

TESIS

Presentada el día 25 de febrero de 2019 en la

Universidad de La República, UdelaR

para obtener el título de

MAGISTER EN INFORMÁTICA
Mención

para

Juan Pablo CUELLO SORONDO

Instituto de Investigación : INCO
Componentes universitarios :
UNIVERSIDAD DE LA REPÚBLICA
FACULTAD DE INGENIERÍA

Título de la tesis :

Aproximación Sintética para el Diseño de Redes de Telecomunicaciones.

Comité de examinadores:

Dr. Claudio	RISSO	Director de Tesis
Dr. Franco	ROBLEDO	Director Académico
Dra. Simone	DE LIMA MARTINS	Revisora
Dr. Antonio	MAUTTONE	Examinador
Dr. Eduardo	GRAMPÍN	Examinador

Agradecimientos

Agradezco en primer lugar a mis consejeros académicos Dr. Franco Robledo y Dr. Claudio Risso los cuales me alentaron a anotarme en el programa de maestría y a encarar este desafío. Agradezco el soporte del Programa de Desarrollo de las Ciencias Básicas de Uruguay (PEDECIBA), al Dr. Gerardo Rubino y a el equipo de DYONISIOS del INRIA-Rennes de Francia por haberme recibido y apoyado durante el período dedicado a mi pasantía de estudios allí y a todo el personal de la embajada de Francia en Uruguay por las gestiones realizadas para ello. Agradezco a Antel por haberme permitido utilizar las instancias de pruebas anteriores y la información sobre los planes de desarrollo de la nueva red, lo que permitió ensayar y definir los nuevos escenarios que se presentan en este trabajo. Finalmente un enorme gracias a mi familia por respaldarme y mantenerme siempre animado con su amor en todo este largo proceso .

Índice general

Índice de Contenidos	1
Glosario	3
1. Introducción	9
1.1. Objetivo y estructura de esta tesis	10
1.2. Redes multicapa y tecnologías	11
1.2.1. Capa física	13
1.2.2. Capa Lógica	13
1.2.3. Capa de Usuario	14
1.2.4. Una red para todos los servicios	15
1.3. Formulación del problema	16
1.4. Diseño óptimo para redes con una única capa.	18
1.5. Diseño óptimo para redes multi-capa.	21
1.5.1. Diseño sobre redes ópticas DWDM	22
1.5.2. Trabajos basados en Metaheurísticas	25
1.5.3. Diseño sobre topologías cíclicas	31
1.6. Conclusiones del capítulo	37
2. Una cota de buena Calidad	39
2.1. Diseño de algoritmo	39
2.1.1. Definiciones y propiedades	39
2.1.2. Metodología para construcción de cotas	40
2.1.3. Pseudocódigo	44
2.2. Calculando cotas en redes reales y teóricas.	49
2.2.1. Redes del Operador Antel	50
2.2.2. Overlay sobre Ciclos - (CYCLE-FRP-MORNDP)	52
2.3. Conclusiones del Capítulo	52
3. Construcciones factibles basadas en cotas y enrutamiento	55
3.1. Diseño de la heurística	55
3.2. Construcción - heurística de caminos mas cortos	56
3.2.1. Verificando la Factibilidad	60
3.2.2. Aumentando congestiones y generando una nueva solución	61

3.3.	Escapando de los valles	62
3.3.1.	Mejora de solución con Búsqueda Local	63
3.4.	Conclusiones del capítulo	64
4.	Análisis Experimental	65
4.1.	Problema CYCLE-FRP-MORNDP (demandas n to n y n to 1)	65
4.2.	Red Nacional e Internacional de Antel	70
4.2.1.	Resultados sobre instancias previas	75
4.2.2.	Resultados para la red internacional	78
4.2.3.	Análisis de soluciones de red internacional	84
4.3.	Conclusiones del capítulo	87
5.	Conclusiones y Trabajo Futuro	89
5.1.	Modelado del problema	89
5.2.	Mejorando las soluciones	90
5.3.	Nuevos objetivos y costos para el problema	90
6.	Anexos	93
	Bibliografía	103
	Índice de Contenidos	103
	Lista de Figuras	104

Glosario

- CDN** Content Delivery Network - Este tipo de redes son desplegadas por los proveedores de contenido como Google, Netflix, Facebook y otros de manera de distribuir los contenidos más cerca de los usuarios, disminuyendo los costos para transportar los mismos desde sitios remotos y mejorando la experiencia de los usuarios al consumirlos (fundamentalmente por el hecho de contar con una menor latencia hacia los contenidos. [51](#), [75](#))
- CSPF** Constrained Shortest Path First - Es un algoritmo que busca un camino en la red que cumple con ciertos requerimientos o restricciones. Este requerimiento puede ser un ancho de banda determinado, un delay mínimo de extremo a extremo, una cantidad máxima de links usados, etc. [60](#), [61](#)
- DWDM** Dense Wavelength Division Multiplexing, - Técnica de transmisión de señales basada en la multiplexación de portadoras de distintas longitudes de onda. [10](#), [12](#), [13](#), [15](#), [16](#), [22](#), [24](#), [25](#), [71](#), [89](#)
- FTTH** Fiber To The Home - Este término engloba a todas las tecnologías de acceso que llevan fibra óptica a casa del usuario. La más común utiliza xGPON (xGigabit Passive Optical Network) que permite sin utilizar medios activos entre los equipos de cliente y los del proveedor compartir un pelo de fibra óptica entre muchos usuarios abaratando los despliegues de infraestructura. Las velocidades usuales para esta tecnología incluye 2.5Gbps y 10Gbps de capacidad sobre cada pelo de fibra, capacidad que se comparte entre hasta 32 usuarios. [70](#), [71](#)
- GA** Genetic Algorithms - Metaheurísticas que funcionan emulando mecanismos de evolución natural. Se definen a las soluciones como una población de individuos que evolucionan utilizando mecanismos de selección y construcción de nuevos individuos por recombinación de los existentes. [25](#), [26](#), [37](#)
- GLPK** GNU Lineal Programming Kit - Paquete de software que permite resolver problemas de programación lineal, programación lineal entera mixta, y otros problemas relacionados) (<https://www.gnu.org/software/glpk/>). [56](#), [57](#), [59](#), [64](#)
- GRASP** Greedy Randomized Adaptive Search Procedure - Es una metaheurística basada en un proceso iterativo con dos fases, una fase de construcción de una solución factible

aleatoria en forma greedy y una fase de búsqueda local que intenta mejorar la solución encontrada (bajando el costo) dentro de una vecindad predefinida. [25](#), [26](#), [28](#), [37](#), [52](#)

IP Internet Protocol - [RFC-791](#) - Protocolo de capa de red del modelo OSI utilizado en Internet. [9](#), [10](#), [11](#), [13](#), [14](#), [15](#), [16](#), [17](#), [22](#), [23](#), [24](#), [25](#), [37](#), [105](#)

ISP Internet Service Provider - Proveedor de Servicios de Internet. Empresa que provee servicios de acceso a la red de Internet y otros servicios relacionados. [75](#)

LTE Long Term Evolution - Tecnología de acceso móvil de cuarta generación, llamada también 4G. Esta tecnología permite alcanzar velocidades máximas de 100Mbps y más en los dispositivos. [71](#)

MIP Mixed-Integer Programming. Problema de optimización donde las variables pueden ser enteras y no enteras. El objetivo de estos problemas es encontrar el valor de las variables que maximizan una función de costos. Estas variables deben verificar además ciertas funciones que modelan las restricciones.. [64](#)

MPLS Multi-Protocol Label Switching, - [RFC-3031](#) - Protocolo que se posiciona entre la capa de Red y la capa de Enlace del modelo OSI. Permite asociar los diferentes flujos de tráfico a una determinada clase de equivalencia de reenvío (o FEC), asignar una etiqueta para esa clase y luego realizar el forwarding de origen a destino utilizando la etiqueta en lugar de la dirección o identificador de capa de red. [9](#), [10](#), [11](#), [12](#), [13](#), [14](#), [15](#), [16](#), [17](#), [20](#), [22](#), [23](#), [24](#), [25](#), [26](#), [29](#), [30](#), [37](#), [105](#)

NPP Number Partitioning Problem - Dado un conjunto de enteros positivos, este problema busca dividir estos números en dos sub-conjuntos de manera de que la diferencia de la suma de los elementos en cada conjunto sea mínima. [60](#)

OTN Optical Transport Network - [G.709](#) - Nueva generación de tecnologías para la transmisión digital que permite transportar en sus contenedores, y de forma transparente, múltiples protocolos. [12](#), [13](#)

PoP Point of Presence - Se denomina punto de presencia al espacio físico donde el operador cuenta con equipamiento de borde de su red. Típicamente a este equipamiento se conectan directamente, o utilizando una red de Acceso, Clientes y Proveedores. [50](#), [74](#), [89](#), [91](#)

RSVP Resource Reservation Protocol - [RFC-2205](#) - Protocolo que permite la reserva de recursos en los diferentes nodos y links de un camino dentro de una red. Utilizado como parte de soluciones para brindar Calidad de Servicio (QoS) y para la señalización de caminos o *label switched paths* en redes MPLS. [30](#), [60](#)

SDH Synchronous Digital Hierarchy - Conjunto de protocolos utilizados en redes de transmisión de datos síncronas desarrollada por la CCIT, actual UIT-T, y desarrollada a partir de Sonet. [10](#), [11](#), [12](#), [13](#), [15](#), [18](#), [19](#), [20](#), [21](#), [22](#)

SNCP SubNetwork Connection Protection - Mecanismo de protección en redes ópticas de tipo 1+1. [24](#)

Sonet Synchronous Optical Network - Conjunto de protocolos utilizados en redes de transmisión de datos síncronas, desarrollada en Estados Unidos por la E.C.S.A.. [4](#), [11](#), [12](#), [13](#), [15](#), [18](#), [19](#), [20](#), [22](#)

ABSTRACT

Las redes de telecomunicaciones han crecido en forma acelerada en los últimos años impulsadas fundamentalmente por la enorme oferta de contenido sobre Internet. Las tecnologías de red han evolucionado acompañando esta demanda y los operadores han sabido aceptar el desafío de este crecimiento brindando cada vez más y mejores servicios a sus clientes. Con ciclos de renovación de infraestructura muchísimos mas cortos que los históricos y con precios de los servicios a la baja por la fuerte competencia, los operadores de red enfrentan desafíos enormes para mantenerse en el mercado. Estos desafíos incluyen: la diferenciación de los servicios basados en precio y calidad, la generación de ingresos incursionando en nuevos negocios y la optimización de los costos operativos y de despliegue de infraestructura. El objetivo de esta tesis es la búsqueda de soluciones de buena calidad para el diseño de redes de telecomunicaciones multi-capa sobre redes ópticas existentes, optimizando el costo de su despliegue y asegurando un buen nivel de resiliencia ante fallas de la infraestructura física subyacente. Este trabajo continúa investigaciones previas sobre redes sintéticas y reales. Basándose en la experiencia y los resultados obtenidos explora nuevos algoritmos basados en heurísticas y métodos exactos para el diseño de este tipo de redes. Esta Tesis cuenta con el soporte del proveedor de comunicaciones uruguayo Antel, el cual gestiona la más importante red de telecomunicaciones de Uruguay y se encuentra además en pleno proceso de expansión internacional de su infraestructura de red y servicios. Los resultados obtenidos logran mejorar soluciones previas sobre redes reales de este operador y generan soluciones de muy buena calidad sobre instancias para los cuales no se conocen resultados previos.

Palabras Clave: Diseño de redes multi-capa, redes resilientes, ingeniería de tráfico IP/MPLS.

Capítulo 1

Introducción

Las redes de telecomunicaciones han tenido un crecimiento explosivo en los últimos años, impulsado principalmente por la masificación del acceso a Internet y la utilización de los protocolos **IP** para el transporte de todo tipo de contenido (Video, TV para abonados, Telefonía, Redes Privadas, etc). El uso del protocolo de red de Internet (**IP**) como base común y la evolución del protocolo **MPLS** ha permitido unificar las distintas redes, bajando los costos de inversión en equipamiento, ingeniería, operación y mantenimiento de las mismas. Esta convergencia en una única red ha aumentado los requerimientos de diseño para satisfacer la demanda de los usuarios y la calidad requerida por las aplicaciones que la usan. El buen funcionamiento de la misma es crítico para los operadores ya que todo el negocio está construido sobre esta infraestructura.

Los servicios son cada vez más críticos para sus usuarios (empresas, gobiernos y personas). En contraposición, los precios de los mismos continúan a la baja, empujados por el acceso a la red Internet, sobre la cual se ofrecen los más variados servicios.

Internet, diseñada como una red de “mejor esfuerzo” (best-effort), mejora día a día la calidad y disponibilidad percibida por el usuario. Estas mejoras en la calidad de experiencia se basan principalmente por el desarrollo de nuevos modelos de negocio de los principales proveedores de contenido (Google, Netflix, Facebook, etc) que representan porcentajes superiores al 80 % del tráfico en los horarios pico. Estos modelos tienden a “acercar” el contenido a los usuarios finales instalando, mediante acuerdos con los proveedores de acceso, infraestructura que almacena en forma local el contenido consumido.

Esta infraestructura por un lado genera ahorros en el ancho de banda internacional, pero también obliga a una mejora continua de la red para acompañar los crecientes niveles de calidad del contenido ofrecido (ej. video HD, super HD, 4K). Estas mejoras requieren fuertes inversiones en todos los componentes de la red, desde el acceso al cliente (ej. fibra al hogar), las redes de agregación y las redes de backbone que interconectan las distintas regiones, los centro de datos y la infraestructura de conectividad internacional.

El uso de esta nueva Internet como soporte para el transporte de información de todo tipo ha transformando productos que históricamente tuvieron grandes márgenes en verdaderos “comodities”, impactando en los esquemas de ingresos históricos de los operadores. A su vez, el hecho de contar con una red de gran capacidad, de mayor presencia por ser el acceso a Internet un servicio casi “universal” y mejor interconectada (por los diversos acuerdos de intercambio de tráfico en Internet), presenta nuevas oportunidades de negocio, inexploradas aún por la mayoría de los operadores.

Adquiere por lo tanto cada vez más importancia para los proveedores y operadores construir redes robustas minimizando a su vez el costo de los despliegues, cuyos componentes de mayor valor son los asociados a las obras civiles necesarias en el tendido de la fibra óptica para la interconexión de los distintos nodos.

Topológicamente hablando, una red “robusta” es una red que mantiene la conectividad entre sus nodos ante fallos en sus componentes. El grado de conectividad de la red está determinado por la cantidad de caminos disjuntos entre cualquier par de nodos de la misma, es decir, por la cantidad de caminos entre cualquier par de nodos que no tienen nodos o aristas en común (nodo-conectividad o arista-conectividad).

Típicamente un operador de red busca tener el grado de conectividad mínimo que le permita continuar cursando tráfico ante fallas simples de nodos o aristas (redes 2-conexas). Este grado de conectividad es el que provee una topología de tipo anillo o ciclo, la cual se encuentra por lo general en los despliegues de fibra óptica de los operadores. Tecnologías de transporte como **SDH** (Synchronous Digital Hierarchy) o **DWDM** (Dense Wave Division Multiplexing) modelan estas topologías con la construcción de caminos de protección en los circuitos lógicos. Este grado de conectividad es exigido en los nodos principales que integran el backbone o “core” de la red y en muchos casos a algunos nodos importantes que componen la capa de agregación de servicios. Para el resto de los nodos alcanza, en la mayoría de los casos, con una protección mediante múltiples aristas en su conexión con el nodo de backbone.

Sobre estas redes físicas y utilizando principalmente **DWDM** como transporte, los operadores despliegan en una segunda capa o layer, su red **IP/MPLS**. Los nodos de estas redes se interconectan entre sí utilizando caminos lógicos provistos por la red de transporte.

1.1. Objetivo y estructura de esta tesis

El objetivo de este trabajo es abordar el problema de diseño de una red **IP/MPLS** para un operador de telecomunicaciones. Se toman como entradas los datos de la red física existente representada por sus nodos y links, los nodos de la red lógica (**IP/MPLS**) cuya posición coincide con la de los nodos físicos, y una demanda de tráfico simétrica entre estos nodos. La salida del problema es la configuración de los links entre los nodos de la red lógica, lo cual incluye el ancho de banda o capacidad (común a todos los links) y el camino que estos links toman sobre

la red de transporte física (lightpaths). Tal camino está dado por la lista de nodos y links de la red física que son utilizados.

El problema de diseño de redes multi-capa ha sido abordado desde diferentes ópticas las cuales serán comentadas en el estado del arte. En este trabajo se proponen nuevos algoritmos para la búsqueda de soluciones resilientes y de mínimo costo. Se tomará como base, la experiencia acumulada en trabajos previos del grupo de Investigación en Redes de la Udelar y recientes resultados teóricos obtenidos [18] y [23]. Durante la fase experimental se utilizarán algunas instancias de redes nacionales del operador de telecomunicaciones Antel¹ utilizadas en [18] en conjunto con otras instancias ficticias más simples, de las que se conocen sus resultados óptimos. Finalmente, se aplicará la metodología construída sobre la topología física de la red Internacional de Antel cuyo despliegue se encuentra en pleno proceso.

Este trabajo comienza describiendo la evolución tecnológica de este tipo de redes en los últimos años y explica con más detalle su estructura multi-capa. Luego se presenta formalmente el problema y a continuación se realiza un repaso del estado del arte describiendo algunos trabajos relacionados basados en metaheurísticas y métodos exactos.

En el Capítulo 2 se desarrolla un algoritmo para el cálculo de algunas cotas del problema y se presentan los primeros resultados experimentales comparándolos con los resultados alcanzados por trabajos previos sobre las mismas instancias.

En el Capítulo 3 se desarrolla un heurística para la construcción de soluciones factibles de buena calidad basadas en métodos exactos teniendo en cuenta las cotas anteriormente formuladas. Se presentan diversas estrategias para la construcción y posterior mejora de las soluciones. Al final del capítulo se presentan los resultados experimentales para las instancias reales y teóricas previamente estudiadas adicionando un nuevo problema consistente en el diseño de la red internacional de Antel, no estudiado hasta este momento.

Finalmente en el Capítulo 5 se analizan los resultados y se presentan las conclusiones de esta tesis junto con líneas de trabajo futuro que pueden contribuir a mejorar los algoritmos y modelos de red para aumentar la precisión de las búsquedas en el espacio de soluciones.

1.2. Redes multicapa y tecnologías

Hasta principios de siglo existía una gran diferenciación entre las tecnologías LAN y WAN, posicionándose el protocolo Ethernet en las redes de área local y metro, mientras que las tecnologías *Sonet/SDH* se utilizaban en los enlaces de larga distancia. El foco en lograr bajos costos de la tecnología Ethernet (10x performance vs 3x costo) impulsó su rápida adopción y desarro-

¹Antel es una compañía estatal uruguaya con presencia en el Cono Sur y los Estados Unidos. Es el principal operador de telecomunicaciones de Uruguay con casi la totalidad del mercado de Internet fijo y más del 50 % del mercado de telefonía móvil - [Sitio web de la empresa](#).

llo tecnológico. Mientras que los nuevos operadores optaban por la utilización de Ethernet en casi toda su infraestructura de red, los operadores tradicionales comenzaron con sus redes de acceso para luego migrar las tecnologías utilizadas en agregación y core, sustituyendo así los protocolos como el TDM, Frame Relay y ATM. Del lado WAN, mientras tanto, la evolución tecnológica no tuvo un objetivo de masificación o baja de costos, algo que se reflejaba directamente en las inversiones -varias veces mayores para el mismo ancho de banda- que tenían que enfrentar los operadores para adquirir las interfaces **Sonet/SDH** del equipamiento **IP/MPLS**.

Con la aparición de las tecnologías de 10Gbps especificadas por el Grupo de Trabajo del IEEE 802.3ae en 2002 se adicionó una sub-capas WIS (WAN Interface Sublayer) donde se implementó en forma opcional el enmarcado (framing) **Sonet**. Esto habilitó el uso de interfaces Ethernet sobre las redes de transporte existentes, lo cual fue aprovechado por los operadores que comenzaron a sustituir las interfaces WAN **Sonet** y **SDH** por interfaces de mas bajo costo y de mayor densidad. Esto permitió la utilización de una misma placa (óptica e interfaz física) para las conexiones WAN y LAN, cambiando el modo de trabajo individual de cada puerto por configuración (software) para adaptarse a la tasa de datos de la capa física. De esta forma los operadores continuaron utilizando como plano de control el protocolo **IP/MPLS** unificando el protocolo de la capa de enlace.

Unos pocos operadores continuaron utilizando **SDH** para los links de mayor velocidad llegando a popularizar en algunos mercados el uso de interfaces STM-256 con una capacidad de 40Gbps. Aquellos que adoptaron Ethernet cubrían el incremento del tráfico utilizando tecnologías existentes de agregación de puertos (802.3ad). A partir del 2010 se desarrolla la tecnología **OTN** (Optical Transport Network) la cual comienza a adoptarse como nuevo estándar en el transporte y las tecnologías 40/100Gbit Ethernet (802.3ba-2010) que permiten la evolución de los enlaces $n \times 10$ GigabitEthernet existentes. Los contenedores **OTN** permiten encapsular el tráfico de los Clientes de distintas tecnologías y velocidades en forma transparente sobre una o varias longitudes de onda. Actualmente la mayoría de los proveedores de transporte soportan servicios de tipo Ethernet LAN con velocidades de hasta 100Gbps hacia el Cliente, multiplexando este tráfico en portadoras ópticas de 100/150/200 y 400 Gbps.

Si bien la tecnología desde hace un tiempo ha buscado integrar las capas ópticas y lógicas agregando funcionalidades al equipamiento de una u otra capa (ej. routers con interfaces **DWDM/OTN** o equipos de transporte con soporte **MPLS**) este tipo de solución no ha tenido éxito fuera de ambientes metro o nacionales donde los operadores son dueños de la infraestructura de cables y ductos. Esta unificación de equipamiento tiene además otras barreras no comerciales que tienen que ver, por ejemplo, con la integración de grupos de ingeniería y operaciones.

Por esta razón y la necesidad de utilizar redes de terceros para construir rutas directas para soportar el crecimiento y mejora de la red, los proveedores de telecomunicaciones siguen trabajando con un modelo de desarrollo de redes en dos capas, física y lógica, con una coordinación mínima entre ambas que pasa, fundamentalmente por cubrir los requerimientos puntuales de ancho de banda entre cada par de sitios.

1.2.1. Capa física

La capa física está formada por la infraestructura de ductos, postes/columnas y cables de fibra óptica que los ocupan. A este nivel se encuentran las redes originalmente desarrolladas por los operadores tradicionales para interconectar centrales y soportar el servicio de telefonía. Estos desarrollos estuvieron asociados fuertemente a la tecnología *Sonet/SDH* y sus mecanismos de protección por lo que las redes fueron diseñadas y construidas con al menos un camino de protección entre cada par de nodos siguiendo típicamente la topología de anillo. Por otro lado se encuentran los desarrollos de nuevos proveedores (o redes más modernas de proveedores tradicionales) donde se construyen caminos directos sin protección y la misma se obtiene por el intercambio o la compra de capacidad o espectro² en sistemas de terceros.

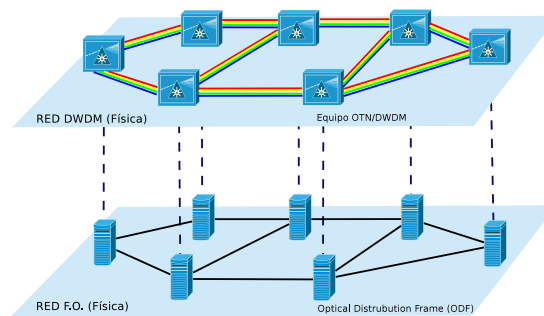


Figura 1.1: Infraestructura física y equipos de transporte

Esta infraestructura física de fibras o capacidades ópticas es “iluminada” por los equipos de transporte *OTN/DWDM*, los cuales definen los caminos punto a punto entre los distintos nodos de la red. Estos caminos a su vez pueden ser protegidos de extremo a extremo mediante tecnologías de protección que definen caminos secundarios disjuntos en la red física y que, al estar pre-señalizados en todo el trayecto, pueden activarse rápidamente sin que las capas superiores siquiera lo noten. A este tipo de configuración de caminos la llamamos 1+1 diferenciándose de los caminos no protegidos que son llamados “lineales” o 1+0.

1.2.2. Capa Lógica

La capa lógica se encargará de encaminar el tráfico de los clientes hacia los distintos puntos donde se consume el contenido o se terminan los servicios. Para ello usará servicios de transporte punto a punto para interconectar sus nodos (routers *IP/MPLS*), los cuales serán implementados sobre la infraestructura física propia o de terceros (capa física). Este servicio de red se construirá entre los nodos de la capa óptica como un *lightpath* que tendrá establecido un

²Porción del espectro total disponible dentro de un cable de fibra óptica, que puede ser iluminada por un tercero, el cual puede utilizar una tecnología diferente al del dueño de la infraestructura.

camino sobre la red física como se muestra en la Figura 1.2.

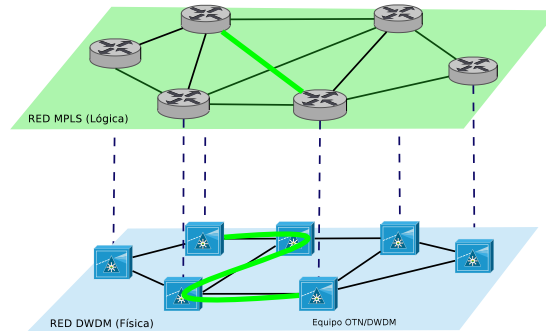


Figura 1.2: Infraestructura IP/MPLS y capas.

1.2.3. Capa de Usuario

Los usuarios de la red serán los que generarán la demanda interna, desde y hacia los puntos de inyección de tráfico para recibir e intercambiar los contenidos locales e internacionales. Estos puntos de inyección de tráfico serán los nodos de CDN (Content Delivery Networks) propios o de terceros, los puntos de Intercambio de Tráfico de Internet y las conexiones con proveedores de tránsito IP. Estas grandes fuentes de tráfico, junto con algunos grandes clientes de la red se conectarán directamente hacia equipos IP/MPLS de la capa lógica. Los usuarios masivos fijos y móviles serán agregados mediante redes de acceso a un nodo IP/MPLS perteneciente al PoP de su zona como se muestra en la Figura 1.3.

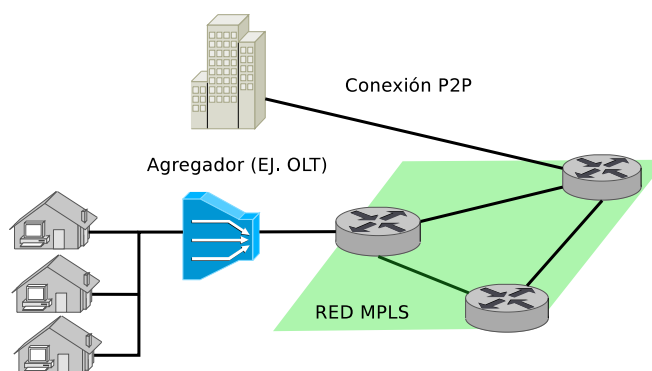


Figura 1.3: Conexión de clientes a nodos de la red lógica

Por tanto, la demanda de tráfico de clientes de todo tipo será atendida por una única infraestructura lógica la cual se encargará de encaminarla hacia su destino. Los flujos de tráfico de esta demanda -que pueden modelarse como un grafo bipartito completo entre usuarios y

contenidos- serán encaminados por los distintos links disponibles de la red lógica. Por lo tanto, la calidad de experiencia de los usuarios dependerá fuertemente de las decisiones que tome el operador encunanto a su conectividad y sus políticas de protecciones de links lógicos y encaminamiento.

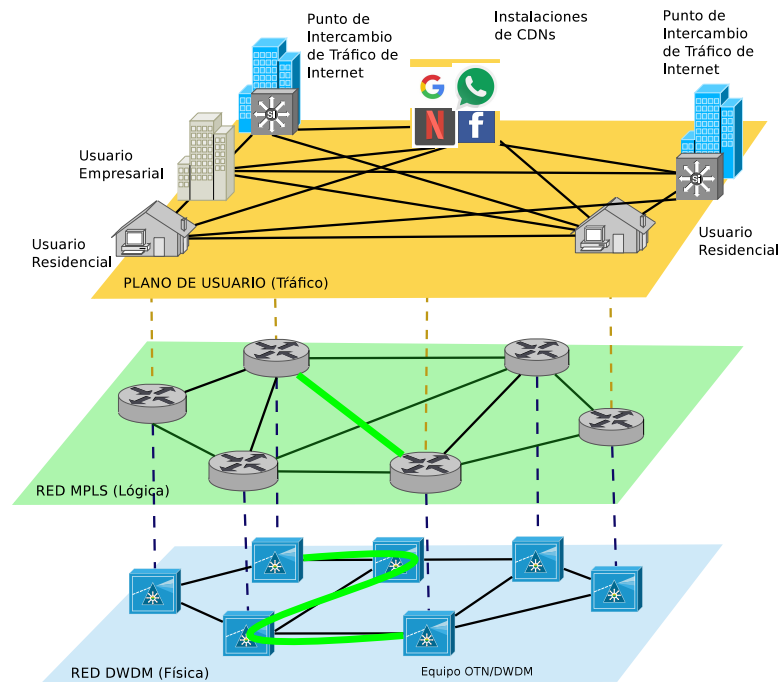


Figura 1.4: Modelo Multicapa de una red de Telecomunicaciones

1.2.4. Una red para todos los servicios

A medida de que Internet evoluciona, algunos servicios se vuelven commodities, y otros, al volcarse a la misma red **IP/MPLS** se re-inventan y generan nuevas oportunidades de negocio. Un ejemplo de esto son los servicios privados de conectividad utilizados fundamentalmente por empresas. Estos servicios inicialmente fueron perdiendo terreno frente a las VPNs sobre Internet, fundamentalmente por su alto precio y sus limitaciones de cobertura geográfica. El uso de las redes de acceso de alta velocidad, diseñadas para el servicio de Internet, y la implementación de los mismos sobre el backbone **IP/MPLS**, le permitieron evolucionar a mayores velocidades, con un menor precio y una ampliación de su zona de cobertura mediante acuerdos de interconexión que siguen esquemas similares al de peering de Internet.

Esta actualización de la base tecnológica de los productos de conectividad privada junto con la expansión de proveedores de servicios de todo tipo (juegos, cómputo y almacenamiento, aplicaciones de oficina, video, etc) hacia distintos puntos del planeta, exigen a los proveedores aplicar políticas de ingeniería de tráfico más complejas en la red, para utilizar caminos lo más

directos posibles hacia los distintos contenidos. Esto último refuerza la necesidad de que los enlaces que interconectan los nodos lógicos sean estables encunto al retardo, imponiendo que la distancia del camino asociado en la red física se mantenga constante y descartando en el momento de contratar capacidades los circuitos 1+1 basados en las históricas protecciones automáticas de las tecnologías de transporte *Sonet/SDH/DWDM*. Los Clientes de estos servicios que son muy demandantes en cuanto al retardo y al jitter, detectan instantáneamente pérdidas en la calidad de experiencia al verse alterado uno de estos parámetros. Este efecto puede visualizarse en la Figura 1.5 donde al producirse la conmutación del camino a su protección aumenta el retardo entre el Cliente y la fuente del contenido.

