



UNIÓN INTERNACIONAL DE TELECOMUNICACIONES

# UIT-T

SECTOR DE NORMALIZACIÓN  
DE LAS TELECOMUNICACIONES  
DE LA UIT

## E.529

(05/97)

SERIE E: EXPLOTACIÓN GENERAL DE LA RED,  
SERVICIO TELEFÓNICO, EXPLOTACIÓN DEL  
SERVICIO Y FACTORES HUMANOS

Calidad de servicio, gestión de la red e ingeniería de  
tráfico – Ingeniería de tráfico – Determinación del número  
de circuitos necesarios en explotación automática y  
semiautomática

---

**Dimensionado de redes utilizando los objetivos  
de grado de servicio de extremo a extremo**

Recomendación UIT-T E.529

(Anteriormente Recomendación del CCITT)

---

RECOMENDACIONES DE LA SERIE E DEL UIT-T

**EXPLOTACIÓN GENERAL DE LA RED, SERVICIO TELEFÓNICO, EXPLOTACIÓN DEL SERVICIO Y FACTORES HUMANOS**

|                                                                                                                              |                    |
|------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|--------------------|
| DISPOSICIONES DE LA RDSI RELATIVAS A LOS USUARIOS                                                                            | E.330–E.399        |
| <b>CALIDAD DE SERVICIO, GESTIÓN DE LA RED E INGENIERÍA DE TRÁFICO</b>                                                        |                    |
| GESTIÓN DE LA RED TELEFÓNICA INTERNACIONAL                                                                                   | E.400–E.489        |
| Estadísticas relativas al servicio internacional                                                                             | E.400–E.409        |
| Gestión de la red internacional                                                                                              | E.410–E.419        |
| Comprobación de la calidad del servicio telefónico internacional                                                             | E.420–E.489        |
| INGENIERÍA DE TRÁFICO                                                                                                        | E.490–E.799        |
| Medidas y registro del tráfico                                                                                               | E.490–E.505        |
| Previsiones del tráfico                                                                                                      | E.506–E.509        |
| Determinación del número de circuitos necesarios en explotación manual                                                       | E.510–E.519        |
| <b>Determinación del número de circuitos necesarios en explotación automática y semiautomática</b>                           | <b>E.520–E.539</b> |
| Grado de servicio                                                                                                            | E.540–E.599        |
| Definiciones                                                                                                                 | E.600–E.699        |
| Ingeniería de tráfico de RDSI                                                                                                | E.700–E.749        |
| Ingeniería de tráfico de redes móviles                                                                                       | E.750–E.799        |
| CALIDAD DE LOS SERVICIOS DE TELECOMUNICACIÓN: CONCEPTOS, MODELOS, OBJETIVOS, PLANIFICACIÓN DE LA SEGURIDAD DE FUNCIONAMIENTO | E.800–E.899        |
| Términos y definiciones relativos a la calidad de los servicios de telecomunicación                                          | E.800–E.809        |
| Modelos para los servicios de telecomunicación                                                                               | E.810–E.844        |
| Objetivos para la calidad de servicio y conceptos conexos de los servicios de telecomunicaciones                             | E.845–E.859        |
| Utilización de los objetivos de calidad de servicio para la planificación de redes de telecomunicaciones.                    | E.860–E.879        |
| Recopilación y evaluación de datos reales sobre la calidad de funcionamiento de equipos, redes y servicios                   | E.880–E.899        |

Para más información, véase la Lista de Recomendaciones del UIT-T.

## **RECOMENDACIÓN UIT-T E.529**

### **DIMENSIONADO DE REDES UTILIZANDO LOS OBJETIVOS DE GRADO DE SERVICIO DE EXTREMO A EXTREMO**

#### **Resumen**

La presente Recomendación contiene las directrices para el dimensionado de redes con conmutación de circuitos utilizando los objetivos de grado de servicio de extremo a extremo. Se describen los métodos de dimensionado de redes con encaminamiento del tráfico fijo, encaminamiento del tráfico dependiente del tiempo, encaminamiento del tráfico dependiente del estado y encaminamiento del tráfico dependiente del evento.

#### **Orígenes**

La Recomendación UIT-T E.529 ha sido preparada por la Comisión de Estudio 2 (1997-2000) del UIT-T y fue aprobada por el procedimiento de la Resolución N.º 1 de la CMNT el 26 de mayo de 1997.

## PREFACIO

La UIT (Unión Internacional de Telecomunicaciones) es el organismo especializado de las Naciones Unidas en el campo de las telecomunicaciones. El UIT-T (Sector de Normalización de las Telecomunicaciones de la UIT) es un órgano permanente de la UIT. Este órgano estudia los aspectos técnicos, de explotación y tarifarios y publica Recomendaciones sobre los mismos, con miras a la normalización de las telecomunicaciones en el plano mundial.

La Conferencia Mundial de Normalización de las Telecomunicaciones (CMNT), que se celebra cada cuatro años, establece los temas que han de estudiar las Comisiones de Estudio del UIT-T, que a su vez producen Recomendaciones sobre dichos temas.

La aprobación de Recomendaciones por los Miembros del UIT-T es el objeto del procedimiento establecido en la Resolución N.º 1 de la CMNT.

En ciertos sectores de la tecnología de la información que corresponden a la esfera de competencia del UIT-T, se preparan las normas necesarias en colaboración con la ISO y la CEI.

## NOTA

En esta Recomendación, la expresión "Administración" se utiliza para designar, en forma abreviada, tanto una administración de telecomunicaciones como una empresa de explotación reconocida de telecomunicaciones.

## PROPIEDAD INTELECTUAL

La UIT señala a la atención la posibilidad de que la utilización o aplicación de la presente Recomendación suponga el empleo de un derecho de propiedad intelectual reivindicado. La UIT no adopta ninguna posición en cuanto a la demostración, validez o aplicabilidad de los derechos de propiedad intelectual reivindicados, ya sea por los miembros de la UIT o por terceros ajenos al proceso de elaboración de Recomendaciones.

En la fecha de aprobación de la presente Recomendación, la UIT ha recibido/no ha recibido notificación de propiedad intelectual, protegida por patente, que puede ser necesaria para aplicar esta Recomendación. Sin embargo, debe señalarse a los usuarios que puede que esta información no se encuentre totalmente actualizada al respecto, por lo que se les insta encarecidamente a consultar la base de datos sobre patentes de la TSB.

© UIT 1997

Es propiedad. Ninguna parte de esta publicación puede reproducirse o utilizarse, de ninguna forma o por ningún medio, sea éste electrónico o mecánico, de fotocopia o de microfilm, sin previa autorización escrita por parte de la UIT.

# ÍNDICE

|                                                                                                                 | <i>Página</i> |
|-----------------------------------------------------------------------------------------------------------------|---------------|
| 1    Ámbito de esta Recomendación .....                                                                         | 1             |
| 2    Referencias .....                                                                                          | 1             |
| 3    Términos y definiciones .....                                                                              | 1             |
| 4    Abreviaturas .....                                                                                         | 2             |
| 5    Introducción.....                                                                                          | 3             |
| 5.1    Visión general de la explotación de la red .....                                                         | 3             |
| 5.2    Perfil de esta Recomendación .....                                                                       | 5             |
| 6    Categorías de los métodos de encaminamiento .....                                                          | 5             |
| 6.1    Métodos de encaminamiento fijo .....                                                                     | 5             |
| 6.2    Métodos de encaminamiento dependiente del tiempo.....                                                    | 6             |
| 6.3    Métodos de encaminamiento dependiente del estado .....                                                   | 6             |
| 6.4    Métodos de encaminamiento dependiente del evento .....                                                   | 7             |
| 7    Elementos del dimensionado de redes .....                                                                  | 7             |
| 8    Objetivos de GOS de extremo a extremo .....                                                                | 8             |
| 9    Modelado del tráfico ofrecido .....                                                                        | 9             |
| 9.1    Variables de tráfico .....                                                                               | 9             |
| 9.2    Modelos de variaciones de la carga de tráfico .....                                                      | 9             |
| 10   Principios de los métodos de dimensionado de redes.....                                                    | 11            |
| 10.1   Procedimiento iterativo básico .....                                                                     | 11            |
| 10.2   Principio del modelo de punto fijo .....                                                                 | 12            |
| 10.3   Utilización del coste absoluto y del coste sombra en el dimensionado de redes.....                       | 12            |
| 11   Métodos de dimensionado para redes con encaminamiento fijo .....                                           | 13            |
| 11.1   Métodos de cálculo del bloqueo.....                                                                      | 14            |
| 11.2   Determinación de las variables de diseño .....                                                           | 16            |
| 12   Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del tiempo.....                            | 16            |
| 12.1   Métodos de cálculo del bloqueo.....                                                                      | 16            |
| 12.2   Determinación de las variables de diseño .....                                                           | 16            |
| 13   Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del estado.....                            | 16            |
| 13.1   Métodos de cálculo del bloqueo.....                                                                      | 16            |
| 13.2   Determinación de las variables de diseño .....                                                           | 17            |
| 14   Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del evento .....                           | 17            |
| 14.1   Métodos de cálculo del bloqueo.....                                                                      | 17            |
| 14.2   Determinación de las variables de diseño .....                                                           | 17            |
| 15   Historia .....                                                                                             | 17            |
| 16   Bibliografía.....                                                                                          | 17            |
| Anexo A – Métodos de previsión de red y de servicio de red para redes con encaminamiento dinámico .....         | 20            |
| A.1    Introducción .....                                                                                       | 20            |
| A.2    Métodos de previsión para redes con encaminamiento alternativo dependiente del tiempo.....               | 22            |
| A.3    Métodos de previsión para redes con encaminamiento dependiente del estado y dependiente del evento ..... | 23            |
| A.4    Métodos de servicio de red .....                                                                         | 23            |

|                                                                                          | <i>Página</i> |
|------------------------------------------------------------------------------------------|---------------|
| Anexo B – Ejemplos de métodos para redes con encaminamiento dependiente del tiempo ..... | 24            |
| Anexo C – Ejemplo de método para redes con encaminamiento dependiente del estado .....   | 29            |
| C.1    Modelo de red considerado .....                                                   | 29            |
| C.2    Evaluación de las probabilidades de bloqueo .....                                 | 29            |
| C.3    Dimensionado .....                                                                | 31            |
| C.4    Extensión a las redes con encaminamiento dependiente del evento .....             | 33            |
| Anexo D – Ejemplo de método para redes con encaminamiento dependiente del evento .....   | 33            |
| D.1    Modelo de red considerado .....                                                   | 33            |
| D.2    Método de los costes absolutos .....                                              | 34            |
| D.3    Dimensionado multihora de redes utilizando los costes sombra .....                | 35            |

## DIMENSIONADO DE REDES UTILIZANDO LOS OBJETIVOS DE GRADO DE SERVICIO DE EXTREMO A EXTREMO

(Ginebra, 1997)

### 1 Ámbito de esta Recomendación

La presente Recomendación tiene por objeto proporcionar directrices para el dimensionado de redes con conmutación de circuitos que permitan al operador de la red cumplir los objetivos de grado de servicio de extremo a extremo desde el punto de vista del usuario. En la Recomendación se presentarán métodos de ingeniería de tráfico para el dimensionado de las redes. Las directrices para el dimensionado de redes desde el punto de vista del control se tratan en otras Recomendaciones de la serie E. El diseño de la red de transmisión cae fuera del ámbito de la presente Recomendación.

### 2 Referencias

Las siguientes Recomendaciones UIT-T y otras referencias contienen disposiciones que, mediante su referencia en este texto, constituyen disposiciones de la present Recomendación. Al efectuar esta publicación, estaban en vigor las ediciones indicadas. Todas las Recomendaciones y otras referencias son objeto de revisiones por lo que se preconiza que los usuarios de esta Recomendación investiguen la posibilidad de aplicar las ediciones más recientes de las Recomendaciones y otras referencias citadas a continuación. Se publica periódicamente una lista de las Recomendaciones UIT-T actualmente vigentes.

- Recomendación E.170 del CCITT (1992), *Encaminamiento del tráfico*.
- Recomendación UIT-T E.301 (1993), *Repercusión de las aplicaciones de servicios no vocales sobre la red telefónica*.
- Recomendación UIT-T E.412 (1996), *Controles de gestión de la red*.
- Recomendación E.500 del CCITT (1992), *Principios de medida de la intensidad de tráfico*.
- Recomendación UIT-T E.501 (1997), *Estimación del tráfico ofrecido en la red*.
- Recomendación E.523 del CCITT (1988), *Perfiles típicos de distribución de tráfico para corrientes de tráfico internacional*.
- Recomendación E.524 del CCITT (1992), *Aproximaciones del tráfico de desbordamiento para flujos de tráfico no aleatorios*.
- Recomendación E.525 del CCITT (1992), *Diseño de redes para controlar el grado de servicio*.
- Recomendación UIT-T E.526 (1993), *Dimensionado de haces de circuitos con servicios portadores multiintervalo y sin entradas de desbordamiento*.
- Recomendación UIT-T E.527 (1995), *Dimensionado de un haz de circuitos con servicios portadores multiintervalo y tráfico de desbordamiento*.
- Recomendación E.721 del CCITT (1991), *Parámetros y valores objetivo de grado de servicio de red para servicios con conmutación de circuitos en la RDSI en evolución*.

### 3 Términos y definiciones

En esta Recomendación se definen los términos siguientes.

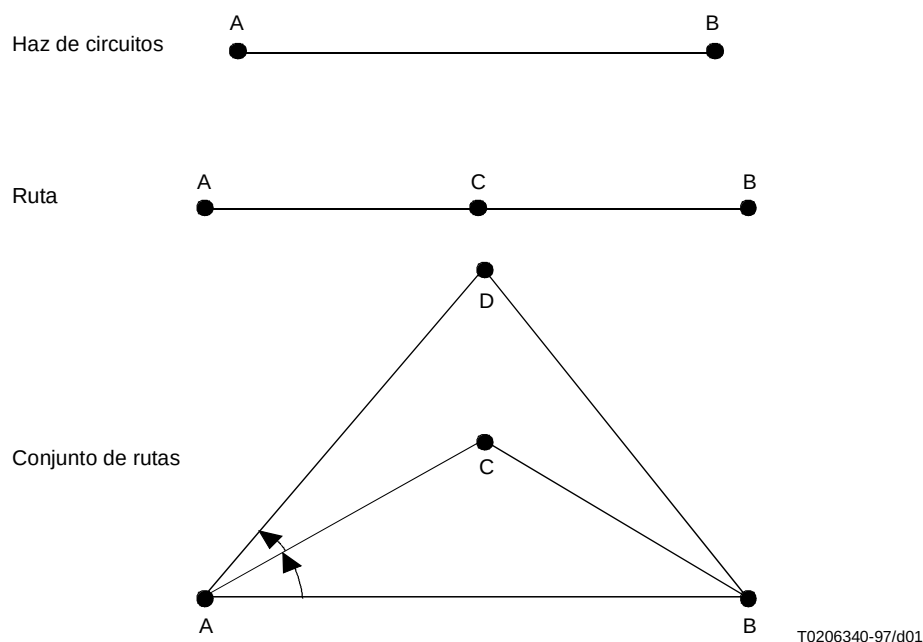
- 3.1 **nodo:** Centro de conmutación o centro de conmutación ficticio que representa una red.
- 3.2 **haz de circuitos:** Grupo de circuitos diseñado como una unidad. Véase la figura 3-1.
- 3.3 **flujo de tráfico:** Clase de llamadas con las mismas características de tráfico.
- 3.4 **par O-D:** Par nodo de origen a nodo de destino para un flujo de tráfico dado.

