dado un conjunto de valores asignados a los pesos de los enlaces de la red, esta evaluación implica el cálculo de las trayectorias más cortas desde cada router hacia todos los destinos aplicando el algoritmo de Dijkstra y, posteriormente, la simulación del enrutamiento de la matriz de tráfico demandado a fin de determinar la carga en todos los enlaces.

3. Como consecuencia de los dos puntos anteriores, el problema encuadra dentro de la familia de problemas de Programación No Lineal Discreta. Cuando el espacio de búsqueda en un problema de optimización global es grande y discreto, se recomiendan los métodos de búsqueda heurística. En este contexto, el calificativo de heurística se aplica en cuanto a que: no existe una demostración matemáticamente formal de que tal procedimiento siempre conducirá a la solución óptima. Sin embargo, las reglas que se utilizan para orientar la búsqueda responden a cierta lógica (o en otro tipo de problemas están sustentadas en experiencias obtenidas en la solución de problemas similares), de manera tal que, es válido suponer: ella permitirá aproximarse a la solución óptima que se obtendría a través de una búsqueda por enumeración exhaustiva.

4. En el caso del problema de enrutamiento óptimo en OSPF, el método de búsqueda heurística que se ha aplicado se basa en la técnica de búsqueda local ("Local Search"). Supóngase que se desee minimizar una función $f(x)$ sobre un conjunto X de soluciones factibles, las técnicas de búsqueda local son procedimientos iterativos en los cuales, en cada iteración, se define una vecindad $N(x) \subseteq X$ para la solución vigente $x \in X$ y entonces se selecciona la siguiente solución $x^{\star}$ de esta vecindad,

> a menudo bajo la condición $f(x^\star) < f(x)$ (no necesariamente tiene que ser esta condición como ocurre en el método de búsqueda tabú). Las diferencias entre las diversas técnicas de búsqueda local surgen de las formas: cómo es definida la vecindad alrededor de la solución vigente; cómo esta vecindad es explorada y cómo se elige la siguiente solución de esa vecindad. [28]

En el resto de esta sección se presentan algunos de los criterios utilizados por Fortz y Thorup para generar el código que les permitió resolver el modelo de optimización vía el ajuste de los pesos de los enlaces. Lo primero fue que ellos restringieron el espacio de búsqueda seleccionando un valor máximo para el peso de un enlace en veinte. La idea que les motivó a utilizar pesos pequeños es el incremento de la probabilidad de generar empates entre trayectorias más cortas, lo cual redundará en particiones uniformes del tráfico y mejor balanceo de las cargas. En cuanto a la forma de elegir la vecindad, se experimentó con dos esquemas. El primero, muy sencillo, define la vecindad de la solución vigente como aquella que es posible obtener modificando un peso de un solo enlace. El segundo, más elaborado, consiste en tratar de modificar varios pesos, simultáneamente, de manera tal de provocar un empate de trayectorias que distribuya uniformemente el tráfico. Se elige el enlace más cargado (cuya relación de carga sobre capacidad es máxima), supongase que este enlace parte del nodo u. Se determina cuál es el componente de tráfico que más lo carga, supongamos que éste tiene destino el nodo t. La figura 5.3 aporta una idea sobre cómo proceder a modificar los pesos.

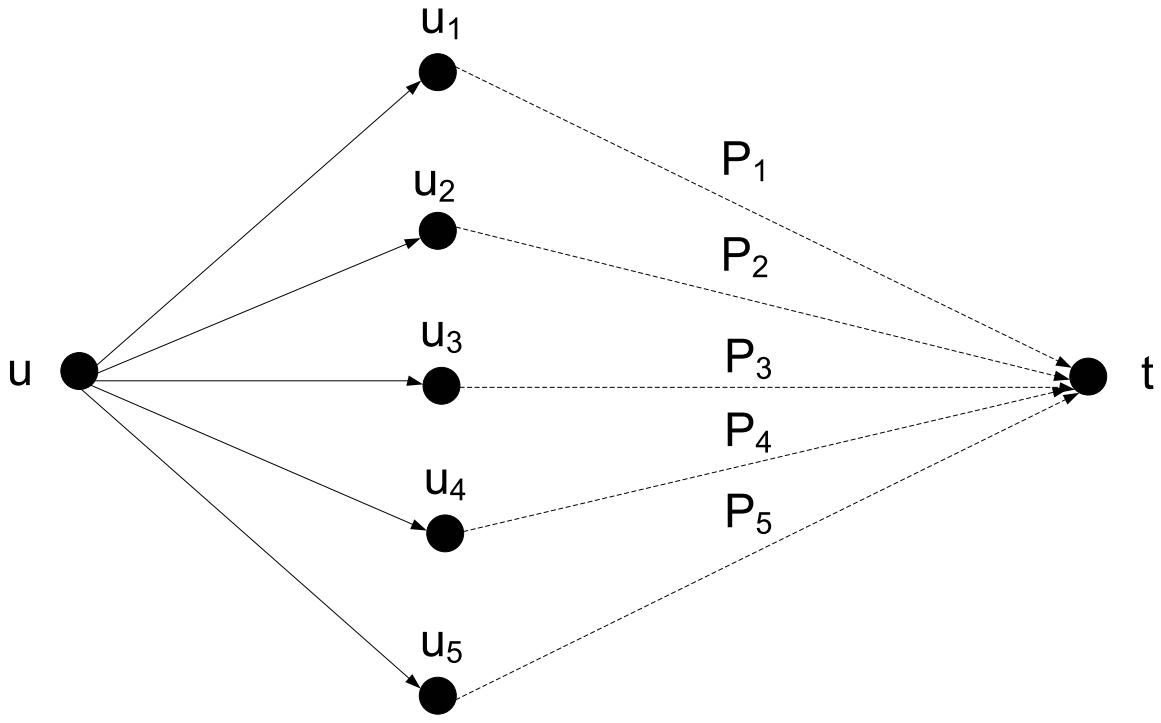

Figura 5.3: Representación gráfica del segundo método para determinar la vecindad.[28]

En la figura 5.3: $u_1, u_2, u_3, \cdots, u_p$ son los nodos adyacentes a u y las P_i corresponden a las trayectorias más cortas desde los u_i hacia t. Se desea entonces ajustar los pesos $w^\star$ tal que:

$$w^\star((u,u_1)) + w^\star(P_1) = w^\star((u,u_2)) + w^\star(P_2) \tag{5.1}$$

$$= \cdots = w^\star((u,u_p)) + w^\star(P_p) \tag{5.2}$$

Donde $w^\star(P_i)$ denota que la suma de los pesos de los enlaces que pertenecen a P_i. Una vía para alcanzar la meta es ajustar:

$$w^\star(a) = \begin{cases} w^\star - w(P_i) & si \quad a = (u,u_i) \quad para \quad i = 1,\ldots,p \\ w_a & de\ otro\ modo \end{cases} \tag{5.3}$$

donde $w^\star = 1 + max_{i=1,\ldots,p}\{w(P_i)\}$

Este método puede ser mejorado, a fin de evitar que el cambio de pesos no produzca que algún otro enlace que no estaba congestionado pase a estarlo. Para los detalles se les remite al artículo original de los autores [28]. El objetivo, en este trabajo, más que profundizar en todos los detalles, es ilustrar el tipo de reglas heurísticas que pueden utilizarse para ir modificando los pesos de los enlaces.

Uno de los problemas que se presentan con la aplicación de estos métodos de búsqueda heurística es la factibilidad que, después de un cierto número de iteraciones, una solución se repita. Este fenómeno de reciclaje de las soluciones genera que el algoritmo pueda presentar severos problemas de convergencia. A fin de evitar esto, Fortz y Thorup apelaron al uso de tablas de "hashing" con el objetivo de impedir la repetición de soluciones, lo cual constituye uno de los aportes novedosos de su código.