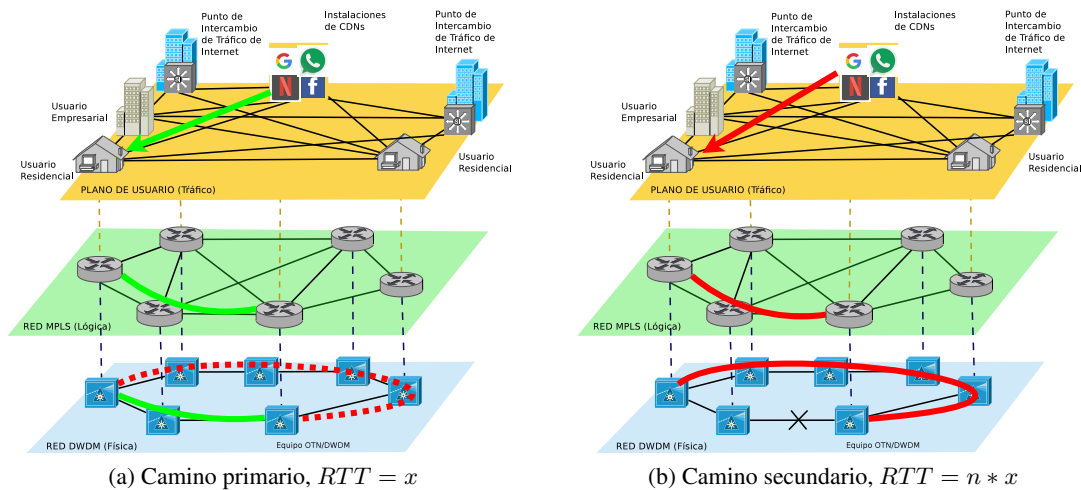


Figura 1.5: Efecto en el servicio de una conmutación de un camino óptico con protección 1+1.

Por lo tanto el diseño de una red moderna debe tener en cuenta la presencia de múltiples capas o planos: la infraestructura física, que incluye redes metro, nacionales, regionales y sistemas internacionales submarinos; la red lógica donde se conectan clientes, proveedores, socios de negocio, redes de distribución de contenido y otros servicios; y finalmente el plano de usuario donde se genera y se consume el tráfico de distintos de aplicaciones y servicios con diversos requerimientos.

1.3. Formulación del problema

Este trabajo ataca el problema definido como Multi-Overlay Resilient Network Design Problem. En este caso el objetivo es el diseño de una red de telecomunicaciones *IP/MPLS* que se desarrollará sobre una red óptica *DWDM* existente. La red *IP/MPLS* o red lógica implementa las conexiones entre sus nodos como servicios construidos sobre otra red, la red física óptica. Denotamos como $G_P = (V_P, P)$ y $G_L = (V_L, L)$ los niveles físicos y lógicos respectivamente. Cuando esta red física es una red óptica llamaremos lightpath al camino en la red física

(lista de links físicos) que recorre cada servicio de conectividad entre los nodos de la red lógica.

El diseño de la red lógica requiere la especificación de esos lightpaths, esto es el mapeo $\rho : L \rightarrow G_P^+$ de cada link lógico a un camino sobre la red física.

Por simplicidad podemos asumir que $V = V_P = V_L$ aunque algunos nodos de la red física pueden opcionalmente no ser tenidos en cuenta en la solución final, principalmente aquellos para los cuales no existe una demanda asociada. Sea $\hat{B} = \{B_0, B_1, \dots, B_n\}$ el conjunto de capacidades disponibles para los servicios ofrecidos por la red lógica (ancho de banda de los lightpaths). El problema considera la capacidad a asociar a cada link lógico, definida por $\bar{b} : L \rightarrow \{0\} \cup \hat{B}$. Por lo tanto la implementación física de G_L estará dada por (\bar{b}, ρ) donde ρ se define para cada ℓ de L tal que $\bar{b}(\ell) > 0$. Sea $\rho^{-1} : P \rightarrow \mathcal{P}(L)$ la función inversa que dado un link físico p devuelve un conjunto de links lógicos ℓ que usan p en el recorrido en su lightpath, esto es $\ell \in \rho^{-1}(p)$ sii $p \in \rho(\ell)$.

Sea $D = ((d_{pq}))$ la matriz de demandas positivas entre pares de nodos. Consideremos además que esta demanda es simétrica ($d_{pq} = d_{qp}$), aunque el tráfico por lo general no lo es tampoco la tecnología ni las buenas prácticas contemplan conexiones asimétricas entre nodos de una red de backbone. La solución de red debe satisfacer todas las demandas de tráfico sin congestionar ninguno de los links de la red. Luego de establecida la conectividad entre nodos de la red lógica una red **MPLS** atenderá la demanda entre pares de nodos construyendo un túnel de origen a destino llamado *label-switched path* o *lsp*. Cada *lsp* sigue un único camino sobre la red lógica. Para la configuración de estos caminos la tecnología **MPLS** provee diversos mecanismos que contemplan usar la tabla de ruteo **IP** para alcanzar el nodo de destino (algoritmos Shortest Path First), el uso de métricas adicionales proporcionadas por extensiones de los protocolos de ruteo que permiten definir caminos con ciertas restricciones (algoritmos Constrained Shortest Paths First) y finalmente el cálculo “off-line” y la definición explícita nodo a nodo de los caminos.

El diseño de la red debe asegurar la existencia de un arreglo factible para las demandas sobre la red lógica G_L , esto es un mapeo $\lambda : V \times V \rightarrow G_L^+$ similar al de lightpaths ρ pero usando túneles o *lsp*s en su lugar. Por lo tanto dada cualquier demanda $d_{pq} > 0$, $\lambda(p, q)$ es el camino que seguirá el tráfico de esa demanda en G_L . Asumimos que se utiliza el mismo camino en un sentido y en el otro, esto es $\lambda(p, q) = \lambda(q, p)$ y sea $\lambda^{-1} : L \rightarrow \mathcal{P}(V \times V)$ la función que dado un link de la red lógica ℓ devuelve el conjunto de demandas cuyos túneles usan ℓ en su camino. Entonces la factibilidad de la instancia (\bar{b}, ρ) se traduce en la existencia de λ tal que $\sum_{(pq) \in \lambda^{-1}(\ell)} d_{pq} \leq \bar{b}(\ell) \forall \ell \in L$.

Esta formulación solo toma en cuenta los costos asociados al arrendamiento de las conexiones lógicas el cual está asociado al largo del lightpath para una capacidad o ancho de banda dado. El costo total para una instancia (\bar{b}, ρ) es $\sum_{\ell: \bar{b}(\ell) > 0} c(\bar{b}(\ell)) (\sum_{p \in \rho(\ell)} w(p))$, donde $c(b)$ es el costo por distancia para cada $b \in \hat{B}$ y $w : P \rightarrow \mathfrak{R}^+$ retorna el largo del link físico para cada $p \in P$.

Con respecto a la resiliencia de la red, el modelo no toma en cuenta ningún tipo de protección a nivel de la red física por lo que en un escenario de falla de un link $p \in P$ todos los links lógicos $\rho^{-1}(p)$ fallarán y por lo tanto todas las demandas $d_{rs} > 0$ tal que $(rs) \in \cup_{\ell \in \rho^{-1}(p)} \lambda^{-1}(\ell)$, no podrán ser atendidas por la red lógica hasta encontrar una configuración factible de lsp que permita cursarla. La tecnología **MPLS** provee de diversas alternativas para proteger los lsp , en un extremo se encuentra la protección individual de cada lsp con la definición de un camino primario y uno secundario sin compartir links de la red lógica, este mecanismo, llamado en la literatura Active/Standby Protection (ASP), simula las protecciones típicas de las redes de transporte. En el otro extremo **MPLS** puede activar la reconfiguración de caminos basandose simplemente en la tabla de rutas de **IP** luego de que el protocolo de enrutamiento utilizado alcanza la convergencia (todas las entradas de las tablas de ruteo se encuentran estables), a este mecanismo lo llamaremos Free Routing Protection (FRP). Otros mecanismos intermedios toman en cuenta el cálculo de rutas alternativas (detours) para el tráfico en caso de falla de un link o nodo (Fast Re-route: Node Protection y Link Protection). Si bien estos mecanismos presentan ventajas desde el punto de vista de la velocidad de re-conexión son más complejos en cuanto a su configuración y posterior gestión.

En este trabajo contemplaremos el mecanismo Free Routing Protection (FRP). En FRP consideramos la familia de funciones $\tilde{\lambda}(f) : V \times V \rightarrow G_L^+$ que define un mapeo de las demandas a caminos lógicos para cada $f \in P$. La factibilidad se basa en verificar dos condiciones: *i*) ningún link lógico debe saturar en cualquier escenario de fallos, esto es $\sum_{(pq) \in \tilde{\lambda}(f)^{-1}(\ell)} d_{pq} \leq \bar{b}(\ell)$, $\forall \ell \in L$, $f \in P$, y *ii*) f no puede ser parte de ningún camino en $\tilde{\lambda}(f) \forall f \in P$, $f \notin \cup_{(pq): d_{pq} > 0} (\cup_{\ell \in \tilde{\lambda}(f, p, q)} \rho(\ell))$.

El problema entonces se resume a minimizar el costo sobre todas las instancias factibles (\bar{b}, ρ) que cumplan con las condiciones de protección anteriormente mencionadas. En nuestro caso tomaremos un valor fijo de ancho de banda $b \in \hat{B}$ para todos los lightpaths de cada instancia.

1.4. Diseño óptimo para redes con una única capa.

Las redes de transporte tradicionales están basadas en topologías de anillo, un anillo es un grafo simple dirigido que cubre múltiples nodos donde cada nodo se conecta a dos nodos vecinos formando un ciclo. En las redes de telecomunicaciones se impone que los cables de fibras que unen a dichos nodos no compartan ningún camino físico, esto es que el recorrido de ductos o columnas no comparta puntos comunes y se encuentre a cierta distancia para evitar roturas simultáneas (asociadas a la intervención humana o a desastres naturales).

Los mecanismos de protección se basan en la detección de la falla por parte de uno de los nodos y el switcheo del tráfico hacia el camino de protección que utiliza el segmento del anillo que no tuvo afectación. Para lograr la comunicación bidireccional en un anillo las tecnologías **Sonet/SDH** utilizan segmentos complementarios de los anillo para cada sentido de la comuni-

cación, reservando capacidad en un segundo anillo en el sentido opuesto del camino principal. En caso de fallas en cualquier segmento se toma para el sentido de la comunicación afectada la capacidad reservada en el segundo anillo. Este tipo de mecanismo es llamado Automatic Protection Switching (APS).

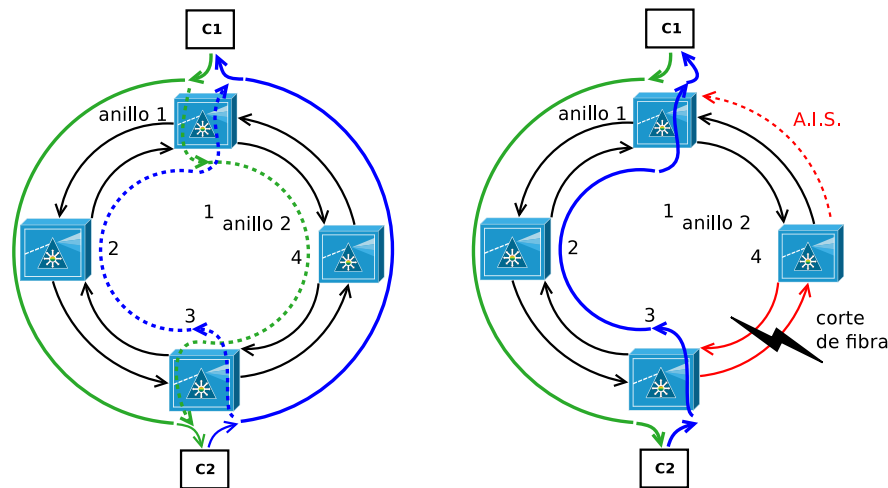


Figura 1.6: Protecciones 1+1 - SNCP/UPSR

A la izquierda de la Figura 1.6 se muestra un anillo con cuatro nodos (1,2,3,4) y dos clientes *C1* y *C2* conectados a los nodos 1 y 3 del anillo. El flujo de datos de *C1* a *C2* usa el circuito de color verde, implementado sobre el anillo 1, mientras que el flujo inverso usa el circuito azul por el complemento de este anillo. Se reserva capacidad de protección sobre otras fibras (anillo 2), que típicamente pertenecen al mismo cable multi-fibra, definiendo los circuitos para cada dirección identificados con los mismos colores pero punteados.

La protección APS más simple en redes *SDH* y *Sonet* es llamada SubNetwork Connection Protection (SNCP) y Unidirectional Path-Switched Rings (UPSRs) respectivamente. En condiciones normales los nodos reciben copias de la información por los circuitos principales y sus protecciones pero seleccionan la información del camino principal para entregarla al cliente, por esta razón también se las conoce como protecciones 1+1. En caso de fallo entre los nodos 3 y 4, parte derecha de la Figura 1.6, el flujo de datos entre *C2* y *C1* es interrumpido, inmediatamente el nodo 4 envía una señal de alarma (Alarm Indicator Signal) lo que provoca que el nodo 1 conmute al camino de protección manteniendo activo el flujo de datos. La activación del servicio es muy rápida puesto que en todo momento se mantiene la copia de la información en ambos circuitos, como contrapartida la capacidad del sistema se reduce a la mitad.

Otros mecanismos similares de protección mejoran la capacidad total del sistema compartiendo una capacidad de protección entre múltiples circuitos. Estas protecciones llamadas Multiplex Section-Shared Protection Ring (MS SPRING) y Bidirectional Line-Switched Ring

(BLSR) en [SDH](#) y [Sonet](#) respectivamente no envían copias para cada circuito sino que reservan una capacidad en ambas direcciones del anillo. Esta capacidad puede ser utilizada por múltiples circuitos sin tener que realizar una reserva individual para cada uno. En configuraciones donde existen más de un circuito entre distintos nodos pertenecientes al anillo reduce la cantidad de capacidad que debe ser reservada y con ello logra un mejor aprovechamiento de la capacidad total. Este tipo de protección es llamada 1:N ya que se utiliza un circuito o recurso para respaldar a varios otros (N). Si los circuitos utilizan más de un anillo debe realizarse una reserva de capacidad para la protección en cada uno de ellos. Mas detalles de estos mecanismos pueden encontrarse en [14].

Con topologías más complejas para lograr una mejor utilización de la capacidad disponible se utilizan sistemas de gestión de red externos (Network Management Systems - NMS) que permiten implementar esquemas más eficientes de protección (en cuanto a la utilización de recursos), y que en contrapartida tienen tiempos de activación mayores asociados a la detección de la falla y la reconfiguración de los caminos por parte del NMS. Otras tecnologías como [MPLS](#) implementan nativamente mecanismos de protección utilizando protocolos para el intercambio de la información que permiten la toma de decisiones en forma distribuída en cada nodo sin la necesidad de un gestor externo.

Resultados de la teoría de grafos indican que siempre que cualquier par de nodos de un grafo puedan ser conectados por dos caminos nodo-independientes dicho grafo puede descomponerse en ciclos. Si entre un conjunto de nodos se puede definir k caminos nodo-independientes cualquier sub-conjunto de k nodos puede ser conectado mediante un ciclo. Esta posibilidad de agrupar los elementos de una red de conectividad mínima 2 en topologías lógicas de anillos, permite implementar mecanismos como los de la tecnología [Sonet/SDH](#) analizados para proteger los circuitos construidos entre sus nodos.

El problema de diseño de una red 2-conexa de mínimo costo MW2CSN (Minimum Weight Two Connected Spanning Network) ha sido analizado por Monma [4] y consiste en encontrar el mínimo sub-conjunto de links para un determinado grafo de manera de que cualquier par de nodos puedan ser conectados por dos caminos nodo-independiente. El problema Two-Node-Survivable Network (STNSNP) es un problema similar al anterior, analizado por Baïou en [2], pero con nodos opcionales (llamados nodos de Steiner) que pueden ser utilizados para mejorar el costo de la solución.

Otros problemas relacionados agregan requerimientos diferenciados de conectividad para grupos de nodos que componen diferentes partes de la red de un operador. Por ejemplo imponiendo un mayor grado de conectividad a los nodos más importantes del núcleo de la red y menor para los nodos que integran las redes de acceso. Estos requerimientos han sido contemplados en los problemas k -Node-Connectivity problem (kNCON) y k -Edge-Connectivity problem (kECON).

Todos estos problemas atacan el diseño robusto de la topología física de una red de telecomunicaciones. Los mismos fueron modelados teniendo en cuenta algunas premisas particulares

del momento histórico que hoy ya no aplican o se han desactualizado. Algunas de ellas tienen que ver con la importancia que se le daba a la demanda de tráfico de los usuarios, la cual se ha multiplicado exponencialmente. Como ejemplo un usuario uruguayo de Internet típico consume hoy mensualmente más del doble del tráfico que se consumía en el mismo período en toda la red Internet en el año 1994. Por otro lado, los nodos más importantes de las redes de transporte se definían utilizando criterios que en muchos casos no tenían que ver con la cantidad o importancia de los clientes sino, por ejemplo, con la ventaja de su ubicación física. Finalmente las redes eran diseñadas superponiendo topologías de anillo, de manera de utilizar las protecciones de tipo APS provistas, en ese momento, por las tecnologías de transporte.

Los cambios en la demanda, acompañados con los cambios tecnológicos requieren actualizar estos modelos, de manera de aprovechar la mayor flexibilidad disponible de las nuevas tecnologías pero sin dejar de contemplar las infraestructuras físicas heredadas y aún presentes en la mayoría de las redes importantes del mundo.

Algunos trabajos como el de Haruko Okamura and P.D. Seymour de 1981 *Multicommodity flows in planar graphs* [16], toman en cuenta las demandas y las capacidades de los links físicos pero no modelan la red como un sistema multi-capa. En este trabajo la red está dada por un grafo $G = (V, E)$ cuyas aristas tienen cierta capacidad $w(e)$ con $e \in E$. Como resultado demuestran que la red podrá cursar todos los flujos (demandas) entre nodos sin saturar ningún link físico si y solo si, para todo corte (conjunto de aristas que al eliminarse separan al grafo en dos componentes conexas), la suma de la demanda de los flujos que utilizan las aristas con un extremo en cada subgrafo inducido por el corte es menor que la suma de las capacidades del corte (i.e. suma de capacidades de aristas). Se generalizan, por lo tanto, los resultados de Ford-Fulkerson y Hu para una red planar, teniendo en cuenta un número k de demandas entre pares de nodos (i, j) con $i, j \in V$. Si bien el problema intenta encaminar todos los flujos de demanda sobre la red subyacente, lo hace teniendo en cuenta un único nivel topológico siendo la propia red física la encargada de manejar los flujos (sin definir una red lógica).

1.5. Diseño óptimo para redes multi-capa.

En el trabajo *A Network Dimensioning Tool* [1] del año 1996, Alevras, Grötschel et. al. del Instituto de investigación Zuse de Berlin (ZIB) presentan un modelo en dos capas para la red de telecomunicaciones de un operador móvil. La capa de conmutación es la encargada de satisfacer la conectividad entre nodos y la capa de transporte la responsable de encaminar el tráfico de sus usuarios. Este trabajo toma en cuenta diferentes tecnologías para implementar las interconexiones entre nodos de la red (ej. microondas, SDH, líneas punto a punto arrendadas, etc). Estas interconexiones pueden ser múltiples (paralelas) y tienen asociadas, según su tecnología, un costo de instalación y una capacidad mínima y máxima de tráfico a cursar.

Las demandas entre nodos se dividen en flujos de tráfico que toman distintos caminos en la red física, se limita además el porcentaje de cada demanda que puede ser manejado por un link

o nodo de la red, además del largo máximo de los caminos lógicos que atenderán estos flujos.

Dada una demanda entre cada par de nodos de la red de transporte se estudia el problema de seleccionar las capacidades a instalar en cada link de la red física de manera de poder encastrar el tráfico aún en escenarios de fallas simples de nodos o links, intentando minimizar el costo de instalación.

Se modela el problema de diseño de la red como un problema de programación lineal entera mixta y se utilizan relajaciones y heurísticas para encontrar soluciones de bajo costo. Se prueba el modelo sobre instancias de hasta 14 nodos de la red del operador móvil *e-plus Mobilfunk GmbH* y se obtienen soluciones que presentan mejoras de entre 15 y 20 % sobre los diseños previos realizados por los propios equipos de ingeniería del operador.

Este tipo de modelos y soluciones pueden aplicarse en redes basadas en circuitos de tipo TDM como los utilizados en ese momento en las redes telefónicas, pero no aplican a las redes **IP/MPLS** actuales donde el tráfico sigue uno o pocos caminos en la red (en los casos en que se realiza balanceo de tráfico en caminos de igual costo).

Trabajos posteriores de este mismo grupo de investigación contemplan una actualización del modelo para atacar el problema del diseño de redes **Sonet/SDH** sobre sistemas ópticos **DWDM**. Ejemplos de estos trabajos pueden encontrarse en los artículos *Two-Layer Network Design by Branch-and-Cut featuring MIP-based Heuristics* [17] y *Single-layer Cuts for Multi-layer Network Design Problems* [11] del año 2008. Este último trabajo será analizado junto con otros en la siguiente sección.

El *ZIB Group* continuó trabajando en problemas de diseño de redes multicapa desarrollando modelos para atacar el problema de las condiciones de incertidumbre en la demanda [10], diseño óptimo en redes **IPoDWDM**³ [15] y eficiencia energética [6] como objetivo agregado al diseño de redes **IP/DWDM** entre otros⁴.

1.5.1. Diseño sobre redes ópticas DWDM

En el trabajo *Single-layer Cuts for Multi-layer Network Design Problems* [11], Koster et al, presentan un modelo de red en dos capas para el diseño de una red **SDH** sobre una red **DWDM** existente. Por un lado se encuentra la red óptica conformada por un conjunto de nodos interconectados por fibras que definen la capa física. Sobre cada fibra pueden transmitirse varios canales de luz (longitudes de onda) que permiten definir caminos sobre la red física llamados *lightpaths*. Un subconjunto de los nodos y los *lightpaths* que los interconectan conforman la red lógica.

³Routers de Core vs. Switches **DWDM** para conmutar tráfico de tránsito.

⁴Página del *ZIB Group*

El modelo contempla la existencia de aristas paralelas en la red lógica con caminos físicamente independientes en la red física emulando las protecciones de las redes SDH. Se tienen en cuenta además la existencia de demandas protegidas y no protegidas. Las demandas protegidas deben atenderse siempre, aún ante fallas simples en elementos de red. Se modelan estas demandas como dos demandas de igual ancho de banda que deben ser encaminadas independientemente, de manera de poder manejar la mitad del tráfico ante la falla simple de links o nodos de la red física. Para resolver esto se limita a la mitad el porcentaje de cada demanda protegida que puede ser encaminada por un nodo o link físico.

Se toman en cuenta en el modelo las capacidades (configuraciones de ancho de banda) disponibles para cada lightpath y el costo de cada módulo que la provee (transponder), la capacidad de cada fibra respecto a la cantidad de lightpaths (longitudes de onda) que puede manejar y el costo de cada fibra que se instala en un determinado link físico, la capacidad máxima de conmutación de cada nodo y su costo.

El objetivo es minimizar el costo total de instalación que se obtiene por la suma del costo de fibras, la cantidad de módulos a instalar en cada nodo y los costos de las capacidades a utilizar en cada lightpath ⁵. Se ataca en el trabajo el diseño de la red de transporte para una topología física dada, seleccionando previamente solo algunos de los posibles links lógicos y sus caminos sobre la red física.

En resumen, el trabajo resuelve el diseño de la red de transporte sobre una red física cuyos nodos y potenciales interconexiones de fibras ópticas están definidos. Se define previamente un criterio para seleccionar links lógicos y sus caminos en la red física de manera de mantener acotado el tamaño del problema. Se formula como un problema de programación lineal entera mixta y son utilizadas técnicas de branch-and-cut y planos de corte para encontrar soluciones en instancias de hasta 17 nodos.

Si bien el modelo integra todos los componentes que utilizamos en este trabajo y también implementa una red lógica sobre una infraestructura física pre establecida, difiere de este en varios aspectos.

- **Tamaño de instancias:** se encuentran soluciones para redes de hasta 17 nodos mientras que las instancias analizadas en esta tesis llegan a manejar 48.
- **Protecciones:** se protegen solamente algunos de los flujos de tráfico mientras que este trabajo toda la demanda está protegida ante fallos simples de links.
- **Topología lógica:** se contempla la existencia de aristas paralelas en la red lógica, inclusive de distinta capacidad lo que no es contemplado en esta tesis. En redes IP/MPLS este tipo de links complejizan enormemente el manejo de la ingeniería de tráfico lo cual requiere software adicional en los nodos o la ayuda de un gestor externo para su uso.

⁵Se permite que en un mismo link lógico se puedan instalar diferentes capacidades.

- **Modelo de costos:** dentro de las variables a minimizar se encuentran la cantidad de fibras y el costo de los nodos lo cual para nosotros no está incluido ya que la red física ya se encuentra completamente desarrollada y el costo de los nodos es bastante menor frente a los de interconexión. Esto último se debe principalmente a que las redes de prueba son redes nacionales e internacionales donde el costo de la inversión en contrataciones de capacidad o construcción de obras civiles para soportar la infraestructura óptica es mucho mayor que el del equipamiento que la ilumina o la utiliza.

En los artículos *An IP/MPLS over WDM network design problem* [12] y *Two design problems for the IP/MPLS over WDM networks* [13] Kubilinskas y Pióro del Instituto de Telecomunicaciones de la Universidad Tecnológica de Varsovia, Polonia, estudian el problema de diseño de una red IP/MPLS a ser desplegada sobre una infraestructura óptica DWDM. Se ensayan dos modelos de protección, uno basado en la red física y otro en la red lógica IP/MPLS.

La protección en la capa DWDM no está basada en las históricas protecciones SNCP sino en distribuir los flujos de tráfico en caminos disjuntos de la red de manera de proteger parte del tráfico ante caídas de links o nodos. Esto obliga a predefinir los caminos en la capa física para los links lógicos.

Un segundo mecanismo de protección está basado en definir caminos primarios y secundarios para los links de la red lógica IP/MPLS. Estos caminos “hot y standby” se diseñan disjuntos protegiendo el tráfico en caso de fallas simples de links y nodos.

Ambos modelos utilizan como restricción un presupuesto dado para la instalación de fibras y módulos de la capa física e intentan maximizar la cantidad de demandas que pueden atenderse con la red diseñada.

Para atacar instancias de mayor cantidad de nodos se implementa una metodología aproximada descomponiendo el problema en dos capas, realizándose un proceso iterativo de optimización en cada capa alimentado por los resultados de la otra. Se computan instancias de hasta 60 nodos limitando a 3 la cantidad de caminos candidatos para la construcción de túneles en las instancias mayores a 40 nodos. Esto último, si bien hace manejable el problema, puede condicionar fuertemente la calidad de las soluciones obtenidas.

Si bien hay muchas similitudes en cuanto al tamaño de las instancias, el modelado en dos capas y la protección del tráfico a nivel de la capa IP/MPLS existen algunas diferencias con el problema planteado en esta tesis, a saber:

- **Modelo de costos:** en el trabajo se fija un presupuesto para la instalación de módulos en los nodos de capa física, como se mencionó anteriormente, este costo no es considerado en nuestro caso ya que representa un pequeño porcentaje respecto a los costos de la interconexión de los mismos.

- **Objetivo:** la función objetivo no busca la alocaación de todas las demandas sino de maximizar esta alocaación con el presupuesto mencionado en el punto anterior. En nuestro problema se intenta minimizar este costo para poder encaminar toda la demanda ofrecida.
- **Modelo de protección:** si bien el problema modela la protección en **MPLS** lo hace únicamente con la reserva de un camino secundario de protección, en esta tesis se relaja esta condición permitiendo que el LSP de protección sea encaminado siguiendo cualquier otro camino con capacidad disponible en la red.

Otros trabajos [19], [24], definen modelos similares a los descritos y se basan en la protección de caminos lógicos mediante protecciones de tipo APS en la red física o reconfiguraciones automáticas en los caminos **DWDM** en forma coordinada con la red lógica **IP/MPLS**. Este tipo de protección requiere la integración de ambos planos de control, algo que si bien tiene una solución tecnológica, tiene un alto impacto para su implementación, requiriendo grandes cambios en la forma de trabajo de los grupos de O&M de las empresas.

Un trabajo que destaca por las similitudes al modelo manejado en esta tesis es *Lightpath Routing and Capacity Assignment for Survivable IP over DWDM Networks* de Daniel Kan et. al del Instituto Tecnológico de Massachusetts (MIT). En este trabajo se considera un modelo en dos capas, no se establece previamente el camino seguido por los links lógicos en la red física (lightpaths) y se utiliza la red lógica **IP/MPLS** para asegurar la protección del tráfico ante fallas en los componentes de la red física.

Si bien el modelo es similar, el objetivo del trabajo es minimizar la capacidad de protección o *spare capacity* definida como la capacidad adicional que debe estar disponible en los links lógicos para poder enrutar el tráfico en caso de fallas de alguno de los componentes de la red física. Otra diferencia es la forma de encaminar el tráfico en la red lógica que, en lugar de seguir un único tunel o LSP es tratado como un fluido y como tal puede distribuirse de origen a destino por todos los caminos de links y nodos de la red lógica. Esta forma de distribuir el tráfico si bien puede lograr una mejor utilización de la capacidad disponible, sería muy compleja de implementar en una red **IP/MPLS** donde el ruteo se realiza en base a el camino más corto siguiendo la tabla de enrutamiento **IP**, o utilizando uno o más *lsp* explícitamente establecidos.

1.5.2. Trabajos basados en Metaheurísticas

En el trabajo *Using GRASP and GA to design resilient and cost-effective IP/MPLS networks* [18] Risso explora diversas metaheurísticas para resolver el diseño de una red **MPLS** resiliente y costo-efectiva sobre una red óptica ya instalada. Se estudian dos sub problemas que difieren en la forma de manejar las protecciones para el tráfico entre nodos.

En el primero, llamado Active-Standby Protection MORNDP (ASP-MORNDP) se diseñan para la red lógica caminos primarios que atienden la demanda entre los nodos de la red en un

escenario nominal y caminos secundarios, físicamente disjuntos, que atienden la demanda cuando se producen fallas simples en la red que afectan al camino principal. Esta solución simula las viejas tecnologías de protección APS de las redes de transporte y si bien es un mecanismo muy robusto, es el más conservativo y caro en término de recursos.

El segundo problema, llamado Free Routing Protection - MORNDP (FRP-MORNDP) relaja este requerimiento, permitiendo que el tráfico ante una falla del camino principal pueda ser cursado por cualquier otro camino disponible, utilizando la capacidad libre de otros links lógicos de la red MPLS.