**3.5 GOS de extremo a extremo:** Grado de servicio (GOS) global de un flujo de tráfico cuantificado entre su par O-D definido en la red en cuestión.

**3.6 ruta:** Concatenación de haces de circuitos que proporcionan una conexión entre un par O-D. Véase la figura 3-1.

**3.7 conjunto de rutas:** Conjunto de rutas que conectan el mismo par O-D. Véase la Figura 3-1.

**3.8 esquema de encaminamiento:** Conjunto de rutas y reglas para seleccionar una ruta del conjunto para un flujo de tráfico.



**Figura 3-1/E.529 – Terminología**

## 4 Abreviaturas

En esta Recomendación se utilizan las siguientes siglas:

|         |                                                                                |
|---------|--------------------------------------------------------------------------------|
| AAR     | Encaminamiento alternativo automático ( <i>automatic alternative routing</i> ) |
| ARR     | Reencaminamiento automático ( <i>automatic rerouting</i> )                     |
| ECCS    | Cien segundos económicos de llamada ( <i>economic hundred call seconds</i> )   |
| EDR     | Encaminamiento dependiente del evento ( <i>event-dependent routing</i> )       |
| GOS     | Grado de servicio ( <i>grade of service</i> )                                  |
| LLR     | Encaminamiento menos cargado ( <i>least loaded routing</i> )                   |
| RDSI-BE | Red digital de servicios integrados de banda estrecha                          |
| RTPC    | Red telefónica pública conmutada                                               |
| SDR     | Encaminamiento dependiente del estado ( <i>state-dependent routing</i> )       |
| TDR     | Encaminamiento dependiente del tiempo ( <i>time-dependent routing</i> )        |



## 5 Introducción

Las redes RTPC y RDSI-BE soportan conexiones de portadores punto a punto conmutados y proporcionan servicios portadores por demanda. En tales redes de conmutación de circuitos, una llamada se encamina de acuerdo con las reglas de encaminamiento del tráfico utilizadas en la red desde un nodo de origen a un nodo de destino de la misma red.

En la Recomendación E.170 se describen las estructuras de encaminamiento, los esquemas de encaminamiento y la selección de rutas para el encaminamiento del tráfico. Se dispone de distintos métodos de encaminamiento del tráfico, desde métodos fijos a métodos flexibles. Los métodos de encaminamiento del tráfico, junto con la capacidad de la red y otros mecanismos de control del tráfico, tales como los métodos de protección del servicio, proporcionan un GOS de extremo a extremo para cada flujo de tráfico en la red. En la Recomendación E.525 se describen métodos de protección del servicio disponibles y se dan directrices para la aplicación de estos métodos.

El propósito de esta Recomendación es presentar métodos de dimensionado de redes que sean aplicables a redes que disponen de métodos de encaminamiento y de control del tráfico. Esta Recomendación se centra en considerar la probabilidad de bloqueo de llamadas de extremo a extremo como el parámetro GOS en el proceso de dimensionado de las redes, y en los métodos y técnicas de modelización del tráfico para el cálculo de las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo. La Recomendación se centra además en el encaminamiento no jerárquico, considerando que los criterios de GOS de extremo a extremo se aplican normalmente en el encaminamiento no jerárquico, con independencia de las arquitecturas de red. La definición de encaminamiento jerárquico y no jerárquico se da en 2.1/E.170.

En la presente versión de esta Recomendación se dan ejemplos de métodos de dimensionado de redes en las cuales se utiliza un solo esquema de encaminamiento. Los métodos de dimensionado de redes en las cuales se utilizan múltiples esquemas de encaminamiento quedan en estudio.

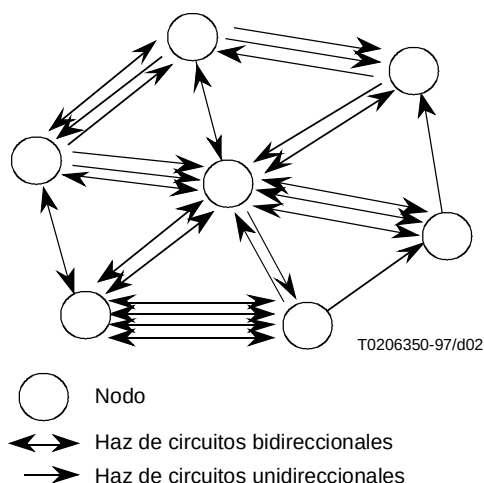
### 5.1 Visión general de la explotación de la red

A efectos de dimensionado, una red que proporciona un servicio con conmutación de circuitos se representa a menudo mediante un modelo que comprende nodos de conmutación interconectados por haces de circuitos. Un haz de circuitos puede ser del tipo de circuitos unidireccionales o bidireccionales. En la figura 5-1 se da un ejemplo de red. En la figura 5-2 se ilustra un modelo de arquitectura global de la explotación de una red. La casilla central representa una red, que puede tener distintas configuraciones, y las tablas de encaminamiento del tráfico dentro de la red. Las configuraciones de red incluyen redes de área metropolitana, redes interciudades nacionales y redes internacionales de ámbito mundial, que soportan el encaminamiento jerárquico y el no jerárquico, y combinaciones de ambos. La gestión del encaminamiento y la gestión de la red aseguran que se cumplen los objetivos de calidad de funcionamiento en todas las situaciones en que ocurran fallos y desplazamientos de la carga de tráfico, y el servicio de red y la previsión de red aseguran que el dimensionado de la red satisface los objetivos de calidad de funcionamiento con un coste mínimo. En la figura 5-2 se representan la gestión de red, el servicio de red y la previsión de red como bucles de realimentación interactivos en la red. La entrada que gobierna la red es una carga de tráfico de carácter estocástico, constituida por componentes de demanda media previsible unidos a componentes de errores de previsión y de variación de la carga desconocidos. Los controles de realimentación regulan el grado de servicio proporcionado por la red mediante los ajustes de la capacidad y del encaminamiento.

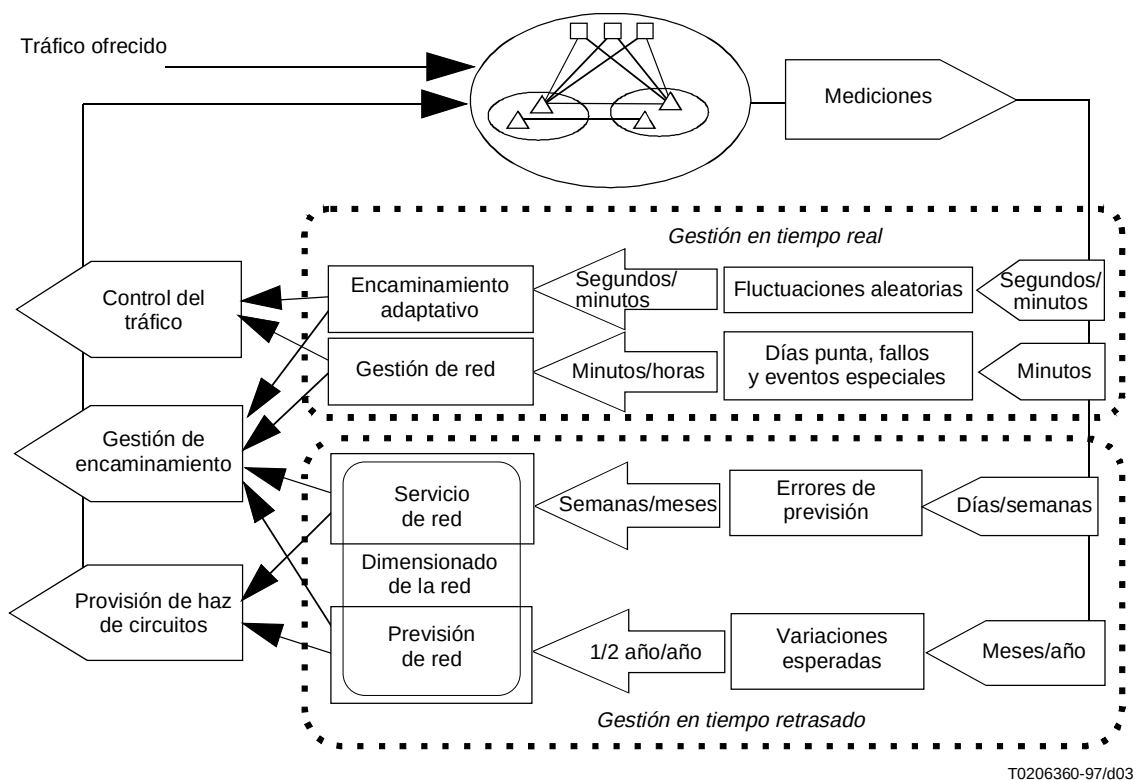
La gestión de red proporciona una supervisión en tiempo real de la calidad de funcionamiento de la red a través de la recogida y presentación visual de los datos de calidad y de tráfico en tiempo real, y permite insertar controles de tráfico, tales como bloqueos de código, espaciado de llamadas y controles de reencaminamiento, cuando las circunstancias lo aconsejan. La gestión de red permite también una gestión del encaminamiento que tenga en cuenta la capacidad proporcionada por el servicio de red y la previsión de red, y que ajuste en tiempo real los esquemas de encaminamiento cuando sea necesario para resolver los problemas que aparecen en el servicio. Los esquemas de encaminamiento actualizados se envían a los nodos de conmutación, sea directamente o a través de un sistema de gestión de encaminamiento automático.

La previsión de red tiene en cuenta la red actual y las cargas previstas en la planificación de los cambios en la red, y el servicio de red hace entonces los ajustes de encaminamiento y de tamaño de los haces de circuitos si la característica de funcionamiento de la red con las cargas reales se hace inaceptable por errores en la previsión. Los métodos de dimensionado de red están insertos principalmente en los procedimientos de servicio de red y de previsión de red, de modo que un nivel apropiado de la capacidad de haces de circuitos es determinado e implantado a través del proceso de servicio de red. El propósito principal del dimensionado de una red mediante los objetivos de GOS de extremo a extremo, es determinar la capacidad de la red, los esquemas de encaminamiento de las llamadas y otros parámetros de control del tráfico, tales como la reserva de circuitos, que cumplan unos requisitos de GOS de extremo a extremo dados, para un conjunto determinado de hipótesis de la carga de tráfico, de una manera económica. En circunstancias

excepcionales, la capacidad de haces de circuitos puede añadirse al servicio de red sobre la base del corto plazo para aliviar problemas de servicio, pero normalmente se planifica, programa y gestiona la red para un periodo de uno o más años. La estrategia de las previsiones de red, que se configura en el paso de previsión, hace mínima la reserva de capacidad mientras se mantenga un nivel aceptable de servicio de red. El modelo de la figura 5-2 ilustra la previsión de red como un proceso que predice la capacidad requerida de la red para satisfacer la demanda futura. Toma en consideración ambas, la demanda prevista, que está sujeta a error, y la red existente. Cuando trata de las incertidumbres del pronóstico, la previsión de red proporciona capacidad de red suficiente para satisfacer estas demandas con un mínimo de servicio de red. En el anexo A se describen ejemplos de métodos para la previsión de red y el servicio de red en el caso de redes de encaminamiento dinámico.



**Figura 5-1/E.529 – Ejemplo de red**



**Figura 5-2/E.529 – Arquitectura global de la explotación de la red**

## 5.2 Perfil de esta Recomendación

En la presente Recomendación se estudia el dimensionado de redes lógicas, y se ve por tanto afectada por el bucle del proceso de previsión de red. Teniendo en cuenta que la topología de la red puede determinarse tomando en consideración distintos factores entre los que se incluyen las políticas de los proveedores de red, la determinación de la topología de la red lógica cae fuera del alcance de esta Recomendación. El diseño de redes físicas, incluyendo el dimensionado de la red de transmisión, la asignación de haces de circuitos lógicos a la red de transmisión y la asignación de rutas de transmisión a las facilidades de transmisión, cae fuera del alcance de la presente Recomendación. En la cláusula 6 se da una visión general de los métodos de encaminamiento y su categorización para los trabajos de ingeniería del tráfico. En la cláusula 7 se describen los elementos de dimensionado de la red y las dificultades que aparecen en este dimensionado. En la cláusula 8 se describen los objetivos de GOS de extremo a extremo y su utilización. En la cláusula 9 se dan directrices para establecer las hipótesis de carga de tráfico. En la cláusula 10 se recogen principios aplicables a los métodos de dimensionado de redes. En las cláusulas 11 a 14 se dan métodos de cálculo de las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo en los distintos tipos de red. En el anexo A se describen ejemplos de métodos para la previsión de red y el servicio de red en el caso de redes de encaminamiento dinámico. En los anexos B a D se dan ejemplos de métodos para el dimensionado de red.

## 6 Categorías de los métodos de encaminamiento

En esta cláusula, se describen las categorías de los métodos de encaminamiento y se dan ejemplos de métodos para cada categoría. La categorización y descripción de los métodos de encaminamiento en la presente Recomendación, están basadas en la Recomendación E.170. Sin embargo, los métodos de encaminamiento descritos en esta Recomendación se aplican solamente a la ingeniería de tráfico, y se destinan a formular las características de los métodos de encaminamiento que tienen una repercusión importante en el dimensionado de las redes. No se pretende aportar una lista exhaustiva de todos los métodos de encaminamiento o especificar métodos de encaminamiento particulares.