Otro aporte, también relevante de cara al interés de aligerar la ejecución del algoritmo, es el diseño de un enfoque incremental para la evaluación de la función objetivo. Sin este enfoque, recalcular la función objetivo para cualquier cambio en el vector de los pesos de los enlaces, por pequeño que fuera, implicaría recalcular todas las trayectorias más cortas, a fin de proceder a la simulación del enrutamiento para la matriz de tráfico demandado con la que se estuviere trabajando. Esto consumiría demasiado tiempo. El enfoque incremental explota el hecho que en cada iteración se aplican sólo pocos cambios en los pesos de los enlaces y no parte de cero, cada vez, sino que parte del cálculo de las trayectorias más cortas de la iteración anterior. En la siguiente sección se comentarán los resultados numéricos obtenidos.

5.4. Experimentos numéricos.

Los autores Bernard Fortz y Mikkel Thorup en su trabajo titulado: *Increasing Internet Capacity Using Local Search* [28], hicieron una serie de experimentos numéricos

en los cuales determinaron el costo normalizado de enrutamiento y la máxima utilización de los enlaces del backbone WorlNet de la AT&T para el enrutamiento de una determinada demanda de tráfico, utilizando el protocolo de enrutamiento OSPF pero con distintos métodos para la selección del peso de los enlaces.

Antes de hacer referencia a los diversos métodos de selección de los pesos de los enlaces que fueron utilizados en el estudio, se definirá que es lo que se entiende como costo normalizado. Con la intención de comparar los costos en redes con diferentes tamaños y topologías, se divide el costo total del enrutamiento entre un factor de escala que se define como:

$$factor\ de\ escala = \sum_{(s,t)\epsilon NxN} \left(D\left(s,t\right).dist_1\left(s,t\right)\right) \tag{5.4}$$

$dist_1\left(s,t\right)$: se refiere a la distancia medida entre los nodos s,t suponiendo pesos unitarios de los enlaces. Esto equivale al número de saltos entre los nodos (hop count).

Los métodos utilizados para la asignación de los pesos de los enlaces fueron:

- UnitOSPF, en este método el peso de todos los enlaces se ajusta a uno.
- InvCapOSPF, el ajuste de los pesos de los enlaces se hace inversamente proporcional a su capacidad (este es el método recomendado por CISCO en 1997). El peso de cada enlace se obtiene al dividir la máxima capacidad de todos los enlaces por la capacidad de ese enlace, cuyo resultado se redondeo a un numero entero.
- L2OSPF, en este caso el ajuste del peso es proporcional a su distancia física.
- RandomOSPF, el ajuste de los pesos es aleatorio.
- HeurOSPF, es la propuesta por parte de los autores [28] denominada búsqueda local heurística, que como se explicó en la sección anterior, es un procedimiento iterativo que comienza con la asignación aleatoria de los pesos y se itera hasta conseguir el ajuste que permita alcanzar el valor mínimo de la función objetivo (sumatoria de la utilización de los enlaces). El número máximo de iteraciones es 5000.

Los costos normalizados obtenidos con los métodos anteriores son comparados con el valor óptimo del modelo propuesto por Fortz & Thorup presentado en la sección 4.4, el cual es identificado en el análisis comparativo como la solución OPT.

Con la finalidad de realizar un análisis comparativo para diferentes intensidades de tráfico, se supuso que la matriz de tráfico era el resultado de multiplicar un escalar por una matriz contentiva del patrón del tráfico. Esta última matriz se mantuvo constante en todos los experimentos, lo que equivale a decir que el patrón de tráfico entre los nodos se mantuvo igual. Alterando el escalar, que en adelante se denominará factor de demanda, se pudo modificar la magnitud del tráfico correspondiente en cada experimento. En la tabla 5.1 los resultados de los costos normalizados y la máxima utilización de un

enlace para el backbone WorldNet AT&T, utilizando los pesos de los enlaces que fueron asignados por los métodos previamente definidos y un factor de demanda de 18465 (correspondiente a la magnitud de tráfico originalmente arrojada por el análisis tomográfico de la red). De los resultados de la tabla se puede observar que el menor costo de enrutamiento se obtuvo al asignar el peso de los enlaces obtenido del método OPT con 1.14 seguido del HeurOSPF con 1.16 el cual presenta una diferencia por debajo del 2 % con respecto al OPT, que se considera como valor optimo por ser obtenido a través del modelo de optimización. Luego siguen en orden creciente los métodos UnitOSPF que toma en cuenta el número de saltos, basandose en la topología de la red; InvCapOSPF que depende de la capacidad del enlace obviando el tráfico, L2OSPF que considera el retardo por propagación debido a la distancia física que debe recorrer los paquetes para alcanzar su destino y finalmente RandomOSPF el cual presentó un mayor costo como era de esperarse dado que no toma en consideración las características del enlace ni la demanda del tráfico.

Tabla 5.1: Resultados de los ensayos al backbone WorlNet de la AT&T para una matriz de demanda.[28]

N - a - D	OPT	UnitOSPF	InvCapOSPF	L2OSPF	RandomOSPF	HeurOSPF
90-274-18465	**1.14 (0.48)**	**1.31 (0.77)**	**1.33 (0.75)**	**5.47 (1.16)**	**59.48 (1.32)**	**1.05 (0.47)**

En la tabla 5.2 se amplió la tabla 5.1 utilizando diferentes factores de demanda por encima y por debajo del factor correspondiente al tráfico medido en la red. Luego cada algoritmo fue corrido independientemente para cada proporción de demanda, para determinar el costo normalizado y la máxima utilización. Debido a la naturaleza en que se asignan los pesos de los enlaces en los métodos OPT, RandomOSPF y HeurOSPF a medida que se modifica la matriz de tráfico el enrutamiento cambia, mientras que para los métodos UnitOSPF, InvCapOSPF y L2OSPF se mantienen las trayectorias independientemente del incremento o disminución de la demanda.

Tabla 5.2: Resultado de los ensayos al backbone WorlNet de la AT&T[28]

N - a - D	OPT	UnitOSPF	InvCapOSPF	L2OSPF	RandomOSPF	HeurOSPF
90-274-3709	1.00 (0.10)	1.00 (0.15)	1.01 (0.15)	1.13 (0.23)	1.12 (0.35)	1.00 (0.17)
90-274-7417	1.00 (0.19)	1.00 (0.31)	1.01 (0.30)	1.15 (0.46)	1.91 (1.05)	1.00 (0.30)
90-274-11126	1.01 (0.29)	1.03 (0.46)	1.05 (0.45)	1.21 (0.70)	1.36 (0.66)	1.00 (0.17)
90-274-14835	1.04 (0.39)	1.13 (0.62)	1.15 (0.60)	1.42 (0.93)	12.76 (1.15)	1.01 (0.34)
90-274-18465	***1.14 (0.48)***	***1.31 (0.77)***	***1.33 (0.75)***	***5.47 (1.16)***	***59.48 (1.32)***	***1.05 (0.47)***
90-274-22252	1.30 (0.58)	1.59 (0.92)	1.62 (0.90)	44.90 (1.39)	86.54 (1.72)	1.16 (0.59)
90-274-25961	1.46 (0.68)	3.09 (1.08)	2.70 (1.05)	82.93 (1.62)	178.26 (1.86)	1.32 (0.67)
90-274-29670	1.63 (0.77)	21.78 (1.23)	17.61 (1.20)	113.32 (1.86)	207.86 (4.36)	1.49 (0.78)
90-274-33378	1.89 (0.87)	51.15 (1.39)	55.27 (1.35)	149.62 (2.09)	406.29 (1.93)	1.67 (0.89)
90-274-37087	2.33 (0.97)	93.85 (1.54)	106.93 (1.51)	222.56 (2.32)	476.29 (2.65)	1.98 (1.00)
90-274-40796	3.64 (1.06)	157.00 (1.69)	175.44 (1.66)	294.52 (2.55)	658.68 (3.09)	4.08 (1.10)
90-274-44504	13.06 (1.16)	228.30 (1.85)	246.22 (1.81)	370.79 (2.78)	715.52 (3.37)	15.86 (1.34)