En las etapas de prueba se analizan diversas metaheurísticas pero los mejores resultados son obtenidos para las metheurísticas Genéticas Evolutivas - GA para el ASP-MORNDP y para los Algoritmos Randómicos de Búsqueda Adaptativa Aleatoria y Golosa GRASP en el caso del FRP-MORNDP. Estos modelos son utilizados para la búsqueda de soluciones sobre instancias de redes comerciales del Operador de Uruguay Antel y de redes académicas de la Universidad de la República (RAU-UdelaR).

El problema general MORNDP se divide en dos partes, por un lado encontrar el mapeo de costo mínimo entre los links lógicos y la red física, y por otro, el alocar la demanda sobre la red lógica resultante. En [18] se demuestra que MORNDP es un problema “NP-Hard” ya que ambos sub problemas pertenecen a esa categoría. Esto se logra reduciendo el primero al problema 2ECSS (Two-Edge-Connected Spanning Subgraph) y el segundo al NPP (Number Partitioning Problem) respectivamente.

Si bien encontrar soluciones factibles al problema es complicado, en el trabajo Risso desarrolla algunos lemas que permiten descartar facilmente instancias no factibles. Detallaremos aquí estos lemas y presentaremos posteriormente el algoritmo basado en GRASP para resolver el problema FRP-MORNDP, cuya resolución es el objetivo de esta tesis. La prueba de los lemas pueden encontrarse en [5].

Definición 1.5.1 Bonds.

Dado dos subconjuntos de vértices V' y $V'' \subset V(G)$ definimos $[V', V'']$ como el conjunto de aristas de G con un extremo en V' y el otro extremo en V'' . Un *edge-cut* es un subconjunto de aristas de la forma $[V', V'^c]$. Un *bond* es un *edge-cut* mínimo.

El grado $d_G(v)$ de un vértice v es el cardinal de $[\{v\}, \{v\}^c]$, i.e. $d_G(v) = |[\{v\}, \{v\}^c]|$. Un grafo es desconexo cuando tiene un bond vacío. Un grafo es conexo cuando no es desconexo.

Definición 1.5.2 Multilayer bond.

Sean (V, P) y (V, L) los grafos que definen las redes física y lógica respectivamente. Cualquier *bond_P* de la red física será un bond de la red lógica cuando se cumple lo siguiente: si

(V', P') y (V'', P'') son las dos componentes conexas de $(V, P \setminus \text{bond}_P)$, entonces $(V', L \cap V'^2)$ y $(V'', L \cap V''^2)$ también serán componentes conexas en el grafo lógico. Se define por simplicidad L' y L'' como $(V', L \cap V'^2)$ y $(V'', L \cap V''^2)$ respectivamente y $\text{bond}_{L,P}$ como el bond de V, L inducido por bond_P .

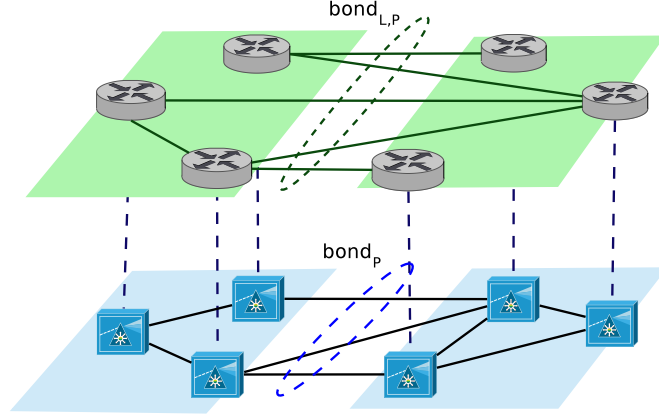


Figura 1.7: Multilayer Bond

Lema 1

Dada una red física con topología de ciclo de n nodos C^n y una red lógica L tal que $C^n \subseteq L$, si las demandas cumplen que $d_{pq} \leq D$ es siempre posible encontrar una solución factible mínima cuando: $b_{\bar{B}} = Dn^2/4$ y n es par, o cuando $b_{\bar{B}} = D(n^2 - 1)$ y n es impar. En estos casos además la red óptima lógica coincide con el ciclo C^n .

Lema 2

Dada una red física con topología de ciclo de n nodos C^n y una red lógica \mathcal{K}^n , si la demanda cumple que $d_{pq} \leq D$, es siempre posible encontrar soluciones mínimas factibles cuando: $b_{\bar{B}} = 2D$ y n es impar, o cuando $b_{\bar{B}} = 3D$ y n es par. La solución factible cuando $d_{pq} = D$ y n es impar requiere el uso de todos los links de \mathcal{K}^n mientras que si n es par los links diagonales pueden ser descartados cuando $n > 4$.

Lema 3

Dada una solución del problema MORNDP, sea $\bar{L} \subseteq L$ un subconjunto de arcos con capacidades positivas. Para que la solución sea factible para cada *multilayer bond* bond_P debe cumplirse la siguiente condición:

$$\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq} \leq b_{\bar{B}} \left\lfloor \frac{|\text{bond}_{\bar{L},P}|(|\text{bond}_P| - 1)}{|\text{bond}_P|} \right\rfloor \quad (1.1)$$

donde $b_{\bar{B}}$ es el máximo bit-rate disponible para dimensionar los links y d_{pq} es la demanda de tráfico entre p y q . Este resultado proporciona una condición necesaria pero no suficiente para la factibilidad.

A continuación se muestra un contra ejemplo extraído de este trabajo.

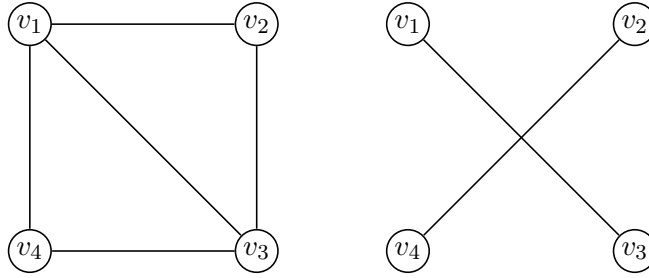


Figura 1.8: Contra ejemplo de la condición de bonds

Consideremos el siguiente problema:

$V = \{v_1, v_2, v_3, v_4\}$, $P = L = \{(v_1v_2), (v_2, v_3), (v_3, v_4), (v_4, v_1), (v_1, v_3)\}$, $B = \{1\}$ y $d_{13} = d_{24} = 1$. Las topologías físicas y lógicas son representadas a la izquierda de la Figura 1.8, las demandas son representadas a la derecha de la misma figura. Debido a la simetría de la topología los escenarios de cortes son los siguientes: 1) $(\{v_1\}, \{v_2v_3v_4\})$, 2) $(\{v_2\}, \{v_1v_3v_4\})$ y 3) $(\{v_1v_2\}, \{v_3, v_4\})$. Vemos que la ecuación 3 se verifica en todos los casos ya que: 1) $1 \leq \lfloor \frac{3(3-1)}{3} \rfloor = 2$; 2) $1 \leq \lfloor \frac{2(2-1)}{2} \rfloor = 1$ y 3) $2 \leq \lfloor \frac{3(3-1)}{3} \rfloor = 2$. Sin embargo para esta instancia de red lógica, e independientemente de la configuración de caminos en la red física, la falla de alguno de los links afectará el camino v_1, v_3 , haciendo imposible atender las demandas v_1v_3 y v_2v_4 de valor unitario en forma simultánea, ya que el tráfico entre estos nodos utilizarán links comunes de capacidad también unitaria.

GRASP para FRP-MORNDP

El algoritmo diseñado por Risso tiene un loop con dos fases que se resaltan en verde en la Figura 1.9. La fase de construcción genera una solución factible randómica la cual se trata de mejorar en la segunda fase de búsqueda local, hasta encontrar un mínimo de la vecindad definida. El loop se repite un número $MaxIter$ de veces almacenando en cada iteración la mejor solución encontrada. La fase de inicialización computa los resultados que son invariantes en cada iteración como ser los caminos más cortos sobre cada par de nodos en la red física y la distancia de este camino para cada par de nodos.

Durante la construcción se chequea la factibilidad de la solución una única vez. En la búsqueda local mientras tanto se debe chequear la factibilidad de la solución para cada link que es removido o agregado en la red lógica por lo que el trabajo computacional es bastante mayor. Para decrementar la complejidad del problema el autor utilizó un único valor de capacidad pa-

ra los lightpaths ($|\hat{B}| = 1$), esto simplificó la construcción de soluciones ya que encontrar el mínimo costo de la solución se resume a encontrar el mínimo de la sumatoria de las distancias recorridas por los lightpaths sobre la red física.

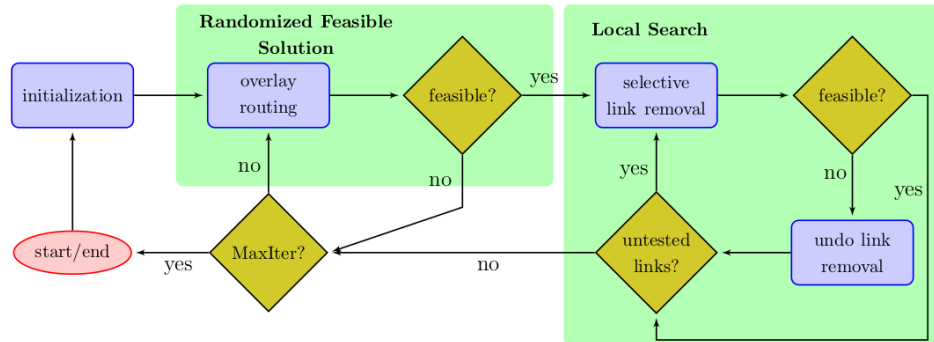


Figura 1.9: Diagrama de bloques de la implementación GRASP.

En una fase externa se pre-computa una RCL (Restricted Candidate List) -de tamaño fijo- que contiene los links lógicos candidatos a utilizar en la solución. Para elaborar esta lista se analizan las estructuras de las instancias y se verifica que los links cumplan los lemas 1, 2 y 3.

En la fase de construcción se seleccionan los nodos de la red lógica en forma randómica. Para cada nodo se seleccionan uno a uno los links lógicos de la RCL hacia otros nodos que aún no han sido definidos, eligiéndose cada link con una probabilidad inversa a el largo total del lightpath mas corto en la red física. Una vez seleccionado el link lógico a implementar se despliega el lightpath siguiendo el camino más corto pero teniendo en cuenta una pseudo-distancia (que se explicará a continuación) y sin repetir links físicos. Cuando ya no se encuentra una ruta posible para uno de los lightpaths se actualizan las pseudo-distancias y se vuelve a intentar su despliegue. Las pseudo-distancias se calculan como $\bar{l}_{ij} = (1 + n_{ij})^p$ donde n_{ij} es la congestión actual del link físico ij (número de lightpaths que pasan por él hasta ese momento) y p es una penalidad mayor a uno que se elige para ese link (ej. $p = 1,5$ en el problema).

Luego de finalizar esta fase, se chequea la factibilidad de la solución construida. Como el problema de encaminar la demanda sobre la red lógica es del tipo NP-Completo, se utiliza una heurística que consiste en ordenar las demandas en orden decreciente e intenta encaminar cada una de las demandas estableciendo un camino entre cada nodo sobre la red lógica (equivalente a un LSP - Label Switched Path en MPLS). Este camino sigue el mínimo número de saltos sobre un sub-grafo de la red lógica donde todos los links disponen de capacidad libre suficiente para encaminar la demanda. Esta heurística es una versión de los algoritmos de ruteo de camino mas corto con restricciones -*Constrained Shortest Path First o CSPF*- el cual es una variación del algoritmo de Dijkstra que tiene en cuenta solo los links que cumplen con una característica

en particular (en este caso tener capacidad para manejar la demanda en cuestión).

El algoritmo que implementa esta heurística (bloque *isFeasible*) es de orden polynomial y de compleja implementación ya que debe ser ejecutado para cada escenario de fallo de un link físico sobre la red lógica resultante (sin los lightpaths que pasan por ese link). Este bloque es utilizado tanto en la fase de construcción como en la de búsqueda local en donde se ejecuta un mayor número de veces. Si bien este algoritmo es similar al que se utiliza en MPLS para establecer los LSPs utilizando señalización basada en RSVP y protocolos de ingeniería de tráfico, la principal diferencia radica en que esto se ejecuta en forma distribuida en la red y por lo tanto la elección del orden en el cual se establecen los mismos no puede ser coordinada. Adicionalmente, ante un escenario de falla, la tecnología MPLS no tiene en cuenta una reconfiguración total de los caminos sino que solo intenta señalar los afectados los cuales no necesariamente podrán encontrar un camino para establecerse aún teniendo la red capacidad para hacerlo moviendo reconfigurando caminos activos.

Finalmente la fase de búsqueda local consiste en una técnica de *first-improvement* para intentar bajar el costo de la solución construida manteniendo su factibilidad. Para ello se ordenan los links lógicos en orden decreciente según el costo del lightpath, se intenta luego remover uno a uno chequeando la factibilidad de la solución resultante. Si la solución continúa siendo factible se remueve ese link en forma permanente y se continúa con el siguiente de la lista, hasta que no queden links disponibles. Si bien podría encontrarse una solución de mejor calidad, realizando una exploración más profunda de la vecindad, se descarta por su costo computacional.

Se evalúa el algoritmo utilizando dos aplicaciones reales sobre instancias de redes comerciales y académicas de Uruguay. Para la red del operador Antel se construyeron doce escenarios, teniendo en cuenta: tres estimaciones para el crecimiento de tráfico, la posibilidad o no de apostar al alojamiento de contenidos internacionales en los data centers de la empresa (nodos de CDN), y la unificación de la red de agregación nacional de Antel con el backbone de Internet, cuya presencia en ese momento se limitaba a la zona metropolitana de Montevideo, DataCenters y NAP de las Américas en Miami USA.

Visto que FRP-MORNDP es una relajación del ASP-MORNDP se obtuvieron mejores resultados en todos los escenarios, con un promedio de mejora general del 11 % y alcanzando un 32 % de mejora en una de las instancias. Estas mejoras se deben fundamentalmente a la mayor libertad en el momento de construir los caminos lógicos, lo que nos lleva además a descartar otras aproximaciones que implican la pre-selección de solo algunos de los posibles caminos (ej. Kubilinskas y Pióro [13]). Del análisis de las construcciones factibles surge además como regla, que se tiende a utilizar los lightpaths de mínimo costo para su implementación. En el Capítulo 2 se presentarán algunos de estos escenarios y se analizarán con más detalle los resultados de las instancias que analizaremos posteriormente en esta tesis.

1.5.3. Diseño sobre topologías cíclicas

Las topologías cíclicas, aunque simples, aparecen como componentes de muchas redes ópticas reales. Encontrar soluciones óptimas para estas componentes es muy valioso ya que pueden ser usadas como bloques constructivos para lograr soluciones de buena calidad.

El problema CYCLE-FRP-MORNDP tiene como objetivo el encontrar una solución para la construcción de una red lógica tolerante a fallas simples sobre una red física de este tipo. El modelo de protección usado para encaminar la demanda de los links lógicos en escenarios de fallas simples es el Free Routing (FRP).

En *Optimal Edge Fault-Tolerant Embedding of a Star over a Cycle*. [20] y *Optimal Edge Fault-Tolerant Bijective Embedding of a Complete Graph over a Cycle* [23] C. Risso y E. Canale presentan el costo de las soluciones óptimas para distintas cantidades de nodos, ancho de banda de los links lógicos y dos escenarios de demanda, 1 a n y n a n . En el escenario de demandas 1 a n se cumple que $d_{i,j} = 1 \forall j$, mientras que en el escenario de demandas n a n $d_{i,j} = 1 \forall i, j$. En la Figura: 1.10 se aprecian ambos escenarios identificando las demandas en color azul.

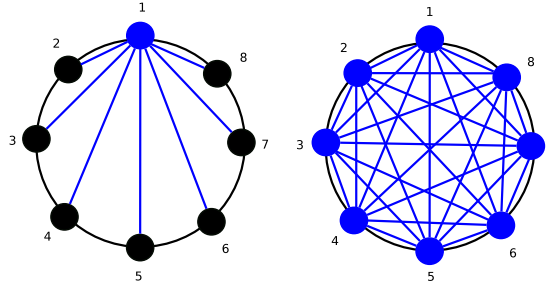


Figura 1.10: Demandas 1 a n (estrella) y n a n (full-mesh) sobre un ciclo C_8 .

La red física óptica está representada por C_n siendo n la cantidad de nodos del anillo. El ancho de banda disponible para la configuración de lightpaths en la red óptica está dado por b , la red lógica resultante se representa por G_L y el costo mínimo sobre el conjunto de las soluciones factibles $C_{n,b}$ (costo óptimo).

Para la configuración de demandas en estrella (n a 1), el costo $C_{n,b}$ debe verificar:

$$C_{n,b} \geq \left(\sum_{i=0}^{n-1} B_{n,b,i} \right) + \begin{cases} 2 & n \equiv 2 \pmod{b}, \\ 0 & n \not\equiv 2 \pmod{b}. \end{cases} \quad (1.2)$$

Siendo:

$$B_{n,b,i} = \max \left\{ \left\lceil \frac{i}{b} \right\rceil, \left\lceil \frac{n-i-1}{b} \right\rceil \right\}, 0 \leq i \leq n-1. \quad (1.3)$$

Mientras que para la configuración en full-mesh (n a n):

$$C_{n,b} \geq \left\lceil \frac{\left\lceil \frac{n}{2} \right\rceil \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor}{b} \right\rceil n = \check{C}(n,b) \quad (1.4)$$

En la Figura 1.11 se muestran algunas soluciones exactas encontradas con la herramienta de IBM ILOG CPLEX v12.1⁶ para una cantidad de nodos (n), valores de capacidad de links (b), distancia 1 entre nodos de la red física y demanda 1 entre todos los pares de nodos (full-mesh de demandas). Esta familia de instancias es llamada en el trabajo como *cycle-frp*(n, b).

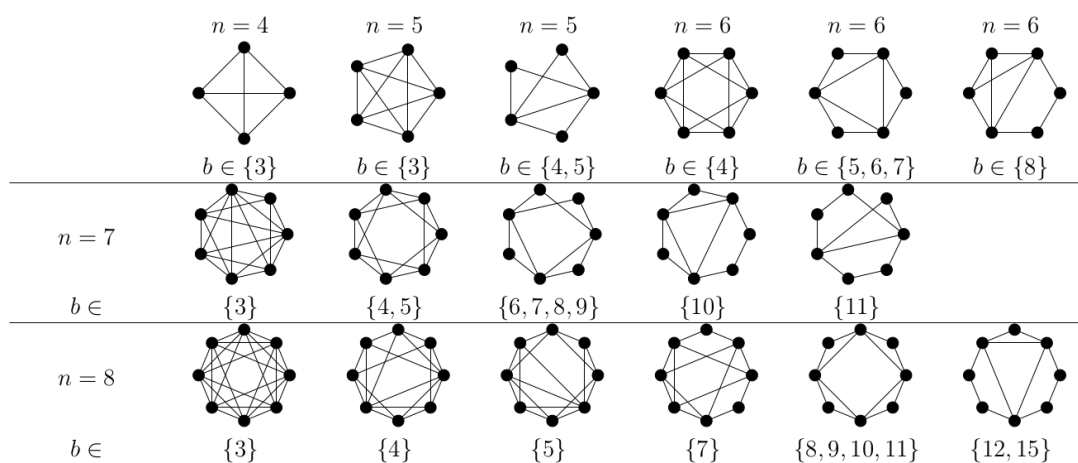


Figura 1.11: Soluciones para diferentes n 's y b 's con demandas full-mesh (n a n).

En la Figura 1.12 se muestran las soluciones correspondientes al escenario de demandas n a 1.

⁶Sitio web de CPLEX

$ V = n$	b	variables	restricciones	tiempo
5	2 - 6	1,230	1,640	00:00:00 - 000:00:11
6	3 - 9	3,390	4,035	00:00:02 - 000:19:31
7	2 - 12	7,896	8,652	00:00:05 - 087:19:05*
8	3 - 16	16,296	16,772	00:00:02 - 100:10:17*

Tabla 1.1: Resultados para CYCLE-FRP-MORNDP - \mathcal{K}^n sobre \mathcal{C}^n (demandas n a n)

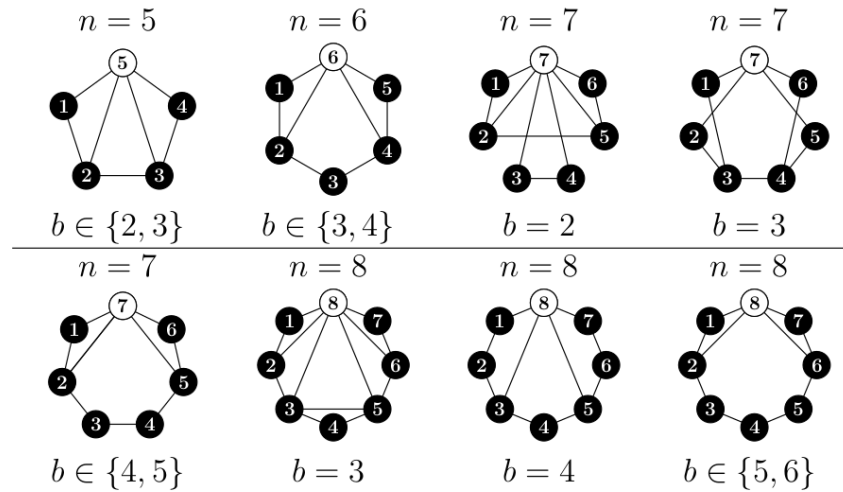


Figura 1.12: Soluciones para diferentes n 's y b 's con demandas en estrella (n a 1).

Para las soluciones del full-mesh CYCLE-FRP-MORNDP, en todos los casos, el camino seguido por los links lógicos en la red física coincide con el camino mas corto (equivalente al mínimo número de saltos), excepto para el caso $(n, b) = (4, 3)$. En este caso los caminos lógicos siguen el recorrido mostrado en la Figura 1.13. Cuando los links lógicos se mapean al camino más corto en la red física decimos que se está realizando ruteo estándar. Para un grafo G llamamos $std(G)$ a una solución que cumple con lo anterior. Como se visualiza en la Tabla 1.1 algunos de los cálculos de las instancias mostradas en la figura tomaron días para finalizar y algunas instancias en los grupos marcados con * fallaron sin encontrar solución.

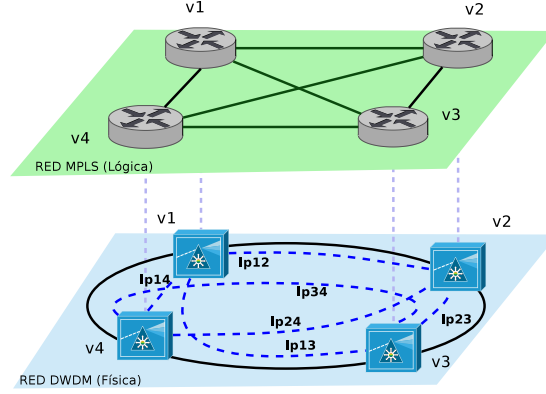


Figura 1.13: Solución óptima para \mathcal{K}^4 sobre \mathcal{C}^4 cuando $\hat{B} = \{3\}$

En [22] y [23] C.Risso y E. Canale prueban la existencia de una familia de grafos óptima para un conjunto de instancias más amplias que las cubiertas por el Lema: 1 y Lema: 2. Algunas de estas instancias difieren de las mostradas en la Figura 1.11 lo que muestra la no unicidad de las soluciones del CYCLE-FRP-MORNDP. El trabajo sugiere que pueden encontrarse soluciones óptimas al problema en tiempo polinomial.

Para visualizar la metodología para la construcción de estas instancias consideremos el grafo directo \bar{K}_n over $\mathbb{N}_n = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 0\}$ con arcos de la forma $e = (a, (a + b) \bmod n)$ con $b < n/2$. El arco e tiene largo $|e| = b$, origen a y destino $|e| = (a + b) \bmod n$. Los subgrafos de \bar{K}_n generados por aristas de largo fijo son grupos de ciclos. Llamamos \mathcal{C} a la colección de todos esos ciclos, por ejemplo, si $n = 8$, entonces $\mathcal{C} = \{(0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 0), (0, 2, 4, 6, 0), (1, 3, 5, 7, 1), (0, 3, 6, 1, 4, 7, 2, 5, 0)\}$. Si ahora ordenamos los arcos de \bar{K}_n en una secuencia $S_n = e_1, e_2, e_3, \dots, e_m$, en orden creciente según sus largos, cada ciclo corresponde a una sub-secuencia continua de S_n .

Para que S_n sea única se elige el origen de e_i lo mas pequeño posible, siguiendo con el ejemplo, para $n = 8$, tenemos $m = 24$ (cantidad de aristas de \bar{K}_n) y $S_8 = 01, 12, 23, 34, 45, 56, 67, 70, 02, 24, 46, 60, 13, 35, 57, 71, 03, 36, 61, 14, 47, 72, 25, 50$. Sea $s_k = \sum_{i=1}^k |e_i|$ y $(a, b)^u = \{a, b\}$ la operación que dado un arco devuelve el correspondiente edge. Entonces $G_{n,c}$ estará definida por un conjunto de aristas $E_{n,c} = \{e_1^u, \dots, e_k^u\}$ cuando $s_k = nc$ ó $E_{n,c} = \{e_1^u, \dots, e_k^u\} - e^u$ si $s_{k-1} < nc < s_k$ siendo $e^u = \{|e_k| - (s_k - nc) \bmod n, |e_k|\}$. En la Figura 1.14 pueden visualizarse algunas instancias de estas familias para $n = 8$.

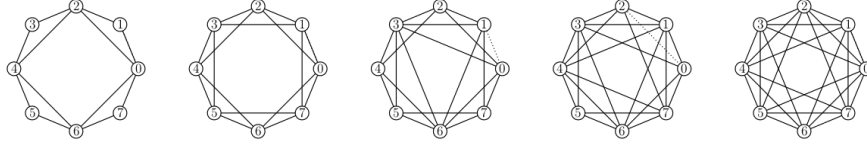


Figura 1.14: $G_{8,c}$ con $c = 2, 3, 4, 5, 6$ indicando con un punteado el edge eliminado.

Para la familia \mathcal{C}^8 , $m = 24$ y sk ($1 \leq k \leq 24$) toma los siguientes valores (0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 10, 12, 14, 16, 18, 20, 22, 24, 27, 30, 33, 36, 39, 42, 45, 48) asociados cada uno a un arco de la secuencia S_n . De aquí podemos ver que para una capacidad $c = 1$, $nc = 8 = s_8$ por lo que el conjunto de aristas que definirán el grafo $G_{8,1}$ es $E_{8,1} = \{01, 12, 23, 34, 45, 56, 67, 70\}$. Para el caso $c = 2$ $nc = 16 = s_{12}$ por lo que $E_{8,2} = \{01, 12, 23, 34, 45, 56, 67, 70, 02, 24, 46, 60\}$. Si tomamos ahora $c = 4$ vemos que $nc = 32$ y en este caso no podemos encontrar en la secuencia de s_k una coincidencia. En este caso $nc = 32$ y para $k = 19$ se cumple que $s_{k-1} < nc < s_k$ puesto que $s_{18} = 30 < 32 < 33 = s_{19}$ por lo que $G_{8,1}$ estará definido por $E_{8,4} = \{01, 12, 23, 34, 45, 56, 67, 70, 02, 24, 46, 60, 13, 35, 57, 71, 03, 36, 61\} - e^u$ siendo $e^u = \{[61] - (33 - 32) \bmod 8, [61]\} = \{01\}$. El grafo resultante puede visualizarse en la tercer posición desde la izquierda, en la Figura 1.14.

Llamamos *congestión* de un link físico a la cantidad de lightpaths (caminos de la red lógica) que pasan o “usan” ese link. El mecanismo de construcción anteriormente descrito establece una estrategia para garantizar una congestión constante de $std(G_{n,c})$ sobre el ciclo C_n igual a c . Si el largo de todos los links físicos es el mismo se pueden normalizar a largo 1 y el costo total de la solución lógica cuyos links siguen el camino más corto entre sus nodos $std(G_{n,c})$ será igual a cn .

Si $c = \check{C}(n, b)/n = \lceil [n/2] \lfloor [n/2] / b \rceil$, entonces el costo de $std(G_{n,c})$ alcanza su cota inferior $\check{C}(n, b)$ y es óptima en caso de ser factible.

Propiedad 1: $std(G_{n, \check{C}(n,b)/n})$ es factible y por el punto anterior óptima cuando:

- $b \geq \lceil [n/2] \lfloor [n/2] \rfloor$ ó $b = 2$ y n impar.
- $n = 5, \dots, 30$ y $(n, b) \notin \{(5, 3), (7, 3), (8, 4), (10, 5), (12, 3), (20, 25)\}$.
- $\check{C}(n, b) = 2n$.

La prueba de que $\check{C}(n, b)$ es una cota inferior está basada en la ecuación 3 del Lema 3. La factibilidad, exceptuando los casos cubiertos por el Lema 1 y Lema 2, fue chequeada con la ayuda de un programa.

Con respecto al primer punto de la *Propiedad 1*, teniendo en cuenta lo establecido en el Lema 1, si $b \geq \lceil [n/2] \lfloor [n/2] \rfloor$ entonces $c = 1$ y $G_{n,c}$ es el ciclo C_n . En el otro extremo, si $b = 2$ y n es impar, entonces $G_{n,c}$ es K_n (parte del Lema 2). Si n es par, entonces b debe ser mayor

que 2, mientras que para $b = 3$, la solución factible dada por el Lema 2 es el grafo lógico $K_n^- = K_n - \{\{i, i + (n/2)\} : i \in \mathbb{N}_n\}$ que es óptima para $n \leq 8$. Como K_n^- matchea con $G_{n,c(3)}$ solo para $n \leq 8$ y $std(G_{n,c(3)})$ es óptima para $n \in \{2i : i = 5, \dots, 15, i \neq 6\}$, entonces K_n^- es no óptima para esos valores de n . Con respecto al segundo punto de la *Propiedad 1*, si $(n, b) \in \{(4, 3), (5, 3), (7, 3)\}$ entonces los grafos lógicos mostrados en la Figura 1.11 con el ruteo estándar son óptimos y sus costos son 10, 15 y 33 respectivamente. Para $(n, b) = (10, 5)$ el grafo $std(G_{10,5} - 02 - 22 + 01 + 13)$ es factible y óptimo ya que su costo alcanza la cota \check{C} . Para $(n, b) \in \{(12, 3), (20, 25)\}$ no se han encontrado grafos que alcancen la cota \check{C} pero $G_{12,12} + 01$ es factible y tiene un costo $\check{C} + 1$. Por mayores detalles acerca de estas construcciones y propiedades referirse a [22] y [23].