Los esquemas de encaminamiento describen selecciones de un conjunto de rutas y reglas de selección de rutas para cada par O-D, cuando se solicita una conexión para un servicio particular. Los esquemas de encaminamiento pueden ser jerárquicos, no jerárquicos, fijos y dinámicos, y pueden utilizarse para cada uno de los múltiples servicios de la red de telecomunicaciones [CH1]. Una llamada en una red se compone de un par de canales de comunicación unidireccionales punto a punto simétricos en las direcciones hacia adelante y hacia atrás, respectivamente. Para un par O-D de la red se pueden definir uno o varios flujos de tráfico. En una red con **control de llamada progresivo**, una llamada es enviada de un nodo al siguiente, y el control de la llamada se transfiere también a este nodo. Una ruta de un nodo al nodo siguiente se compone de uno o más haces de circuitos que proporcionan una conexión entre los dos nodos. Un nodo mantendrá un conjunto de rutas para un flujo de tráfico. Se puede aplicar un esquema de encaminamiento particular a un flujo de tráfico o clase de flujos de tráfico particulares. Una ruta es la concatenación de haces de circuitos que proporcionan una conexión entre un par O-D. Como resultado del encaminamiento, una llamada puede establecerse por una ruta o quedar bloqueada por falta de recursos en la red. En una red en la cual un nodo de origen puede seleccionar una ruta para un flujo de tráfico, como ocurre en el caso de una red con **control de llamada en origen**, se mantendrán en ese nodo de origen un conjunto de rutas y una regla de selección de rutas. El conjunto de rutas y la regla de selección de rutas constituyen un patrón de encaminamiento para el flujo de tráfico. Si se utiliza retroceso (**crankback**) o reencaminamiento automático (ARR) en un nodo de tránsito, el nodo precedente puede mantener el control de las llamadas incluso si estas se encuentran bloqueadas en todas las rutas del nodo de tránsito. Utilizando una capacidad ARR de haces multicircuito, un nodo de origen puede mantener el control de las llamadas y probar todas las rutas posibles hacia el destino con secuencias fijas de rutas, por ejemplo [AS1].

### 6.1 Métodos de encaminamiento fijo

En un método de encaminamiento fijo, se fija un patrón de encaminamiento para un flujo de tráfico. Una red con encaminamiento fijo es una red en la cual se fija el patrón de encaminamiento para cada flujo de tráfico.

#### 6.1.1 Encaminamiento alternativo secuencial fijo

Este método de encaminamiento se basa en secuencias fijas de rutas. El conjunto de rutas y la secuencia de selección de rutas se determinan según una planificación previa. El encaminamiento alternativo automático (AAR) es un tipo particular de control de llamada progresivo o control de llamada en origen, en el cual un nodo que tiene más de una ruta con el nodo siguiente puede seleccionar una de ellas de acuerdo con una secuencia de selección de rutas fija. Típicamente, si existe una ruta directa al nodo siguiente, la regla de selección de rutas puede probar primero la disponibilidad de dicha ruta directa para una llamada entrante nueva. Cuando no hay capacidad suficiente para una

llamada en la última ruta de la secuencia, la llamada es bloqueada y se pierde. El encaminamiento alternativo secuencial fijo puede incorporar retroceso o reencaminamiento automático (ARR) en un nodo de tránsito, de modo que el nodo precedente puede mantener el control de las llamadas aun cuando éstas sean bloqueadas en todas las rutas del nodo de tránsito, o una capacidad de retroceso de haces multicircuito, de modo que el nodo de origen puede mantener el control de las llamadas.

### **6.1.2 Encaminamiento con compartición de la carga fija**

Este método de encaminamiento se basa en la aplicación de un conjunto fijo de proporciones, cada una de las cuales indica la proporción de llamadas encaminadas a la ruta correspondiente. Por ejemplo, una ruta puede ser asignada a una llamada entrante nueva de manera aleatoria, de acuerdo con la probabilidad de selección de rutas que refleja las proporciones. El conjunto de rutas y las proporciones se determinan según una planificación anterior. El caso más sencillo es aquél en el que se prueba solamente una ruta del conjunto de rutas para una nueva llamada entrante y, cuando la capacidad de circuitos en reposo de la ruta es insuficiente la llamada se bloquea. En este método de encaminamiento, puede utilizarse el control de llamada progresivo o el control de llamada en origen, por ejemplo [GAR].

## **6.2 Métodos de encaminamiento dependiente del tiempo**

Los métodos de encaminamiento dependiente del tiempo son un tipo de método de encaminamiento dinámico en el que los patrones de encaminamiento se modificarán a una hora fija del día (o de la semana). Estos patrones de encaminamiento dependiente del tiempo están determinados con arreglo a un plan previo, y serán introducidos de manera coherente en un periodo de tiempo por todos los nodos de la red.

### **6.2.1 Encaminamiento alternativo secuencial dependiente del tiempo**

En este método de encaminamiento, se determina previamente una secuencia de rutas para cada uno de los periodos de tiempo de un día (o semana), y se encaminan las llamadas según una secuencia de rutas fija para cada periodo de tiempo. Las secuencias de rutas pueden ser diferentes para cada periodo. Puede utilizarse capacidad de retroceso en la red para el control de las llamadas en origen. Las llamadas se bloquean cuando se encuentra ocupada una ruta de última elección para las mismas.

### **6.2.2 Encaminamiento con compartición de la carga dependiente del tiempo**

En este método de encaminamiento se determinan previamente las proporciones de la selección de rutas para cada periodo de tiempo de un día (o semana) y se encaminan las llamadas de acuerdo con la proporción fijada para cada periodo de tiempo. En este método de encaminamiento, se puede utilizar el control de llamada progresivo o el control de llamada en origen.

## **6.3 Métodos de encaminamiento dependiente del estado**

En los métodos de encaminamiento dependiente del estado los patrones de encaminamiento variarán automáticamente de acuerdo con el estado de la red. En un método de encaminamiento dependiente del estado determinado, se planifica previamente un algoritmo destinado a determinar los patrones de encaminamiento en respuesta a los cambios ocurridos en el estado de la red y se utiliza durante un periodo de tiempo largo. La información sobre el estado de la red puede recogerse en un procesador central o distribuirse a los nodos de conmutación de la misma. Puede configurarse un intercambio de información periódico o por demanda. En los métodos de encaminamiento dependiente del estado pueden utilizarse el control de llamada progresivo o el control de llamada en origen. Típicamente en los casos en que se utiliza el control de llamada progresivo, las llamadas son bloqueadas en un nodo de tránsito en el cual no se encuentra disponible un circuito hacia el nodo destino.

Todos los métodos de encaminamiento dependiente del estado utilizan el principio de encaminamiento de llamadas por la ruta de mayor disponibilidad sobre la base de la información sobre el estado de la red, empleando a menudo un método de encaminamiento menos cargado (LLR, *least loaded routing*), como describimos a continuación. En el método de encaminamiento LLR se calcula la capacidad residual de las rutas para los flujos de tráfico respectivos y, del conjunto de rutas para el flujo de tráfico, se elige la ruta con mayor capacidad residual para encaminar una nueva llamada entrante. Si no se encuentra disponible ninguna ruta con suficientes circuitos libres, la llamada es bloqueada. Esta regla de selección de ruta puede aplicarse solamente al conjunto de rutas alternativas para las llamadas que desbordan sus haces de circuitos directos de primera elección [AS3], [CAM], [CH2].

En el encaminamiento dependiente del estado de menor coste se calcula un coste bien definido de la rutas para los respectivos flujos de tráfico basándose en distintos factores, como el estado de congestión de los haces de circuitos. Para una nueva llamada entrante, se selecciona la ruta cuyo coste es mínimo dentro del conjunto de rutas disponibles para el flujo de tráfico, e inferior a un umbral determinado. Si no se encuentra esta ruta, la llamada es bloqueada [KRI]. En el

encaminamiento alternativo secuencial dependiente del estado se mide periódicamente la capacidad residual de los haces de circuitos, por ejemplo efectuando mediciones de tráfico cada cinco minutos, y se actualiza la secuencia de rutas alternativas para un flujo de tráfico basándose en la capacidad residual estimada [GAU]. Generalmente, se elige primeramente el haz de circuitos directo, si existe.

## 6.4 Métodos de encaminamiento dependiente del evento

En este método de encaminamiento, los patrones de encaminamiento se actualizarán localmente sobre la base del éxito o fracaso de las llamadas en una selección dada. En el método de encaminamiento dependiente del evento una llamada nueva se ofrece primeramente a su ruta directa, cuando ésta existe, y se encamina siempre por esta ruta si existe un circuito libre en la misma. En caso contrario, el desbordamiento del haz de circuitos directo se ofrece a una ruta alternativa seleccionada en ese momento. Si falla el establecimiento de una llamada por la ruta alternativa, la llamada es bloqueada, y a continuación se selecciona de nuevo al azar una ruta alternativa dentro de un conjunto de rutas alternativas disponibles para el flujo de tráfico. La ruta alternativa puede actualizarse aleatoriamente, como ocurre en el método de encaminamiento **sticky random routing** utilizado en el encaminamiento alternativo dinámico [KEY], o cíclicamente, en cuyo caso se selecciona la ruta siguiente en la tabla de encaminamiento. Si la llamada se ha encaminado con éxito por la ruta directa o por otras rutas alternativas no se efectúa una nueva selección de ruta alternativa.

Existen distintas reglas opcionales para reseleccionar una ruta. Un conjunto de rutas alternativas para un flujo de tráfico puede cambiarse dependiendo del tiempo a la vista de las variaciones temporales de la carga de tráfico. Este enfoque se introduce en el encaminamiento dependiente del estado y dependiente del tiempo [INO], [KAW], que combina los métodos EDR y TDR.

## 7 Elementos del dimensionado de redes

En la etapa inicial del proceso de dimensionado de una red, se construirá un modelo de red apropiado como se representa en la figura 5-1. El modelo de red que se estudiará vendrá determinado por distintos factores tales como una red existente, los requisitos de precisión del dimensionado de la red y las políticas de los operadores de red. Por ejemplo, para encontrar las configuraciones de red apropiadas y formular los requisitos de capacidad global, puede establecerse un modelo de red sencillo representando una parte de la red por un solo nodo y representando la capacidad total entre dos nodos adyacentes, o partes de la red, por un haz de circuitos único. En un modelo de red internacional, las configuraciones multicabecera de un país pueden reflejarse de esta manera, y los haces de circuitos de enlace entre las cabeceras pueden incluirse como un elemento de red, mientras que los tamaños de estos haces de circuitos de enlace pueden tratarse como una variable de diseño que depende de la práctica en el dimensionado de redes.

Como dato de partida esencial en el dimensionado de una red, el modelo de demanda de tráfico corresponderá al modelo de red derivado, y se proporcionarán los supuestos de carga de tráfico. Esto debe ser especificado para cada flujo de tráfico definido de cada par O-D en la red. Los supuestos de carga de tráfico se derivarán de las mediciones de tráfico, previsiones de tráfico, etc. Cuando un modelo de red representa una parte de la red, los flujos de tráfico de tránsito que atraviesan esta parte pueden ser tenidos en cuenta en la práctica del dimensionado de la red, y son por tanto modelados como un flujo de tráfico apropiado en el modelo de red.

En un modelo de red derivado, debe especificarse un método de encaminamiento para cada flujo de tráfico. En esta Recomendación, sin embargo, se supone que el método de encaminamiento para cada flujo de tráfico está predeterminado y no cambia durante el proceso de dimensionado de la red.

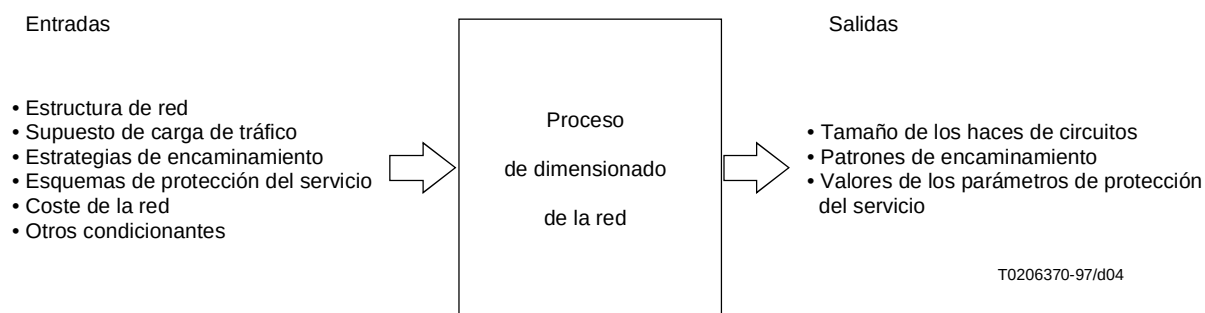
Además, se supone que el reencaminamiento automático de cada nodo y el tipo de método de protección del servicio aplicado en cada haz de circuitos han de ser especificados previamente para cada uno de los elementos de red durante la construcción del modelo de red.

En este contexto, las variables de diseño que han de determinarse en el proceso de dimensionado de la red – utilizando los objetivos de GOS de extremo a extremo – son las siguientes:

- 1) tamaño de cada haz de circuitos de la red;
- 2) patrón de encaminamiento para cada flujo de tráfico;
- 3) parámetros de control del tráfico, tales como niveles de reserva de circuitos [AKI], [STA] en cada haz de circuitos. (En la Recomendación E.525 se dan las directrices para los métodos de protección del servicio y en la Recomendación E.412 se proporciona información relativa a los métodos de control del tráfico.)

En lo que se refiere a los patrones de encaminamiento, deben determinarse en cada nodo un conjunto de rutas y una regla para seleccionar una ruta del conjunto de rutas, para cada flujo de tráfico, incluidos los flujos de tráfico de origen y los flujos de tráfico de tránsito del nodo. En la figura 7-1 se proporciona un conjunto mínimo de entradas y salidas del proceso de dimensionado de la red.

El objetivo de dimensionado de redes de esta Recomendación es determinar las variables de diseño para un supuesto dado de carga de tráfico que satisfaga un requisito de GOS de extremo a extremo también dado del modo más económico. Un ejemplo sencillo consiste en minimizar el número total de circuitos de la red que satisfaga un objetivo de GOS determinado. Enfoques más detallados tienen en cuenta los costes e ingresos en el proceso de dimensionado [LE1].



**Figura 7-1/E.529 – Entradas y salidas del proceso del dimensionado de una red**

## 8 Objetivos de GOS de extremo a extremo

La definición de probabilidad de bloqueo de extremo a extremo se da en la Recomendación E.721. Esta Recomendación se centra en el bloqueo de llamadas debido a la falta de recursos en el plano de usuario, mientras que el bloqueo debido a la falta de recursos en el plano de control cae fuera del alcance de esta Recomendación. La Recomendación E.721 proporciona los valores objetivo normalizados de las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo para conexiones locales, interurbanas e internacionales.

En el dimensionado de una red, pueden especificarse los objetivos de probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo para distintas condiciones de carga de tráfico así como para las condiciones normales. En este caso, los objetivos pueden utilizarse simultáneamente como condicionantes para encontrar la capacidad de red adecuada que satisface a todos los objetivos de la manera más económica.

En el cuadro 8-1 se la definición de "extremo a extremo" en redes internacionales, nacionales de tránsito y metropolitanas.

**Cuadro 8-1/E.529 – Definición de "extremo a extremo"**

| Red               | Definición                          |
|-------------------|-------------------------------------|
| Internacional     | Cabecera a cabecera                 |
| Tránsito nacional | Nodo de tránsito a nodo de tránsito |
| Metropolitana     | Nodo de abonado a nodo de abonado   |

## 9 Modelado del tráfico ofrecido

Al establecer un supuesto de carga de tráfico para el dimensionado de una red, debe especificarse el modelo de la demanda de tráfico. A continuación se dan elementos típicos del modelo de demanda de tráfico.