De la tabla 5.2 se puede observar que para una matriz de demanda inferior a 11126 paquetes se puede utilizar cualquiera de los métodos, incluso el RandomOSPF, dado a la baja demanda de tráfico no se generan cuellos de botella produciendo una máxima utilización por debajo del 100 %. En cuanto a los métodos UnitOSPF y InvCapOSPF se pueden utilizar para una demanda de tráfico por debajo de 25961 (incremento de 133 %). El método L2OSPF no debe ser utilizado para demandas por encima del 14835 (incremento de 33 %) porque presenta un mal desempeño en cuanto al enrutamiento generando cuellos de botella y el RandomOSPF solo maneja una demanda de 11126 paquetes, es decir una carga de tráfico ligera. Claro está que a medida que crece el tamaño de la matriz de demanda, se hace necesario utilizar un criterio más complejo que considere las características de la red y el trafico prevalente, como ocurre cuando se utilizan los métodos OPT y HeurOSPF, los cuales son efectivos manteniendo una máxima utilización por debajo del 1,1 para una demanda de 40796 paquetes es decir un incremento del 266 % con respecto a la demanda de 11126 que se considera ligera porque es manejable por cualquiera de los métodos, sin embargo cuando la matriz de demanda sigue incrementando el método HeurOSPF, dejando de ser una solución eficiente como alternativa de enrutamiento al presentarse una máxima utilización por encima del 100 %, por lo tanto se hace necesario utilizar otro método para establecer un enrutamiento óptimo, tal como el MPLS el cual se estudiará en el siguiente capitulo.

Capítulo 6

Multiprotocolo conmutación de etiquetas (MPLS)

Históricamente, implementar la ingeniería de tráfico ha sido difícil de alcanzar en las redes IP publicas, debido a las limitadas capacidades funcionales de las tecnologías IP convenciones, un ejemplo de ello, es lo difícil que es estimar la matriz de tráfico de las estadísticas de la interfaz de los routers, otro ejemplo son las limitaciones en las funciones de control del enrutamiento intradominio, el cual es altamente distribuido. Basandose en la topología y empleando un control de conexión progresivo por paquetes, en el cual cada router toma de forma independiente sus decisiones de enrutamiento, basandose en el cálculo de las trayectorias más cortas sin considerar el tráfico ni las limitaciones de la capacidad de los enlaces, esto trae como consecuencia que algunos recursos de la red estén congestionados mientras otros están siendo subutilizados, problema que se resuelve al aplicar la ingeniería de tráfico.

El multiprotocolo de conmutación de etiqueta (*MPLS-Multiprotocol Label Switching*) es un protocolo generado por la IETF (*Internet Engineering Task Force*) para superar las limitaciones de los protocolos de enrutamiento convencional, en cuanto a velocidad, escalabilidad, administración de calidad de servicio e ingeniería de tráfico.

MPLS abre nuevas posibilidades para direccionar algunas de las limitaciones de los sistemas IP concernientes a la ingeniería de tráfico. En el enrutamiento IP tradicional, la dirección de destino junto a otros parámetros que se encuentran en la cabecera del paquete, es examinada cada vez que el paquete atraviesa un router. La ruta del paquete se adapta en función del estado de las tablas de enrutamiento de cada nodo, pero, como la ruta no puede predecirse, es difícil reservar recursos que garanticen la QoS; además, las búsquedas en tablas de enrutamiento hacen que cada nodo pierda cierto tiempo, que se incrementa en función de la longitud de la tabla. Sin embargo, MPLS es una tecnología relativamente simple que se basa en el paradigma de cambios de etiquetas clásicos, ofrece un servicio orientado a conexión lo que habilita una sofisticada capacidad de control que permite implementar la ingeniería de tráfico en las redes IP, como es soportar eficientemente el control de las conexiones por ciertas trayectorias de conmutación de etiquetas (*LSP- label switched paths*).

Cuando un paquete entra en la red MPLS se examina para determinar qué LSP debe asociársele y, a partir de allí, qué etiqueta asignarle. Esta etiqueta es un identificador corto y de longitud fija, que se incorpora en la cabecera del paquete para identificar un FEC (Forward Equivalence Class- clase equivalente de envió), que representa un grupo de paquetes que comparten los mismo requerimientos (dirección destino, calidad

de servicio, estado actual de la red, etc,) para su transporte. Todos los paquetes que forman parte de la clase, siguen un mismo LSP a través de la red, incluso si sus destinos finales son diferentes.

La etiqueta es un identificador de conexión que sólo tiene significado local y que establece una correspondencia entre el tráfico y un FEC específico. Dicha etiqueta se asigna al paquete basándose en su dirección de destino, los parámetros de tipo de servicio, la pertenencia a una VPN (red privada virtual), o siguiendo otro criterio. Un paquete puede tener una o más etiquetas apiladas (jerarquía). Cuando un paquete atraviesa dominios interiores a otros dominios, es cuando se produce el apilamiento de etiquetas. El LSR (Label Switching Routers- routers de conmutación de etiqueta) al recibir un paquete siempre consultará la etiqueta de nivel superior.

Cuando MPLS está implementado como una solución IP pura o de nivel 3, que es la más habitual, la etiqueta es un segmento de información añadido al comienzo del paquete. Los campos de la cabecera MPLS de 4 bytes, se muestra en la figura 6.1 y son los siguientes:

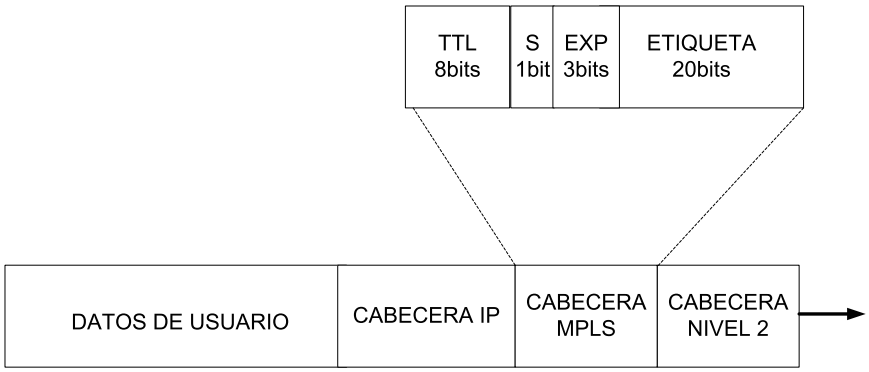

Figura 6.1: Campos de la cabecera MPLS. [24]

- Label (20 bits). Es el valor actual, con sentido únicamente para la red MPLS. Esta etiqueta es la que determinará el próximo salto del paquete.
- CoS (3 bits). Este campo afecta a los algoritmos de descarte de paquetes y de mantenimiento de colas en los nodos intermedios, es decir, indica la QoS del paquete. Mediante este campo es posible diferenciar distintos tipos de tráficos y mejorar el rendimiento de un tipo de tráfico respecto a otros.
- Stack (1 bit). Mediante este bit se soporta una serie de etiquetas jerárquicas, es decir, indica si existen más etiquetas MPLS. Las cabeceras MPLS se comportan como si estuvieran apiladas una sobre otra, de modo que el nodo MPLS tratará siempre la que esté más alto en la fila. La posibilidad de encapsular una cabecera MPLS en otras, tiene sentido, por ejemplo, cuando se tiene una red MPLS que tiene que atravesar otra red MPLS perteneciente a un ISP u organismo administrativo externo distinto; de modo que al terminar de atravesar esa red, se continúe trabajando con MPLS como si no existiera dicha red externa.