1.6. Conclusiones del capítulo

En este capítulo se realizó una descripción de la evolución de las diferentes tecnologías presentes en las redes modernas de cualquier proveedor de telecomunicaciones, se explicó en detalle el modelo multi-capa de la estructura de estas redes y se presentó el estado del arte en cuanto al diseño de redes de telecomunicaciones. Se analizaron trabajos de distintos grupos y autores, mostrando la evolución histórica de los requerimientos y los objetivos planteados en cada problema. En todos los trabajos analizados se encontraron algunas diferencias que no permiten su aplicación directa al problema de esta tesis. Estas diferencias están relacionadas con las topologías permitidas para las soluciones, los modelos y requerimientos para implementar las protecciones, las restricciones de costos de los distintos componentes de red y los objetivos planteados en cada problema. Finalmente se analizó con más detalle el trabajo de la tesis doctoral de C. Risso *Using GRASP and GA to design resilient and cost-effective IP/MPLS networks* [18] que ataca el mismo problema de esta tesis, considera el mismo mecanismo de protección, comparte las restricciones y tiene los mismos objetivos. Este trabajo define algunas cotas importantes para el problema ya que, experimentalmente se pudo verificar que se acercan mucho a los valores de las mejores soluciones encontradas. Estas cotas serán desarrolladas en el próximo capítulo y serán utilizadas como base en esta tesis para la construcción de soluciones factibles de buena calidad.

Capítulo 2

Una cota de buena Calidad

2.1. Diseño de algoritmo

En esta sección se describe la metodología utilizada para la construcción del algoritmo para el cálculo de cotas del problema. Comenzamos repasando algunas definiciones ya vistas en el estado del arte y agregando otras que utilizaremos posteriormente.

2.1.1. Definiciones y propiedades

Para el conjunto A denotamos su cardinalidad (número de elementos de A) como $|A|$ y como A^c a su complemento. El conjunto de subconjuntos de A con cardinalidad k lo denotamos como $\binom{A}{k}$, i.e. $\binom{A}{k} = \{S \subset A : |S| = k\}$. Un grafo simple no dirigido $G = (V, E)$ consiste en un conjunto de vértices o nodos $V = V(G)$ no vacío y un conjunto de aristas $E = E(G)$ tal que $E \subset \binom{V}{2}$. Cuando el conjunto E consiste en pares ordenados de vértices, nos referimos a G como un grafo ordenado y a los elementos (u, v) de E como arcos. Cuando $\{v, w\} \in E$ ó $(v, w) \in E$ decimos que v y w son adyacentes. Llamamos grafo completo $\mathcal{K}_n = (\mathbb{Z}_n, \{\{i, i+1\} : i \in \mathbb{Z}_n\})$, donde \mathbb{Z} es el entero modulo n y las sumas son tomadas en \mathbb{Z}_n .

Si los arcos tienen capacidades $b : E \rightarrow B \subset \mathbb{R}$, dada una demanda definida en una matriz D de dimensión $|V| \times |V|$, $D = ((d_{vw}))$ con $u, v \in V$, decimos que el grafo G satisface la demandas si y solo si existe un conjunto de caminos \mathfrak{S} , tales que para cada $v, w \in V$ existe un camino $P_{v,w} \in \mathfrak{S}$ uniendo v y w , y para el cual:

$$\forall e \in E \quad \sum_{vw: e \in P_{v,w}} d \leq b(e). \quad (2.1)$$

Un grafo planar es un grafo que puede ser “embebido” en un plano, esto significa que puede ser dibujado a mano de manera de que las aristas solo se interceptan en sus extremos. Cuando un grafo planar es dibujado sin ningún cruce entre sus aristas, cualquier ciclo que rodee una región sin ninguna arista que ingrese a la región en cuestión desde el ciclo, forma una *cara*.

Esta definición también contempla la cara *externa* del grafo.

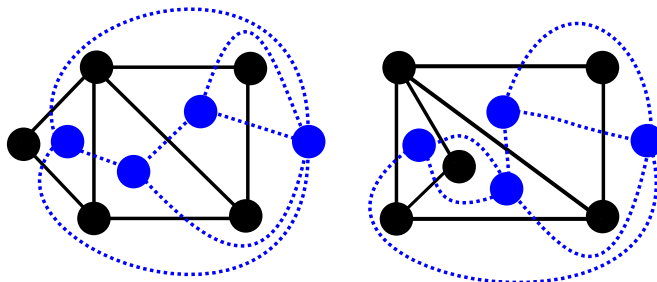


Figura 2.1: Dos representaciones de un grafo planar y su dual

Dado un grafo planar G con su representación, sea G' , el *grafo dual* de G , un multigrafo (un grafo con mas de una arista entre el mismo par de vértices) que tiene un vértice en cada cara de G , y una arista uniendo dos caras vecinas por cada arista de G . Para ejemplificarlo, en la Figura 2.1, pueden verse dos representaciones planares de un mismo grafo donde los grafos primales fueron dibujados con nodos y aristas de color negro mientras que sus duales con nodos azules y aristas punteadas.

Para un grafo planar G se cumple que para todo *bond* en G existe un *ciclo* en su dual G' , asimismo cada ciclo del primal G corresponde a un *bond* del dual G' .

2.1.2. Metodología para construcción de cotas

El objetivo es determinar algunas cotas para el problema aprovechando la propiedad planteada en la ecuación 3. Las variables de este sub-problema serán las congestiones para cada arista de la red física que indicarán la cantidad de lightpaths o links de la red lógica que utilizan en su recorrido a esa arista física. Cada multi bond nos proporcionará una ecuación para las restricciones. Una vez calculadas todas las restricciones plantearemos el problema de minimizar el costo de la solución lógica teniendo en cuenta las distancias en la red física y la congestión de cada uno de los links.

El problema no nos dará como salida una solución para la construcción de la red lógica pero sin nos proporcionará información sobre la congestión mínima de cada link y con esto, la cota inferior para el costo de la solución de la red lógica. Es importante mencionar que, al ser una condicion necesaria pero no suficiente, esta cota puede no ser alcanzable ya por lo tanto el óptimo puede estar por encima de ese valor.

Sean $G_P = (V, P)$ y $G_L(V, L)$ las redes lógicas y físicas respectivamente. Dado un corte cualquiera de la red física $bondP$, el mismo definirá dos sub-grafos conexos compuestos por los vértices V' y V'' y el correspondiente $bondL_P$ en la red lógica. Partiendo de la ecuación 3

podemos determinar la cardinalidad del corte en la red lógica como:

$$|bondL_P| \geq \left\lceil \left\lfloor \frac{\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq}}{b_B} \right\rfloor \frac{|bondP|}{|bondP| - 1} \right\rceil \quad (2.2)$$

La cardinalidad del corte $bondL_P$ es equivalente a la suma de las congestiones de cada link lógico involucrado.

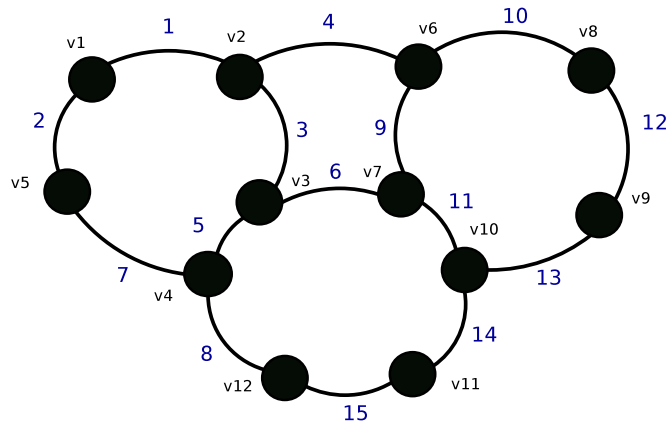
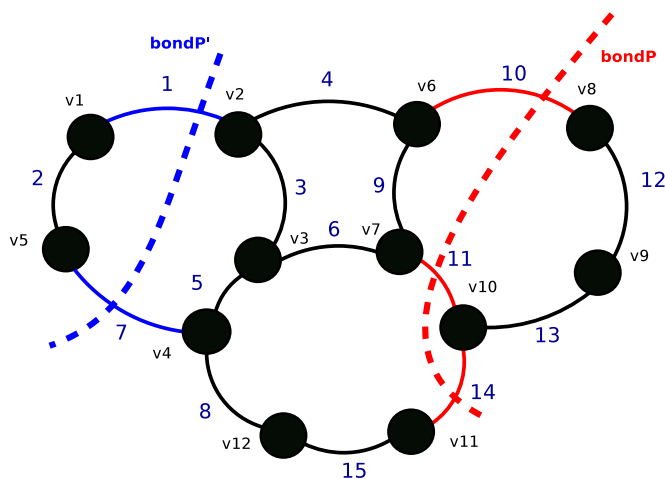


Figura 2.2: Red de prueba $G_P(V, P)$.

Para visualizar la construcción de estas ecuaciones utilizaremos la red física $G_P(V, P)$ de la Figura 2.2. Los nodos de esta red están numerados de $v1$ a $v12$ y las aristas por su correspondiente índice del 1 al 15. Los nodos de la red lógica coinciden con los de la red física y la demanda entre los distintos nodos de la red lógica se especifica en una matriz D de dimensión 12×12 cuyo contenido se muestra en la Tabla 2.1.

	v1	v2	v3	v4	v5	v6	v7	v8	v9	v10	v11	v12
v1	0	764	846	120	854	592	90	263	514	894	902	146
v2	764	0	910	894	452	749	131	393	858	741	898	614
v3	846	910	0	34	794	872	637	707	697	367	614	161
v4	120	894	34	0	663	30	259	46	90	771	651	296
v5	854	452	794	663	0	891	34	412	356	715	745	176
v6	592	749	872	30	891	0	456	416	607	663	707	259
v7	90	131	637	259	34	456	0	637	614	153	112	468
v8	263	393	707	46	412	416	637	0	898	319	546	209
v9	514	858	697	90	356	607	614	898	0	703	239	472
v10	894	741	367	771	715	663	153	319	703	0	655	835
v11	902	898	614	651	745	707	112	546	239	655	0	898
v12	146	614	161	296	176	259	468	209	472	835	898	0

Tabla 2.1: Matriz de demandas entre nodos de la red lógica $G_L(V, L)$ Figura 2.3: Cortes $\text{bond}P$ y $\text{bond}P'$ sobre la red física.

Sobre la red G_P cada bond de la red física bond_P nos proporcionará una cota para la cardinalidad del correspondiente bond en la red lógica bond_{L_P} . La cardinalidad de este bond en la red lógica estará dada por la suma de las congestiones de cada arista de la red física. El valor de la congestión para la arista de índice e lo indicaremos como x_e .

Seleccionamos el corte $\text{bond}P$ generado por $(\{v_8, v_9, v_{10}\}, \{v_1, v_2, v_3, v_4, v_5, v_6, v_7, v_{11}, v_{12}\})$ que es indicado en color rojo en la Figura 2.3. Suponiendo un ancho de banda para los light-paths $b_B = 10000$, según 2.2 tenemos que:

$$|\text{bond}_{L_P}| \geq \left\lceil \left\lceil \frac{13870}{10000} \right\rceil \frac{3}{2} \right\rceil \text{ ó } x_{10} + x_{11} + x_{14} \geq 3,$$

	v1	v2	v3	v4	v5	v6	v7	v8	v9	v10	v11	v12
v1	0	764	846	120	854	592	90	263	514	894	902	146
v2	764	0	910	894	452	749	131	393	858	741	898	614
v3	846	910	0	34	794	872	637	707	697	367	614	161
v4	120	894	34	0	663	30	259	46	90	771	651	296
v5	854	452	794	663	0	891	34	412	356	715	745	176
v6	592	749	872	30	891	0	456	416	607	663	707	259
v7	90	131	637	259	34	456	0	637	614	153	112	468
v8	263	393	707	46	412	416	637	0	898	319	546	209
v9	514	858	697	90	356	607	614	898	0	703	239	472
v10	894	741	367	771	715	663	153	319	703	0	655	835
v11	902	898	614	651	745	707	112	546	239	655	0	898
v12	146	614	161	296	176	259	468	209	472	835	898	0

Tabla 2.2: Demandas de $bondLP = (\{v_8, v_9, v_{10}\}, \{v_1, \dots, v_7, v_{11}, v_{12}\})$ y $bondL'_P = (\{v_1, v_5\}, \{v_2, v_3, v_4, v_6, \dots, v_{12}\})$

siendo x_{10} , x_{11} y x_{14} las congestiones para los links físicos (v_6, v_8) y (v_7, v_{10}) y (v_{10}, v_{11}) respectivamente.

Es posible obtener una cota más restrictiva para la congestión de los links individuales que forman parte de cortes de grado dos. Este límite surge del requerimiento de que cualquiera de los links del corte tenga capacidad para soportar la demanda de tráfico entre las componentes ante la falla del otro link. Esto se muestra en la Figura 2.3 en color azul, para el cual se cumple:

$$lb[x_1] = lb[x_7] \geq \left\lceil \frac{\sum_{i,j} d_{ij}}{b_B} \right\rceil = 2, \text{ con } i = \{1, 5\}, j = \{2, 3, 4, 6, \dots, 12\} \text{ y } b_B = 10000.$$

Con $lb[x_1]$ y $lb[x_7]$ el límite inferior para las congestiones de los links físicos (v_1, v_2) y (v_4, v_5) respectivamente.

Repetiendo el proceso para todos los cortes posibles del grafo generamos las ecuaciones necesarias para resolver el problema:

$$\mathcal{P}_1 \begin{cases} \text{mín } \sum_{e \in P} l_e \cdot x_e \\ \text{sujeto a:} \\ A \cdot x \geq b \\ x \geq lb \end{cases}$$

Donde:

- l_e es el largo de la arista física e .

- x_e la congestión de la arista física e .
- x es el vector de congestiones asociados a las aristas e .
- $A(i, j)$ es la matriz de cortes, para el corte k $A(k, j) = 1$ si la arista física de índice j pertenece al corte y 0 si no.
- b el vector de valores mínimos generados con cada corte según se explicó anteriormente.
- lb el vector con los límites inferiores para las congestiones, fruto de evaluar los cortes de grado dos.

2.1.3. Pseudocódigo

Para calcular todos los cortes, sus cotas y los límites inferiores para las congestiones se construyó el Algoritmo 1 cuyo pseudo código se muestra a continuación.

Algoritmo 1 Algoritmo para la generación de cortes y cotas (pseudo-código)

```

procGeneracionCortes( $(V, P), D : V \times V \rightarrow \mathbb{R}^+, b_B$ ):
1: Carga de datos del problema:  $V, P, D$ , ancho de banda de lightpaths  $b_B$ .
2: Inicializar matrices y vectores  $A(i, j), b(i), lb(j) = \emptyset$ , con  $j = |P|$ .
3: Si boyer_myrvold_planarity_test( $G$ )  $\equiv$  true entonces
4:   Detectar caras del primal, generar dual estructural  $G'$  y mapear índices.
5:   Detectar aristas tandem y generar lista de aristas paralelas de  $G' \rightarrow$  atandem
6:   Detectar ciclos del estructural  $\rightarrow$  cycles
7:   Combinar ciclos del estructural  $\rightarrow$  cycles
8:   Recorrer cycles y agregar ciclos sustituyendo aristas dentro de atandem
9:   Para todo  $bondP \in$  cycles
10:     Identificar componentes conexas  $(V', P')$  y  $(V'', P'')$  en  $\hat{G} = G \setminus bondP$ 
11:      $dem = \sum_{v_i \in V', v_j \in V''} d(i, j)$ 
12:     Si  $|bondP| \equiv 2$  entonces
13:       Calcular  $lb = \left\lceil \frac{dem}{b_B} \right\rceil$ , asignar  $lb(index(e_k \in bondp)) = lb$ 
14:     Si no
15:       Agregar fila  $A(r, j) = 0$ 
16:       Para todo  $e_k \in bondP$ 
17:          $A(r, index(e_k)) = 1$ 
18:         Calcular  $b(index(ek)) = \left\lceil \left[ \frac{\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq}}{b_B} \right] \frac{|bondP|}{|bondP|-1} \right\rceil$ 
19:       Fin Para
20:     Fin Si
21:   Fin Para
22:   Retornar  $A, b, lb$ 
23: Fin Si

```

Se comienza en la línea 1 cargando los datos del problema, nodos y sus nombres, aristas (extremos y distancia), matriz de demandas y valor del ancho de banda de los lightpaths. Durante esta carga se asignan los índices de nodos y links de la red física y se generan las estructuras de datos (grafo G para red física y matriz de demanda D). Se continúa en la línea 2 inicializando algunas estructuras de datos donde se almacenarán la matriz de cortes A , sus cotas inferiores b y cotas inferiores para las congestiones lb , además de otras estructuras auxiliares (ej. grafo G' para almacenar el dual). A continuación se chequea en la línea 3 la planaridad de la red física G utilizando una implementación del algoritmo de Boyer y Myrvold [7]. Si el grafo es planar se identifican sus *caras* en la línea 4 y se genera su dual, almacenando los índices de las aristas del dual en la arista correspondiente del primal (este mapeo luego permitirá generar los cortes). A continuación en la línea 5 se detectan las aristas en tandem¹ y se generan y almacenan las listas de aristas paralelas en el dual para cada grupo de este tipo. En la Figura 2.4 se muestran las aristas paralelas de índice 1, 2 y 3 generadas por el tandem de aristas $\{v_1, v_2\}$, $\{v_1, v_5\}$ y $\{v_4, v_4\}$.

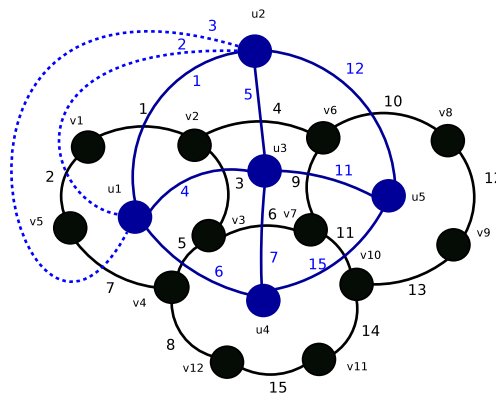


Figura 2.4: Dual estructural (azul continuo) y aristas paralelas (punteadas)

A partir del dual estructural, en la línea 6 se recorren y almacenan los ciclos básicos en una matriz y en el siguiente paso (7), se combinan para generar los restantes. Esta combinación se realiza con un XOR de aristas chequeando que el resultado sea un único ciclo. En la Figura 2.5 se muestra en verde el ciclo $\{u_1, u_2, u_5, u_4, u_3, u_1\}$ resultado de combinar los ciclos $\{u_1, u_2, u_1\}$ y $\{u_2, u_4, u_5, u_2\}$ y en rojo una combinación no válida ya que genera dos ciclos con un punto de articulación en u_3 .

¹Camino formado por aristas de grado dos

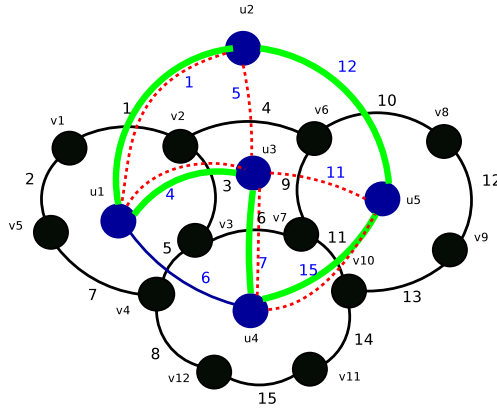


Figura 2.5: Exclusive OR de ciclos del dual.

En el paso 8, partiendo de la matriz de ciclos *cycles* se agregan los ciclos faltantes fruto de sustituciones de aristas por sus aristas paralelas, generadas por aristas tandem del primal (Figura 2.6).

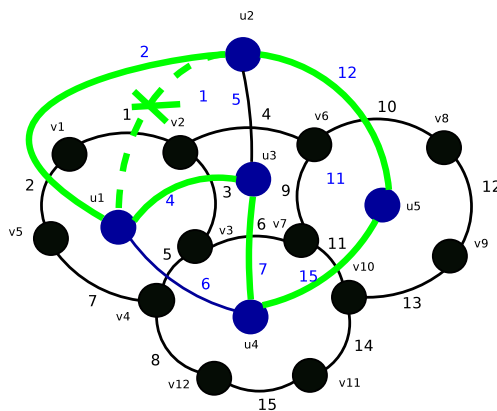


Figura 2.6: Sustitución de la arista $\{u_1, u_2\}$ de índice 1 por su paralela de índice 2.

Con los cortes generados, se ejecuta un loop en la línea 9 para el análisis de la matriz de ciclos *cycles* y la generación de las variables del problema. En el primer paso del loop (línea 10 se selecciona cada corte *bondP* y, quitando las aristas del grafo G se generan e identifican las componentes conexas resultantes. En el siguiente paso se calcula la demanda entre las componentes conexas generadas por el corte (línea 11), a partir de allí, si el tamaño del corte es dos (2), en la línea 13 se calcula la demanda entre componentes y se calcula el *lb* para la congestión de cada arista involucrada en el corte como $lb = \left\lceil \frac{\sum_{i,j} d_{ij}}{b_B} \right\rceil$ con i y j vértices de las distintas componentes. Este resultado se compara con el valor anterior del *lb* para esa misma arista y si es mayor se lo sustituye. Para el resto de los cortes *bondP*, en la línea 15 se genera la fila

correspondiente en la matriz de cortes A , se ponen en “1” en la línea 17 las posiciones correspondientes a los índices de las aristas del corte y se calcula en la línea 18 la cota de congestión b como $b = \left\lceil \left[\frac{\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq}}{b_B} \right] \frac{|bondP|}{|bondP|-1} \right\rceil$.

Finalmente se retornan en la línea 22 las variables A , b y lb para alimentar el solver y resolver los valores para las cotas de congestión de las aristas de la red lógica.

La salida del algoritmo devuelve la matriz de cortes A , el vector b con las cotas inferiores para la suma de las congestiones de las aristas involucradas en los cortes y el vector lb con la cota inferior para la congestión en las aristas individuales del primal.

Luego de analizar los primeros resultados se desarrolló una variante al algoritmo (cota 2) para mejorar la distribución de la congestión entre los distintos links del corte ya que en algunos escenarios la solución al problema congestionaba en forma desbalanceada algunos links.

En la Figura 2.7 se visualiza en rojo el resultado de las congestiones para las cotas 1 y 2 para una de las instancias de trabajo. Esta variante toma cada corte y genera los escenarios de falla individual de cada miembro (aristas), generando una nueva cota para la suma de las congestiones del resto de las aristas. Esta cota toma el valor $b = \left\lceil \frac{\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq}}{b_B} \right\rceil$. Esto multiplica la cantidad de cortes generados y es costoso en tiempo de procesamiento. Por esta razón luego de realizados los cálculos de cotas y cortes se persiste la información para evitar repetir su cálculo.

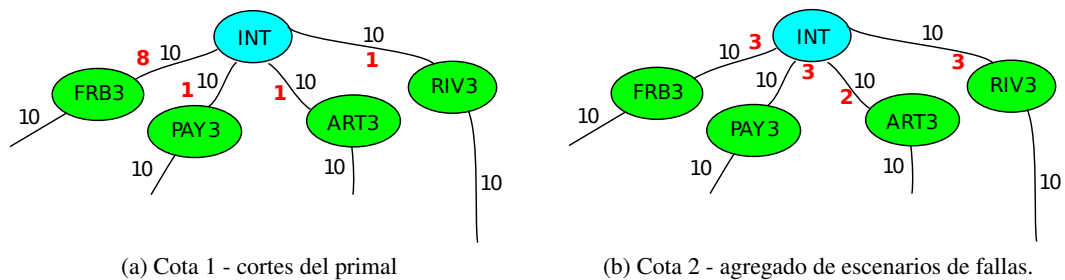


Figura 2.7: Dos cotas para las congestiones.

Los resultados de aplicar ambas cotas sobre las instancias de prueba se muestran en la Tabla 2.3.

Escenario	Cortes (Cota 1)	Restricciones (Cota 2)	Cota 1	Cota 2	Spread	Tiempo Cota 1	Tiempo Cota 2
1,0	10,700	108,306	86,711	88,397	1.94 %	1,744 s	14,929 s
1,2	10,700	108,306	118,007	120,230	1.88 %	1,609 s	15,016 s
1,3	4,692	37,658	4,509	5,019	11.31 %	103 s	1,592 s
5,7	4,692	37,658	4,774	5,387	12.84 %	103 s	1,600 s
9,11	4,692	37,658	4,080	4,384	7.45 %	92 s	1,610 s

Tabla 2.3: Escenarios analizados - Cota 1 y 2

La cota 2 mostró un spread de hasta un 12 % con respecto de la primer cota. Por esta razón se optó por utilizar la cota 2 para el resto de los escenarios analizados en esta tesis.

Esto genera un segundo problema que definimos como:

$$\mathcal{P}_2 \begin{cases} \text{mín } \sum_{e \in P} l_e \cdot x_e \\ \text{sujeto a:} \\ \hat{A} \cdot x \geq \hat{b} \\ x \geq lb \end{cases}$$

Donde:

- l_e es el largo de la arista física e .
- x_e la congestión de la arista física e
- x es el vector de congestiones asociadas a las aristas físicas $e \in P$.
- $\hat{A}(i, j)$ es la matriz de restricciones cuyas filas son generadas a partir del análisis de cada fila de la matriz de cortes A , del problema \mathcal{P}_1 . Cada fila $A(k, j)$ genera $\sum_j A(k, j)$ restricciones (filas de \hat{A}). Cada una de estas filas representa un escenario de fallo para los links del corte (con un 0 en la posición asociada al link que se hace fallar).
- \hat{b} el vector de valores mínimos generados a partir de cada corte y calculado como $\hat{b} = \left\lceil \frac{\sum_{p \in V', q \in V''} d_{pq}}{b_B} \right\rceil$. Siendo V' y V'' las componentes conexas generadas por el corte en cuestión. Este valor es el mismo para todas las restricciones generadas para cada corte como se explicó en el punto anterior.
- lb el vector con los límites inferiores para las congestiones, fruto de evaluar los cortes de grado dos.

Finalmente, es importante volver a mencionar que estas cotas proporcionan información importante para el problema pero su cumplimiento no establecen una condición suficiente de factibilidad. Podemos verificar esto volviendo al ejemplo de la red de la Figura 2.2 donde la solución al problema nos indica que la congestión de sus links deben ser igual o superiores a: $x_1 = 2 : x_2 = 1 : x_3 = 1 : x_4 = 1 : x_5 = 1 : x_6 = 1 : x_7 = 2 : x_8 = 1 : x_9 = 1 : x_{10} = 1 : x_{11} = 1 : x_{12} = 1 : x_{13} = 1 : x_{14} = 1 : x_{15} = 1$ siendo x_i la congestión en la arista con índice i .

Podemos visualizar en la parte izquierda de la Figura 2.8 una instancia no factible y a la derecha una factible, aunque ambas cumplen la condición generada a partir de los bonds para sus congestiones, valores que se muestran en rojo sobre los links de la red física.

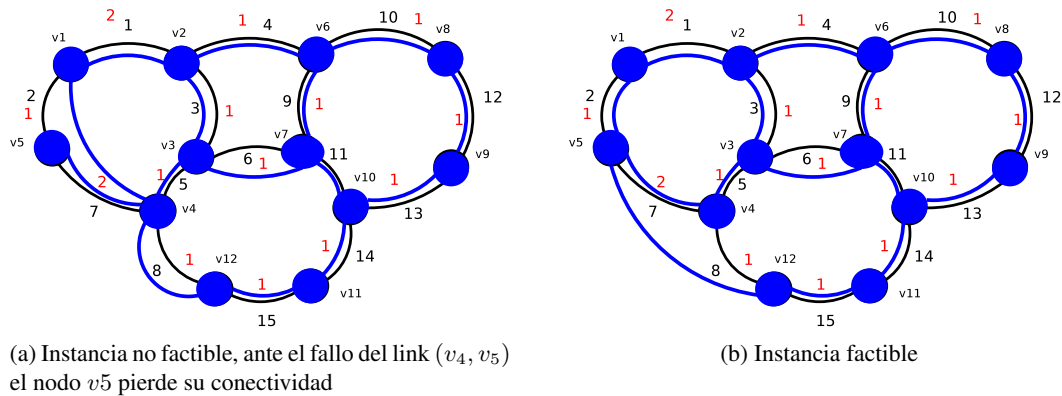


Figura 2.8: Dos instancias que cumplen la condición de congestiones.

La implementación de los algoritmos se realizó en C++ utilizando las librerías de código abierto boost (<http://www.boost.org>) para trabajar con grafos y álgebra de matrices. Para la resolución de los problemas de programación lineal se utilizó las librerías de GLPK (GNU Linear Programming Kit) (<https://www.gnu.org/software/glpk/>). La ejecución se realizó en un laptop Intel(R) Core(TM) i5-6300U CPU @ 2.40GHz con 8Gbytes de RAM y sistema operativo Debian GNU 9.5.

2.2. Calculando cotas en redes reales y teóricas.

Para probar la implementación y analizar los resultados obtenidos se aplicó el algoritmo a tres instancias de la red de Antel analizadas anteriormente en [18] y algunas instancias del problema CYCLE-FRP-MORNDP [22] del cual se conocen las soluciones exactas y por lo tanto su costo. A continuación presentamos los escenarios analizados junto con los resultados obtenidos para los distintos problemas y sus diferentes configuraciones y demandas.

2.2.1. Redes del Operador Antel

Los escenarios de la red de Antel incluyen dos configuraciones de la red. La primera considera solamente el tráfico interno sobre la topología de la red nacional y la segunda, agrega nodos en el exterior y aristas desde esos nodos a algunos nodos locales para representar el tráfico de la red nacional desde y hacia Internet.

En la Figura 2.9 se muestra la red óptica nacional apreciándose la configuración de anillos de la misma y las métricas asignadas a las aristas. Si bien existen varios nodos en la zona metropolitana de Montevideo para simplificar la topología se representan todos los nodos, con excepción de los nodos denominados TIA y TIU, como un único nodo llamado AMM. Los nodos TIA y TIU pertenecen a dos PoPs importantes, asociados a la transmisión interurbana, y desde donde se desarrollan los diferentes anillos hacia el resto del país. Estos nodos se conectan al nodo AMM asignándose una métrica mínima para estas interconexiones (1).

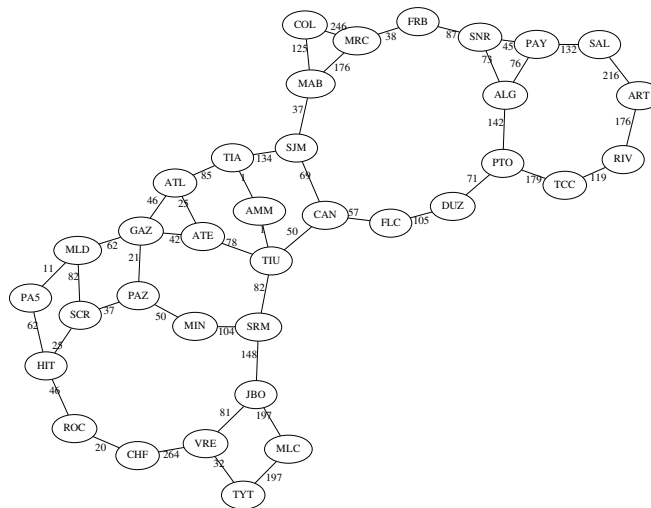


Figura 2.9: Configuración de instancia de Red Nacional de Antel analizada.