### 9.1 Variables de tráfico

La variable de tráfico más importante en la representación de un flujo de tráfico es la intensidad de tráfico expresada en erlangs. El factor de irregularidad (curtosis) de un flujo de tráfico puede incluirse como una variable de tráfico si resulta adecuado. En la RDSI-BE, la anchura de banda de una llamada en un flujo de tráfico será una variable de tráfico importante.

### 9.2 Modelos de variaciones de la carga de tráfico

En el dimensionado de una red se pueden tomar en consideración las variaciones de la carga de tráfico estimadas, tales como las sobrecargas de tráfico local y global, a fin de dimensionar una red capaz de manejar las variaciones de tráfico con niveles de GOS de extremo a extremo apropiados. En la Recomendación E.500 se define el concepto de carga normal y carga elevada, y en la Recomendación E.721 se emplea dicho concepto para especificar los valores objetivo de GOS de extremo a extremo para servicios con conmutación de circuitos en la RDSI-BE en evolución.

En el cuadro 9-1 se comparan las estrategias de encaminamiento del tráfico con respecto a:

- el diseño para acomodar las variaciones de carga de tráfico;
- la representación del tráfico para el dimensionado de la red;
- la caracterización de la selección de rutas de tráfico; y
- la caracterización de la variación del encaminamiento del tráfico [CH3].

**Cuadro 9.1/E.529 – Comparación de las estrategias de encaminamiento del tráfico**

| Método de encaminamiento                          | Variaciones del tráfico en el modelo del diseño | Representación del tráfico | Encaminamiento del tráfico           | Variación del encaminamiento del tráfico |
|---------------------------------------------------|-------------------------------------------------|----------------------------|--------------------------------------|------------------------------------------|
| Encaminamiento del tráfico fijo                   | Ninguna                                         | Una sola matriz de tráfico | Una sola matriz de rutas ordenadas   | Ninguna                                  |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del tiempo | Predecible (estacional) (horario)               | Varias matrices de tráfico | Varias matrices de rutas ordenadas   | Predeterminada                           |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del estado | Instantáneas (esperadas) (aleatorias)           | Varias matrices de tráfico | Una sola matriz de rutas disponibles | Determinada en tiempo real               |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del evento | Instantáneas (esperadas) (aleatorias)           | Varias matrices de tráfico | Una sola matriz de rutas disponibles | Determinada en tiempo real               |

Estos aspectos de las estrategias del tráfico se describen ahora con más detalle. Las variaciones de la carga de tráfico pueden clasificarse en categorías como:

- variaciones dentro de la hora;
- variaciones de una hora a otra;
- variaciones de un día a otro; y
- variaciones estacionales.

Para cada par de nodos se modela la carga para una hora determinada como un proceso aleatorio estacionario caracterizado por un valor medio y una varianza fijos (y en consecuencia por un valor fijo del coeficiente de irregularidad = varianza/valor medio). De una hora a otra, las cargas medias se modelan como si cambiaran de una manera determinística, por ejemplo de acuerdo con sus valores medios de 20 días. De un día a otro, para una hora fija, la carga media puede modelarse como una variable aleatoria que tenga una distribución gamma con un valor medio igual a la carga media de 20 días. De una estación a otra, la variación de la carga se puede modelar como un proceso

determinístico que varía con el tiempo en el procedimiento de dimensionado de la red. La componente aleatoria de la carga estacional realizada es el error previsto (igual a la carga prevista menos la carga realizada). El error previsto es tenido en cuenta en el proceso de servicio de red. En el cuadro 9-2 se resumen los tipos de modelos utilizados para representar las diferentes variaciones de tráfico en consideración:

**Cuadro 9-2/E.529 – Modelos de tráfico para variaciones de la carga**

| Variaciones del tráfico | Modelo de tráfico |
|-------------------------|-------------------|
| Dentro de la hora       | Aleatorio         |
| De una hora a otra      | Determinístico    |
| De un día a otro        | Aleatorio         |
| Estacional              | Determinístico    |

Los métodos que utilizan el factor de irregularidad en el procedimiento de dimensionado de la red tienen en cuenta la media y la varianza de las variaciones dentro de la hora de las cargas del tráfico ofrecido y del tráfico de desbordamiento. Como parte del procedimiento de dimensionado de la red, puede utilizarse el método aleatorio equivalente de Wilkinson [WIL] al dimensionar los haces de circuitos para estos dos parámetros de la carga. En la Recomendación E.524 se examinan otros métodos de modelización de las variaciones del tráfico dentro de la hora para el dimensionado de los haces de circuitos.

El diseño del patrón de encaminamiento inserto en el método de dimensionado de la red tiene en cuenta las variaciones de la carga de una hora a otra. Cuando es importante tener en cuenta la variación del tráfico durante un día, se preparará un perfil del tráfico de 24 horas para un flujo de tráfico. En la Recomendación E.523 se presenta un perfil estándar del tráfico vocal de 24 horas de la red telefónica internacional. Hay que señalar que el tráfico no vocal presenta a menudo un perfil de tráfico de 24 horas diferente del perfil del tráfico vocal, en especial en las redes donde las diferencias de zonas horarias producen crestas de tráfico vocal y no vocal en momentos diferentes. En la Recomendación E.301 se presenta un perfil estándar de tráfico no vocal de 24 horas. Los perfiles de tráfico horario presentan una no coincidencia de las horas cargadas de los flujos de tráfico de la red. Para obtener una reducción de circuitos aprovechando la no coincidencia de las horas cargadas de la red, deben estudiarse los perfiles del tráfico horario o apropiadamente especificados.

Para incorporar las variaciones de un día a otro en el procedimiento de dimensionado de la red se puede utilizar una técnica de carga equivalente que modele cada par de nodos en la red como un haz de circuitos de equivalente dimensionado para el objetivo de GOS. Sobre la base de las técnicas de ingeniería de tráfico de Neal-Wilkinson [HIL], [WIL], el número de circuitos  $N$  requeridos en el haz de circuitos equivalente para satisfacer el GOS requerido para la carga prevista  $R$ , con su factor de irregularidad especificado  $Z$  y nivel especificado de variación de un día a otro  $\phi$ , viene dado por:

$$N = \text{TRKRQS}(R, \phi, Z, \text{GOS}) \quad (9-1)$$

donde GOS es la probabilidad de bloqueo de llamadas de extremo a extremo requerida, y TRKRQS una función que establece la correspondencia de  $R$ ,  $\phi$ ,  $Z$  y GOS con el requisito de  $N$  circuitos del haz.

Manteniendo fijos el factor de irregularidad especificado  $Z$  y el número calculado de circuitos calculado  $N$ , calculamos qué carga superior  $r$  requiere  $N$  circuitos para cumplir el objetivo GOS de acuerdo con la siguiente ecuación si la carga prevista no ha experimentado variaciones de un día a otro:

$$N = \text{TRKRQS}(r, 0, Z, \text{GOS}) \quad (9-2)$$

donde  $\phi = 0$  significa que no hay variación de un día a otro. La carga equivalente  $r$  produce entonces el mismo número equivalente de circuitos  $N$  cuando se dimensiona para el mismo nivel del factor de irregularidad pero en ausencia de variaciones de un día a otro.

El dimensionado de la red y el proceso de gestión del encaminamiento incorporan los componentes aleatorios de las variaciones estacionales (es decir, errores de previsión) en los procedimientos. Cuando se encuentran en la práctica algunos bloqueos de extremo a extremo que son mayores que sus valores objetivo, se introducen cambios de encaminamiento y/o se implementan circuitos adicionales para restaurar el bloqueo de la red a su nivel objetivo. A menudo los circuitos no se desconectan en el proceso de servicio de red, aun cuando los errores de previsión de la carga



lo permitirían sin que se produjera una degradación del servicio. Como consecuencia, el proceso permite que la red disponga de una cierta reserva o capacidad de circuitos en reposo, incluso cuando el error de previsión permanece sin variación [FRA].

En principio, se pueden considerar múltiples matrices de tráfico, cada una de las cuales refleja una combinación posible de variaciones del tráfico de los pares O-D, para dimensionar una red o para comprobar si una red resultante dispone de una calidad de funcionamiento suficiente frente a las variaciones del tráfico.

## 10 Principios de los métodos de dimensionado de redes

En el cuadro 10-1 hacemos un resumen de los métodos de dimensionado de redes examinados en esta cláusula. Los métodos de encaminamiento enumerados no son ejemplos recomendados específicamente.

**Cuadro 10-1/E.529 – Métodos de dimensionado de redes**

| <b>Método de encaminamiento</b>                   | <b>Ejemplos</b>                                                                                                                  | <b>Método de dimensionado de redes</b>                                                                                                                                 |
|---------------------------------------------------|----------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|
| Encaminamiento del tráfico fijo                   | Fijo jerárquico<br>Fijo no jerárquico                                                                                            | Haz de circuitos de gran utilización – ECCS de Truitt [TRU]<br>Haz de circuitos finales – Neal/Wilkinson [HIL], [WIL]<br>Modelo de diseño unificado [AS1], [AS2], etc. |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del tiempo | Encaminamiento dinámico no jerárquico, etc.                                                                                      | Dimensionado multihora [EIS]<br>Modelo estocástico multiperiodo [KAS]<br>Modelo de diseño unificado [AS1], [AS2], [KRI], etc.                                          |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del estado | Encaminamiento controlado dinámicamente<br>Encaminamiento de red en tiempo real<br>Encaminamiento dinámico – cinco minutos, etc. | Modelo de diseño DCR [REG], [BNR]<br>Modelo de diseño unificado [AS4]<br>Modelo de flujo de tráfico [AS5], etc.                                                        |
| Encaminamiento del tráfico dependiente del evento | Encaminamiento dinámico alternativo – encaminamiento dependiente del estado y del tiempo, etc.                                   | Modelo de diseño DAR [KEY]<br>Modelo de diseño STR [KAW], etc.                                                                                                         |

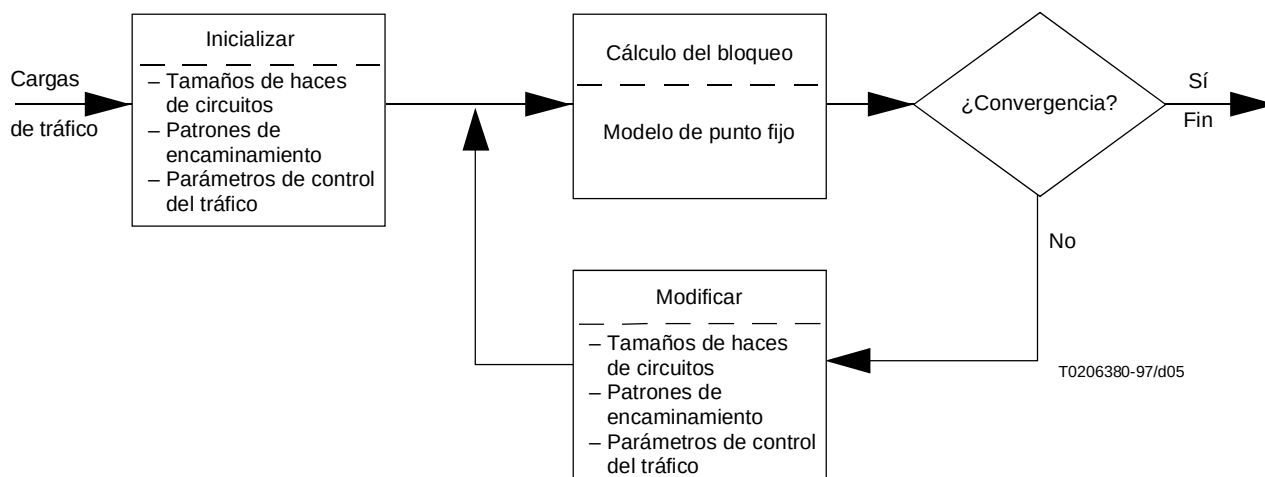
### 10.1 Procedimiento iterativo básico

Para encontrar un conjunto óptimo de tamaños de haces de circuitos, patrones de encaminamiento y parámetros de control del tráfico de una red, se utiliza a menudo un procedimiento iterativo. El procedimiento iterativo básico ilustrado en la figura 10-1 es el siguiente:

- Paso 1) Establecimiento de un conjunto inicial de tamaños de haces de circuitos, patrones de encaminamiento y parámetros de control del tráfico de la red.
- Paso 2) Cálculo de las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo para todos los flujos de tráfico a fin de comprobar si determinados objetivos de GOS se satisfacen en su totalidad.
- Paso 3) Modificación de los tamaños de haces de circuitos, patrones de encaminamiento y parámetros de control del tráfico actuales de una manera apropiada hasta que se alcance una solución óptima que satisfaga los objetivos de GOS.

En este procedimiento de dimensionado de redes, el paso 2) juega un papel importante desde el punto de vista de la ingeniería de tráfico. Para calcular las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo puede efectuarse un análisis del ámbito estado de la red, y pueden derivarse las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo a partir de la distribución de probabilidades de estado. Adviértase que, en un caso sencillo, la distribución de probabilidades de estado de la red puede tener una solución en forma de producto. En general, sin embargo, no siempre se dispone de la solución de la red en forma de producto y, por consiguiente, se utilizan normalmente métodos aproximados para el cálculo de las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo. Un principio común de los métodos disponibles y empleados ampliamente en la práctica es la técnica del modelo de punto fijo (o la aproximación de carga reducida). A continuación se describe el principio del modelo de punto fijo, y se presentan ejemplos de aplicaciones de dicho principio en los métodos de encaminamiento de llamada de la cláusula 6 anterior. Todos los métodos se destinan a aplicaciones de dimensionado de redes.

En el dimensionado de una red se supone a menudo que no existe bloqueo de llamadas en los nodos, y que el tiempo de establecimiento de la llamada es despreciable.



**Figura 10-1/E.529 – Procedimiento iterativo básico de tres pasos**

## 10.2 Principio del modelo de punto fijo

El modelo de punto fijo, por ejemplo [KAT], [KE1], [WHI] y [WON] es una técnica de descomposición de sistemas que produce una aproximación de los valores de calidad de funcionamiento de la red y se utiliza normalmente para tratar los problemas de dimensionado de redes en la ingeniería de tráfico. El principio de esta técnica consiste en descomponer la red en haces de circuitos individuales, analizar los haces de circuitos separadamente y obtener entonces las medidas de calidad de funcionamiento objetivo de la red a partir de las medidas de calidad de funcionamiento de los componentes, esto es, de los haces de circuitos. La técnica se basa en los dos supuestos siguientes.

El primer supuesto es la independencia de los haces de circuitos. Se supone que los haces de circuitos en la red son estadísticamente independientes, es decir, eventos como la aceptación y el rechazo de llamadas en una haz de circuitos ocurren independientemente de los eventos en los otros haces de circuitos de la red. Basándose en este supuesto, la red se descompone en haces de circuitos hipotéticamente independientes.