- TTL (8 bits) para indicar el tiempo de vida, que sustenta la funcionalidad estándar TTL de las redes IP.[24, 19, 27, 3]

6.1. Elementos de una red MPLS

En MPLS un concepto importante es el de LSP (Label Switch Path- trayectoria de conmutación de etiqueta), ruta a través de uno o más LSRs en un nivel de jerarquía que sigue un paquete de una FEC en particular. Este camino se crea utilizando los LDPs (Label Distribution Protocols- protocolos de distribución de etiqueta), tales como RSVP-TE (ReSerVation Protocol – Traffic Engineering) o CR-LDP (Constraint-based Routing – Label Distribution Protocol); siendo el primero el más común. El LDP posibilita a los nodos MPLS descubrirse y establecer comunicación entre sí con el propósito de informarse del valor y significado de las etiquetas que serán utilizadas en sus enlaces contiguos. Es decir, mediante el LDP se establecerá un camino a través de la red MPLS y se reservarán los recursos físicos necesarios para satisfacer los requerimientos del servicio previamente definidos para la ruta de los datos.

Una red MPLS está compuesta por dos tipos principales de nodos, los LER (Label Edge Routers) y los LSR (Label Switching Routers), tal y como se muestra en el ejemplo de la figura 6.2. Los dos son físicamente el mismo dispositivo, un router o switch de red troncal que incorpora el software MPLS; siendo su administrador, el que lo configura para uno u otro modo de trabajo. Los nodos MPLS al igual que los routers IP normales, intercambian información sobre la topología de la red mediante los protocolos de enrutamiento estándar, tales como OSPF (Open Shortest Path First), RIP (Routing Information Protocol) y BGP (Border Gateway Protocol), a partir de los cuales construyen tablas de enrutamiento basándose principalmente en el alcance a las redes IP destinatarias. Teniendo en cuenta las mencionadas tablas, que indican la dirección IP del siguiente nodo al que le será enviado el paquete para que pueda alcanzar su destino final, se establecerán las etiquetas MPLS y, por lo tanto, los LSP que seguirán los paquetes. No obstante, también pueden establecerse LSP que no se correspondan con el camino mínimo calculado por el protocolo de encaminamiento, sino que se seleccione por criterios de la ingeniería de tráfico (ver sección 6.3)

Los LERs están ubicados en el borde de la red MPLS para desempeñar las funciones tradicionales de encaminamiento y proporcionar conectividad a sus usuarios, generalmente routers IP convencionales. El LER analiza y clasifica el paquete IP entrante considerando hasta el nivel 3, es decir, considerando la dirección IP de destino y la QoS demandada; luego añade la etiqueta MPLS que identifica en qué LSP se va a enviar el paquete. Es decir, el LER en vez de decidir el siguiente salto, como haría un router IP normal, establece la ruta completa a lo largo de la red que el paquete debe seguir. Una vez asignada la cabecera MPLS, el LER enviará el paquete a un LSR. Los LSR están ubicados en el núcleo de la red MPLS para efectuar enrutamiento de alto rendimiento basado en la conmutación por etiqueta, considerando únicamente hasta el nivel 2 (capa de enlace). Cuando le llega un paquete a una interfaz del LSR, éste lee el valor

de la etiqueta de entrada de la cabecera MPLS, busca en la tabla de conmutación la etiqueta la interfaz de salida, y reenvía el paquete por el camino predefinido escribiendo la nueva cabecera MPLS. Si un LSR detecta que debe enviar un paquete a un LER, extrae la cabecera MPLS; como el último LER no conmuta el paquete, se reducen así las cabeceras innecesarias. [27, 24]

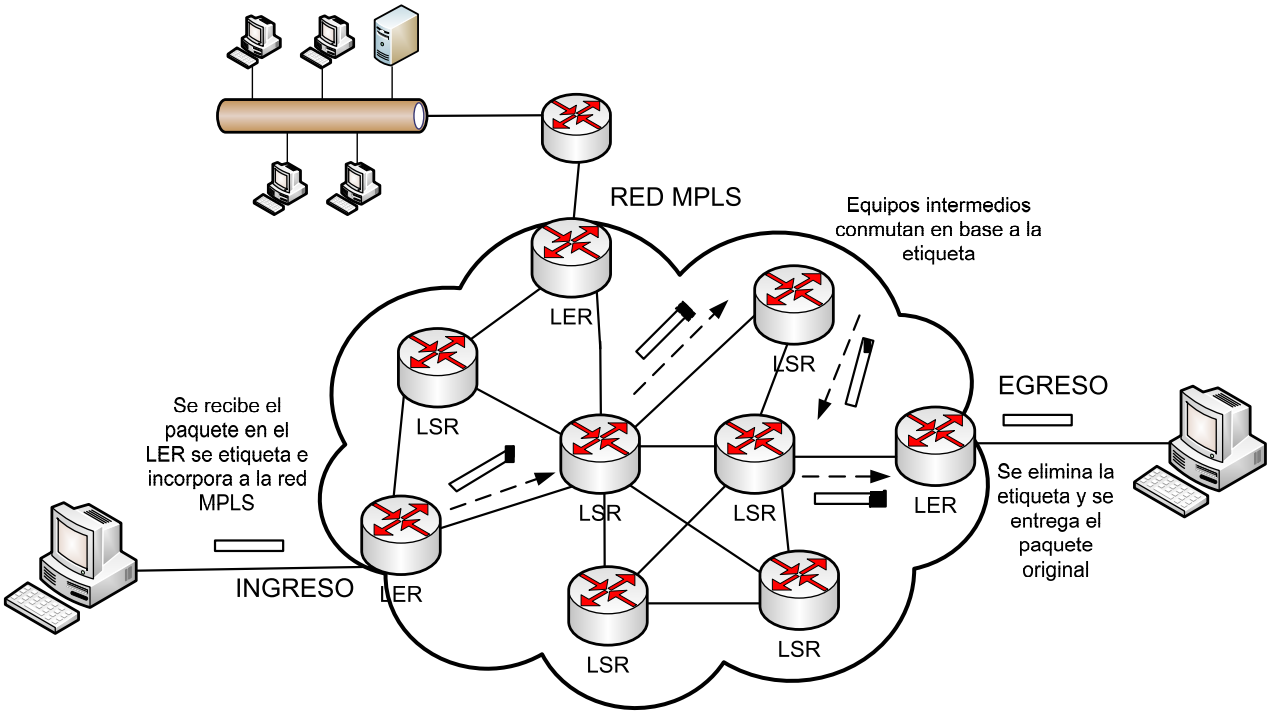

Figura 6.2: Ejemplo de una red MPLS [27]

6.2. Funcionamiento de MPLS.

El funcionamiento del protocolo MPLS debe seguir los siguientes pasos:
1) Creación y distribución de etiquetas
2) Creación de tablas en cada enrutador
3) Creación de LSPs
4) Agregar etiquetas a los paquetes con la información de la tabla.
5) Envío del paquete

MPLS posee un funcionamiento sencillo, en primer lugar, se crean las etiquetas en función de las FEC, luego se construyen las tablas de encaminamiento, mediante protocolos internos. Luego se crean los LSPs mediante tablas de intercambio de etiquetas entre LSRs adyacentes y se distribuyen a los LSRs del LSP. Ahora, para que exista el envío de paquetes, es necesario, que con anterioridad los LSRs cuenten con un acuerdo acerca de la relación existente entre las etiqueta y los LSPs. Para esto es necesario el uso

del protocolo de distribución de etiquetas (LDP) u otro protocolo para la distribución de etiquetas. Este algoritmo LDP se ejecutará siempre que la red experimente nuevos cambios en su topología, proporcionando así nuevas relaciones entre las etiquetas de los LSPs.