Antel cuenta con PoPs en el exterior desde donde conecta su red hacia los diferentes proveedores de Internet. Los nodos ubicados en estos puntos de presencia se conectan hacia algunos nodos de la red nacional en Uruguay utilizando capacidades que son desplegadas sobre diversos sistemas submarinos. Para resolver los escenarios con demanda externa se modelan los equipos ubicados en el exterior como un único nodo llamado INT, el cual se conecta hacia los nodos nacionales de FRB, PAY, ART y RIV. A esta configuración se agregan además nodos auxiliares en “serie” que permiten manejar la demanda total sin utilizar aristas paralelas puesto que las mismas no están soportadas en el modelo. La topología final para la configuración sobre la cual se contempla la demanda con el exterior se aprecia en la Figura 2.10.

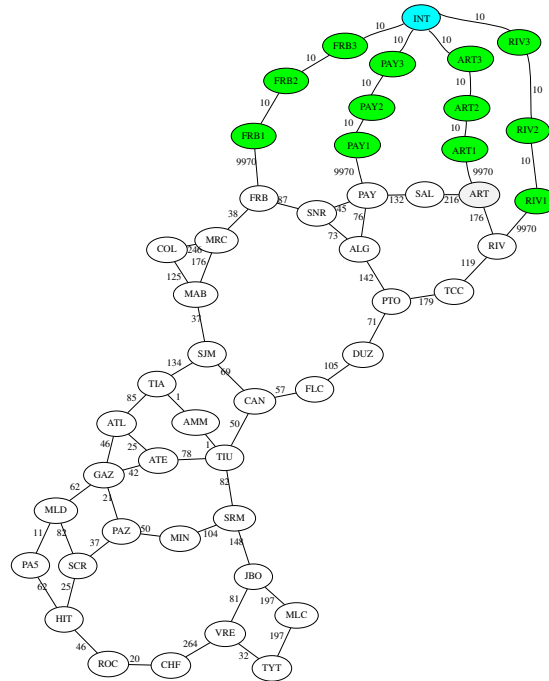


Figura 2.10: Configuración de instancia de Red Nacional de Antel + Internet.

Sobre las configuraciones físicas detalladas anteriormente se definen distintos escenarios de demanda. Los primeros dos escenarios (escenario 9 y 11) solo tienen en cuenta el tráfico generado por el contenido nacional (Internet y Video). El siguiente escenario toma en cuenta el tráfico nacional, el internacional y la presencia de nodos internos a la red para entregar parte del contenido de proveedores de Internet (escenario 10). Estos nodos, llamados nodos de **CDNs** o simplemente “caches” almacenan y entregan localmente parte del contenido de los proveedores de plataformas de video, redes sociales y otros, seleccionando el contenido a almacenar teniendo en cuenta su popularidad entre otros factores. Al representar este tráfico un porcentaje importante del total de tráfico de Internet estos nodos le permiten al proveedor de Internet disminuir el consumo de tráfico sobre sus enlaces Internacionales, bajando en forma importante los costos de transporte. Adicionalmente estas soluciones, al encontrarse dentro de las redes de los proveedores mejoran notablemente la calidad de experiencia del usuario al consumir dichos contenidos. El último escenario analizado es el escenario 12 que toma en cuenta el tráfico local e internacional de Internet pero entregado directamente desde el exterior, esto es, sin la presencia de nodos locales de **CDNs**.

En la Tabla 2.4 se muestra el volumen de tráfico local e internacional para cada escenario junto con el costo obtenido de las soluciones lógicas del problema FRP-MORNDP en el trabajo de C. Risso [18]. Los valores mostrados son solamente demostrativos y serán también modificados acordemente en este trabajo a los efectos de hacer posible la comparación de resultados.

Escenario	Demanda Interna	Demanda Internet	Demanda Total	Costo solución lógica
9,11	67,407	0	67,407	4,723
10	38,969	59,369	98,338	89,730
12	29,000	79,159	108,159	121,772

Tabla 2.4: Escenarios analizados

En la Tabla 2.5 se visualizan los resultados para las tres instancias comparadas mostrando la cantidad de ciclos del dual estructural, el número total de cortes para cada cota y las ecuaciones resultantes de imponer los escenarios de fallos individuales en cada uno de ellos. El tiempo total de ejecución corresponde fundamentalmente a la generación de cortes y la posterior combinación de escenarios de fallos para cada uno (cota 2). En los escenarios con Internet, que contienen una mayor cantidad de cortes, el tiempo total de ejecución fue cercano a las tres (3) horas.

Como se puede apreciar el costo de las soluciones generadas con la heurística GRASP se encuentran a menos de un 8 % para el peor caso de la red nacional y por debajo del 2 % para las instancias que incluyen al nodo INT que agrega el tráfico de Internet.

Escenario	Ciclos dual est.	Cortes (cota 1)	Restricciones (cota 2)	Tiempo ejec c2 (s).	Cota congestión	Spread FRP-MORNDP
9,11	525	4,692	37,658	1,382	4,384	7.73 %
10	1,459	137,288	1,551,312	9,822	8,8397	1.51 %
12	1,459	137,288	1,551,312	9,859	120,230	1.28 %

Tabla 2.5: Resultados del cálculo de congestiones para red de Antel.

2.2.2. Overlay sobre Ciclos - (CYCLE-FRP-MORNDP)

Para verificar el el resultado del algoritmo sobre las redes físicas cíclicas se utilizaron 400 instancias para cada uno de los tipos de demanda (n to 1 y n to n) y en todos los casos el algoritmo alcanzó el valor óptimo con excepción de las instancias con demanda n a 1 donde $n \equiv 2 \pmod{b}$ donde el valor fue menor en 2 unidades según lo esperado. Finalmente para las instancias $(n, b) \in \{(4, 3), (5, 3), (7, 3)\}$ los valores obtenidos fueron $\{8, 10, 28\}$ mientras que las cotas en estos casos son $\{10, 15, 33\}$, verificando también los resultados teóricos.

2.3. Conclusiones del Capítulo

En este capítulo presentamos una cota para la congestión de los links de la red física óptica, un algoritmo para calcularlas y los resultados experimentales de su aplicación sobre múltiples

instancias.

El algoritmo comienza con la detección de caras en el grafo planar que representa a la red física. A partir de esto y la información de cadenas de aristas *tandem*, se genera el grafo dual de la red física. En este grafo luego se identifican los ciclos que representan a los bonds en el grafo primal. Para cada bond se calcula una cota para la congestión de los links físicos basados en el lema presentado en 3. Estas restricciones junto con la información de cortes unitarios (sobre nodos de grado dos) completan la formulación del problema de optimización que minimiza el costo de una solución para la construcción de la red lógica.

Este problema es resuelto para tres instancias de redes reales del operador uruguayo Antel y mas de 800 instancias del problema teórico CYCLE-FRP-MONRDP. Los resultados obtenidos muestran un gap de (7.73 %, 1.51 % y 1.28 %) con respecto al mejor costo conocido de los problemas reales sobre las instancias de Antel, obtenidos en [18]; mientras que se obtienen resultados exactos (óptimos y esperados) para las instancias teóricas del CYCLE-FRP-MORNDP presentadas en [22] y [23].

Los excelentes resultados de esta etapa nos confirman la conveniencia de la utilización de esta cota como base para la construcción de un algoritmo que, agregando información de ruteo e información adicional del problema, genere soluciones factibles de buena calidad para la red lógica IP/MPLS. Este algoritmo es presentado y desarrollado en el siguiente capítulo.

Capítulo 3

Construcciones factibles basadas en cotas y enrutamiento

En la Sección 2.1 se desarrolló una metodología para generar las cotas inferiores para las congestiones de los distintos links de la red física. Luego de aplicar la misma en problemas previamente resueltos se visualizó un gap muy reducido con respecto al costo de las soluciones factibles encontradas con metaheurísticas para instancias de la red del operador Antel, matcheando la cota con el costo de las soluciones óptimas para las instancias del problema CYCLE-FRP-MORNDP. Si bien esta cota no nos asegura factibilidad, la precisión de los resultados obtenidos en otros trabajos con respecto a esta cota nos muestran la importancia de la información que aporta al problema.

Por otro lado se verificó que en la mayoría de los casos los lightpaths generados por las soluciones se despliegan siguiendo el camino físico de menor cantidad de saltos entre los nodos de la red lógica. Teniendo en cuenta la información proporcionada por el ruteo de lightpaths y la buena calidad de la cota de congestiones se desarrolla en este capítulo una heurística que utiliza toda esta información para la construcción de soluciones factibles de buena calidad. Estas soluciones son mejoradas posteriormente mediante una búsqueda local que busca quitar los links redundantes de la solución.

3.1. Diseño de la heurística

Sean $G_L = (V, L)$ y $G_P = (V, P)$ grafos simples no dirigidos, las representaciones de las redes lógica y física respectivamente. Sea $w_{ij} \in \mathbb{R}^+$ la distancia conocida para todo tramo físico entre pares de nodos (i, j) con $i, j \in V$. Sea un valor \hat{b}_B un valor único de capacidad para los links de la red lógica (lightpaths en la red óptica) y $d_{ij} \in \mathbb{R}^+$ las demandas simétricas $d_{ij} = d_{ji}$ entre pares de nodos de la red lógica. Se muestra en la Figura 3.1 un diagrama de bloques para la heurística desarrollada para la construcción de soluciones factibles de buena calidad, en las siguientes secciones de este capítulo analizaremos cada uno de sus bloques.

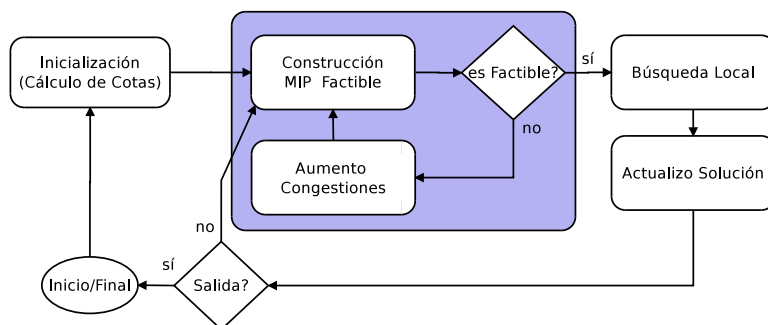


Figura 3.1: Diagrama de bloques para la heurística.

El bloque Inicialización de la Figura 3.1 se encarga de calcular las cotas para las congestiones de los links físicos tomando como datos de entrada la matriz de cortes A , los valores b de las cotas inferiores para cada corte y los valores lb de las cotas inferiores para la congestión de las aristas individuales, calculados estos últimos a partir de los cortes de grado dos como se explicó anteriormente en el Capítulo 2. Esta información se utiliza para la construcción de una solución factible en el siguiente bloque. Para construir una solución se combinan: los valores obtenidos para las cotas de congestión, información de ruteo de los lightpaths sobre la red física óptica, algunas condiciones necesarias para mantener la conectividad de la red lógica y un valor de holgura para las congestiones de algunos links que busca forzar la factibilidad de las soluciones. Toda esta información conforma un problema de programación lineal entera que alimenta un solver basado en **GLPK** para obtener las soluciones candidatas de G_L .

La factibilidad de estas soluciones es chequeada en el siguiente bloque. Si el resultado es una solución factible se ejecuta el bloque de Búsqueda Local que intenta mejorar (bajar) el costo de la solución lógica obtenida mediante la eliminación de componentes redundantes, si este costo es menor al mejor costo obtenido hasta el momento se actualiza la solución cerrando el ciclo. Si la salida del bloque de Construcción no genera una solución factible es ejecutado nuevamente este bloque aumentando el valor de la cota de congestión lb para algunas de las aristas del problema, buscando la generación de nuevas aristas para forzar la factibilidad de la red lógica obtenida.

3.2. Construcción - heurística de caminos mas cortos

El bloque Construcción MIP factible de la Figura 3.1 comienza calculando los caminos más cortos $SP(i,j)$ entre todos los pares de nodos i, j de la red lógica G_L . Cada camino sigue una secuencia de $l_{ij} - 1$ aristas físicas $SP(i,j) = \{(p_1, p_2), (p_2, p_3) \dots (p_{l_{ij}-1}, p_{l_{ij}})\}$, siendo p_1 el nodo de la red física que coincide con i y $p_{l_{ij}}$ el nodo de la red física que coincide con j . Para cada pareja de nodos $i, j \in L$ se calcula el largo del camino más corto: $l_{ij} = \sum_{(pq) \in SP(i,j)} w_{pq}$ que será el aporte al costo de la solución final si ese camino es elegido. Sea la variable de decisión y_{ij} con $i, j \in L$, que representa la pertenencia de la arista (i, j) a la red lógica G_L . El

costo de la construcción así definido será $\sum_{(ij) \in L} \ell_{ij} y_{ij}$.

Para el cómputo de los caminos más cortos entre los distintos nodos de red se utilizó una implementación del algoritmo de Dijkstra proporcionada por la herramienta GLPK, con una métrica unitaria para todos los links de la red física.

Sea $A_{djk} \in \mathbb{R}^{|P| \times |L|}$, la matriz indicatriz de los enlaces físicos por parte de las aristas lógicas. Asumiendo ordenamientos para los conjuntos $|P|$ y $|L|$ cada fila de A_{djk} tiene un 1 en las columnas asociadas a los caminos lógicos que usan ese tramo físico en su implementación.

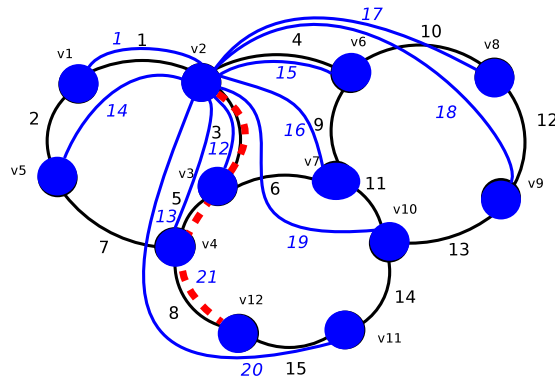


Figura 3.2: Numeración de red física y camino lógico.

	1	2	3	..	19	20	21	22	23	..	64	65	66
1	1	1	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
2	0	0	1	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
3	0	1	0	..	1	1	1	0	0	..	0	0	0
4	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
5	0	0	0	..	0	1	1	1	1	..	0	0	0
6	0	0	0	..	1	0	0	0	0	..	0	0	0
7	0	0	1	..	0	0	0	0	1	..	0	0	0
8	0	0	0	..	0	1	1	0	0	..	0	0	0
9	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
10	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
11	0	0	0	..	1	0	0	0	0	..	0	0	0
12	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
13	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	0	0	0
14	0	0	0	..	0	0	0	0	0	..	1	1	0
15	0	0	0	..	0	1	0	0	0	..	0	1	1

Tabla 3.1: Matriz de shortest paths A_{djk}

Por ejemplo, para el gráfico físico mostrado en la Figura 3.2 en el que se han tomado todas las distancias físicas iguales a 1, el camino más corto entre los nodos 2 y 12 es el marcado en una curva roja punteada. Tanto para las aristas físicas como las lógicas se han numerado ordenando los pares i, j de modo que tanto i como j sean crecientes, con la condición de que $i < j$. Los índices de las aristas físicas se indican en color negro en la figura, y los índices de los caminos en cursiva de color azul.

Asumamos que G_L es un grafo completo. por lo tanto para el ejemplo tenemos: 15 aristas físicas, 12 nodos y $\frac{12(12-1)}{2} = 66$ aristas lógicas, por lo cual la dimensión de A_{djk} es 15×66 . De acuerdo a las numeración de los caminos el índice de $(2, 12)$ en el ejemplo anterior es 21 (los lightpaths son bidireccionales por lo que no considero el $(2, 1)$). Cada columna de la matriz corresponde a un camino y cada fila una arista de la red física como se muestra en la Tabla 3.1, donde se visualiza en rojo camino $SP(2, 12) = (A_{djk}^{(21)})^T = [001010010000000]$.

La matriz A_{djk} permite calcular las congestiones a partir de las aristas lógicas y que componen la solución del problema, siendo $A_{djk} \cdot y$ el vector de congestiones físicas asociado a los valores de y . Si b es un vector con las cotas para las congestiones físicas en cada tramo, imponer $A \cdot y \geq b$ asegura que la construcción lógica respeta esas cotas. Tomando como b la configuración de congestiones físicas antes calculada, encontrando un x que las alcance exactamente (i.e. $A_{djk} \cdot y = b$), y de ser factible la construcción se habría hallado el óptimo.

La solución encontrada puede no ser factible por dos razones, no es conexa o si es conexa no tiene la capacidad suficiente para sobrevivir a alguna de las fallas. Para atacar el segundo problema se desarrolla un algoritmo para intentar refactibilizar la solución ampliando las congestiones de algunos links de la red física. Para evitar la desconexión de aquellos nodos de la red lógica ante fallas simples debemos asegurar un grado de conectividad mínimo y con caminos diversos para los nodos de la red lógica. Como primera regla, el grado mínimo en la red lógica para cualquier nodo debe ser mayor o igual a 2. Esto significa que para cada nodo $i \in V$ se debe verificar que $\sum_{j \in V} y_{ij} + y_{ji} \geq 2$, lo que es equivalente a considerar al menos un par de los caminos que comienzan o terminan en el nodo i . Esto agrega una restricción más por cada nodo que obliga a seleccionar al menos dos de los caminos que llegan o finalizan en cada nodo.

Si estos nodos además son de grado dos en la red física debemos asegurarnos de que estos caminos lógicos incidan en el nodo desde distintas aristas físicas para que al fallar una de ellas el mismo no quede desconectado. Para contemplar esto, para cada nodo de grado dos, se seleccionan, marcando con un 1 en la columna correspondiente, los candidatos que llegan por una u otra arista física, generando un par de ecuaciones adicionales en las restricciones. Si para ese nodo existe una demanda hacia el resto será necesario que pueda ser manejada en su totalidad por cada grupo de aristas, lo que genera condiciones adicionales para la elección de lightpaths en base a las congestiones mínimas de cada arista física incidente a estos nodos.

Finalmente, para el resto de los nodos se calcula el grado mínimo que deben tener en la red lógica en base a la demanda y agregando una holgura para contemplar la falla de uno de los

links de la red física que llegan ese nodo.

La matriz de restricciones \bar{A} forzará la generación de soluciones que cumplan con las condiciones de congestión de aristas y mínima conectividad, asegurando la demanda a cursar en escenarios de fallos y la conexión de los nodos a nivel físico.

$$\bar{A} = \begin{pmatrix} A_{djk} \\ \text{cond. conect.} \end{pmatrix}$$

El problema por lo tanto se resume a:

$$\mathcal{P}_3 \left\{ \begin{array}{l} \text{mín } \sum_{(i,j) \in L} \ell_{ij} \cdot y_{ij} \\ \text{sujeto a:} \\ \bar{A} \cdot y \geq \bar{b} \\ y_{ij} \in \{0, 1\} \end{array} \right.$$

Donde:

- y_{ij} es una variable de decisión que indica si es utilizada o no la arista lógica (i, j) en la solución.
- ℓ_{ij} es el largo de la arista lógica (i, j) (SP).
- y es el vector de variables de decisión asociadas a las aristas lógicas candidatas con $|y| = \frac{|V| \cdot (|V| - 1)}{2}$.
- \bar{A} es la matriz de restricciones.
- \bar{b} el vector de valores mínimos generados a partir de las congestiones y las condiciones de conectividad mencionadas anteriormente.

Con la matriz de restricciones calculada la salida del problema nos genera una solución para la cual debe chequearse su factibilidad. El solver puede llegar en algunos casos rápidamente al valor óptimo de una solución, pero para evitar esperas prolongadas en cada cálculo realizado por el **GLPK** se limita el tiempo máximo con un parámetro *tm_limit*. Una vez llegado a ese límite se toma la mejor de las soluciones para el posterior chequeo de factibilidad.

Una solución factible podría ser no conexa. Un escenario que puede producir este tipo de soluciones es el de una red con “clusters de demanda” (i.e. con existencia de demandas internas entre nodos de cada cluster pero no externas). Estos casos generarían bonds de aristas con cotas de congestión igual a cero. Una solución de este tipo no representa una solución válida para la red ya que en una instancia real debe existir una conectividad mínima para permitir el intercambio de información para el plano de control entre nodos de ambos clusters (protocolos de ruteo, señalización, gestión, etc). Un camino simple para reestablecer la conectividad, al detectar este tipo de problemas, es exigir cierta demanda mínima entre nodos de estos clusters. Otro más

complejo podría involucrar el modelado de un árbol de cubrimiento dentro de las condiciones del problema. De cualquier modo resaltamos que en un escenario distinto al mencionado la red resultante siempre será conexa ya que la prueba de factibilidad asegura que existe un camino entre todos los nodos (i.e. que permite encaminar la demanda entre ellos).

3.2.1. Verificando la Factibilidad

El problema de encaminar la demanda sobre la red lógica es un problema es del tipo NP-Completo, como se demuestra en [18] con una reducción del NPP (Number Partitioning Problem) a una instancia del problema ASP-MORNDP. Para cumplir con el objetivo del bloque es Factible de la figura 3.1 no necesitamos la mejor solución para este problema, por lo tanto se implementa la heurística mostrada en el Algoritmo 2.

Algoritmo 2 Algoritmo para chequeo de factibilidad (pseudo-código)

```

bool esFactible( $G_L(V, L), G(V, P), d : V \times V \rightarrow \mathbb{R}^+$ ):
1: Ordenar vector de índices  $dix(pair(i, j)), i, j \in V$ , en orden decreciente según  $d(i, j)$ 
2: isFactible = true
3: Mientras isFactible
4:   selecciono  $e \in P$  // Selecciono sin repetir
5:    $\hat{G}_L = G_L \setminus \{SP_1^e, \dots, SP_m^e\}, k = 0$  // con  $SP_i^e$  los lightpats afectados por la falla de  $e$ 
6:   Mientras isFactible and  $k \leq size(d)$ 
7:      $CSPF(\hat{G}_L, i, j, d(dix[k])) = lsp$ 
8:     Si  $lsp \neq \emptyset$  entonces
9:       actualizo capacidades de  $l \in L(\hat{G}_L), \forall l \in lsp$ 
10:       $k+ = 1$ 
11:     Si no
12:       isFactible = false
13:     Fin Si
14:   Fin Mientras
15: Fin Mientras
16: Retornar isFactible

```

El problema se reduce a verificar para cada escenario de fallo la capacidad de la instancia de la red lógica construída para enrutar o no la demanda entre sus nodos. Para esto comenzamos en la línea 1 ordenando un vector dix que contiene los pares de índices (i, j) . Los índices en este vector estarán ordenados en orden decreciente pero según el valor de la demanda existente entre i y j . Posteriormente en la línea 3 se comienza un loop que selecciona sin repetir en la línea 4 un link de la red física, simula en la línea 5 su falla quitando del grafo G_L todos los links de la red lógica (lighpaths) que lo utilizan y generando el grafo \hat{G}_L . En la línea 6 se ejecuta otro loop que recorre el vector de índices dix para encaminar la demanda sobre la red \hat{G}_L . Dentro de este loop se toma una a una las demandas y la red resultante \hat{G}_L y se ejecuta en la línea 7 un algoritmo de ruteo por camino mas corto con restricciones CSPF que devuelve

si es encontrado un camino lsp que utiliza los links lógicos y tiene capacidad suficiente para encaminar cada demanda. Esto simula la construcción de un “label switched path” sobre la red IP/MPLS utilizando ingeniería de tráfico (i.e. usando **RSVP** como señalización). Si se tiene éxito alocando esa demanda ($lsp \neq \emptyset$), se actualizan las capacidades de los links lógicos que conforman el lsp , restando en la línea 9 del ancho de banda disponible el valor de la demanda alocada. Este proceso se repite siempre que sea posible encontrar un camino en la red lógica para enrutar la demanda, hasta finalizar de recorrer el vector de demandas. En ese punto se sale del loop de la línea 6 y se analiza otro escenario de falla. Si la salida es exitosa, se verifica que la construcción G_L es factible y se pasa a la etapa siguiente de búsqueda local donde se intenta mejorar la solución. Si para alguna demanda no es posible encontrar un camino por falta de recursos ($lsp \equiv \emptyset$) se setea $isFactible = false$ el algoritmo de chequeo de factibilidad finaliza ya que es necesario volver a construir una nueva instancia de la red lógica modificando algunos parámetros del problema como se explicará a continuación.

3.2.2. Aumentando congestiones y generando una nueva solución

A medida que el algoritmo que implementa el **CSPF** encuentra capacidad disponible va marcando nodos visitados y las aristas lógicas candidatas para enrutar el tráfico, en estas aristas la capacidad disponible supera a la demanda que se quiere alocar. Si en algún momento no es posible seguir avanzando desde ninguno de los nodos visitados porque no hay una arista de salida con capacidad disponible, se finaliza el algoritmo **CSPF** devolviendo estos componentes visitados. La incapacidad de encontrar recursos para continuar encaminando el tráfico indica una falta de recursos, links o capacidades de estos links, entre los nodos de la red lógica visitados y los no visitados. Naturalmente podemos pensar que una nueva instancia de red que aumente la cantidad de links entre estas dos componentes podría contar con los recursos para continuar encaminando el tráfico. Este aumento de links lógicos se traducirá en un aumento de la congestión de los links físicos entre esas componentes. Para forzar entonces esta mejora en la conectividad incrementamos las cotas para estos links con respecto a los valores del problema anterior. Antes de intentar generar una nueva solución se ejecuta el bloque de Aumento de Congestion.

Si $V_v \subset V$ son los nodos que pudieron ser visitados, el algoritmo aumentará la congestión de las aristas físicas $e = (i, j) \subset E / i \in V_v$ y $j \in V \setminus V_v$. En el ejemplo mostrado en la Figura 3.3 se intenta enrutar la demanda $d(1, 6)$ entre los nodos v_1 y v_6 . El algoritmo **CSPF** falla luego de visitar los nodos v_1, v_2, v_3 y v_4 utilizando los links lógicos marcados en verde donde la capacidad disponible excede el valor de la demanda $d(1, 6)$ pero sin encontrar capacidad suficiente en los restantes links marcados en rojo.

El algoritmo implementado dentro del bloque por lo tanto, incrementa la congestión para los links físicos marcados en rojo, independientemente de que hayan sido utilizados anteriormente por algun lightpath. Este incremento busca que la próxima solución, generada por el MIP, agregue más aristas lógicas entre estas componentes para poder enrutar la demanda.

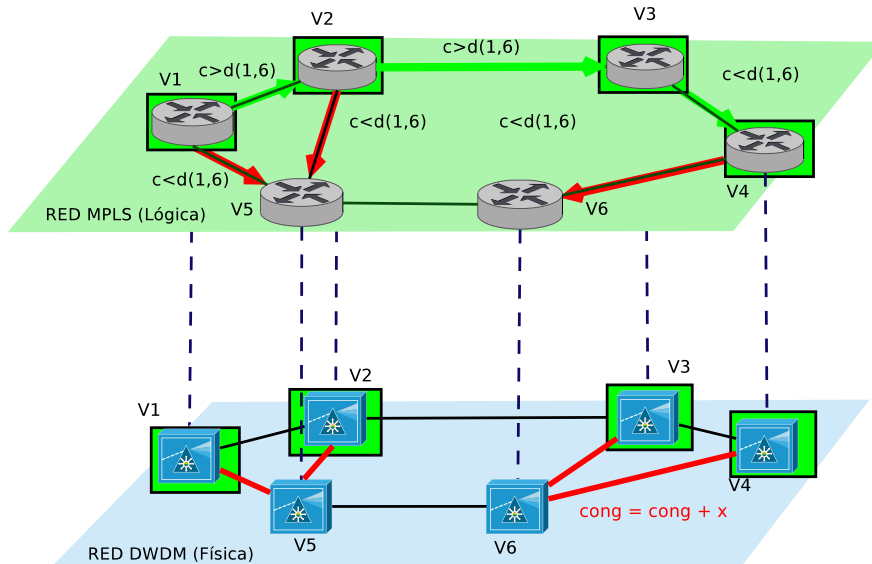


Figura 3.3: Aumento holguras ante falla del CSPF.

El bloque Aumento Congestion del diagrama de la Figura 3.1 actualiza directamente el vector de las restricciones para luego volver a ejecutarse el bloque de Construcción MIP Factible con el resto de los parámetros incambiados respecto a la iteración anterior. La salida genera una solución para la cual debe chequearse la factibilidad, cerrando de esta forma el ciclo.

3.3. Escapando de los valles

Durante la etapa experimental se detectaron algunos problemas respecto a esta metodología que se manifestaban con la aparición de nodos con un efecto de “atracción” de caminos hacia ellos. Este efecto se producía porque los escenarios de falla seguían un orden determinístico y el aumento de la congestión en cada iteración para los mismos links físicos, obligaba a generar más y más lightpaths sobre ellos. Estos lightpaths obligaban a enrutar más tráfico por estos nodos aumentando el problema. Este efecto puede visualizarse en la Figura 3.4 donde el nodo de Salto (SAL) llegó a tener grado 32 luego de algunas iteraciones.

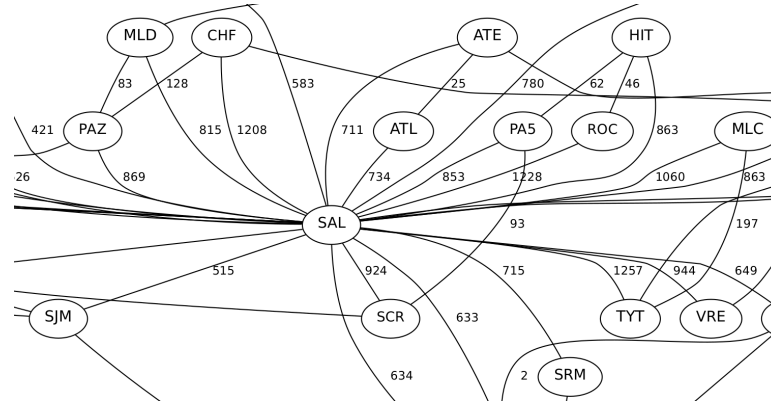


Figura 3.4: Resultado no deseado en el aumento de congestiones.

Para resolver el problema se implementó en el bloque de chequeo de factibilidad una selección pseudo aleatoria sin reposición para el link de la red física para el que se simula el fallo (línea 4 del Algoritmo 2). Esto le quita el determinismo a la secuencia de fallos y por consiguiente evita caer en estos valles del espacio de soluciones.

3.3.1. Mejora de solución con Búsqueda Local

Si la solución construída es factible se procede a ejecutar el bloque de Búsqueda Local del diagrama de la Figura 3.1 con el objetivo de mejorar el costo de la solución eliminando aristas no necesarias de la red lógica G_L .