El segundo supuesto es que las llamadas llegan a un haz de circuitos producto de la descomposición anterior con una tasa de llegada hipotética. La tasa hipotética de llegada se obtiene a partir de las características de tráfico de las llamadas, las características de tráfico de otros haces de circuitos (por ejemplo, probabilidades de bloqueo de llamadas de haces de circuitos y distribuciones de estado de haces de circuitos) y de los patrones de encaminamiento. Las características de tráfico de cada haz de circuitos se analizan utilizando la tasa de llegada hipotética de llamadas asociada con el haz de circuitos. En algunos casos, el tráfico hipotético ofrecido a los haces de circuitos puede modelarse mediante una tasa de llegada dependiente del estado. Pueden calcularse los factores de irregularidad (curtosis) del tráfico de desbordamiento de un haz de circuitos, y utilizarse como un parámetro para caracterizar el tráfico hipotético ofrecido a otro haz de circuitos.

Puesto que la característica de tráfico de un haz de circuitos se relaciona con las de cada uno de los otros haces vía los flujos de tráfico ficticio, se utiliza un procedimiento iterativo para calcular la característica de tráfico de los haces de circuitos. Puede haber distintas técnicas alternativas de cálculo numérico para configurar el procedimiento de iteración. Estas alternativas pueden tener características diferentes con respecto a la convergencia. Este asunto, sin embargo, cae fuera del ámbito de esta Recomendación. Hay que señalar que la convergencia del procedimiento iterativo no está garantizada, aunque se producirá en muchos casos prácticos.

Los métodos de cálculo presentados como ejemplos en las siguientes subcláusulas se basan en la técnica del modelo de punto fijo.

## 10.3 Utilización del coste absoluto y del coste sombra en el dimensionado de redes

### 10.3.1 Las nociones de coste absoluto y coste sombra

La ingeniería de tráfico utiliza indicadores de los haces de circuitos como la ocupación, el bloqueo o el tráfico rechazado. Los métodos de optimización de la red introducen indicadores como el desbordamiento marginal de un haz de circuitos, que es la variación del desbordamiento correspondiente a una variación de la capacidad. Se ha demostrado la importancia de otros indicadores: el coste absoluto y el coste sombra [KE2].

Estos costes miden el efecto que produce una variación en el tráfico ofrecido y en la capacidad de un haz de circuitos sobre el grado de servicio, desde el punto de vista de la red total. El cálculo del coste absoluto y del coste sombra supone que se asigna un valor a cada unidad de tráfico, en erlangs ofrecidos a cada flujo de tráfico, y que este valor puede, bien representar directamente ingresos que son recogidos sirviendo el tráfico ofrecido en la red, o bien ingresos virtuales que se integran en los valores de los requisitos del grado de servicio. El coste absoluto de un haz de circuitos se define entonces como la variación del ingreso total producida por la red debido a una variación infinitesimal del tráfico ofrecido al haz de circuitos. El coste sombra se define como la variación del ingreso total producida por la red debido a una variación infinitesimal del tamaño de un haz de circuitos y a una variación infinitesimal del valor de un parámetro de control del tráfico, como la reserva de circuitos. Esta información derivada se utiliza en un proceso de optimización de la red para determinar los tamaños de los haces de circuitos con un método de encaminamiento determinado, al objeto de maximizar los ingresos totales definidos de la red.

Los resultados obtenidos [KE2] han mostrado que los costes absolutos y los costes sombra son la solución de un sistema de ecuaciones lineales, y que su cálculo para todos los haces de circuitos de una red presenta una complejidad similar a la del cálculo del bloqueo. Esto significa que pueden utilizarse para el dimensionado de la gestión y la explotación de la red.

Los costes absolutos y los costes sombra son indicadores particularmente adecuados al servicio de red y el dimensionado de red. Los costes sombra indican los haces de circuitos para los que es más beneficioso ampliar la capacidad y aquellos en los que la capacidad puede reducirse sin perturbar la calidad de funcionamiento de la red, teniendo en cuenta todos los efectos producidos por estas variaciones. Para determinar en que medida se debe variar la capacidad, se han desarrollado ampliaciones a los resultados Kelly que tienen en cuenta la ampliación de la modularidad, lo que proporciona comparaciones directas entre los costes de inversión y la ganancia de tráfico haz por haz de circuitos [TIB]. También puede utilizarse este método para los estudios de ampliación de haces de circuitos en el servicio de red o en los algoritmos de optimización. La estructura de una red es inmaterial y solamente interviene en el cálculo de los costes absolutos y los costes sombra, y no en su utilización para el dimensionado. El método puede procesar una demanda de tráfico expresada en forma multimatricial.

Se ha demostrado que los costes absolutos y los costes sombra, aunque no hayan sido introducidos de antemano, son importantes para resolver el problema de maximizar la diferencia entre los ingresos y los costes de inversión, bajo las restricciones de GOS. La ventaja de este método consiste en que establece un enlace formal entre el ingreso asociado con los flujos y las restricciones de GOS [G11].

Los costes absolutos y los costes sombra pueden también utilizarse para optimizar la relación de compartición de carga en el contexto del encaminamiento adaptativo. Ellos intervienen entonces en dos momentos diferentes: en el algoritmo para el cálculo en tiempo real de los parámetros de compartición de carga del control de encaminamiento, y en el algoritmo de dimensionado de red requerido para el servicio de red y la planificación de red [CHI].

### **10.3.2 Procedimiento iterativo que utiliza los costes absolutos y los costes sombra**

Pueden imponerse límites al grado de servicio aceptable seleccionando un valor apropiado de ingreso unitario por unidad de tráfico cursada de los flujos, e integrándolo en el esquema de maximización de ingresos. En particular, a continuación se da un procedimiento básico para imponer los límites de grado de servicio [KEY]:

- 1) Dimensionar la red sin las restricciones de GOS.
- 2) Si las condiciones de GOS son violadas por flujos particulares, poner la unidad de ingresos de estos flujos a 1 y el resto a 0.
- 3) Ampliar la red con los nuevos costes sombra resultantes hasta que se satisfagan todas las exigencias de GOS.

De acuerdo con este método, el procedimiento iterativo básico para el dimensionado de la red descrito en 10.1 se modifica como sigue: en el paso 2), se realiza conjuntamente el cálculo de las probabilidades del bloqueo de llamadas de extremo a extremo y de los costes absolutos y los costes sombra; y el paso 3) implica aplicar la iteratividad al procedimiento completo señalado en 1) a 3) anteriormente.

## **11 Métodos de dimensionado para redes con encaminamiento fijo**

Para el dimensionado de una red con encaminamiento fijo, se partirá de una hipótesis de carga de tráfico en la hora cargada, y se especificarán los objetivos de GOS correspondientes a la carga de tráfico en la hora cargada. En la Recomendación E.501 se define el principio para la determinación de la carga de tráfico en la hora cargada. Si existen importantes faltas de coincidencia de las horas cargadas entre los flujos de tráfico en la red, se obtendrán los perfiles de 24 horas de los flujos de tráfico mediante mediciones y se utilizarán en el dimensionado de la red, mientras que los patrones de encaminamiento permanecen fijos. Cuando se utilizan perfiles de tráfico de 24 horas, se calculan las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo para cada hora, salvo para las horas en que la carga de tráfico es despreciable a efectos de dimensionado de la red.

## 11.1 Métodos de cálculo del bloqueo

### 11.1.1 Método de cálculo del bloqueo para el encaminamiento alternativo secuencial fijo

Consideremos una red en la cual se utiliza en cada nodo el método de encaminamiento alternativo secuencial fijo establecido en 6.2, y en la cual los nodos pueden tener capacidad de retroceso. Para simplificar la presentación, supondremos que la ruta directa se utiliza como primera elección y que como ruta alternativa solamente se utilizan rutas de dos haces de circuitos. La extensión del método presentado a continuación al caso más general de rutas de múltiples haces de circuitos es sencilla. Se supone además que cada llamada se establece utilizando un circuito único en cada haz de circuitos a lo largo de la ruta de la llamada. Se emplea la siguiente notación:

|                      |   |                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                    |
|----------------------|---|--------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|
| L                    | = | número de haces de circuitos;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                      |
| S                    | = | número de flujos de tráfico;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                       |
| N <sub>j</sub>       | = | número de circuitos en la haz de circuitos j;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                      |
| ruta sp              | = | ruta p-ésima para el flujo de tráfico s;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                           |
| P <sub>s</sub>       | = | número de rutas disponibles para el flujo de tráfico s;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                            |
| haz de circuitos spk | = | haz de circuitos k-ésimo de la ruta p para el flujo de tráfico s; k = 1 ó 2, puesto que solamente se consideran las rutas de 1 haz de circuitos o de 2 haces de circuitos (la ampliación a rutas de n haces de circuitos es sencilla);                                                                                                                                                                             |
| a(s)                 | = | intensidad del tráfico ofrecido para el flujo de tráfico s;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                        |
| B(sj)                | = | probabilidad de bloqueo del flujo de tráfico s en el haz de circuitos j, cada haz de circuitos de ruta spk corresponde a un solo haz de circuitos de red j (j = 1, 2, ..., L), pero cada haz de circuitos de red j puede corresponder a varios de haces de circuitos de ruta spk. Esta relación se indica mediante un mapeado X(sp <sub>k</sub> ) = j. Así, B(sj) = B(sX(sp <sub>k</sub> )) = B(sp <sub>k</sub> ); |
| RB(sp)               | = | probabilidad de bloqueo del flujo de tráfico s en su ruta p-ésima;                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                 |
| EEB(s)               | = | probabilidad de bloqueo de extremo a extremo del flujo de tráfico s.                                                                                                                                                                                                                                                                                                                                               |

Partiendo del supuesto de la independencia de los haces de circuitos, la probabilidad de bloqueo en una ruta con múltiples haces de circuitos en tándem se expresa por las probabilidades de bloqueo de sus haces de circuitos. Se satisface la siguiente ecuación:

$$RB(sp) = 1 - \prod_{k=1,2} (1 - B(sp_k)), \text{ para todos los valores de } s, p \quad (11-1)$$

**Caso 1)** En un flujo de tráfico para el cual no se utiliza el reencaminamiento automático en ningún nodo, la probabilidad de bloqueo de extremo a extremo se expresa como:

$$EEB(s) = 1 - \sum_{p=1}^{P_s} (1 - RB(sp)) \prod B(sh_1), \text{ para todos los valores de } s \quad (11-2)$$

**Caso 2)** En un flujo de tráfico para el cual se utiliza el reencaminamiento automático en cada nodo de tránsito, la probabilidad de bloqueo de extremo a extremo viene dada por:

$$EEB(s) = \prod_{p=1}^{P_s} RB(sp), \text{ para todos los valores de } s \quad (11-3)$$

**Caso 3)** En un flujo de tráfico para el cual se utiliza parcialmente reencaminamiento automático, la probabilidad EEB(s) se expresa en una forma mixta intermedia entre los dos extremos anteriores.

Una formulación general de las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo se pueden encontrar, por ejemplo, en [CHA].

En todos los casos, las probabilidades de bloqueo de flujos de tráfico individuales se calculan utilizando la siguiente función:

$$B(s_j) = f_{sj}(N_j, w(1j), w(2j), \dots, w(s_j)), \text{ para todos los valores de } s, j \quad (11-4)$$

donde  $w(s_j)$  indica el tráfico hipotético del flujo de tráfico  $s$  ofrecido a un haz de circuitos  $j$ .  $f_{sj}()$  es una función que determina la probabilidad de bloqueo de llamadas del flujo de tráfico  $s$  en el haz de circuitos  $j$  de un tamaño de  $N_j$  que tiene en cuenta un método de protección del servicio, si se aplica. En un caso especial la función  $f_{sj}()$  puede representar la fórmula B de Erlang.

El tráfico hipotético  $w(s_j)$  se determina frecuentemente mediante una función del tráfico ofrecido  $a(s)$ , con  $i = 1, 2, \dots, R$ , y las probabilidades de bloqueo de los haces de circuitos  $B(s_j)$ , con  $j = 1, 2, \dots, L$ . Por consiguiente la ecuación 11-4 proporciona una relación recursiva de las probabilidades de bloqueo de los haces de circuitos. Por ejemplo, en el caso 2) anterior, el tráfico hipotético  $w(s_{pk})$  se expresa como:

$$w(s_{pk}) = a(s)(1 - RB(s_p)) \prod_{h=1}^{p-1} RB(s_h) / (1 - B(s_{pk})), \text{ para todos los valores de } s, j (= X(s_{pk})) \quad (11-5)$$

Las ecuaciones 11-4 y 11-5 constituyen el sistema de ecuaciones de punto fijo para  $(B, w)$ .

Obsérvese que el tráfico de desbordamiento de una ruta a la ruta siguiente puede ser un flujo de tráfico con distribución en pico y que el tráfico cursado por un haz de circuitos y ofrecido al haz de circuitos siguiente en la ruta puede ser un flujo de tráfico suavizado. Para caracterizar el tráfico hipotético que representa tal flujo de tráfico con distribución en pico o suavizado puede emplearse el factor de irregularidad del flujo de tráfico. En la Recomendación R.524 se presentan métodos aproximados para el cálculo de las probabilidades de bloqueo de llamadas de un haz de circuitos con tráfico mixto aleatorio y no aleatorio. Se dispone de un método de cálculo de los factores de irregularidad y de los momentos superiores para una amplia clase de modelos de red, por ejemplo [OD1]. Puede aplicarse un procedimiento iterativo para calcular las probabilidades de bloqueo de llamadas y los factores de irregularidad de los flujos de tráfico de desbordamiento en haces de circuitos, por ejemplo [PIO], [OD2]. Debe observarse que algunas veces el cálculo de los factores de irregularidad es tan complejo que su realización resulta prohibitiva para el dimensionado de una red extensa.

### 11.1.2 Método de cálculo del bloqueo para el encaminamiento con compartición de carga fijo

Consideremos una red en la cual se utiliza en cada nodo un método de encaminamiento proporcional fijo. Supongamos que una llamada es ofrecida en primer lugar a su haz de circuitos directo, y que cuando no hay ningún circuito disponible en el haz de circuitos directo la llamada es encaminada aleatoriamente a una ruta alternativa de acuerdo con las probabilidades de selección de ruta en el nodo de origen de la llamada. Para calcular las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo, se puede aplicar el mismo principio del método anterior para el encaminamiento alternativo fijo.

Se emplean las siguientes notaciones adicionales:

$p = 1$  = circuito directo de un flujo de tráfico;

$p > 1$  = ruta alternativa  $p$  de un flujo de tráfico;

$R(s_p)$  = proporción según la cual es seleccionada la ruta  $p$ -ésima para una llamada en el flujo  $s$ , donde  $p = 2, 3, \dots, P_s$ ;

$a(s_p)$  = intensidad del tráfico ofrecido del flujo de tráfico  $s$  a la ruta  $p$ -ésima, donde  $p = 2, 3, \dots, P_s$ .