Una vez ejecutados estos dos pasos, el envió de paquetes se realiza de la siguiente manera:

- Un LSR (LER) de acceso recibe un paquete IP, analiza tanto la cabecera IP como el puerto de entrada para así determinar su destino. Este paquete se clasifica, basándose principalmente en la dirección destino y la interfaz de entrada.
- Este LSR (LER) de acceso añade una etiqueta al paquete IP que identifica el trayecto orientado hacia el siguiente LSR del dominio (interno).
- Los LSRs internos conmutan el paquete basándose únicamente en la etiqueta. Estos cambian la etiqueta MPLS de acuerdo a la interfaz de salida de los mismos, para poder alcanzar así el siguiente LSR del dominio. Esta conmutación es muy rápida.
- Cuando el paquete alcanza el LSR de salida, éste elimina la etiqueta y lo envía al siguiente salto según el enrutamiento específico de la red a la que se entrega dicho paquete. [24]

6.3. Ingeniería de tráfico en MPLS.

Como se explico en el capítulo 2, la ingeniería de tráfico es el proceso en el cual los datos se enrutan a través de la red de acuerdo a la administración de los recursos disponibles, el tráfico actual y esperado, así como también la clase y calidad de los servicios que son requeridos por los datos. Este proceso puede estar bajo el control de los operadores, que siguen de cerca el estado de la red y encaminan el tráfico o suministran recursos adicionales para compensar los problemas que puedan surgir.

Entonces la ingeniería de tráfico ayuda al proveedor de la red hacer el mejor uso de los recursos disponibles, repartir la carga sobre la capa 2 (enlace), y permitir reservar algunos enlaces para determinadas clases de tráfico o para ciertos clientes (clases de servicio o calidad de servicios). Uno de los usos principales para MPLS será la de permitir la Ingeniería de Tráfico mejorada sobre las redes troncales de los ISP.

MPLS permite unas sofisticadas capacidades de control de enrutamiento para las redes IP. Estas capacidades se apoyan en el hecho de que MPLS soporta eficientemente el control en el establecimiento de la conexión a través de las trayectorias de conmutación de etiquetas explícitas *(Label Switched Paths-LSP)*. Un LSP explícito es una trayectoria determinada en el nodo origen. El control en el establecimiento de la conexión permite que las trayectorias explícitas sean establecidas independientemente del modelo de enrutamiento del camino más corto basado en la dirección de destino IP. Una vez que una ruta explícita es determinada, un protocolo de señalización es luego utilizado para

instalar el LSP. A través de los LSPs explícitos, una cuasi capacidad de conmutación de circuitos se superpone en el modelo de enrutamiento IP.

Para satisfacer estos criterios además del enrutamiento explícito (el enrutamiento desde el nodo origen), se utilizan las rutas forzadas. Estás se refieren a la trayectoria que un LSP puede tomar, la cual puede ser forzada para que cumpla con los requerimientos seleccionados en el LER de entrada. Los parámetros que pueden ser utilizados para describir esas rutas son el ancho de banda, el retardo, la prioridad, etc., que se desea para un flujo de tráfico determinado.

Para calcular estas rutas existen dos métodos:

- Calcular en el LER de entrada toda la ruta basándose en información sobre el estado de la red.
- Calcular la ruta salto a salto con información local a cada LSR sobre la disponibilidad de los recursos.

Los dos métodos pueden combinarse si en alguna parte de la ruta la información no está disponible. Pero para implementar ingeniería de tráfico no basta sólo con obtener la ruta, sino además son necesarias las siguientes características:

Capacidad para calcular la trayectoria desde la fuente tomando en cuenta todas las restricciones. Para ello la fuente necesita conocer toda la información disponible a nivel local o la obtenida por otros routers de la red (por ejemplo, la topología de red)

Capacidad para distribuir la información sobre la topología de red y los atributos asociados con enlaces a través de la red una vez que la trayectoria se calcule, se necesita una manera de soportar el reenvío a lo largo de esa trayectoria.

Capacidad para reservar los recursos de la red y para modificar los atributos de los enlace (como resultado de que cierto tráfico tome en cuenta ciertas rutas). Esta característica es la que permite implementar el modelo de enrutamiento optimo estudiado en el capítulo 4, en el cual el tráfico es fraccionado en varias trayectorias, que en el caso de MPLS sería utilizar distintos LSP que garanticen que todos los enlaces estén siendo utilizados de forma óptima.

MPLS TE se aprovecha de los fundamentos de las siguientes tecnologías:

- La restricción del algoritmo de la primera trayectoria más corta utilizado en el cálculo de la trayectoria. Esta es una versión modificada del conocido algoritmo SPF (*shortest path first -primera trayectoria más corta*) extendido para soportar restricciones.
- La extensión del RSVP utilizado para establecer el estado de envío a lo largo de la trayectoria, así como también para reservar los recursos a lo largo de la ruta.
- El estado del enlace IGP con extensión, para hacer el seguimiento a la propagación de los cambios de la topología.

Existen dos métodos para lograr implementar TE en MPLS las cuales son: TE-RSVP y CR-LDP, ambas utilizan el enrutamiento explícito para crear los LSPs e introducen

una sobrecarga de información adicional al crear, mantener y eliminar un LSP, la cual es mínima comparada con la generada al procesar la cabecera IP. [17, 26, 3, 10]

6.3.1. TE-RSVP.

TE-RSVP (Traffic Engineering – RSVP) es una extensión del protocolo RSVP, el RSVP genérico utiliza el intercambio de mensajes para reservar recursos en una red IP. La extensión TE-RSVP utilizado para túneles LSP supera el RSVP genérico, en cuanto a que puede ser utilizado para distribuir etiquetas MPLS, utiliza datagramas IP (o UDP en los extremos de la red) para la comunicación entre LSR. No requiere el mantenimiento de sesiones TCP, pero como consecuencia de ello debe manejar la posibilidad de pérdidas de mensajes de control. El flujo básico para la creación de un LSP utilizando TE-RSVP para túneles LSP se muestra en la figura 6.3.

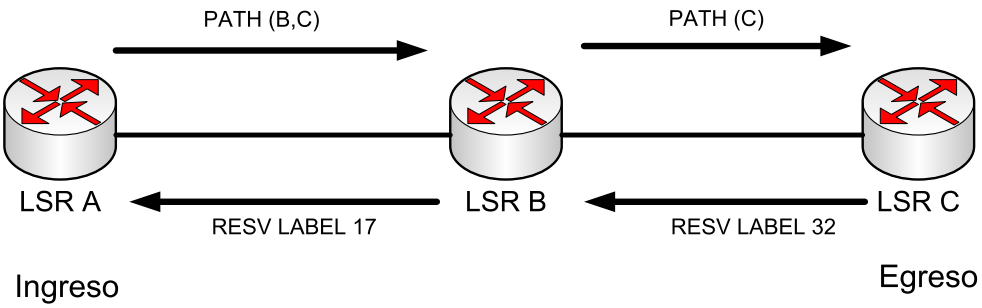

Figura 6.3: Creación de un LSP por medio TE-RSVP[26]

1. El LSR de entrada (LSR A), determina que necesita para establecer un nuevo LSP a LSR C. Los parámetros de tráfico necesarios para la sección o las políticas administrativas de la red, permiten al LSR A determinar la ruta para el nuevo LSP, la cual pasa a través de LSR B, que podría no ser la misma que la ruta salto a salto al LSR C. El LSR A, construye un mensaje PATH con la ruta explícita de (B, C) y los detalles de los parámetros requeridos por el tráfico para la nueva ruta. El LSR A envía el mensaje PATH al LSR B como un datagrama IP.

2. El LSR B recibe la petición de ruta (PATH), y determina que no es el LSR de salida para el LSP, y reenvía la petición a lo largo de la ruta especificada en la solicitud. Se modifica la ruta explícita en el mensaje de PATH y se pasa el mensaje al LSR C.