Algoritmo 3 Algoritmo de búsqueda local (pseudo-código)

localSearch($G_L(V, L), d : V \times V \rightarrow \mathbb{R}^+$):

- 1: Ordenar $e \in L$ en orden decreciente según $l(e) \rightarrow sEdgeList$
 - 2: **Para** $i = 0$ **to** $sEdgeList.size()$
 - 3: $\hat{G}_L = G_L \setminus sEdgeList(i)$ // Quito edge de solución
 - 4: **Si** $isFactible(\hat{G}_L, d)$ **entonces**
 - 5: $G_L = \hat{G}_L$
 - 6: **Fin Si**
 - 7: **Fin Para**
 - 8: **Retornar** G_L
-

El Algoritmo 3 del bloque de Búsqueda Local comienza en la línea 1 generando una lista ordenada de las aristas de la red lógica en orden decreciente según su costo. Luego se intenta remover una a una las aristas de esta lista en la línea 3 chequeando la factibilidad de la solución obtenida en la línea 4. Previo a la elección de la arista a remover, se chequea que el grado de los nodos de la red lógica a los que interconecta dicha arista sea mayor a dos ya que en caso

contrario la red resultante no podría ser factible en un escenario de falla de alguno de los restantes links que inciden sobre dichos nodos. Si la red continúa siendo factible, luego de remover una arista, se actualiza la solución en la Línea 5. Este proceso se repite dentro del bucle de la línea 2 para todas las aristas del grafo lógico G_L devolviendo en la Línea 8 la mejor solución encontrada.

Una vez finalizado el bloque de Búsqueda Local se actualiza la solución lógica con su nuevo costo. Si se logra disminuir el costo de una solución previa se actualiza el valor del mejor costo alcanzado y puede ejecutarse nuevamente todo el proceso buscando una solución de menor costo.

3.4. Conclusiones del capítulo

En este capítulo se desarrolló la heurística para la construcción de soluciones de buena calidad para el problema FRP-MORNDP. La misma está centrada en la resolución de un MIP generado a partir de las cotas de congestión de cortes y links e información empírica obtenida en otros trabajos que evidencian un comportamiento determinado para el enrutamiento de los lightpaths o links de la red lógica.

Fueron necesarios algunos tests preliminares para ajustar algunos parametros del algoritmo y agregar restricciones para lograr salir del entorno de óptimos locales del espacio de soluciones (valles). Se agregaron además en esta etapa algunos parámetros para poder controlar la cantidad de iteraciones, el tiempo dedicado a la resolución de los problemas individuales por parte del GLPK (solver) y la calidad de las soluciones buscadas. Finalmente se agregaron unas blacklists para evitar el uso de ciertas configuraciones de links entre nodos que fueron agregados con el objetivo de manejar algunos escenarios no soportados por el modelo.

Capítulo 4

Análisis Experimental

A partir de la heurística diseñada se resuelven varias instancias del FRP-MORNDP para todas las instancias y escenarios de tráfico del problema CYCLE-FRP-MORNDP y para las redes del operador de Uruguay Antel, para la cual se calcularon en el Capítulo 2 las cotas inferiores de congestión. Adicionalmente se presenta un nuevo problema, del cual aún no se conocen resultados, y que consiste en la nueva infraestructura internacional de Antel sobre el cual se está desplegando la nueva red IP/MPLS internacional de la empresa.

Se presentarán a continuación las instancias y escenarios de los problemas analizados, comenzando con las instancias simples del problema CYCLE-FRP-MORNDP y continuando con las redes de Antel donde se detallará la estructura de las redes y escenarios considerados.

4.1. Problema CYCLE-FRP-MORNDP (demandas n to n y n to 1)

Para poder evaluar la calidad de la heurística desarrollada se analizaron más de 1500 instancias de este problema. Estas instancias se generaron en forma automática variando el valor de n y b . En la Tabla 4.1 se muestra para cada escenario de demanda el valor mínimo y máximo de n y b junto con la cantidad de instancias calculadas de cada escenario. Los costos de las soluciones exactas se calcularon utilizando la Ecuación 1.2 y 1.3 para la configuración de demandas n to 1 y la Ecuación 1.4 para las demandas n to n .

Escenario de demanda	Valores de n	Valores de b	Número de Instancias
n to n	3 a 22	2 a 45	800
n to 1	3 a 49	2 a 48	787

Tabla 4.1: Configuración de b y n para instancias cíclicas.

Dentro de las instancias generadas se encuentran las ya previamente analizadas por C. Ris-

so y E. Canale en [22] y [20]. Para dichas instancias se generaron además sus representaciones gráficas.

Debido a la cantidad de instancias involucradas se limitó en 3 minutos el tiempo máximo dedicado a cada una. Durante este tiempo el algoritmo calculó una o más soluciones tratando de acercarse lo máximo posible al valor exacto. Para todas las instancias se obtuvo al menos una solución en el tiempo especificado. Los resultados respecto a la calidad de las mismas serán analizados a continuación.

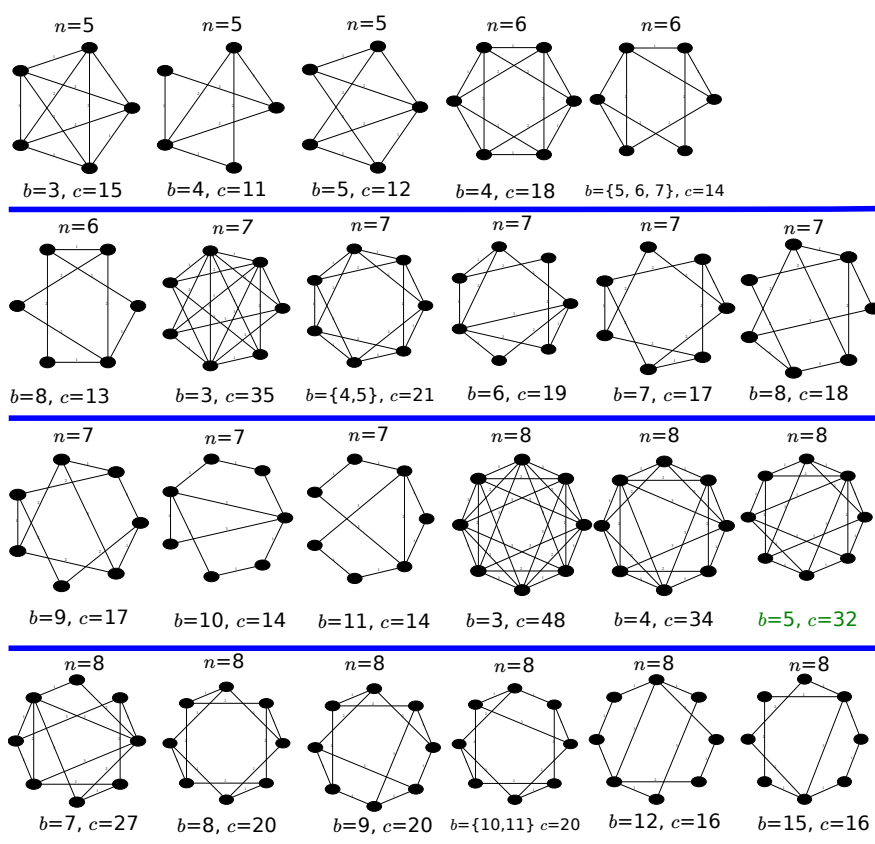


Figura 4.1: Soluciones del ALL-TO-ALL-CYCLE-FRP-MORNDP (n to n).

En la Figura 4.1 se muestran los gráficos de las redes lógicas obtenidas para las mismas instancias calculadas en [22]. En la Tabla 4.2 se detallan los resultados para cada combinación de n y b indicando el valor de la cota de congestión, el costo calculado, el costo alcanzado, la diferencia porcentual (gap) con respecto al óptimo y el número de iteraciones que se realizaron en el tiempo de cálculo fijo (3 minutos).

Como se observa, para estos 27 casos analizados, en 9 de ellos (marcados en negrita) se

obtuvo el óptimo y en el resto se mantuvo el gap por debajo del 50 % con respecto al óptimo.

Nodos (n)	Bandwidth (b)	Cota congestión	Costo Óptimo	Costo sol. lógica	Gap % a cota	Número Iteraciones
5	3	10	10	15	50	19,466
5	4	10	10	11	10	22,725
5	5	10	10	12	20	22,653
6	4	18	18	18	0	1
6	5	12	12	14	16	13,608
6	6	12	12	14	16	13,373
6	7	12	12	14	16	14,114
6	8	12	12	13	8	12,953
7	3	28	28	35	25	9,561
7	4	21	21	21	0	1
7	5	21	21	21	0	1
7	6	14	14	19	35	6,821
7	7	14	14	17	21	6,542
7	8	14	14	18	28	6,357
7	9	14	14	17	21	5,970
7	10	14	14	14	0	220
7	11	14	14	14	0	1,105
8	3	48	48	48	0	1
8	4	32	32	34	6	3,358
8	5	32	32	32	0	3
8	7	24	24	27	13	3,757
8	8	16	16	20	25	3,035
8	9	16	16	20	25	3,150
8	10	16	16	20	25	2,955
8	11	16	16	20	25	2,869
8	12	16	16	16	0	3,991
8	15	16	16	16	0	23

Tabla 4.2: Resultados del ALL-TO-ALL-CYCLE-FRP-MORNDP (n to n).

En la Figura 4.2 se muestra el histograma del gap resultante para la totalidad de las instancias de demanda n to n analizadas. Se observa que en mas de la mitad de los casos los resultados tuvieron un costo con un gap menor al 10 % con respecto al óptimo mientras que en más del 80 % de los casos se mantuvo por debajo del 50 %. En 95 de las instancias analizadas se alcanzó el óptimo.

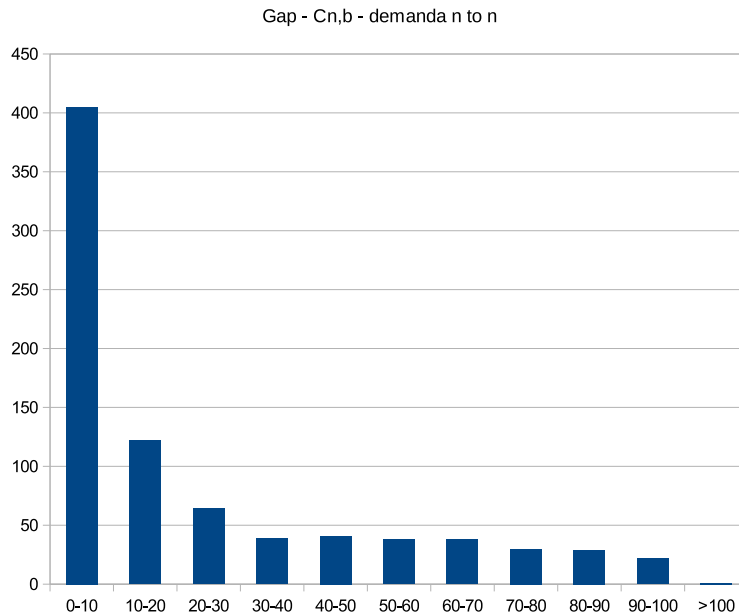


Figura 4.2: Histograma del gap resultante para el CYCLE-FRP-MORNDP (n to n).

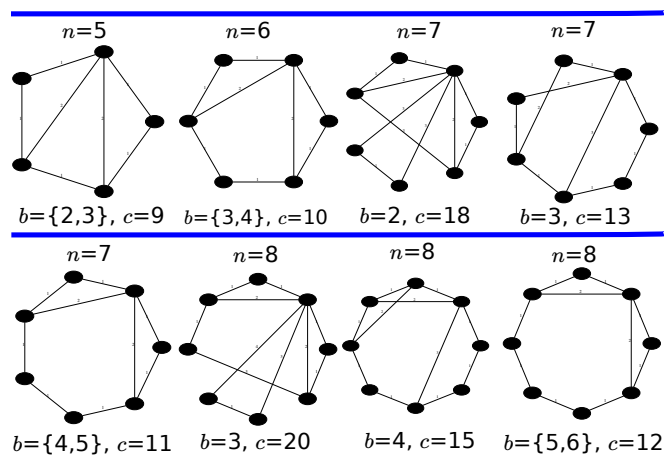


Figura 4.3: Soluciones del STAR-CYCLE-FRP-MORNDP (n to 1).

En la Figura 4.3 se muestra las mismas instancias calculadas en [20]. En la Tabla 4.3 se detallan los resultados para cada combinación de n y b indicando el valor de la cota de congestión, el costo calculado, el costo alcanzado, la diferencia porcentual (gap) con respecto al óptimo y el número de iteraciones que se realizaron en el tiempo de cálculo fijo de 3 minutos. Para todos los casos analizados con excepción de uno de ellos se obtuvo el óptimo en la primer

solución encontrada y mejorada por la heurística (fase de búsqueda local). En el caso que no se encontró un óptimo el gap obtenido fue de un 7 % realizándose 2697 iteraciones en el período de 3 minutos considerado.

Nodos (n)	Bandwidth (b)	Cota congestión	Cota teórica	Costo sol. lógica	Gap % a cota	Número Iteraciones
5	2	9	9	9	0	1
5	3	9	7	9	0	1
6	3	10	10	10	0	1
6	4	10	8	10	0	1
7	2	18	18	18	0	1
7	3	13	13	13	0	1
7	4	11	11	11	0	1
7	5	11	11	11	0	1
8	3	20	18	20	0	1
8	4	14	14	15	7	2,697
8	5	12	12	12	0	1
8	6	12	10	12	0	1

Tabla 4.3: Resultados del STAR-CYCLE-FRP-MORNDP (n to 1).

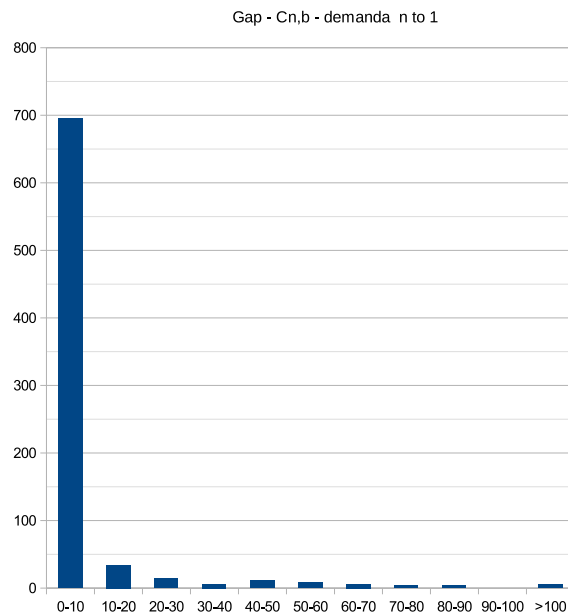


Figura 4.4: Histograma del gap resultante para el CYCLE-FRP-MORNDP (n to 1).

En la Figura 4.4 se muestra el histograma del gap resultante para la totalidad de las instancias analizadas del problema con configuración de demandas n to 1. En el gráfico se puede apreciar que en casi el 90 % de los resultados se obtuvo un gap menor al 10 % con respecto al óptimo. Este óptimo fue alcanzando en 466 casos lo que equivale a un 60 % del total de instancias analizadas.

4.2. Red Nacional e Internacional de Antel

Antel es una empresa de telecomunicaciones del gobierno uruguayo. Es la única empresa autorizada para la comercialización de servicios de telefonía nacional y datos con tecnologías fijas cableadas. Posee el 100 % del mercado de servicios de telefonía fija y el 100 % del mercado de datos donde se emplea un medio físico cableado. Antel compite en el mercado de llamadas internacionales y en el mercado de telefonía móvil y datos con las empresas Movistar y Claro. En el mercado móvil, Antel posee el 53 % del mercado según el último informe del ente regulador uruguayo URSEC [21].

Las empresas internacionales mencionadas, junto con otras empresas locales, poseen licencias para la transmisión de datos fijos, utilizando tecnologías de radio licenciadas. Estos servicios compiten con Antel ofreciendo un “backup” para los servicios cableados o como alternativa en aquellos lugares donde la empresa no tiene presencia de su red cableada y solo ofrece alternativas similares de radio o satélite. Para brindar estos servicios estas empresas utilizan enlaces de radio punto a punto o punto-multipunto. Además de los servicios tradicionales Antel ha incursionado en los últimos años en el negocio de los Data Centers, contenido y aplicaciones de valor agregado, entre otros.

Por ser el operador incumbente del Uruguay, Antel desarrolló una gran red nacional que cubre todo el territorio del Uruguay. Esta red ha ido evolucionando y ha cubierto en los últimos años todas las capitales y ciudades importantes del país con fibra óptica. Esta infraestructura de fibras ha crecido exponencialmente también dentro de las ciudades con el proyecto de Fibra Óptica al Hogar (FTTH) que conecta a la fecha a más del 70 % de los hogares uruguayos.

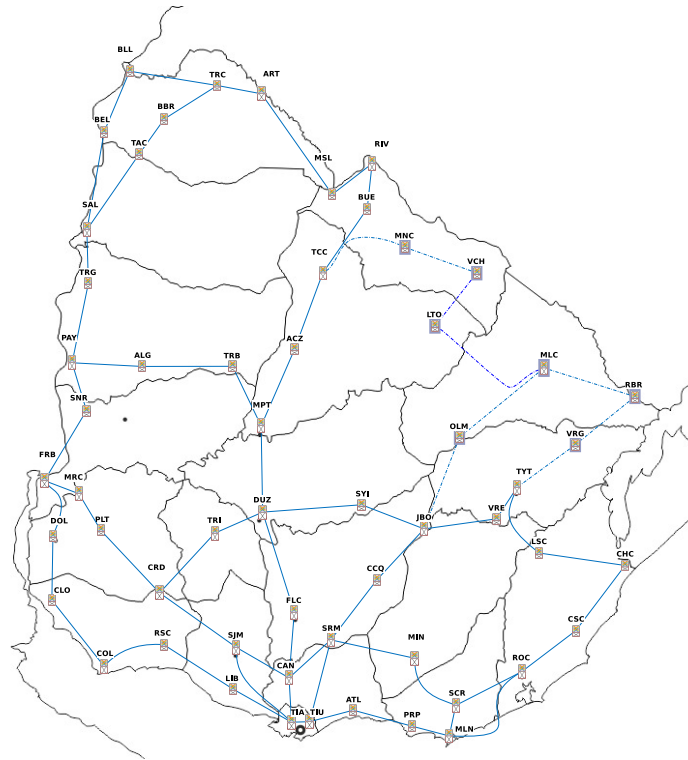


Figura 4.5: Red DWDM nacional de Antel.

Sobre esta red física se ha desplegado una infraestructura de **DWDM** que ha permitido cubrir la demanda de los distintos servicios y el crecimiento del tráfico de Internet, el cual ha sido acompañado con una evolución de las tecnologías de acceso sobre fibra óptica para servicios **FTTH** y tecnologías **LTE** para los servicios móviles. Esta infraestructura es mostrada en la Figura 4.5.

Sobre la red **DWDM** se despliegan las distintas componentes de las redes IP/MPLS que soportan todos los servicios de conectividad pública y privada, telefonía y transporte de video que son brindados por la empresa. Estas componentes incluyen la red de core, las redes de agregación y backhaul de radio bases. La red de core es la encargada de interconectar las distintas regiones del país con el resto de la infraestructura de servicios. Esta red no implementa directamente los servicios, tiene pocos puntos de presencia en las principales ciudades y se compone de equipos con interfaces de alta velocidad y gran capacidad de conmutación. Las redes de agregación se extienden a todo el país para interconectar los equipos de acceso hacia ese core y sus nodos son los encargados de implementar los servicios de conectividad hacia los clientes. Las redes de backhaul tienen una función pura de transporte similar a la de agregación pero para conectar las radio-bases celulares con el resto de la red.

Historicamente Antel se conectó hacia el exterior utilizando proveedores con presencia en

Brasil y Argentina. Las interconexiones con las redes de estos proveedores se realizaban utilizando nodos cercanos a las respectivas fronteras. A través de las mismas Antel contrataba capacidades hacia Estados Unidos y países de la región utilizando tramos terrestres y sistemas submarinos con puntos de presencia en estos países como es mostrado en la Figura 4.6.



Figura 4.6: Conexiones internacionales año 2010.

Los tramos terrestres son construídos generalmente al lado de las carreteras y caminos. La actividad humana entorno a los caminos causa cortes periódicos en las fibras asociados a obras civiles, poda de árboles, inundaciones y otros fenómenos causados por el hombre o la naturaleza. Esto impone la necesidad de proteger esos tramos con uno o más caminos alternativos sobre las redes terrestres, encareciendo la solución y presentando variaciones importantes en el retardo y otros parámetros de red cuando se producen fallas, ya que los servicios conmutan y toman caminos alternativos sobre redes que cubren grandes extensiones de territorio.

Antel comenzó en el año 2011 a construir infraestructura propia de cables submarinos con el sistema Bicentenario que une la ciudad de Maldonado en Uruguay y la ciudad de Toninas en Argentina¹. En el año 2014, utilizando parte de la infraestructura del viejo sistema Unisur, se habilita el Unisur II, sumando un segundo sistema entre Maldonado y Toninas. Ese mismo año se realiza un acuerdo con las empresas Google, Algar y Angola Cables para la construcción

¹Una desarrollo anterior fue el cable Unisur entre Toninas (AR) Maldonado (UY) y Florianópolis (BR) que para esa fecha ya estaba en desuso por su obsolescencia

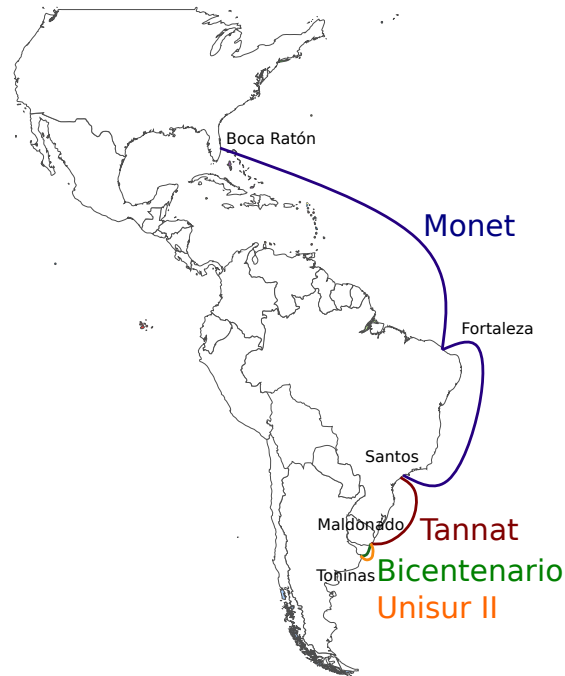


Figura 4.7: Sistemas submarinos de Antel.

conjunta del cable submarino Monet que une las ciudades brasileras de Santos (SP) y Fortaleza (CE), terminando en la ciudad de Boca Ratón en Estados Unidos. En el siguiente año, Antel anuncia su alianza con Google para la construcción del sistema Tannat que une las ciudades de Santos con Maldonado. Toda esta infraestructura mostrada en la Figura 4.7 permite a Antel conectar con capacidad propia los países de Argentina, Uruguay, Brasil y Estados Unidos.

Estos sistemas, además de asegurar ampliamente la demanda de conectividad futura de Uruguay, generan oportunidades de negocio ya que posicionan a Antel como un nuevo proveedor regional para distintos servicios de telecomunicaciones.

Sobre esta infraestructura de cables submarinos, complementada con infraestructura terrestre, se está desplegando una nueva red internacional IP/MPLS. Esta nueva red cambia la anterior topología de estrella, pensada para conectar a Uruguay a distintos puntos de la región y USA, por una nueva topología de partial-mesh que permite intercambiar tráfico de distintos servicios directamente entre los países donde se tiene presencia.

Para lograr un buen nivel de protección a la red, se realizan diversos acuerdos y se adquieren capacidades sobre sistemas de terceros de manera de proteger los distintos tramos de los sistemas propios. Esto es sumamente necesario ya que aún siendo muy baja la probabilidad de fallas de los sistemas submarinos frente a los terrestres, los tiempos de reparación en caso de producirse cortes son bastantes mayores (varias semanas frente a horas o días).

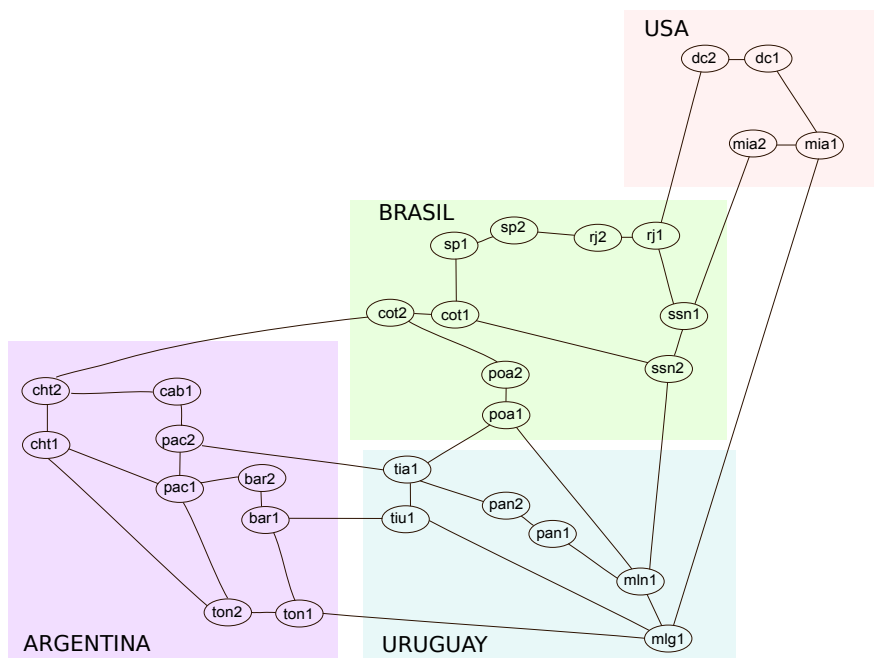


Figura 4.8: Red Internacional.

En la Figura 4.8 se muestra un diagrama de la red y sus puntos 15 puntos de presencia en Argentina, Brasil, Estados Unidos y Uruguay. En la totalidad de los PoPs -con excepción de un PoP pequeño en Buenos Aires- se instalan dos nodos de red de manera de poder soportar el volumen de tráfico y contar con redundancia de equipamiento. Estos nodos se conectan entre ellos con links locales (donde la métrica es mínima) y hacia otros PoPs utilizando sistemas terrestres y submarinos, propios y de terceros.

Tres de estos PoPs corresponden a estaciones de amarres de los cables submarinos (MLN-MLG, TON1-2, SSN1-2). Estos sitios sirven para interconectar distintos segmentos de cables submarinos y solamente en el caso de la estación en Uruguay (MLG-MLN) conectan contra clientes de la red, lo que se refleja en una demanda hacia el resto de los nodos. Esto se debe a que en estos sitios por lo general no hay presencia de otros operadores ya que es compartido únicamente por los co-propietarios de los sistemas de cable submarino. Si bien los sistemas Tannat y Monet son sistemas independientes, en la estación de amarre de Brasil donde se ubican los nodos SSN1-2, es posible realizar una interconexión entre las fibras de ambos sistemas a nivel óptico sin regenerar la señal en los nodos de la estación. Esto es modelado por una conexión directa entre Maldonado y Miami (MLG1-MIA1).

Esta red mantiene y agrega diversos puntos de presencia PoPs. Desde estos puntos se conecta a los principales proveedores de Internet, a los puntos de intercambio de tráfico de la

región, hacia distintos proveedores con los cuales se tienen acuerdos de intercambio de tráfico y servicios y hacia los clientes. Estos servicios se entregan directamente en esos puntos de presencia o en las instalaciones del cliente, a través de servicios de acceso proporcionados por terceros. Este mismo modelo, mostrado en la Figura 4.9 es utilizado para entregar el tráfico en Uruguay, realizando la conexión con la infraestructura nacional en los puntos de presencia en Maldonado, Montevideo y los Data Centers de la empresa.

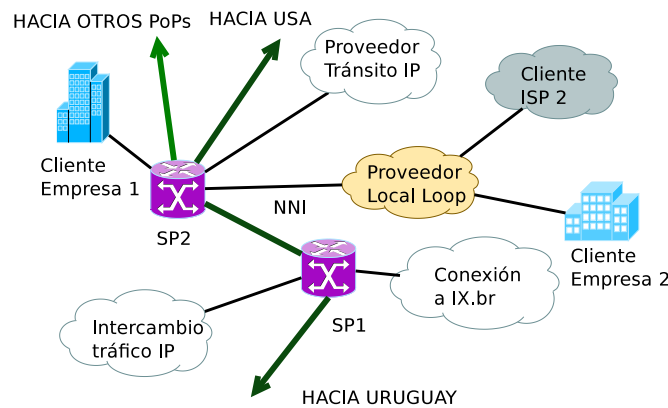


Figura 4.9: Interconexiones en Puntos de Presencia.

Como se mencionó anteriormente un volumen muy grande del tráfico de Internet es entregado por nodos de las redes de distribución de contenido (nodos de **CDN** o “cachés”) conectados directamente a las redes de los operadores. En este nuevo escenario, estos nodos quedan conectados directamente a la red nacional por lo que disminuyen notablemente las demandas internas entre los nodos nacionales de Uruguay. Estas demandas representan el tráfico directo a los usuarios, el destinado a la carga de estos nodos de **CDN** y el de estos nodos hacia pequeños **ISPs** (Internet Service Provider), que son clientes de esta red pero no cuentan con el tamaño suficiente para instalar sus propios nodos de **CDN**.

4.2.1. Resultados sobre instancias previas

La aplicación de la heurística sobre las redes de Antel anteriormente analizadas en [18] arrojaron resultados mixtos. En la Tabla 4.4 se muestran los resultados obtenidos para cada instancia, indicando la cota de congestión calculada anteriormente, el costo de la solución lógica obtenida, la diferencia porcentual de este costo con respecto a la congestión y esta misma diferencia respecto al costo de la solución obtenida en el trabajo de C. Risso. Finalmente se muestran la cantidad de iteraciones que se realizaron para poder obtener una solución factible y el tiempo insumido para esto.

En los primeros dos escenarios se logró bajar a la tercera parte el spread obtenido frente a la cota de congestión. En los otros dos casos el spread se mantuvo debajo del 5 % pero llegó a

duplicar el obtenido por las soluciones anteriores.

Escenario	Cota Congestión	Costo Sol. lógica	Spread Congestión	Iteraciones sol. fact.	Tiempo Sol. factible (s)	Spread Risco
9,11	4,384	4,492	2.46 %	5	20	7.73 %
10	88,397	92,125	4.22 %	185	293	1.51 %
12	120,230	123,391	2.63 %	55	178	1.28 %

Tabla 4.4: Resultados Solución Lógica.