La intensidad de tráfico ofrecido  $a(s_p)$  viene dada por  $a(s_p) = R(s_p)a(s)LB(s_p - 1)$ , donde  $LB(s_p - 1)$  es equivalente a la probabilidad de bloqueo del haz de circuitos para el flujo de tráfico  $s$  en el haz de circuitos directo. Las probabilidades de bloqueo de haz de circuitos  $B(s_j)$ , y por tanto las probabilidades de bloqueo de ruta  $RB(s_p)$ , donde  $p = 2, 3, \dots, P_s$ , pueden calcularse utilizando las mismas ecuaciones de 11-4 y 11-1, respectivamente. La probabilidad de bloqueo de llamadas de extremo a extremo del flujo de tráfico  $s$ ,  $EEB(s)$ , viene dada por:

$$EEB(s) = RB(s_p = 1) \sum_{p=1}^{P_s} R(s_p) RB(s_p) \quad (11-6)$$

## **11.2 Determinación de las variables de diseño**

Fundamentalmente, pueden utilizarse procedimientos iterativos al igual que en la optimización no lineal clásica, por ejemplo [TRU].

## **12 Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del tiempo**

En el dimensionado de una red con encaminamiento dependiente del tiempo, se proporcionará la variación del tráfico con el tiempo para cada flujo. Indiquemos por  $T$  y  $t$  ( $= 1, 2, \dots, T$ ), respectivamente, el número de periodos de tiempo y el periodo de tiempo  $t$ -ésimo de un día (o semana). Para simplificar el procedimiento de dimensionado de una red se supone a menudo que el comportamiento de dicha red es, en cada periodo de tiempo, estadísticamente independiente del comportamiento en los otros de periodos de tiempo, y que este comportamiento es estacionario a lo largo del periodo.

### **12.1 Métodos de cálculo del bloqueo**

Para el dimensionado de una red en la que se utiliza un método de encaminamiento alternativo secuencial dependiente del tiempo en cada nodo, pueden calcularse las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo en cada periodo de tiempo aplicando el método establecido en 11.1.1 para cada uno de los periodos. En el caso en el que se utiliza un método de encaminamiento proporcional dependiente del tiempo en cada nodo, puede aplicarse el mismo método establecido en 11.1.1 anterior a los respectivos periodos de tiempo.

### **12.2 Determinación de las variables de diseño**

En el anexo B se da un ejemplo de método para determinar las variables de diseño en el caso de redes con encaminamiento dependiente del tiempo.

## **13 Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del estado**

### **13.1 Métodos de cálculo del bloqueo**

#### **13.1.1 Método del cálculo del bloqueo para redes con encaminamiento menos cargado**

Consideremos una red en la cual la ruta directa se utiliza como primera elección, se usan solamente rutas de dos haces de circuitos como ruta alternativa para cursar el tráfico de desbordamiento de la ruta directa, y se utiliza el método del encaminamiento menos cargado (LLR) en cada nodo para sus llamadas de origen. Ha que señalar que, con esta disposición de encaminamiento, un nodo de tránsito encamina las llamadas de tránsito entrantes por la ruta directa hacia su destino.

Se dispone, por ejemplo en [CHU], de un modelo de punto fijo que utiliza tasas hipotéticas de llegada dependientes del estado. En este método, la tasa hipotética de llegada de un flujo de tráfico a un haz de circuitos puede variar con el número de circuitos ocupados del haz. La tasa se cuantifica calculando la probabilidad de que una llamada del flujo de tráfico sea encaminada al haz de circuitos en cuestión, sobre la base de la distribución calculada de los estados de los haces de circuitos correspondientes en la red. Las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo se calculan a partir de la distribución estacionaria aproximada de la red que se obtiene después de la convergencia del procedimiento iterativo.

Un método de modelo de punto fijo con parámetros ficticios de encaminamiento proporcional se encuentra también a disposición para una red con LLR [GI2], [CH4]. En este método, se introduce el parámetro encaminamiento ficticio proporcional estacionario, esto es, la proporción  $R(sp)$  según la cual una llamada en el flujo  $s$  que desborda su haz de circuitos directo es encaminada a una ruta alternativa  $p$ . La proporción  $R(sp)$  se calcula para que sea proporcional a la capacidad residual media en las diferentes rutas del haz de tráfico computando la capacidad residual media con un procedimiento iterativo. Las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo se evalúan como en la fórmula 11-6 a partir de las probabilidades aproximadas de bloqueo de ruta obtenidas después de la convergencia del procedimiento iterativo.

### 13.1.2 Método de cálculo del bloqueo para redes con encaminamiento de menor coste dependiente del estado

Consideremos una red en la cual solamente se utilizan rutas de uno o dos haces de circuito para cursar una llamada y que se utiliza el método de encaminamiento de menor coste dependiente del estado en cada nodo para sus llamadas de origen. Se supone que el coste se calcula basándose en el número medido de circuitos ocupados en cada haz de circuitos. Para esta red se dispone de un método que utiliza parámetros ficticios de encaminamiento proporcional [KOU]. Las proporciones de selección de ruta  $R(sp)$  se calculan como la probabilidad de que la ruta tenga el menor coste. Las probabilidades de bloqueo de llamadas de extremo a extremo se calculan como en la fórmula 11-6 a partir de las probabilidades aproximadas de bloqueo de ruta obtenidas después de la convergencia del procedimiento iterativo.

### 13.2 Determinación de las variables de diseño

Fundamentalmente, se pueden utilizar procedimientos iterativos al igual que en la optimización no lineal clásica. En el anexo C se proporciona un ejemplo de métodos de diseño para una red con encaminamiento dependiente del estado [LE2].

## 14 Métodos de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del evento

### 14.1 Métodos de cálculo del bloqueo

Consideremos una red en la cual se utiliza el método de encaminamiento "sticky" dependiente del evento con reelección aleatoria en cada nodo y que se emplean solamente rutas de dos haces de circuitos como ruta alternativa. Para esta red se dispone [GIB] del método de cálculo del bloqueo basado en el modelo de punto fijo. En este método, se considera la proporción a largo plazo  $R(sp)$  del desbordamiento del flujo de tráfico  $s$  ofrecido a la ruta  $p$ , y se calcula como si fuera proporcional a la longitud media de la secuencia de llamadas encaminadas alternativamente y ofrecidas a la ruta  $p$ . La longitud media de la secuencia se calcula utilizando el bloqueo de ruta  $RB(sp)$  expresado en la fórmula 11-1. Las proporciones y las probabilidades de bloqueo se calculan mediante un procedimiento iterativo. Las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo se computan como en la fórmula 11-6 a partir de las probabilidades aproximadas de bloqueo de ruta obtenidas después de la convergencia del procedimiento iterativo.

### 14.2 Determinación de las variables de diseño

Básicamente, los procedimientos iterativos pueden utilizarse del mismo modo que en la optimización no lineal clásica. En el anexo D se da un ejemplo de métodos de diseño para una red dependiente del evento.

## 15 Historia

Este es el primer documento.

## 16 Bibliografía

- [AKI] AKINPELU (J.M.): The overload performance of engineered networks with non-hierarchical and hierarchical routing, *Bell System Technical Journal*, vol. 63, 1984.
- [AS1] ASH (G.R.), CARDWELL (R.H.), MURRAY (R.P.): Design and optimization of networks with dynamic routing, *Bell System Technical Journal*, vol. 60, N.º 8, 1981.
- [AS2] ASH (G.R.): Traffic network routing, control, and design for the ISDN era, *Fifth ITC Seminar Traffic Engineering for ISDN Design and Planning*, Lago Como, Italia, 1987.

- [AS3] ASH (G.R.), CHEN (J.-S.), FREY (A.E.), HUANG (B.D.): Real-time network routing in a dynamic class-of-service network, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, Copenhagen, 1991.
- [AS4] ASH (G.R.), CHANG (F.): Transport network design of integrated networks with real-time dynamic routing, *Journal of Network Systems and Management*, vol. 1, N.º 4, 1993.
- [AS5] ASH (G.R.), HUANG (B.D.): An analytical model for adaptive routing networks, *IEEE Trans. on Communications*, vol. 41, N.º 11, 1993.
- [BNR] BNR, DCR Design Model, *Proceedings of Teletraffic Congress*, ITC-11, Kyoto, Japón, 1985.
- [CAM] CAMERON (W.H.), REGNIER (J.), GALLOY (P.), SAVOIE (A.M.): Dynamic routing for intercity telephone networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-10, 3.2.3, Montreal, Canadá, 1983.
- [CHA] CHAN (W.S.): Recursive algorithms for computing end-to-end blocking in a network with arbitrary routing plan, *IEEE Trans. on Commun.*, vol. COM-28, N.º 2, 1980.
- [CH1] CHEMOUIL (P.), FILIPIAK (J.), GAUTHIER (P.): Analysis and control of traffic routing in circuit-switched telephone networks, *Comp. Networks and ISDN*, vol. 11 N.º 3, 1986.
- [CH2] CHEMOUIL (P.), FILIPIAK (J.), GAUTHIER (P.): Performance issues in the design of dynamically controlled circuit-switched networks, *Special issue of IEEE Communications Magazine*, vol. 28 N.º 10, 1990.
- [CH3] CHEMOUIL (P.), GAUTHIER (P.): Adaptive traffic routing in telephone networks, *l'Echo des Recherches*, versión inglesa, 1990.
- [CH4] CHEMOUIL (P.), LEBOURGES (M.), GAUTHIER (P.): Performance analysis of adaptive traffic routing in a metropolitan network: a case study, *Globecom'89*, Dallas, EE.UU. 1989.
- [CHI] CHIFFLET (J.), IKEUCHI (N.), LANSARD (P.D.): MICAN: an algorithm to dimension switching networks with adaptive routing using implied costs methodology, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, Copenhagen, Dinamarca, 1991.
- [CHU] CHUNG (S.-P.), KASHPER (A.), ROSS (K.W.): Computing approximate blocking probabilities for large loss networks with state-dependent routing, *IEEE Trans. on Networking*, vol. 1, 1993.
- [EIS] EISENBERG (M.): Engineering traffic networks for more than one busy hour, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC- 9, Melbourne, Australia, 1979.
- [FRA] FRANKS (R.L.), HEFFES (H.), HOLTZMAN (J.M.), HORING (S.), MESSERLI (E.J.): A model relating measurements and forecast errors to the provisioning of direct final trunk groups, *Bell System Technical Journal*, vol. 58, N.º 2, 1979.
- [GAU] GAUTHIER (P.), CHEMOUIL (P.): A system for testing adaptive traffic routing in France, *Globecom'87*, 23.4, Tokyo, Japón, 1987.
- [GAR] GARCIA (J.-M.), HENNET (J.-C.), TITLI (A.): Optimization of routing in interurban telephone networks, *Large Scale Systems Journal*, vol. 2, N.º 3, 1981.
- [GIB] GIBBENS (R.J.), KELLY (F.P.): Dynamic routing in fully connected networks, *IMA J. of Math. Cont. and Info.*, vol. 7, pp. 77-111, 1990.



- [GI1] GIRARD (A.), LIAU (B.): Dimensioning of adaptive routing networks, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, vol. 1, N.º 4, pp. 460-468, 1993.
- [GI2] GIRARD (A.), BELL (M.-A.): Blocking evaluation for networks with residual capacity adaptive routing, *IEEE Trans. on Commu.*, vol. 37, N.º 12, 1989.
- [HIL] HILL (D.W.), NEAL (S.R.): The traffic capacity of a probability engineered trunk group, *Bell System Technical Journal*, vol. 55, N.º 7, 1976.
- [HUB] HUBERMAN (R.), HURTUBISE (S.), LE NIR (A.), DRWIEGA (T.): Multi-hour dimensioning for a dynamically routed network, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-11, Tokio, Japón, 1985.
- [INO] INOUE (A.), MASE (K.), YAMAMOTO (H.), SUYAMA (M.): A state- and time-dependent dynamic routing method for telephone networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, pp.195-200, Copenhagen, Dinamarca, 1991.
- [KAW] KAWASHIMA (K.), INOUE (A.): State- and time-dependent routing in the NTT network, *IEEE Communications Magazine*, 1995.
- [KAS] KASHPER (A.N.), SCHMITT (J.A.): Multiperiod stochastic design model for international networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, Copenhagen, Dinamarca, 1991.
- [KAT] KATZ (S.S.): Statistical performance analysis of a switched communication network, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-5, Nueva York, Estados Unidos de América, 1967.
- [KE1] KELLY (F.P.): Fixed point models of loss networks, *J. Austral. Math. Soc. Ser. B* 31, pp. 204-218, 1989.
- [KE2] KELLY (F.P.): Routing in circuit-switched networks: optimization, shadow prices and decentralization, *Adv. Appl. Prob.*, vol. 20, 1987.
- [KEY] KEY (P.B.), WHITEHEAD (M.J.): Cost-effective use of networks employing dynamic alternative routing, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-12, Torino, Italia, 1988.
- [KRI] KRISHNAN (K.R.), OTT (T.J.): Forward-looking routing: a new state-dependent routing method, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-12, Torino, Italia, 1988.
- [KOU] KOUSSOULAS (N.): Performance analysis of circuit-switched networks with state-dependent routing, *IEEE Trans. on Commu.*, vol. 41, N.º 11, 1993.
- [KNE] KNEPLEY (J.E.): Minimum cost design for circuit-switched networks, *Technical Note Numbers 36-73, Defense Communications Engineering Centre, System Engineering Facility*, Reston, VA, 1973.
- [LE1] LEBOURGES (M.), BONNET (D.), PETIT (D.): Acheminement par régulation économique dans les réseaux multiservices, *l'Echo des Recherches*, N.º 161, 1995.
- [LE2] LEBOURGES (M.): Les modèles de trafic et leur rôle dans la gestion du réseau téléphonique commuté, PhD Thesis, Paris VI University, France, 1992.
- [OD1] ODA (T.): Moment analysis for traffic associated with Markovian queueing systems, *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 39, N.º 5, 1991.
- [OD2] ODA (T.), FUKUOKA (H.), WATANABE (Y.): Robust routing and design of international corporate networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, Copenhagen, Dinamarca, 1991.