3. Una vez llega al LSR C y determina que es la salida para este nuevo LSP, establece a partir de los parámetros de tráfico cual es el ancho de banda que necesita reservar y la asignación de los recursos requeridos. Se selecciona una etiqueta para el nuevo LSP y distribuye la etiqueta al LSR B en un mensaje RESV, que también contiene los detalles de la reserva requerida para la LSP.

4. El LSR B recibe el mensaje RESV y compara la solicitud original con el identificador del LSP. Determina cuáles son los recursos que debe reservar a partir de los detalles del mensaje RESV, asigna una etiqueta para el LSP, rellenan la tabla de envío y envían la nueva etiqueta al LSR A en otro mensaje RESV.

5. El procesamiento en el LSR A es similar, pero con la diferencia que no tiene que asignar una nueva etiqueta ni seguir reenviando la solicitud a los otros LSR consecutivos, ya que esté es el LSR de entrada para el nuevo LSP. Entonces los que hace es que cuando recibe en mensaje, envía un mensaje de confirmación RESVConf para indicar que se ha establecido el LSP.

Después de haberse establecido el LSP se enviarán mensajes periódicos para mantener el camino y las reservas. [26]

6.3.2. CR-LDP.

CR-LDP (Constraint-based LDP), es una extensión del LDP diseñado específicamente para facilitar el enrutamiento basado en restricciones de LSP. Como LDP, utiliza sesiones TCP entre los LSR y envía mensajes de distribución de etiquetas a lo largo de las sesiones. Esto le permite asumir una distribución fiable de mensajes de control.

En la figura 6.4 se representa un esquema de flujo básico para la configuración LSP utilizando CR-LDP

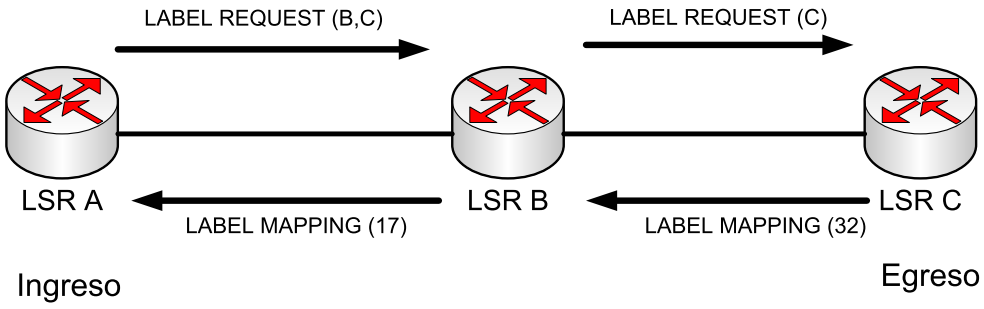

Figura 6.4: Flujo para la configuración de un LSP a partir de CR-LDP.[26]

1. El LSR de entrada (LSR A), determina que se necesita para establecer un nuevo LSP a LSR C (LSP de salida). Los parámetros de tráfico necesarios para la sesión o las políticas administrativos de la red habilitan al LSR A para determinar la ruta para el nuevo LSP, en el cual se determina que debe ir a través del LSR B. El LSR A, construye un mensaje LABEL REQUEST (requerimiento de etiqueta) con una ruta explícita de (B, C) y los detalles de los parámetros de tráfico solicitados para la nueva ruta. El LSR A reserva los recursos necesarios para el nuevo LSP, y luego envía el LABEL REQUEST al LSR B en una sesión TCP.

2. El LSR B recibe el mensaje LABEL REQUEST, determina que no es la salida para el LSP, y reenvía la petición a lo largo de la ruta especificada en el mensaje.

Se reserva los recursos solicitados para el nuevo LSP, modifica el enrutamiento explícito (eliminándose de la ruta) en el mensaje LABEL REQUEST, y pasa el mensaje al LSR C. Si es necesario, LSR B puede reducir la reserva que se hace para el nuevo LSP si los parámetros apropiados se han marcado como negociable en el LABEL REQUEST.

3. Una vez llegado al LSR de salida (LSR C) y esté determina que es la salida para este nuevo LSP. Se lleva a cabo una negociación final sobre los recursos, y se hace la reserva para el LSP. Se asigna una etiqueta para el nuevo LSP y distribuye la etiqueta al LSR B en un mensaje LABEL MAPPING, que contiene detalles de los parámetros de tráfico finales reservados para el LSP.

4. El LSR B recibe el mensaje LABEL MAPPING y lo compara con la solicitud original utilizando el identificador del LSP contenida tanto en el LABEL REQUEST y el mensajes LABEL MAPPING. Se finaliza la reserva, se asigna una etiqueta para el LSP, se establece la entrada de la tabla de reenvío, y envían la nueva etiqueta al LSR A en un mensaje LABEL MAPPING.

5. El procesamiento en el LSR A es similar, pero no tiene que asignar una etiqueta, ni lo tiene que enviar a un LSR aguas arriba, ya que es el LSR de entrada para el nuevo LSP. Así que ya se habrá establecido el LSP. [26]

6.3.3. Comparación de ambos métodos.

Las diferencias clave entre CR-LDP y TE-RSVP son la fiabilidad del protocolo de transporte subyacente y de si las reservas de recursos se realiza en la dirección de avance o retroceso.

- TE-RSVP es soft state (condición flexible) lo cual significa que la información es intercambiada cuando se establece el LSP, pero se deben enviar mensajes periódicos para notificar que todavía se requiere la conexión. Por el contrario, CR-LDP es hard state (condición fija), es decir, toda la información se intercambia al iniciar la conexión y no se produce más información adicional hasta que el LSP se elimine.

- El hecho que TE-RSVP sea soft state e introduzca una sobrecarga adicional hace que no sea escalable ya que esta sobrecarga crecerá proporcionalmente con el número de sesiones RSVP. Para evitar esto se intenta resumir la información y aprovechar un único mensaje para enviar varios mensajes de actualización.

- CR-LDP utiliza conexiones TCP lo que hace que éstas sean más fiables y seguras, mientras que TE-RSVP utiliza UDP o datagramas IP para establecer las comunicaciones, lo que supone mayor vulnerabilidad aunque puede utilizar IPSec o algún otro esquema de encriptación.

- Las conexiones TCP de CR-LDP permiten detectar un fallo mediante notificaciones propias de TCP. Esta notificación se procesa rápidamente para que se inicien las acciones oportunas. Sin embargo, una conexión fallida en TE-RSVP será detectada cuando no se reciba un determinado mensaje de actualización y, dependiendo de cómo se haya configurado, detectar un fallo tardará segundos o minutos antes de que puedan iniciarse las acciones de recuperación.

- Ambos protocolos soportan reenrutamiento (re-routing):

  TE-RSVP puede crear una nueva ruta a partir de un salto diferente en un LSR, así, en el momento en que se detecte el fallo actualizará esta nueva ruta que pasará a ser operativa y, la antigua se eliminará cuando deje de recibir mensajes de actualización.

  Otra alternativa que soportan ambos protocolos es la de crear una ruta completa alternativa, mientras se usa la antigua, así en el momento que se produzca una falla la nueva ruta estará operativa y se eliminará la antigua.

- CR-LDP soporta que un LSP de servicio a muchos hosts mediante la designación de FECs, mientras que TE-RSVP sólo reserva ancho de banda a una única dirección IP.

La elección entre los diferentes protocolos se deberá a factores como la complejidad de la red, si las conexiones van a ser cortas o permanentes, qué grado de tolerancia a fallos se requiere, etc. [26]

6.4. Beneficios de MPLS.

La ventaja que ofrece MPLS en las redes IP es su capacidad de implementar la ingeniería del tráfico, esto a su vez abre la posibilidad que el tráfico pueda ser clasificado en diferentes clases de servicio (CoS-Class of Service) o calidades de servicio (QoS-Quality of Service), y crear redes privadas virtuales (VPN-Virtual Private Networks) basadas en IP.