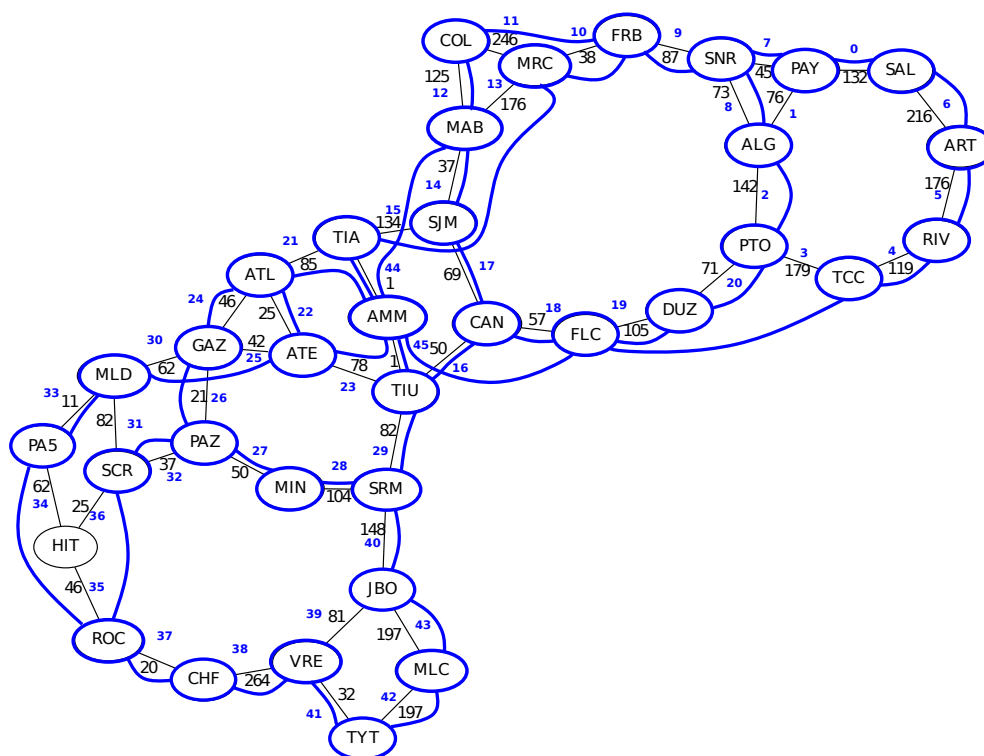


Figura 4.10: Red lógica nacional, escenario 9,11.

Para la instancia que incluía el tráfico internacional, al igual que en el trabajo de C. Riso [18] se ejecutó una fase previa donde se realizó una pre-selección de los potenciales links lógicos para evitar inestabilidades del algoritmo. Como se mencionó en la Sección 3.2 se consideró una métrica unitaria en todos los links físicos para el cálculo de los caminos mas cortos con el algoritmo de Dijkstra. Por esta razón los caminos utilizados serán aquellos que transiten la menor cantidad de saltos entre nodos de la red lógica sin tener en cuenta la distancia óptica entre ellos. Para evitar que el tráfico entre nodos de la red nacional termine transitando por links internacionales, se aumentó el costo de estos links y se eliminaron aquellos caminos entre

desde y hacia Uruguay, fruto del desarrollo del negocio del alojamiento de contenidos en los Data Centers locales, junto con distintos niveles de crecimiento para el negocio de servicios de conectividad en el resto de la región. En segundo escenario representa una demanda de tráfico medio para toda la red, el tercero muestra una demanda alta para Uruguay y residual para el resto de los países. El último escenario considera una demanda alta para todos los países donde se tiene presencia y permite manejar objetivos más ambiciosos de crecimiento o considerar plazos mayores para el desarrollo del negocio.

Es importante mencionar que los valores reales de esta demanda fueron modificados por razones de confidencialidad.

	Uruguay	Brasil	Argentina	USA
Uruguay	12,000	65,236	62,603	65,250
Brasil	65,236	82,500	58,750	215,000
Argentina	62,603	58,750	16,000	100,500
USA	65,250	215,000	100,500	25,000

Tabla 4.5: Escenario Intl-1, demanda baja para toda la red internacional (Gbps).

	Uruguay	Brasil	Argentina	USA
Uruguay	18,000	97,854	93,905	97,875
Brasil	97,854	123,750	88,125	322,500
Argentina	93,905	88,125	24,000	150,750
USA	97,875	322,500	150,750	37,500

Tabla 4.6: Escenario Intl-2, demanda media para toda la red internacional (Gbps).

	Uruguay	Brasil	Argentina	USA
Uruguay	24,000	130,472	125,206	130,500
Brasil	130,472	41,250	29,375	10,7500
Argentina	125,206	29,375	8,000	50,250
USA	130,500	107,500	50,250	12,500

Tabla 4.7: Escenario Intl-3, demanda alta para Uruguay y muy baja para el resto de los países (Gbps).

	Uruguay	Brasil	Argentina	USA
Uruguay	24,000	130,472	125,206	130,500
Brasil	130,472	165,000	117,500	430,000
Argentina	125,206	117,500	32,000	201,000
USA	130,500	430,000	201,000	50,000

Tabla 4.8: Escenario Intl-4, demanda alta para toda la red internacional (Gbps).

En la tabla 4.9 se muestran los datos de la instancia de la red internacional analizada indicando: cantidad de nodos de la red física, la cantidad de arcos entre nodos, la cantidad de caras del grafo (primal), la cantidad de caras generadas en el dual estructural, la cantidad de ciclos obtenidos de combinar los ciclos básicos (caras) del dual estructural, la cantidad de cortes que se generan a partir de las aristas paralelas del dual (generadas por aristas tandem del primal) y la cantidad de restricciones para la segunda cota. Estos dos últimos datos indican la cantidad de ecuaciones (restricciones) de los problemas que calculan la cota de congestión basada en los cortes (\mathcal{P}_1) y el que calcula la cota basada en el análisis de los escenarios de fallos de componentes de los cortes (\mathcal{P}_2).

#Nodos red física	#Aristas red física.	Caras primal	Caras dual estr.	Ciclos dual estr.	#Cortes (cota 1)	#Restricciones (cota 2)
29	40	13	18	3,088	45,314	463,772

Tabla 4.9: Datos del problema, cortes y restricciones.

Los resultados de la cota de congestión y red lógica para el escenario de la red Internacional se muestran en las Tablas 4.10 y 4.11.

Escenario	Tiempo ejec c2 (s).	Cota congestión	Bandwidth lightpaths (bB)
Intl-1	2,296	161,526	100
Intl-2	2,319	240,300	100
Intl-3	2,341	128,259	100
Intl-4	2,257	161,526	200

Tabla 4.10: Resultados del cálculo de congestiones para escenarios de red Internacional.

Esc.	Cota Congest.	Costo Sol. lógica	(L)	Spread Congestión	Iteraciones G_L fact.	T. G_L factible (s)	Iter. totales
Intl-1	161,526	191,166	59	18.35 %	80	423	3,065
Intl-2	240,300	297,969	83	24.00 %	118	786	2,095
Intl-3	128,259	165,841	62	29.30 %	56	495	1,675
Intl-4	161,526	177,317	60	9.78 %	93	464	5,902

Tabla 4.11: Resultados Solución Lógica Internacional.

En la Tabla 4.11 se observa para cada escenario el costo obtenido para la cota de congestión (problema \mathcal{P}_2), el costo de la solución lógica obtenida, la cantidad de aristas lógicas seleccionadas, la diferencia porcentual del costo obtenido respecto a la cota, las iteraciones que se realizaron hasta obtener la última solución factible analizada, el tiempo de procesamiento para obtener la solución factible y la cantidad total de iteraciones que se realizaron para obtener la solución final. Nótese que para los escenarios Intl-1 e Intl-4 se obtiene el mismo valor de congestión porque las demandas y capacidades (ancho de banda) usado para los lightpaths en uno y otro escenario guardan la misma relación (x2).

Para esta red, que no se conocen resultados previos, se obtuvieron spreads máximos y mínimos de 29.3 % y 9.8 % con respecto a la cota de congestión. Como sabemos que la solución óptima tiene un costo a lo sumo igual al de la cota de congestión consideramos muy buenos estos resultados. La mejor solución obtenida se consiguió luego de muchas iteraciones y un tiempo de cálculo superior al resto. Esto parece evidenciar la importancia de estudiar las estrategias para el congestionamiento de links en el bloque de factibilización de soluciones.

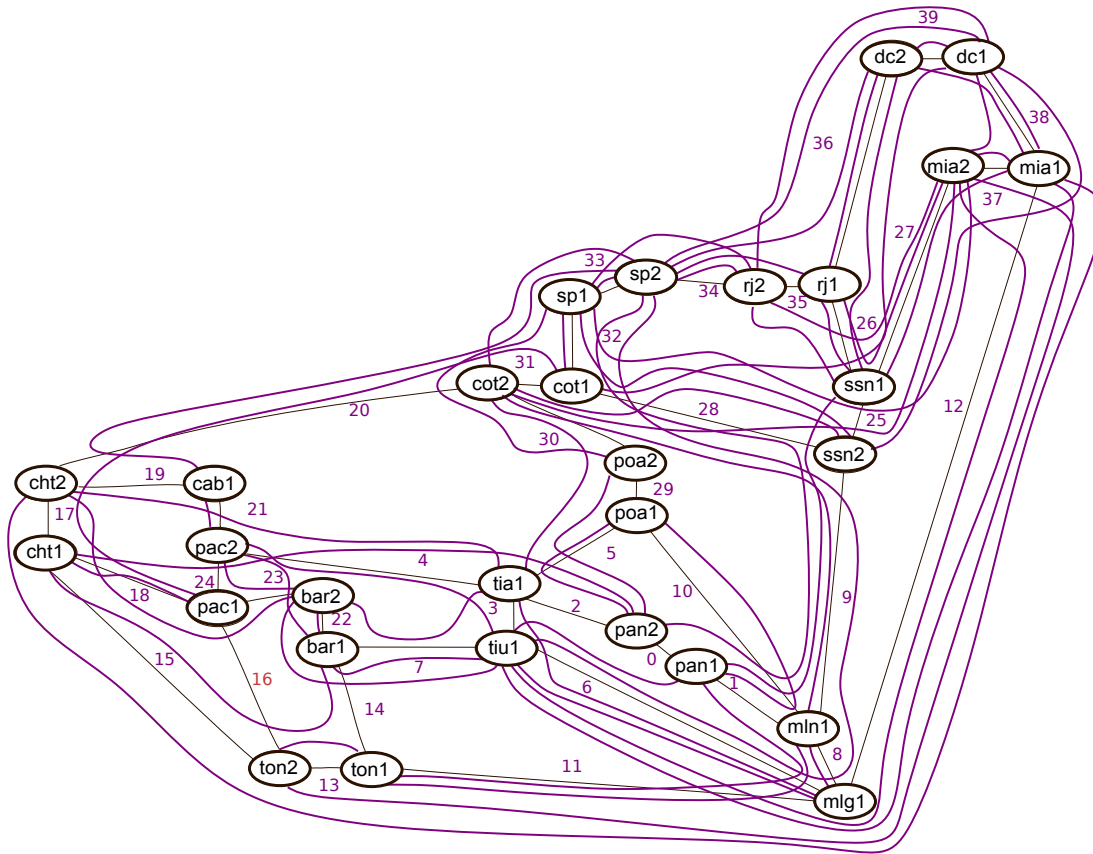


Figura 4.13: Red lógica internacional, escenario Intl-1, $b_B = 100$.

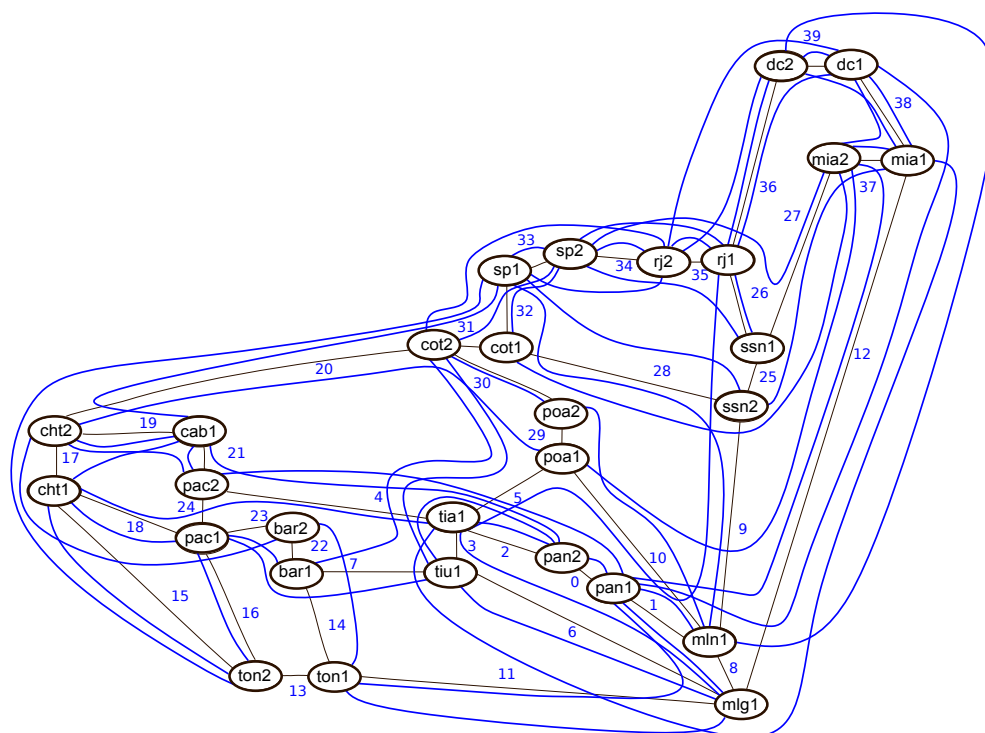


Figura 4.16: Red lógica internacional, escenario Intl-4, $b_B = 200$.

La topología de lightpaths de la solución para la red lógica se presentan en las Figuras: 4.13, 4.14, 4.15 y 4.16.

4.2.3. Análisis de soluciones de red internacional

Las soluciones para las distintas instancias tienen como objetivo minimizar el costo de transporte asociados a los lightpaths, dados por las distancias recorridas y el ancho de banda o capacidad de los mismos.

Un objetivo no tenido en cuenta en la generación de soluciones, pero de suma importancia para la calidad de los servicios que luego serán desplegados sobre la red, es el retardo experimentado por el tráfico entre los distintos puntos donde se ofrecen (nodos de la red). Este retardo, en un link implementado sobre una red óptica está dado por: la distancia física recorrida por el lightpath, las características de la fibra (índice de refracción) y en menor medida la cantidad de puntos de regeneración (efecto que con las tecnologías actuales puede ser despreciado). Si queremos evaluar por lo tanto el retardo experimentado por un flujo de tráfico entre nodos de la red lógica debemos sumar la distancia de cada link lógico recorrido por el LSP utilizado para encaminar esa demanda. Estos LSPs en el problema son encaminados utilizando una implementación del algoritmo CSPF y su despliegue se realiza en orden decreciente según

el valor de la demanda.

Para evaluar la calidad de las soluciones obtenidas podemos analizar el largo de estos LSP comparándolos con la distancia física entre los nodos, (SPF sobre la red física). Para el escenario de la red internacional intl-4 se muestra en el gráfico de la Figura 4.17 para las demandas ordenadas en orden decreciente el retardo experimentado al desplegar los LSP cuando se utiliza CSPF, SPF sobre la red lógica y SPF sobre la red física (menor distancia que podría obtener).

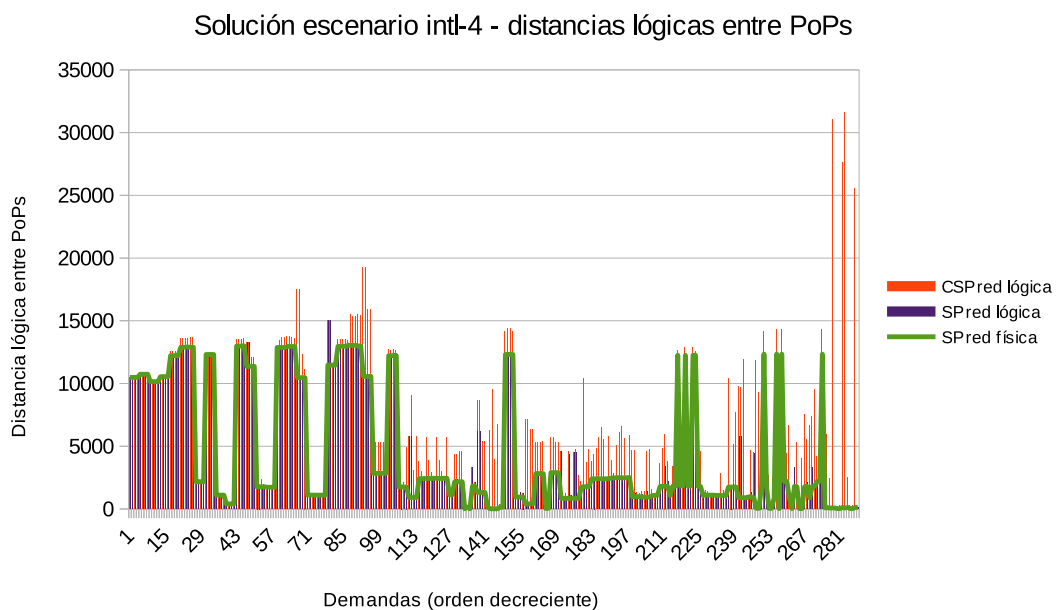


Figura 4.17: Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4.

El gráfico muestra que para la mayoría de los destinos entre pares de nodos existe un camino sobre la red lógica de muy buena calidad, puesto que no difiere casi del camino más corto sobre la red física. Cuando analizamos el camino seguido por el algoritmo con restricciones vemos una diferencia mayor donde la distancia recorrida (y el retardo experimentado) se multiplica varias veces con respecto al mínimo que podría ser conseguido, penalizando especialmente a los flujos que pertenecen a demandas pequeñas, debido a el criterio de asignación de demandas.

Analizando el resultado vemos que muchas de estas demandas corresponden al tráfico entre PoPs metropolitanos cercanos físicamente y donde en muchos casos se cuenta con infraestructura de fibras propias y un precio muy bajo de capacidad entre nodos.

Esto permite agregar con un bajo costo aristas adicionales entre estos nodos mejorando la

conectividad y ofreciendo caminos más directos para estos flujos de tráfico. Esto es mostrado en la Figura 4.18 y Figura 4.19 donde se agregaron interconexiones en topología de anillo y de mesh entre los nodos mencionados.

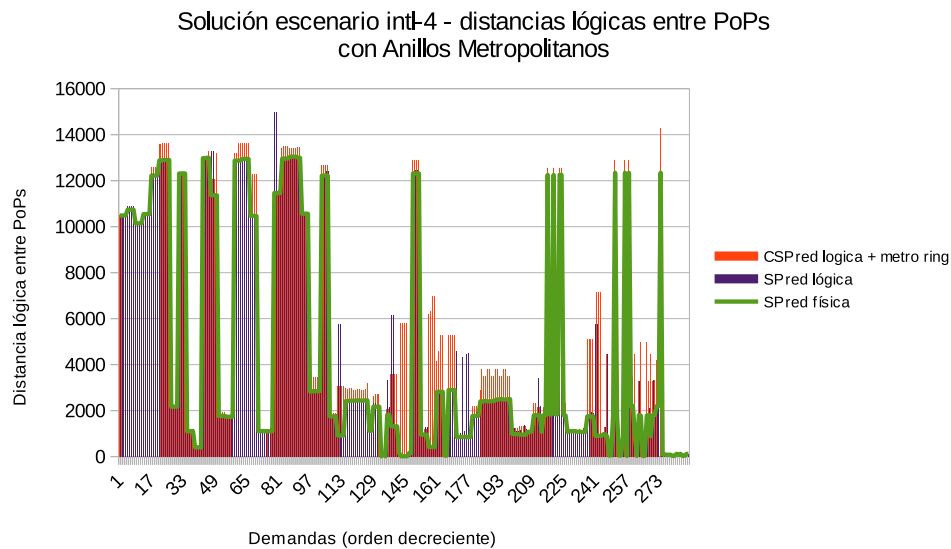


Figura 4.18: Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4, con anillos metropolitanos.

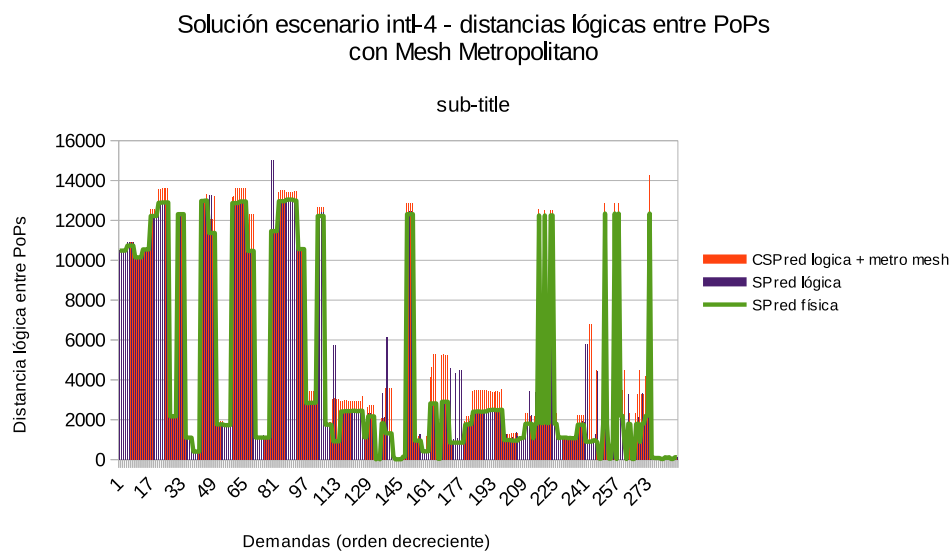


Figura 4.19: Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4, con meshes metropolitanos.

Configuración	Costo Incremental	Costo Total	Incremento
Nominal	0	177,317	0 %
Anillo	75	177,392	0.04 %
Mesh	1379	178,696	0.78 %

Tabla 4.12: Costos para escenario intl-4 nominal y escenarios metropolitanas.

En ambos casos se visualiza una mejora especialmente para las demandas entre nodos más cercanos. Los incrementos en el costo para el anillo metropolitano y el mesh son casi despreciables con un impacto muy positivo para los clientes (ver Tabla 4.12). No es tan sencillo adicionar otros links lógicos para mejorar la conectividad entre nodos separados por mayor distancias ya que el orden seguido para el encaminamiento de LSPs, no asegura que terminen siendo utilizados para mejorar la conectividad entre los puntos. Esto último puede solucionarse en conjunto con herramientas de ingeniería de tráfico construyendo LSPs dedicados para cierto tipo de tráfico (ej. usando afinidad o color de links en el CSPF).

Como aclaración final, todas estas mejoras son implementadas sobre la solución nominal por lo que un análisis más profundo debe considerar también los distintos escenarios de fallo.

4.3. Conclusiones del capítulo

Se resolvieron y analizaron en este capítulo los resultados de aplicar la heurística sobre instancias reales del operador Antel e instancias sintéticas sobre topologías cíclicas. Fue mejorado el resultado en una de las tres instancias de la red de Antel obteniéndose un spread en el costo, con respecto a la cota de congestión, de un tercio del valor anterior conocido. En las otras dos instancias si bien no se alcanzó el valor previo el resultado obtenido fue muy cercano al valor de la cota teórica de congestión, con un spread de 2.63 % y 4.22 %.

Fueron generadas y analizadas más de 1500 instancias de los problemas CYCLE-FRP-MORNDP para configuraciones de demanda n to n y n to 1. Para la primer configuración en un 12 % de los casos, el costo alcanzó el valor óptimo y en el 80 % de los casos el costo tuvo un gap menor al 50 % de ese valor. Los mejores resultados fueron obtenidos para la configuración n to 1 donde en el 60 % de los casos se alcanzó el óptimo y en el 90 % de ellos el costo tuvo un gap menor al 10 %.

Se aplicó la metodología a un nuevo problema consistente en el diseño de la red internacional del operador Antel, desconocido hasta ahora, el cual arrojó muy buenos resultados manteniéndose el costo por debajo del 30 % de la cota teórica de congestión y por debajo de un 10 % para una de las instancias analizadas.

Se analizó finalmente el resultado obtenido para esta última red desde el punto de vista de la performance de los servicios a desplegar sobre ella. En particular se analizó el retardo

que podrían experimentar los distintos flujos de red, asociados al enrutamiento de los LSP que atienden las distintas demandas y los recorridos de los lightpaths que implementan los links de la red lógica. Se introdujeron manualmente algunos links en la solución nominal, que no incrementaron en forma apreciable el costo final, pero que mejoran notablemente la performance de los servicios que serán desplegados sobre la red.

En el siguiente capítulo se analizará el trabajo en su conjunto y se presentarán algunas ideas para mejorar la metodología y contemplar aspectos tecnológicos que no fueron tenidos en cuenta en el modelado del problema y podrían ser de utilidad para el ahorro de costos por parte de otros grupos de ingeniería de red.

Capítulo 5

Conclusiones y Trabajo Futuro

Este trabajo presenta el problema de diseño de una red de telecomunicaciones multi-overlay continuando el desarrollo de una metodología, apoyada en trabajos previos, que permite la generación de soluciones de buena calidad y muy cercanas al óptimo para el problema. Entendemos valioso haber podido validar y mejorar en algunos casos, los resultados obtenidos en trabajos previos sobre redes reales de un importante operador de telecomunicaciones con presencia regional. Adicionalmente probamos la validez del modelo sobre el nuevo desarrollo de red internacional del mismo proveedor, sobre una infraestructura de última generación desplegada para atender una demanda inicial de al menos un orden de magnitud respecto a las consideradas previamente. De todas formas identificamos algunos aspectos que tienen que ver con el modelo para estos nuevos escenarios y otros que tienen que ver con las estrategias para la mejora de los algoritmos que consideramos relevantes a considerar en futuros trabajos.

5.1. Modelado del problema

Para simplificar el problema se utiliza un único valor para las capacidades de los lightpaths. La tecnología óptica actual permite el despliegue con algunas limitaciones de distancia debido principalmente a la distorsión que producen los amplificadores ópticos, de sistemas DWDM que pueden transportar en una longitud de onda además de las capacidades de 100Gbps utilizadas en este trabajo, capacidades mayores de 200Gbps y 400Gbps. La inclusión de este tipo de capacidades en el modelo para los tramos del sistema óptico subyacente que lo soportan, pueden ayudar a generar soluciones de mayor calidad y más ajustadas a las realidades tecnológicas de los operadores.

Este aspecto puede ser también contemplado soportando en el problema la generación de aristas paralelas en la red lógica. Este tipo de conexiones son utilizadas normalmente por los operadores para realizar ampliaciones de los enlaces con alta carga. Para evitar la complejidad de utilizar múltiples enlaces los operadores utilizan tecnologías de agregación de puertos que generan, agrupando interfaces de iguales características (ej. 100 Gigabit Ethernet), interfaces lógicas (*bundles*), multiplicando la velocidad de los links individuales entre los nodos.

Este tipo de conexión se realiza típicamente entre nodos locales dentro de un mismo PoP lo que permite un mayor grado de redundancia ya que permite balancear y respaldar el tráfico entre equipos locales.

5.2. Mejorando las soluciones

El costo de las soluciones que se generan en la primera iteración del bloque de Construcción se acercan a las cotas de congestión de las aristas de la red física, mientras que los lightpaths entre nodos de la red lógica utilizan el camino más corto para su despliegue. Estas soluciones para redes complejas por lo general no son factibles por lo que se definió una estrategia para factibilizarlas en base a los datos de partida del problema. La estrategia para conseguir esa factibilidad se apoya en fortalecer la conectividad entre las componentes de la red lógica que se “desconectan” cuando se agotan los recursos disponibles (capacidad de los links) en el proceso de asignación o encaminamiento de las demandas. Este mecanismo, explicado en detalle en la Sección 3.2.2 aumenta el valor de las cotas inferiores para las congestiones de los links entre estas componentes en un valor fijado en 1 para la implementación realizada.

Si bien el resultado terminó siendo satisfactorio, en algunos casos requirió de varias iteraciones para lograr generar una solución factible por lo que entendemos que pueden haber otras estrategias a explorar para esta fase que podrían acelerar el proceso generando soluciones factibles de menor costo que facilite el posterior proceso de búsqueda local. Estas estrategias pueden incluir la generación de “white” y “black lists” que limiten y/o diferencien el valor del paso de aumento para las aristas.

5.3. Nuevos objetivos y costos para el problema

Con respecto al modelado del problema y a partir del feedback obtenido por los diferentes grupos dentro del proyecto de expansión Internacional de Antel se considera interesante contemplar para futuros trabajos variables y objetivos adicionales para el problema de optimización. Uno de los aspectos a considerar son los costos, en este trabajo fueron descartados los costos asociados a la compra del equipamiento porque se consideraron menores frente a los costos de las obras civiles. Estos costos, en algunos casos cobran importancia, principalmente cuando se debe evaluar la realización de obra nueva frente a el arrendamiento de capacidades. Dentro de éstos no solo se incluye el equipamiento de iluminación (transponders y amplificadores ópticos) sino que los asociados al arrendamiento del espacio y la energía en puntos intermedios de amplificación y regeneración.

Con respecto al costo de las capacidades, al considerar una única capacidad y una infraestructura propia se manejó un único costo que dependía básicamente de la distancia. Esto no se verifica cuando se manejan capacidades arrendadas en distintos mercados (países) por lo que

es de utilidad contemplarlo.

Como se mencionó en el Capítulo 4, otros aspectos a tener en cuenta tienen que ver con minimizar algunas métricas que impactan luego a los servicios que son implementados sobre las redes lógicas, en particular mantener un retardo mínimo entre los distintos países donde se ubican los PoPs es un aspecto clave en el momento de desplegar los links lógicos que darán soporte a la red ya que es un requerimiento que se ha popularizado en el mercado, principalmente para aplicaciones de valor agregado e interconexión de infraestructura alojada en Data Centers.