- [PIO] PIORO (M.), WALLSTROM (B.): Multi-hour optimization of non-hierarchical circuit switched communication networks with sequential routing, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-11, Kyoto, Japón, 1985.
- [REG] REGNIER (J.), BLONDEAU (P.), CAMERON (W.H.): Grade of service of a dynamic call-routing system, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-10, Montreal, Canadá, 1983.
- [STA] STACEY (R.R.), SONGHURST (D.J.): Dynamic alternative routing in the British Telecom trunk network, *Proceedings of the International Switching Symposium*, Phoenix, Arizona, Estados Unidos de América, 1987.
- [TIB] TIBAS (K.), LEBOURGES (M.): Implied costs behaviour and optimal modular dimensioning, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-13, Copenhagen, Dinamarca, 1991.
- [TRU] TRUITT (C.J.): Traffic engineering techniques for determining trunk requirements in alternate routed networks, *Bell System Technical Journal*, vol. 31, N.º 2, 1954.
- [WIL] WILKINSON (R.I.): Theories of toll traffic engineering in the United States, *Bell System Technical Journal*, vol 35, N.º 6, 1956.
- [WHI] WHITT (W.): Blocking when service is required from several facilities simultaneously, *AT&T Tech. J.*, vol. 64, N.º 8, 1985.
- [WON] WONG (E.W.M.), YUM (T.-S.): Maximum free circuit routing in circuit-switched networks, *Proceedings of IEEE INFOCOM '90*, 1990.

## **Anexo A**

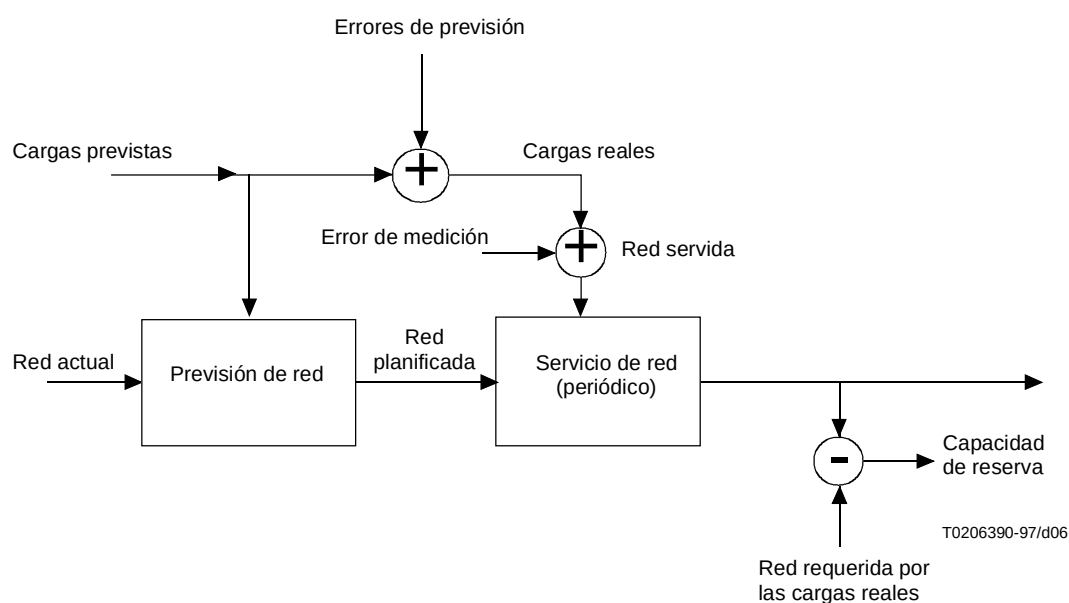
### **Métodos de previsión de red y de servicio de red para redes con encaminamiento dinámico**

#### **A.1 Introducción**

En el presente anexo se describen métodos para la previsión de red y el servicio de red en redes con encaminamiento dinámico. El diagrama de flujo de la figura A.1 ilustra el diseño de una red basándose en las cargas previstas. La previsión de red en el proceso de planificación de los cambios en la misma tiene en cuenta la red actual y las cargas previstas, y el servicio de red efectúa entonces los ajustes del encaminamiento y del tamaño de los haces de circuitos si la calidad de funcionamiento de la red en condiciones reales se hace inaceptable a causa de errores en la previsión. La estrategia de previsión de la red minimiza la capacidad de reserva a la vez que mantiene un nivel aceptable de servicio de red. El modelo de la figura A.1 supone que la previsión de red es un proceso que predice la capacidad de red requerida para satisfacer la demanda futura. Considera tanto la previsión de la demanda, que está sujeta a error, como la red existente. Al tratar de los errores de previsión, la previsión de red proporciona una capacidad de red suficiente para satisfacer estas demandas con un servicio de red mínimo.

El procedimiento denominado previsión de red incremental diseña una ampliación de la red existente con un coste mínimo, admitiendo la desconexión, para satisfacer las cargas de tráfico previstas. Las modificaciones a los pasos diseño de encaminamiento y tamaño de red en el modelo del diseño de red realizan este cambio, que utiliza las capacidades de haces de circuitos existentes como límites inferiores de las capacidades de haces de circuitos diseñados. En efecto, el modelo toma en consideración la reluctancia que existe a eliminar circuitos. Este procedimiento limita las ampliaciones de haces de circuitos a las requeridas para satisfacer las cargas previstas, alcanzar una capacidad de reserva menor y permitir desconectar haces de circuitos de las capacidades de haces de circuitos existentes. Esto se realiza mediante la obtención, para cada haz, de un umbral superior para su tamaño, y utilizando este umbral para efectuar los ajustes iniciales del tamaño del haz antes de la previsión de red incremental.

Los umbrales de tamaño para una haz se basan en las cargas ofrecidas previstas del correspondiente par nodo a nodo,  $R_k^h$ , y se determinan eligiendo un valor máximo  $r_{\text{máx}}$  para la relación  $r = (\text{tamaño del haz de circuitos})/(\text{carga ofrecida directa})$ . El umbral de desconexión superior se basa en el valor máximo previsto de la carga ofrecida directa en los próximos dos años, con algún margen para el error de previsión, y se hace que corresponda con la relación  $r_{\text{máx}}$ . El valor límite de  $r_{\text{máx}}$  se selecciona examinando la gama de valores de la relación en un diseño de red típico. En el cuadro A.1 se muestran los límites de la relación (tamaño de haz de circuitos)/(carga ofrecida directa), en función de la carga ofrecida directa.



**Figura A.1/E.529 – Modelo del proceso de previsión y servicio de red**

El umbral superior  $T_{\text{máx}}$  para un haz de circuitos se determina en función de las cargas previstas para la correspondiente carga ofrecida directa:

**Cuadro A.1/E.529 – Límite de  $r_{\text{máx}}(R)$  = tamaño del haz de circuitos/carga ofrecida directa**

| Carga $R$<br>(erlangs) | $r_{\text{máx}}(R)$ |
|------------------------|---------------------|
| 0-5                    | 4,5                 |
| 5-10                   | 4,5                 |
| 10-25                  | 3,0                 |
| 25-50                  | 3,0                 |
| 50-100                 | 2,5                 |
| > 100                  | 1,5                 |

Sea:

$R_i$  = Carga prevista máxima para la carga ofrecida directa en el año  $i$ , donde  $i = 1, 2$ .

$\beta_i$  = Factor de incertidumbre prevista para el año  $i$ , donde  $i = 1, 2$ , introducido como margen para tomar en consideración el error probable en la previsión de la carga. Valores típicos en la práctica real son  $\beta_1 = 1,15$  y  $\beta_2 = 1,3$ , lo que corresponde a un coeficiente de variación de la previsión de 0,15.

Entonces:

$$T_{\text{máx}} = \text{máx}[r_{\text{máx}}(\beta_1 R_1)\beta_1 R_1, r_{\text{máx}}(\beta_2 R_2)\beta_2 R_2], \quad (\text{A-1})$$

donde  $r_{\text{máx}}$  es el límite apropiado establecido para la relación  $(T/R)$ , como en el cuadro A.1.

Con estos umbrales superiores, definimos entonces un tamaño inicial para cada haz de circuitos, que depende de su tamaño real como sigue: si el tamaño real de un haz de circuitos es inferior al umbral superior, su tamaño inicial es igual a su tamaño real. Si el tamaño real del haz de circuitos está por encima de su umbral superior, su tamaño inicial es igual al umbral superior.

Utilizamos la red inicial definida de este modo como red de arranque en el dimensionado incremental (es decir, ampliación con coste mínimo) para llegar a la red prevista para cada año futuro. Comparando el resultado con la red actual, las ampliaciones y desconexiones que deben efectuarse para realizar la red prevista están determinadas. En condiciones de crecimiento normal, los circuitos actuales son los que se utilizan más a menudo en la red inicial, y no el límite superior de haces de circuitos, y el efecto primero es encaminar el tráfico por los circuitos reales establecidos y, de este modo, hacer mínimas las reconfiguraciones.

Los procedimientos aplicados para el servicio de red y de planificación de red implican la introducción de modificaciones en los pasos del modelo de diseño que optimiza los flujos de las rutas y el tamaño de los haces de circuitos para permitir utilizar las capacidades de haces de circuitos iniciales como límites inferiores de las capacidades de haces de circuitos. Sea  $\Delta a_i$  = ampliación de la capacidad de la carga cursada, en los haces de circuitos  $i$ , donde  $i = 1, 2, \dots, L$ . El objetivo es asignar el flujo de tráfico en cada hora a las rutas admisibles, de modo que se haga mínimo el coste de las ampliaciones requeridas de la capacidad de los haces de circuitos. En cada haz de circuitos, para un número dado de circuitos iniciales y estando determinado el bloqueo óptimo del haz de circuitos por consideraciones económicas, existe una carga máxima que puede ser cursada por el mismo sin ampliación de circuitos; ésta es la capacidad inicial no ampliada de ese haz de circuitos.

A continuación se exponen someramente los métodos de previsión de red para redes con encaminamiento dependiente del tiempo, redes con encaminamiento dependiente del estado y redes con encaminamiento dependiente del evento.

## A.2 Métodos de previsión para redes con encaminamiento alternativo dependiente del tiempo

La metodología de previsión aplicada en el caso de redes con encaminamiento dependiente del tiempo se basa en el modelo de diseño unificado descrito en el anexo B. Siguiendo el esquema del modelo de diseño unificado, el problema planteado por la optimización del flujo en el proceso de previsión de red se configura como un programa lineal en el cual las variables de decisión son las asignaciones de flujo y las ampliaciones  $\Delta a_i$  por encima de las capacidades de los haces de circuitos existentes  $a_i$  (en lugar de las capacidades de haces de circuitos totales como en el problema de previsión de red), siendo el coste que ha de minimizarse el coste marginal de la ampliación:

$$\sum_{i=1}^L M_i \Delta a_i \quad (\text{A-2})$$

Esta fórmula asegura el uso eficiente de las capacidades de los haces de circuitos existentes, mediante cambios del encaminamiento si fuera necesario, antes de proponer ampliaciones en los haces de circuitos.

En el paso tamaño de red hemos dado el encaminamiento y las cargas de tráfico y hallamos el aumento necesario en aquellos haces que exceden sus valores óptimos de bloqueo. Esto se realiza mediante el siguiente procedimiento iterativo:

- 1) Comenzar suponiendo los bloqueos de haces de circuitos  $b^{h,i}$  (por ejemplo, los bloqueos de haces de circuitos en la red no ampliada) sujetos a la condición  $b^{h,i} \leq b^{\text{máx},i}$ , siendo  $1, \dots, L$ , y donde  $b^{\text{máx},i}$  es el bloqueo de haz de circuitos óptimo determinado en el paso de actualizar bloqueos de haces de circuitos óptimos, descrito en el anexo B.
- 2) Calcular las cargas de haces de circuitos transportadas correspondientes  $y^{h,i}$ , bajo el encaminamiento conocido y con los bloqueos de haces de circuitos supuestos.

- 3) Si para todos los valores de  $h$ ,  $y^{h,i} \leq a_i$ , la capacidad del haz de circuitos no ampliado en su bloqueo máximo, entonces no se necesita ampliar el haz de circuitos; si  $y^{h,i} > a_i$ , la ampliación requerida  $\Delta a_i$  está determinada por el dimensionado del haz de circuitos para la carga  $y^{h,i}$  en el bloque  $b^{máx,i}$ .
- 4) A partir de las cargas de haces de circuitos  $y^{h,i}$  y de los tamaños de haces de circuitos calculados en 2) y 3), recalculamos todos los bloqueos de haces de circuitos  $b^{h,i}$ ; si  $|b^{h,i} - b'^{h,i}|$  no está suficientemente próximo a cero para todos los valores  $i$  en todas las horas  $h$ , redefinimos  $b'^{h,i} = b^{h,i}$ , siendo  $i = 1, \dots, L$ , y  $h = 1, \dots, H$ , y volvemos a 2).

### A.3 Métodos de previsión para redes con encaminamiento dependiente del estado y dependiente del evento

En el caso de encaminamiento dependiente del estado y encaminamiento dinámico dependiente del evento, se pueden implementar los siguientes métodos de previsión:

- 1) Dados los tamaños de los haces de circuitos y las cargas de tráfico, se evalúa la probabilidad de bloqueo de extremo a extremo partiendo del método de encaminamiento dinámico. Las técnicas para evaluar el bloqueo que se describen en el texto principal de esta Recomendación pueden utilizarse en este paso. Si todas las probabilidades de bloqueo de extremo a extremo satisfacen el objetivo de probabilidad de bloqueo, finaliza el proceso.
- 2) Dadas las cargas de tráfico y el bloqueo de extremo a extremo, se estima la ampliación de capacidad requerida para cada par O-D que no cumpla su objetivo de probabilidad de bloqueo. Normalmente esta ampliación es asignada al haz de circuitos directo del par O-D. Se vuelve al paso 1).

Los costes de haces de circuitos incrementales y los bloqueos de haces de circuitos óptimos están, en general, determinados para las cargas estimadas cada año durante la previsión de red, aunque algunos años sus valores pueden cambiar ligeramente con respecto al año anterior.

### A.4 Métodos de servicio de red

Si las cargas reales de la red sobrepasan los valores previstos y ocasionan un bloqueo inaceptable, entonces se necesita una actuación correctiva rápida denominada servicio de red. Esta función se conforma en el paso servicio. En una red jerárquica fija, el servicio de red se limita normalmente a ampliaciones de haces de circuitos. Sin embargo, los patrones de encaminamiento básicos varían con el tiempo, y, en consecuencia, pueden realizarse en el servicio de red modificaciones del encaminamiento para reducir la ampliación de la red. En la medida en que los cambios de encaminamiento puedan sustituirse por la instalación de circuitos, podrán también reducirse las reconfiguraciones.

El servicio de red consta de tres pasos:

- 1) Detección de la necesidad del servicio de red, es decir, determinación de si todas las cargas ofrecidas reciben el servicio adecuado.
- 2) Si el servicio de red resulta necesario, determinación entonces de la mejor combinación de los cambios de encaminamiento y las ampliaciones de haces de circuitos que restaure el grado de servicio de bloqueo deseado con un coste mínimo de la ampliación.
- 3) Realización de los cambios de encaminamiento y las ampliaciones de haces de circuitos.