La TE accede mover parte del tráfico de datos, desde el camino más corto calculado por los protocolos de enrutamientos convencionales, a otros trayectos físicos menos congestionados o menos susceptibles a sufrir fallas. Posibilita implementar el modelo MCF (sección 4.3) para obtener un enrutamiento óptimo con un factor de utilización de los enlaces por debajo del 100 %, al permitir fraccionar el tráfico entre varios LSP. En consecuencia se logra balancear la carga de tráfico entre todos los enlaces, routers y switches en la red; de modo que ninguno de estos recursos se encuentre subutilizados o sobrecargado. La TE, descrita en [10], se ha convertido en la principal aplicación de MPLS debido al crecimiento impredecible en la demanda de los recursos de la red.

Mediante MPLS, los ISP pueden soportar servicios diferenciados o DiffServ. El modelo DiffServ define varios mecanismos para clasificar el tráfico en un pequeño número de CoS. Los usuarios de internet demandan continuamente nuevas aplicaciones, cuyos

servicios soportan unos requerimientos de ancho de banda y de tolerancia a retrasos en la transmisión muy distintos y para satisfacer óptimamente estas necesidades, los ISP necesitan adoptar no sólo técnicas de ingeniería de tráfico, sino también de clasificación de dicho tráfico. De nuevo, MPLS ofrece a los ISP una gran flexibilidad en cuanto a los diferentes tipos de servicios que puede proporcionar a sus clientes.

MPLS ofrece también un mecanismo sencillo y flexible para crear VPN. Una VPN simula la operación de una WAN (Wide Area Network) privada sobre la Internet pública. Para ofrecer un servicio de VPN viable a sus clientes, un ISP debe solventar los problemas de seguridad de los datos y soportar el uso de direcciones IP privadas no únicas dentro de la VPN. Puesto que MPLS permite la creación de circuitos virtuales o túneles a lo largo de una red IP, es lógico que los ISP utilicen MPLS como una forma de aislar el tráfico.

En MPLS, los mecanismos de ingeniería de tráfico pueden ser dependientes del tiempo o dependiente del estado. En un mecanismo dependiente del tiempo, la información histórica basada en las variaciones estacionales de tráfico es utilizada para pre-programar la disposición de los LSP y la asignación del tráfico. Además puede ser utilizado el tipo de suscripción del cliente o el tráfico proyectado de tráfico. Los LSP pre-programado generalmente cambian en un intervalo de tiempo largo (por ejemplo, diurna). Ahora los mecanismos dependientes del tiempo no se adaptan a variaciones tráfico impredecibles o a condiciones variables de la red.

Cuando ocurren variaciones apreciables en el tráfico actual que no podían ser previstas utilizando la información histórica, un mecanismo dependiente del tiempo no es capaz de prevenir un desequilibrio significativo en la carga y la congestión. En tal situación, un mecanismo dependiente del estado puede ser utilizado para tratar con la asignación de tráfico adaptativo para los LSPs establecidos de acuerdo con el estado actual de la red que puede estar basado en la utilización, pérdida y retardo de paquetes.[27, 1, 10]

Los principales trabajos relacionados con los modelos de optimización en MPLS para controlar la congestión producido por las características aleatorias del tráfico utilizan los modelos de optimización de la congestión del LSP que se enumeran a continuación:

- Modelo de optimización de la congestión del LSP (OCL): se asigna "caminos virtuales" extremo a extremo de capacidad predefinidas para diferentes demandas correspondientes a diferentes clases de servicio. Estos caminos virtuales son los llamados túneles LSP. El concepto de túnel LSP en redes MPLS permite la distribución de diversos tráficos en diferentes grupos de servicios, pero hay una dificultad inherente, puesto que solamente puede manejarse un número limitado de túneles LSP por cualquier nodo MPLS y esto puede conllevar a una congestión en los enlaces.

- Modelo general de asignación de flujo (GFA): se utiliza típicamente en la optimización virtual de la distribución de las trayectoria en redes ATM. En vista que una red de comunicaciones se describe básicamente por dos entidades: flujo en el

enlace y capacidad de transmisión del enlace; la función objetivo en el modelo de GFA está basada en el modelo nodo - trayectoria.

- Modelo de asignación de capacidad y flujo (CFA) : se basa en las capacidades de las trayectorias y sirve de base para el modelo ACB.
- Asignación de la capacidad del buffer (ACB): basado en el modelo CFA donde a cada nodo se le agrega un buffer para cada trayectoria.

Para mayor detalle de estos modelos referirse a [14, 1].

CONCLUSIONES.

El florecimiento del interés de los usuarios de estar conectado en red para intercambiar información, bien sea de datos, voz o vídeo; de manera rápida y segura. Ha generado un fuerte crecimiento del uso de internet, demanda que debe ser satisfecha por los proveedores de servicio de internet, quienes no solo deben ofrecer conectividad sino ademas calidad de servicio a sus usuarios. El problema se presenta en que los ISP, tienen una infraestructura con ciertas restricciones que muchas veces no satisfacen la demanda. Es allí donde los ISP deben investigar cuales pueden los pasos a seguir para complacer a sus usuarios.

Las soluciones planteadas son: modificar la arquitectura de la red, expandir su capacidad y finalmente implementar una ingeniería de tráfico. La razón de implementar una ingeniería de tráfico en internet se debe al hecho de que tener una arquitectura apropiada y expandir la capacidad de los enlaces son mecanismos necesarios, pero no suficientes, para ofrecer un servicio de alta calidad de internet en todas las circunstancias.

La ingeniería de tráfico de internet es el aspecto de la ingeniería de redes de internet que se encarga de la optimización del rendimiento de las redes operativas. Abarca la aplicación de los principios tecnológicos y científicos para la medición, modelado, caracterización y control del tráfico de internet, con la finalidad de distribuir el tráfico en la infraestructura de la red utilizando eficientemente los recursos de la misma, en función de su capacidad y así obtener alta calidad de servicio, eficiencia, bajos retardos de entrega, etc.

Para distribuir eficientemente el tráfico en una red se hace necesario implementar un modelo matemático de optimización que no sólo busque minimizar la función objetivo, sino además tome en cuenta la matriz de tráfico, el nodo origen -destino y la máxima capacidad de los enlaces. El modelo matemático que satisface esta pretensión es el modelo MCF (múltiples flujos en red), el problema en implementar este modelo para la distribución óptima del tráfico en la red es que minimiza el costo del uso de los enlaces, pero en redes el objetivo es distribuir lo más uniformemente posible la matriz de tráfico a través de los enlaces de la red, tratando de evitar que algunos estén sobrecargados, mientras otros son subutilizados.

Para solventar este inconveniente los autores Fortz & Thorup, proponen un modelo basado en el MCF que toma en cuenta la relación que existe entre la carga total que fluye por un enlace y su máxima capacidad. Dando un mayor costo a esos enlaces cuya carga total este cercana a su máxima capacidad y un costo bajo a los que estén muy por

debajo de su capacidad. El modelo está basado en una función lineal por tramos cuyas pendientes se incrementan al aumentar el factor de utilización del enlace, al minimizar la función objetivo (factor de utilización del enlace), se obtendrán las proporciones en las cuales debe distribuirse el tráfico entre los distintos enlaces que conformen la red.

El inconveniente se presenta en que el protocolo de enrutamiento comúnmente utilizado en las redes IP, el OSPF no permiten fraccionar el tráfico entre distintos enlaces, debido a que el protocolo envía el tráfico por la trayectoria más corta calculada por el algoritmo de Dijkstra, siendo propenso a los cuellos de botella, producido por que algunos enlaces se congestionen debido al aumento del tráfico a través de ciertas partes de la red, mientras que otros enlaces están siendo subutilizados.