Capítulo 6

Anexos

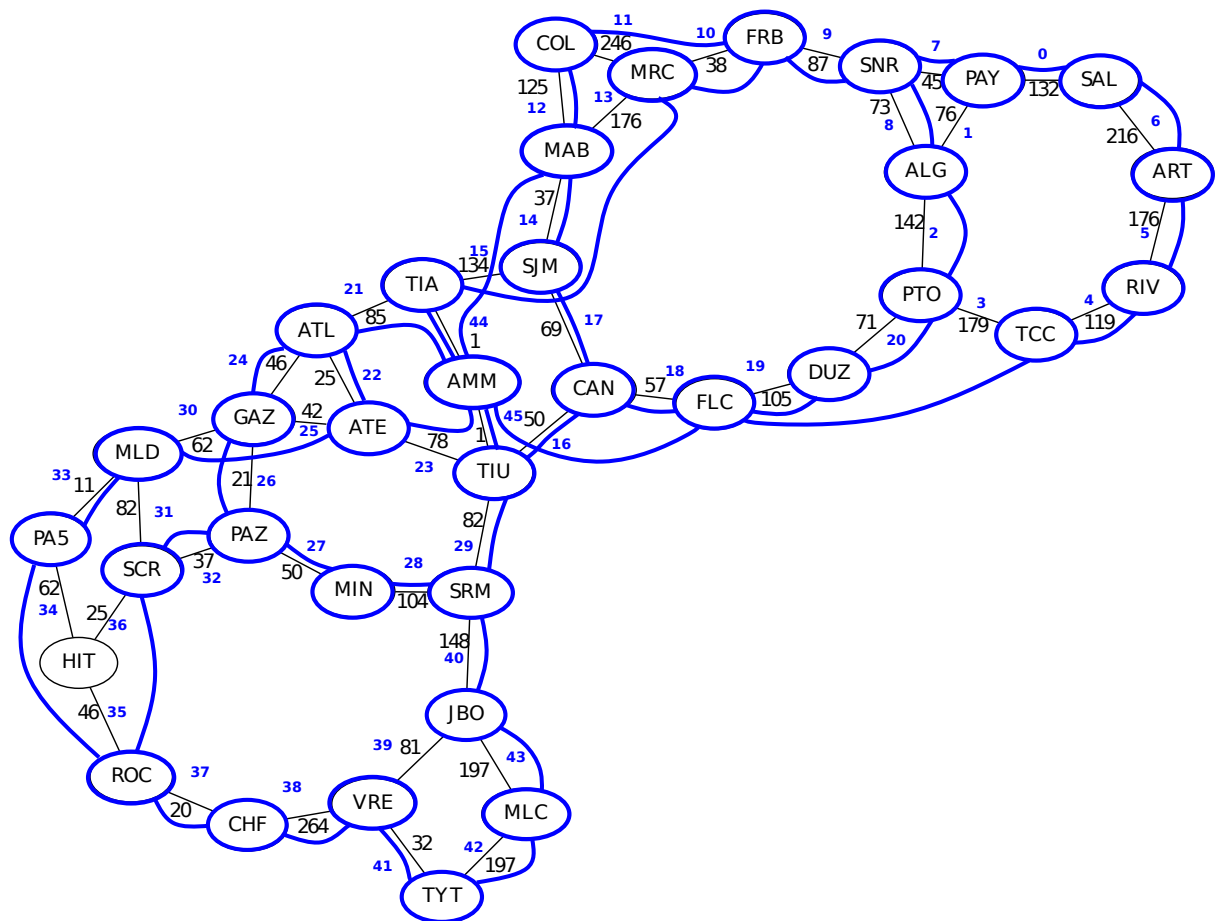


Figura 6.1: Red lógica nacional, escenario 9,11.

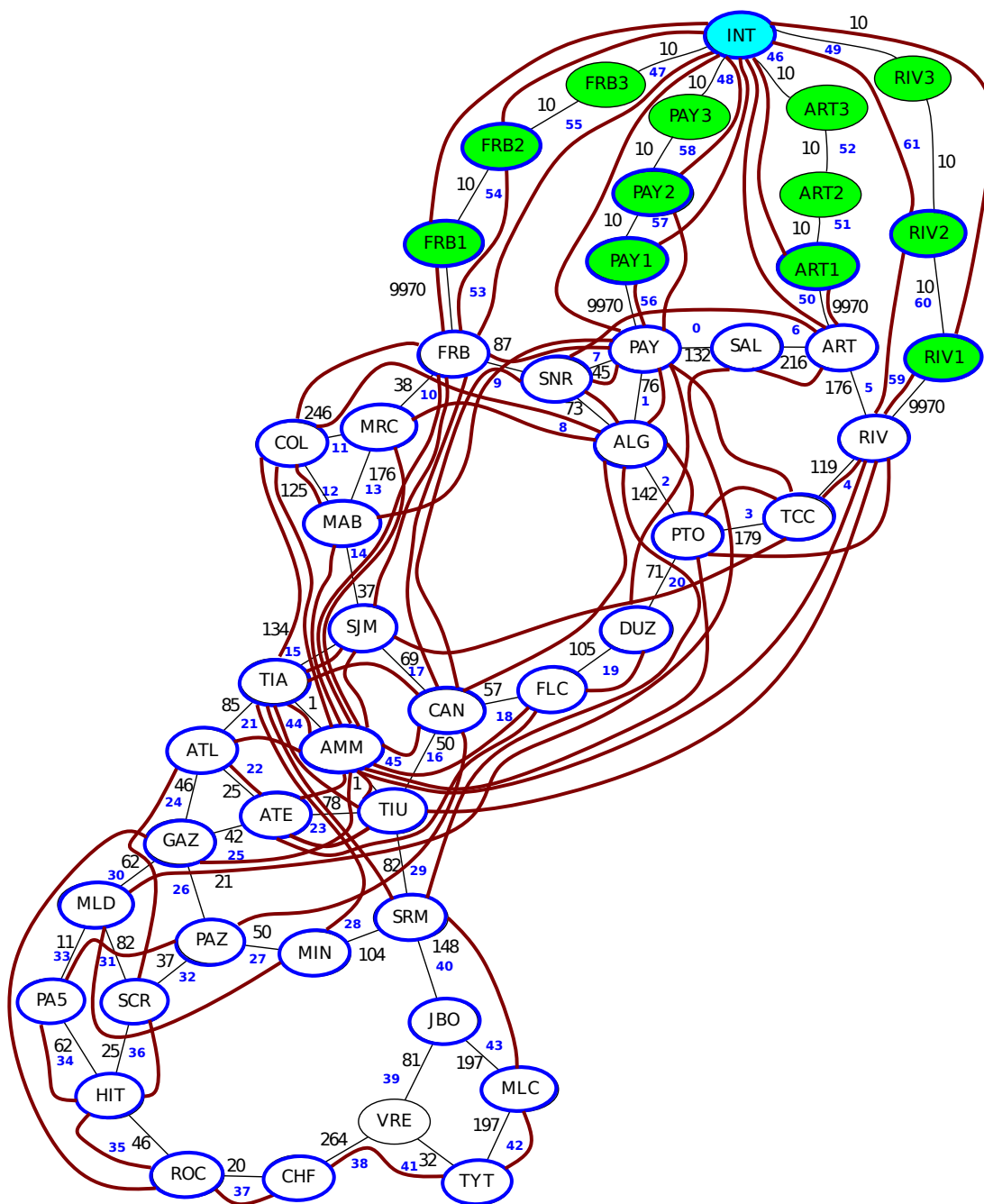


Figura 6.3: Red lógica nacional + Internet, escenario 12.

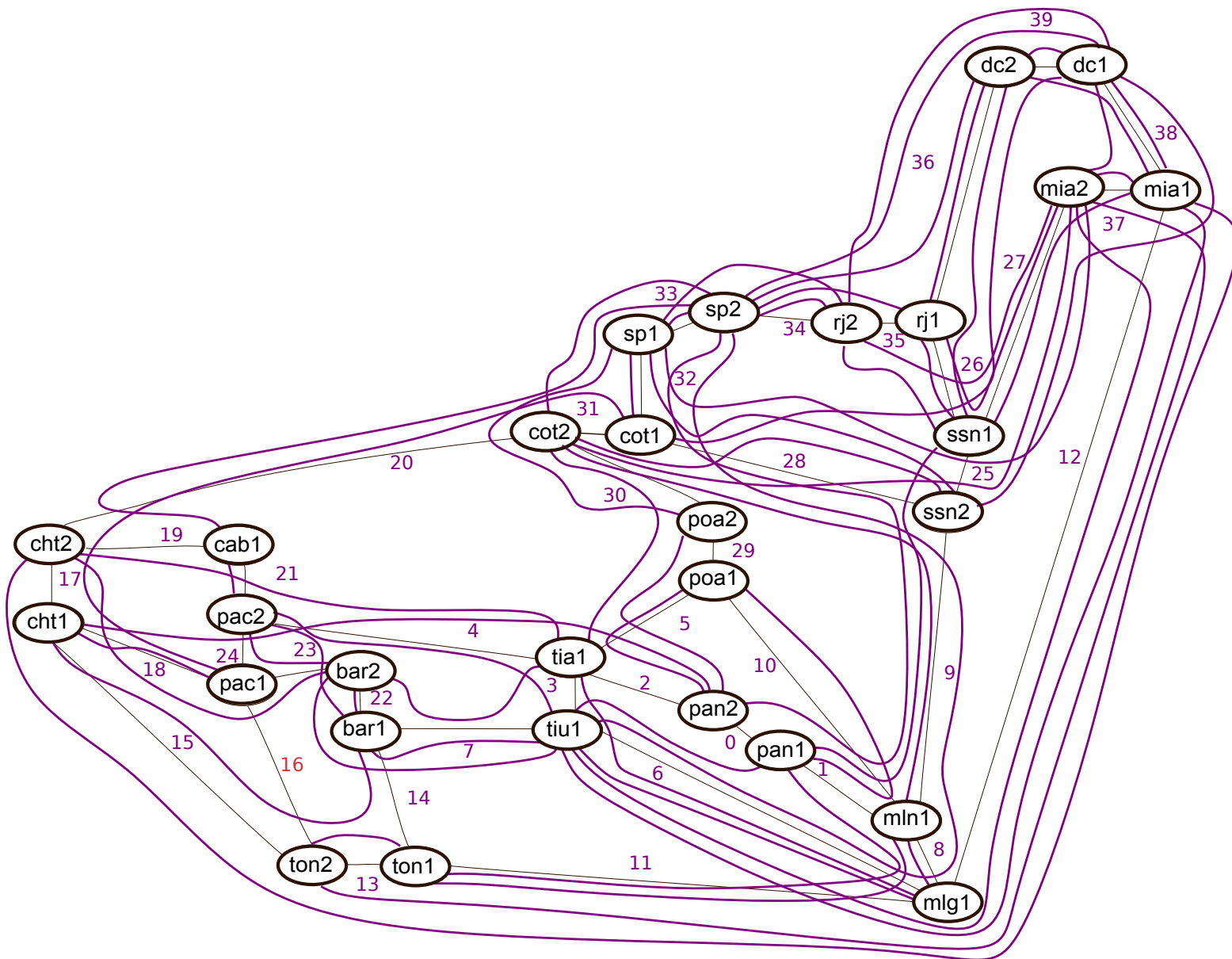


Figura 6.4: Red lógica internacional, escenario Intl-1, bajo tráfico en toda la red, $b_B = 100$.

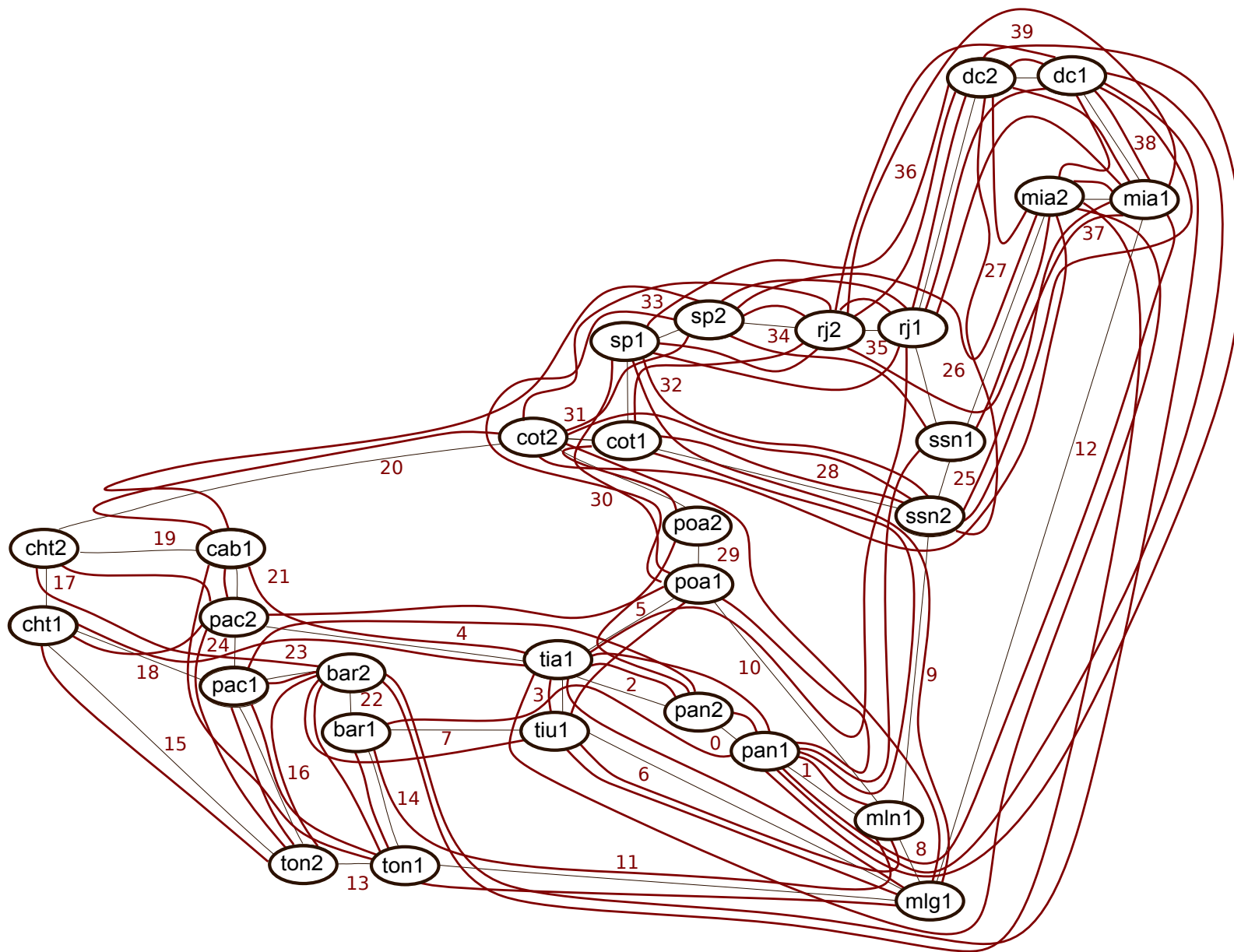


Figura 6.5: Red lógica internacional, escenario Intl-2, tráfico medio en toda la red, $b_B = 100$.

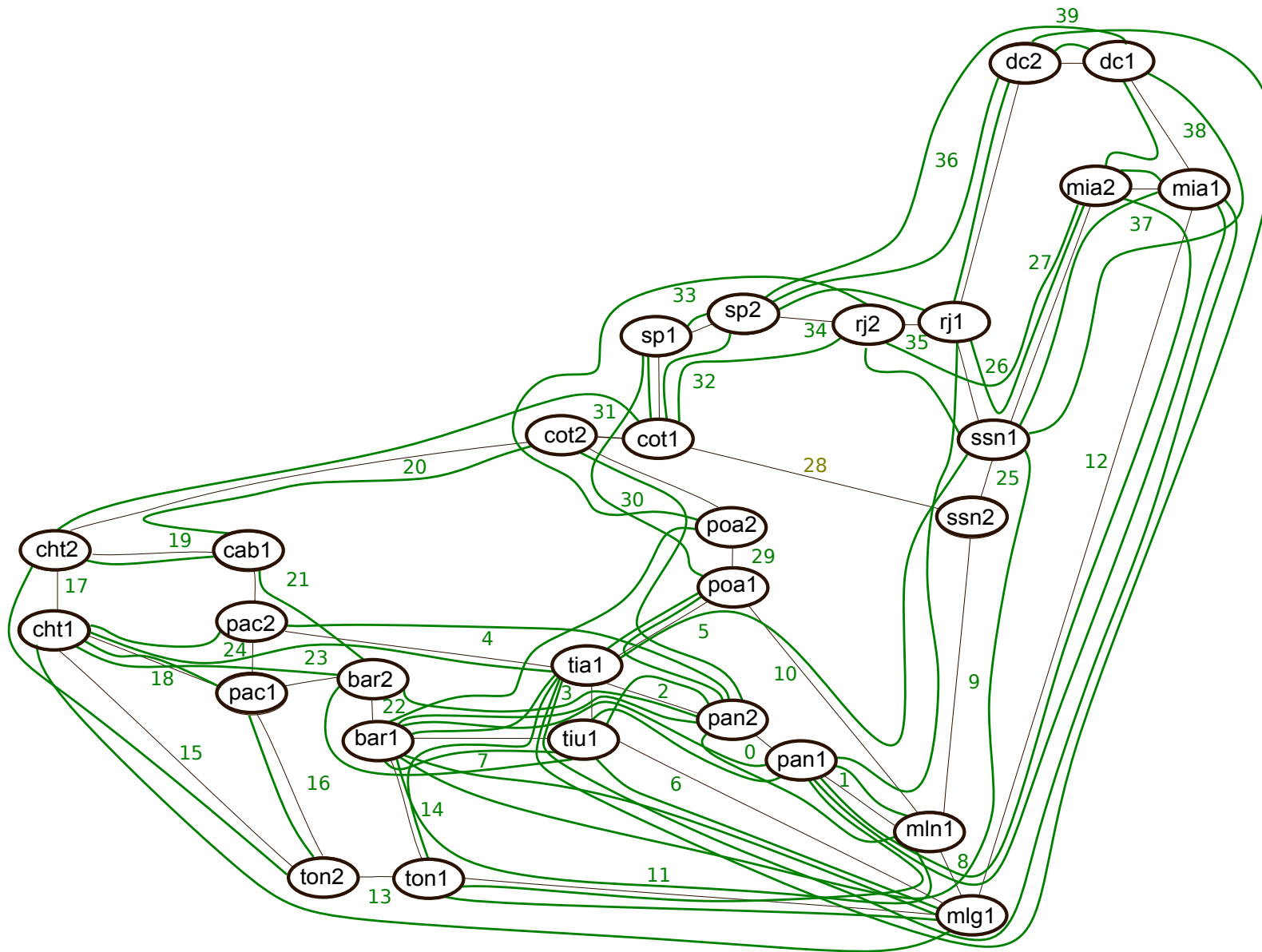


Figura 6.6: Red lógica internacional, escenario Intl-3, tráfico alto en Uruguay y bajo en el resto, $b_B = 100$.

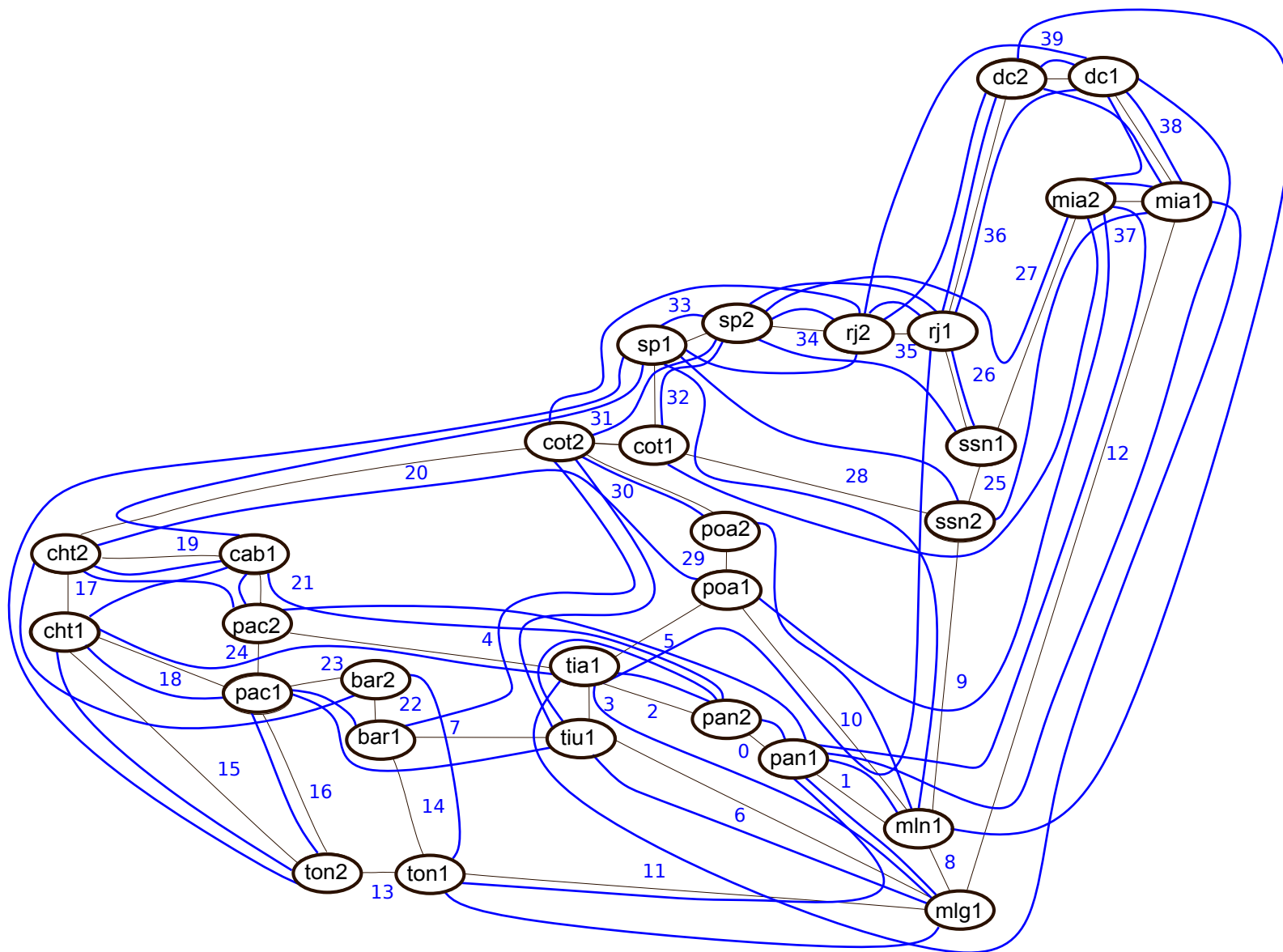


Figura 6.7: Red l3gica internacional, escenario Intl-4, tr1fico alto en toda la red, $b_B = 200$.

Bibliografía

- [1] Dimitris Alevras, Martin Grötschel, and R Wessaly. A network dimensioning tool. *Konrad-Zuse-Zentrum für Informationstechnik Berlin*, Diciembre 1996.
- [2] Mourad Baïou. *Le problème du sous-graphe Steiner 2-arête connexe: approche polédrale*. PhD thesis, PhD Thesis, Université de Rennes 1, France, 1996.
- [3] S. R. Chowdhury, S. Ayoubi, R. Ahmed, N. Shahriar, R. Boutaba, J. Mitra, and L. Liu. Multi-Layer Virtual Network Embedding. *IEEE Transactions on Network and Service Management*, 15(3):1132–1145, Sept 2018.
- [4] Beth Spellman Munson Clyde L. Monma and William R. Pulleyblank. Minimum-Weight Two-Connected Spanning Networks. *Mathematical Programming, North Holland*, 46:153–171, 1990.
- [5] F. Robledo E. Canale, C. Risso. Optimal design of an IP/MPLS over DWDM network. *Pesquisa Operacional.*, pages 34(1):3–30, 2014.
- [6] Filip Idzikowski, Sebastian Orłowski, Christian Raack, Hagen Woesner, and Adam Wolisz. Saving energy in IP-over-WDM networks by switching off line cards in low-demand scenarios. In *Proceedings of the 14th conference on Optical network design and modeling*, pages 42 – 47, 2010.
- [7] Wendy J. Myrvold John M. Boyer. On the cutting edge: simplified $O(n)$ planarity by edge addition. <http://jgaa.info/accepted/2004/BoyerMyrvold2004.8.3.pdf>. *Journal of Graph Algorithms and Applications.*, pages 8(3):241–273, 2004. [Online; último acceso: 19 de julio de 2018].
- [8] D. Dao-Jun Kan, A. Narula-Tam, and E. Modiano. Lightpath routing and capacity assignment for survivable IP-over-WDM networks. In *2009 7th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks*, pages 37–44, Oct 2009.
- [9] Iyad Katib and Deep Medhi. IP/MPLS-over-OTN-over-DWDM Multilayer Networks: An Integrated Three-Layer Capacity Optimization Model, a Heuristic, and a Study. *IEEE Transactions on Network and Service Management*, (3):240, 2012.
- [10] A. M. C. A. Koster, M. Kutschka, and C. Raack. Towards robust network design using integer linear programming techniques. Technical report, 6th EURO-NGI Conference on Next Generation Internet, June 2010.

- [11] Arie Koster and Sebastian Orlowski. Single-layer Cuts for Multi-layer Network Design Problems. In *American University of Maryland, editeur, Selected proceedings of the 9th INFORMS Telecommunications Conference*, 44:1–23, 2008.
- [12] E. Kubilinskas and M. Pióro. An IP/MPLS over WDM network design problem. *Proceedings of the Second International Network Optimization Conference INOC 2005*.
- [13] Eligijus Kubilinskas and Michal Pióro. Two design problems for the ip/mpls over wdm networks. In *5th International Workshop on Design of Reliable Communication Networks*, pages 241–248. IEEE–Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc., 2005.
- [14] J. Manchester, P. Bonenfant, and C. Newton. The evolution of transport network survivability. *IEEE Communications Magazine*, 37(8):44–51, Aug 1999.
- [15] Ulrich Menne, Christian Raack, Roland Wessály, and Daniel Kharitonov. Optimal Degree of Optical Circuit Switching in IP-over-WDM Networks. Technical Report 11-50, ZIB, Takustr. 7, 14195 Berlin, 2012.
- [16] H. Okamura and P.D. Seymour. Multicommodity flows in planar graphs. *Journal of Combinatorial Theory, Series B*, 31(1):75–81, 1981.
- [17] Sebastian Orlowski, Arie M. C. A. Koster, Christian Raack, and Roland Wessály. Two-layer Network Design by Branch-and-Cut featuring MIP-based Heuristics. Technical Report 06-47, ZIB, Takustr. 7, 14195 Berlin, 2006.
- [18] Claudio Risso. *Using GRASP and GA to design resilient and cost-effective IP/MPLS networks*. <http://www.fing.edu.uy/crisso/Thesis.pdf>. PhD thesis, Facultad de Ingeniería, Universidad de la República, Uruguay, 2014.
- [19] M. Ruiz, O. Pedrola, L. Velasco, D. Careglio, J. Fernández-Palacios, and G. Junyent. Survivable IP/MPLS-Over-WSON Multilayer Network Optimization. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 3(8):629–640, August 2011.
- [20] C. Risso T. Akagi, E. Canale. Optimal Edge Fault-Tolerant Embedding of a Star over a Cycle. *LAWCL - 7th Latin American Workshop on Cliques in Graphs*, 2016.
- [21] URSEC. Evolución del Sector de Telecomunicaciones en Uruguay. Datos Estadísticos a Diciembre 2017. <https://www.ursec.gub.uy/inicio/transparencia/informacion-estadistica-y-de-mercado/telecomunicaciones/>. Dic 2017. [Online; último acceso: 19 de octubre de 2018.].
- [22] E. Canale y C. Risso. Full Demands Optimal FRP-MORNDP Solutions over a Cycle. *Premat 2014/170*: <http://premat.fing.edu.uy/paper/2014/170.pdf>, 2014. [Online; último acceso: 19 de julio de 2018].
- [23] E. Canale y C. Risso. Optimal Edge Fault-Tolerant Bijective Embedding of a Complete Graph over a Cycle. *LAGOS'15 - 8th Latin-American Algorithms, Graphs and Optimization Symposium*, pages 90–96, 2015.

- [24] Xiaoning Zhang, Kun Li, and Lin Bian. Towards the maximum resource sharing degree for survivable IP/MPLS over WDM mesh networks. *Optical Switching and Networking*, 11:177 – 188, 2014.

Índice de figuras

1.1. Infraestructura física y equipos de transporte	13
1.2. Infraestructura IP/MPLS y capas.	14
1.3. Conexión de clientes a nodos de la red lógica	14
1.4. Modelo Multicapa de una red de Telecomunicaciones	15
1.5. Efecto en el servicio de una conmutación de un camino óptico con protección 1+1.	16
1.6. Protecciones 1+1 - SNCP/UPSR	19
1.7. Multilayer Bond	27
1.8. Contra ejemplo de la condición de bonds	28
1.9. Diagrama de bloques de la implementación GRASP.	29
1.10. Demandas 1 a n (estrella) y n a n (full-mesh) sobre un ciclo C_8	31
1.11. Soluciones para diferentes n 's y b 's con demandas full-mesh (n a n).	32
1.12. Soluciones para diferentes n 's y b 's con demandas en estrella (n a 1).	33
1.13. Solución óptima para \mathcal{K}^4 sobre \mathcal{C}^4 cuando $\hat{B} = \{3\}$	34
1.14. $G_{8,c}$ con $c = 2, 3, 4, 5, 6$ indicando con un punteado el edge eliminado.	35
2.1. Dos representaciones de un grafo planar y su dual	40
2.2. Red de prueba $G_P(V, P)$	41
2.3. Cortes $bondP$ y $bondP'$ sobre la red física.	42
2.4. Dual estructural (azul continuo) y aristas paralelas (punteadas)	45
2.5. Exclusive OR de ciclos del dual.	46
2.6. Sustitución de la arista $\{u_1, u_2\}$ de índice 1 por su paralela de índice 2.	46
2.7. Dos cotas para las congestiones.	47
2.8. Dos instancias que cumplen la condición de congestiones.	49
2.9. Configuración de instancia de Red Nacional de Antel analizada.	50
2.10. Configuración de instancia de Red Nacional de Antel + Internet.	51
3.1. Diagrama de bloques para la heurística.	56
3.2. Numeración de red física y camino lógico.	57
3.3. Aumento holguras ante falla del CSPF.	62
3.4. Resultado no deseado en el aumento de congestiones.	63
4.1. Soluciones del ALL-TO-ALL-CYCLE-FRP-MORNDP (n to n).	66
4.2. Histograma del gap resultante para el CYCLE-FRP-MORNDP (n to n).	68

4.3.	Soluciones del STAR-CYCLE-FRP-MORNDP (n to 1).	68
4.4.	Histograma del gap resultante para el CYCLE-FRP-MORNDP (n to 1).	69
4.5.	Red DWDM nacional de Antel.	71
4.6.	Conexiones internacionales año 2010.	72
4.7.	Sistemas submarinos de Antel.	73
4.8.	Red Internacional.	74
4.9.	Interconexiones en Puntos de Presencia.	75
4.10.	Red lógica nacional, escenario 9,11.	76
4.11.	Red lógica nacional + Internet, escenario 10.	77
4.12.	Red lógica nacional + Internet, escenario 12.	78
4.13.	Red lógica internacional, escenario Intl-1, $b_B = 100$.	82
4.14.	Red lógica internacional, escenario Intl-2, $b_B = 100$.	83
4.15.	Red lógica internacional, escenario Intl-3, $b_B = 100$.	83
4.16.	Red lógica internacional, escenario Intl-4, $b_B = 200$.	84
4.17.	Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4.	85
4.18.	Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4, con anillos metropolitanos.	86
4.19.	Distancias red lógica internacional, escenario Intl-4, con meshes metropolitanos.	86
6.1.	Red lógica nacional, escenario 9,11.	93
6.2.	Red lógica nacional + Internet, escenario 10.	94
6.3.	Red lógica nacional + Internet, escenario 12.	95
6.4.	Red lógica internacional, escenario Intl-1, bajo tráfico en toda la red, $b_B = 100$.	97
6.5.	Red lógica internacional, escenario Intl-2, tráfico medio en toda la red, $b_B = 100$.	98
6.6.	Red lógica internacional, escenario Intl-3, tráfico alto en Uruguay y bajo en el resto, $b_B = 100$.	99
6.7.	Red lógica internacional, escenario Intl-4, tráfico alto en toda la red, $b_B = 200$.	100