La única ventana que permite el OSPF para aplicar ingeniería de tráfico es cambiar el peso de los enlaces. Sin embargo modificar estos pesos requiere implementar un modelo eficiente que permita determinar los nuevos pesos que mejoren el factor de utilización de los enlaces y forma efectiva para explorar las trayectorias que pueden ser afectadas por el ajuste de un peso. La desventaja de este proceso es el tiempo requerido para determinar los nuevos pesos y calcular las nuevas trayectorias más cortas.

Los autores Fortz & Thorup aportan un modelo llamado "*what if*" para el ajuste de los pesos de los enlaces por medio de una técnica heurística cuya solución es subóptima con relación a la solución óptima basada en el modelo MCF. Para reducir la sobrecarga computacional del modelo "*what if*" no se simula el funcionamiento detallado del protocolo de enrutamiento a cada momento, ni se intercambian mensajes de control. En su lugar, el modelo determina la solución del protocolo de enrutamiento cada cierto intervalo de tiempo y estos resultados son los que son distribuidos a los routers. El proceso de optimización utiliza un algoritmo para minimizar la sobrecarga computacional al explorar la búsqueda espacial. Esta búsqueda espacial, no es mas que buscar el valor idóneo entre la diversidad de opciones que podría tomar el peso de un enlace, que se obtiene de resultados experimentales de utilizar los datos de entrada heurísticamente para limitar la búsqueda espacial, en términos del número de parámetros y el rango de estos valores.

Del resultado de los ensayos realizado por Fortz & Thorup al backbone WorlNet de la AT&T se puede concluir que a medida que crece el tamaño de la matriz de demanda, se hace necesario utilizar un criterio más complejo que considere las características de la red y el trafico prevalente, para establecer un enrutamiento óptimo que mantenga una máxima utilización por debajo del 1,1. Es allí donde la IETF propone la tecnología MPLS que ofrece un servicio orientado a conexión, esta capacidad de control permite implementar la ingeniería de tráfico, para establecer mecanismos de balanceo de carga, y así evitar la congestión.

La forma de aplicar la ingeniería de trafico para implementar el modelo de enrutamiento optimo es por medio de los túneles LSP, el MPLS soporta eficientemente el control de las conexiones por ciertas trayectorias de conmutación de etiquetas, utilizando los recursos de la red de manera óptima al permitir que el tráfico entre un par origen-destino sea dividido en rutas paralelas y de esta manera evitar congestionar los enlaces en la red. El control en el establecimiento de la conexión permite que las trayec-

torias explícitas sean establecidas independientemente del modelo de enrutamiento del camino más corto basado en la dirección de destino IP. Los LSP se establecen tomando en cuenta las restricciones de la red, las reservas de los recursos y de las modificaciones de los atributos de los enlace.

En MPLS, los mecanismos de ingeniería de tráfico pueden ser dependientes del tiempo o dependiente del estado. En un mecanismo dependiente del tiempo, la información histórica basada en las variaciones estacionales de tráfico es utilizada para pre-programar la disposición de los LSP y la asignación del tráfico. Ahora cuando ocurran variaciones apreciables en el tráfico actual que no podían ser previstas utilizando la información histórica, un mecanismo dependiente del estado puede ser utilizado para tratar con la asignación de tráfico adaptativo para los LSPs establecidos de acuerdo con el estado actual de la red que puede estar basado en la utilización, pérdida y retardo de paquetes, etc.

Bibliografía

[1] Steven Low Indra Widjaja Anwar Elwalid, Cheng Jin. Mate: Mpls adaptive traffic engineering. *INFOCOM 2001. Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Proceedings. IEEE*, 3:1300 – 1309, 2001.

[2] Christophe Diot Ashwin Sridharan, Roch Guérin. Achieving near-optimal traffic engineering solutions for current ospf/is-is networks. *IEEE / ACM Transactions on Networking*, 13:234 – 247, April 2005.

[3] Daniel O. Awduche. Mpls and traffic engineering in ip networks. *IEEE Communications Magazine*, 1999.

[4] John y Sherali Hanif Bazaraa, Mokhtar; Jarvis. *Linear Programming and Network Flows*. John Wiley & Sons, Inc., 1990.

[5] and Mikkel Thorup Bernard Fortz, Jennifer Rexford. Traffic engineering with traditional ip routing protocols. *IEEE Communication Magazine*, October 2002.

[6] John Bertsimas, Dimitris y Tsitsiklis. *Introduction to linear optimization*. Athena scientific, 1997.

[7] John W. Chinneck. *Practical Optimization: a Gentle Introduction*. 2009.

[8] Cisco. Cisco visual networking index: Forecast and methodology, 2011-2016. Visual Networking Index (VNI, May 2012.

[9] A. Chiu A. Elwalid I. Widjaja y X. Xiao D. Awduche, Movaz Networks. Overview and principles of internet traffic engineering rfc 3272. *Network Working Group*, May 2002.

[10] J. Agogbua M. O'Dell y J. McManus D. Awduche, J. Malcolm. Rfc 2702: Traffic engineering over mpls. *Network Working Group*, 1999.

[11] Víctor M. Lozano Terrazas Gloria Sánchez Torrubia. Algoritmo de dijkstra. un tutorial interactivo. *Departamento de Matemática Aplicada de la Facultad de Informática (U.P.M.) Universidad Politécnica de Madrid.*

[12] Sam Halabi. Ospf design guide. *Cisco Systems*, 2006.

[13] M.G.C. Resende M. Ericsson and P.M. Pardalos. A genetic algorithm for the weight setting problem in ospf routing. *Journal of Computer Science and Information Security*, 8, 2010.

[14] M R. Fabregat J. J. Padilla O. Ravelo y R. Clotet. M. K. Huerta, X. Hesselbach. Reducción de congestión mediante técnicas de optimización de flujos en redes mpls. *IEEE LATIN AMERICA TRANSACTIONS*, 5, 2007.

[15] William M. Hancock Michael A. Gallo. *Comunicacion entre Computadoras y Tecnologías de Redes*. 2002.

[16] John Moy. Ospf version 2. rfc 2328. *Network Working Group*, 1998.

[17] MPLSRC.COM. Multiprotocol label switching.

[18] Jennifer Rexford. Route optimization in ip networks. *Springer Science+Business Media*, February 2006.

[19] Anton Riedl. Optimized routing adaptation in ip networks utilizing ospf and mpls. *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on*, 3:1754 – 1758, 2003.

[20] Danny McPherson Sam Halabi. *Arquitecturas de Enrutamiento en Internet*. Segunda edition, 2001.

[21] William Stallings. *Comunicaciones y Redes de Computadoras*. Quinta edition, 2000.

[22] Andrew S. Tanenbaum. *Redes de Computadoras*. Prentice-Hall, Inc, tercera edition, 1997.

[23] Tami Carpenter K. R. Krishnan Teunis Ott, Tony Bogovic and David Shallcross. Algorithms for flow allocation for multi protocol label switching. *Telcordia Technologies, Inc.*, 2000.

[24] Web ProForum tutorials: Trillium L. Multiprotocol label switching.

[25] Wikipedia. Optical carrier transmission rates, Mayo 2012.

[26] Paul Brittain y Adrian Farrel. Mpls traffic engineering: a choice of signaling protocols.

[27] José Manuel Huidobro Moya y Ramón Jesús Millán Tejedor. Mpls (multiprotocol label switching). *BIT COIT & AEIT*, (135), 2002.

[28] Fortz Bernard y Thorup Mikkel. Increasing internet capacity using local search. *Computational Optimization and Applications*, 29:13–48, 2004.

[29] Leah Zhang Yufei Wang, Zheng Wang. Internet traffic engineering without full mesh overlaying. *Infocom2001*, 2001.