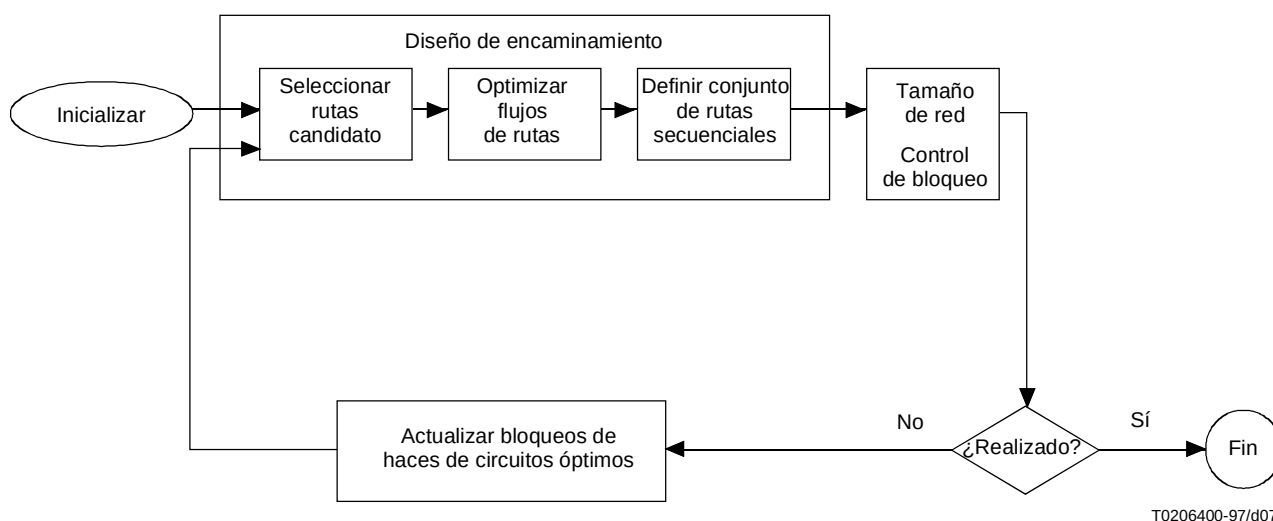
Han de realizarse mediciones del bloqueo de extremo a extremo para determinar el nivel de servicio proporcionado y, de este modo, detectar la existencia de dificultades en el servicio. Debido a los errores de medición y a las variaciones del tráfico de un día a otro, tales mediciones del bloqueo presentan una variabilidad estadística inherente que debe tenerse en cuenta mediante el establecimiento de márgenes aceptables para los bloqueos medidos. El modelo de servicio de red que se necesita es un procedimiento sencillo para determinar la actuación correctiva pertinente. No se pretende redimensionar la red completa, o desconectar circuitos, si se encuentra que la red está sobredimensionada para las cargas reales de la red. Los pasos del proceso de optimización del encaminamiento descritos anteriormente se utilizan para determinar el encaminamiento óptimo del tráfico para las cargas realizadas, y el procedimiento tamaño de red para determinar los incrementos de haces de circuitos requeridos para limitar los bloqueos de los haces de circuitos a sus valores máximos permitidos. De este modo, se utiliza un procedimiento similar al modelo de previsión de red incremental para determinar los cambios requeridos en el servicio de red.

## Anexo B

### Ejemplos de métodos para redes con encaminamiento dependiente del tiempo

En el presente anexo se describen métodos para la determinación de las variables de diseño en el caso de redes con encaminamiento dependiente del tiempo.

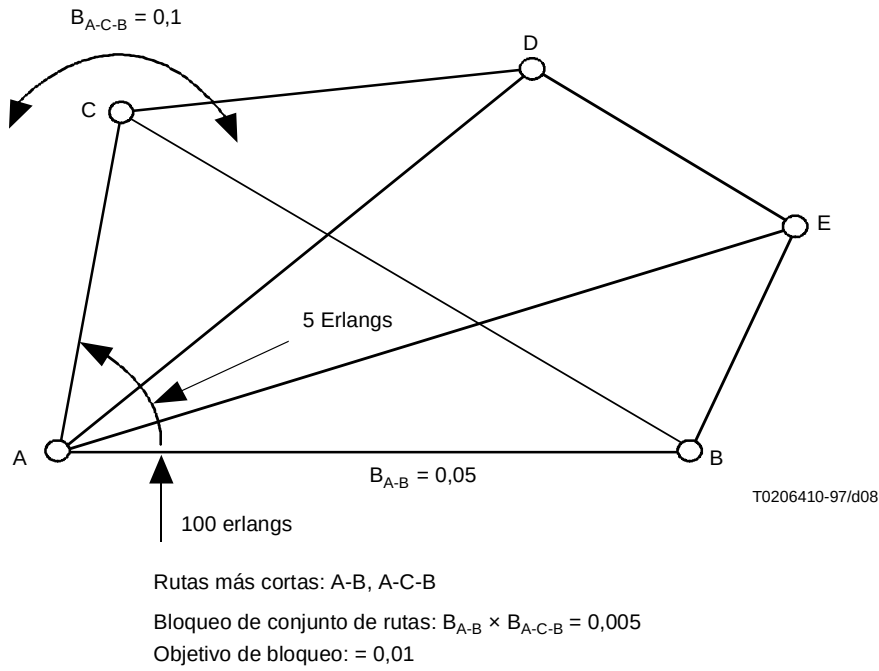
En la figura B.1 se ilustra un método de cálculo de los tamaños de haces de circuitos, los patrones de encaminamiento, y los parámetros de control de tráfico para redes con encaminamiento dependiente del tiempo, que estamos tratando. El paso Inicializar hace una estimación del bloqueo de haces de circuitos óptimo para cada haz de circuitos de la red, basándose en el esquema ECCS de Truitt [TRU]. Dentro de los módulos diseño de encaminamiento y tamaño de red, se mantiene fija la estimación actual del bloqueo de haces de circuitos óptimo. El paso diseño de encaminamiento determina las rutas óptimas dependientes del tiempo para cada hora de tráfico ejecutando los tres pasos mostrados en el interior del bloque diseño de encaminamiento de la figura B.1. El encaminamiento óptimo se proporciona entonces a los pasos tamaño de red y control de bloqueo, que determinan el número de circuitos requerido en cada haz de circuitos para satisfacer el mismo bloqueo de haz de circuitos óptimo supuesto en la etapa encaminadora. Una vez que los haces de circuitos han sido dimensionados por los pasos tamaño de red y control de bloqueo, se evalúa el coste de la red y se compara con el coste obtenido en la última iteración. Si el coste de red decrece todavía, el módulo actualizar bloqueos de enlaces óptimos efectúa nuevos cálculos de los bloqueos de haces de circuitos óptimos. Los nuevos objetivos de bloqueo de haces de circuitos óptimo se aplican al módulo diseño de encaminamiento, el cual selecciona de nuevo el encaminamiento óptimo, y así sucesivamente. Los pasos diseño de encaminamiento, tamaño de red y actualizar bloqueos de enlace óptimos se describen a continuación.



**Figura B.1/E.529 – Modelo de diseño unificado**

El módulo diseño de encaminamiento se compone de tres pasos: seleccionar rutas candidato, optimizar flujos de rutas y definir conjuntos de rutas secuenciales. El bloque seleccionar rutas candidato encuentra las rutas más cortas (de menor coste) entre nodos de la red. Este paso considera el coste de los haces de circuitos y la no coincidencia de tráfico al seleccionar las rutas candidato mejores. Considera también diversas exigencias de la transmisión como la limitación de distancia de las rutas de dos haces de circuitos.

Se supone que el módulo seleccionar rutas candidato debe encontrar dos rutas candidato entre los nodos A y B y que las rutas A-B y A-C-B son las rutas candidato menos costosas entre las tres elecciones posibles ilustradas en la figura B.2. La lista de rutas más cortas, que incluye las rutas A-B y A-C-B para los nodos A y B, se traslada entonces a la etapa siguiente del encaminador.



**Figura B.2/E.529 – Ejemplo de procedimiento de optimización**

El paso optimizar flujos de rutas asigna flujos (de tráfico cursado) a las rutas candidato para minimizar el coste de la red. La estimación actual del bloqueo de haces de circuitos óptimo es mantenida a un valor fijo por el diseño del encaminamiento en el proceso de determinación del conjunto de rutas óptima. Manteniendo fijo el bloqueo en el paso optimizar flujos de rutas se puede convertir el problema no lineal de asignación de flujos óptimos a un programa lineal (LP, *linear program*).

El para optimizar los flujos de rutas resuelve el siguiente problema:

minimizar:

$$\sum_{i=1}^L M_i a_i \quad (B-1)$$

con la condición de que:

$$\sum_{k=1}^K \sum_{j=1}^{J_k^h} P_{jk}^{ih} r_{jk}^h \leq a_i, \quad i = 1, 2, \dots, L, \quad h = 1, 2, \dots, H,$$

$$\sum_{j=1}^{J_k^h} r_{jk}^h \leq G_k^h, \quad h = 1, 2, \dots, H, \quad k = 1, 2, \dots, K,$$

$$r_{jk}^h \leq UPBD_{jk}^h, \quad h = 1, 2, \dots, H, \quad k = 1, 2, \dots, K, \quad j = 1, 2, \dots, J,$$

$$r_{jk}^h \geq 0, \quad a_i \geq 0,$$

donde definimos:

- $L$  = número de haces de circuitos;
- $K$  = número de pares de nodos;
- $H$  = número de horas del diseño;
- $M_i$  = coste de haz de circuitos incremental en dólares por erlang;
- $R^{h,k}$  = tráfico equivalente ofrecido al par de nodos  $k$  en la hora  $h$ ;
- $A^{h,i}$  = carga ofrecida al haz de circuitos  $i$  en la hora  $h$ ;
- $a_i$  = carga máxima cursada por el haz de circuitos  $i$  en todas las horas;
- $b^{h,i}$  = probabilidad de bloqueo en el haz de circuitos en la hora  $h$ ;
- $p_{ihjk}$  = 1 si la ruta  $j$  del par de nodo  $k$  utiliza el haz de circuitos  $i$  en la hora  $h$ ;  
= 0, en los demás casos;
- $r^{h,jk}$  = carga cursada por la ruta  $j$  del par de nodos  $k$  en la hora  $h$ ;
- $J^{h,k}$  = número de rutas del par de nodos  $k$  en la hora  $h$ ;
- $G^{h,k}$  = carga cursada total del par de nodos  $k$ , en la hora  $h$ ;
- $UPBD^{h,jk}$  = límite superior del flujo en la ruta  $j$  del par de nodos  $k$  en la hora  $h$ .

La carga total cursada del par de nodos  $k$  en la hora  $h$  se relaciona con la carga total ofrecida del par de nodos  $k$  en la hora  $h$ , como sigue. El bloqueo mínimo que se puede conseguir en el par de nodos  $k$  es:

$$E_k^h = \prod_{j=1}^{J_k^h} B_{jk}^h \quad (\text{B-2})$$

donde  $B_{h,jk}$  = probabilidad de bloqueo en la ruta  $j$  del par de nodos  $k$  en la hora  $h$ . Sea  $GOS$  = objetivo de probabilidad de bloqueo de llamadas de extremo a extremo, y sea entonces el bloqueo en el par de nodos  $k$  en la hora  $h$ :

$$f_k^h = \max[E_k^h, GOS] \quad (\text{B-3})$$

Entonces:

$$G_k^h = R_k^h [1 - f_k^h] \quad (\text{B-4})$$

Así, el flujo cursado total viene determinado por el objetivo de probabilidad de bloqueo, salvo que  $E^{h,k}$  sea mayor que este objetivo de probabilidad de bloqueo deseado. En este último caso, la exigencia de probabilidad de bloqueo no puede ser satisfecha, y se requiere que todas las rutas estén en su flujo máximo para minimizar el bloqueo. Se utiliza entonces un método de corrección del bloqueo en el paso control del bloqueo para corregir las rutas con bloqueos inaceptables.

El flujo que puede cursarse por una ruta determinada depende del bloqueo en la ruta y del flujo asignado a las demás rutas incluida esta ruta particular. Por ejemplo, en la figura B.2, sería imposible cursar más de 95 erlangs por la ruta A-B puesto que  $B_{AB}$  es 0,05, y la carga máxima ofrecida es de 100 erlangs. También, el límite superior del flujo en la ruta A-C-B sería de 4,5 erlangs puesto que  $B_{ACB}$  es 0,1, y, si la ruta A-B desborda a la ruta A-C-B, se pueden ofrecer como máximo 5 erlangs a la ruta A-C-B. Con estos límites superiores, el programa lineal puede entonces asignar 95 erlangs de carga cursada a la ruta A-B y 4 erlangs a la ruta A-C-B. Esta asignación supone un objetivo de bloqueo de llamadas de extremo a extremo de 0,01, lo que significa que la carga cursada es de  $G = 99$  erlangs, y por ello se requiere que el 99 de los 100 erlangs sean asignados a las rutas permitidas. Puede entonces realizarse el flujo prescrito si



construimos una ruta consistente en una ruta A-B que desborde a la ruta A-C-B, como se examina más adelante. La posibilidad de realizar la asignación de flujo LP con las rutas A-B y A-C-B queda asegurada si restringimos el paso optimizar flujos de rutas de modo que se asignen como máximo 95 erlangs a la ruta A-B y 4,5 erlangs como máximo a la ruta A-C-B. El procedimiento iterativo para el cálculo de los límites superiores, descrito en [AS1], estima en cada iteración la secuencia de rutas que mejor se adapta a la asignación de flujo LP actual. A partir de esta estimación el modelo calcula nuevos límites superiores que fuerzan la viabilidad de flujo.

Los patrones de encaminamiento del tráfico se seleccionan en el tercer paso del bloque diseño de encaminamiento. Para el procedimiento de encaminamiento secuencial, el módulo determinar conjuntos de rutas secuenciales determina las secuencias de rutas que mejor satisfacen los flujos de rutas óptimos determinados en el módulo optimizar flujos de rutas. Volviendo al ejemplo de la figura B.2, supongamos que la asignación de flujo LP final es de 95 erlangs a la ruta A-B y de 4 erlangs a la ruta A-C-B. El módulo determinar conjuntos de rutas secuenciales construye ahora las rutas A-B y A-C-B en las que los 100 erlangs son ofrecidos en primer lugar a la ruta A-B, y el desbordamiento de 5 erlangs es ofrecido entonces a la ruta A-C-B. El bloqueo global de rutas alcanzado es de  $0,05 \times 0,1 = 0,005$ , que es mejor que el objetivo de probabilidad de bloqueo del 1%. La salida del bloque encaminador es la secuencia de rutas óptima que se ha de utilizar en cada hora para cada par de nodos.

Después de que el paso diseño de encaminamiento ha determinado las rutas, debe dimensionarse la red para conseguir un bloqueo de haces de circuitos que no sea superior al bloqueo de haces de circuitos óptimo supuesto utilizado como entrada al encaminador. Si el bloqueo de rutas excede al objetivo de probabilidad de bloqueo requerido, se corrige en el paso control de bloqueo descrito más adelante.

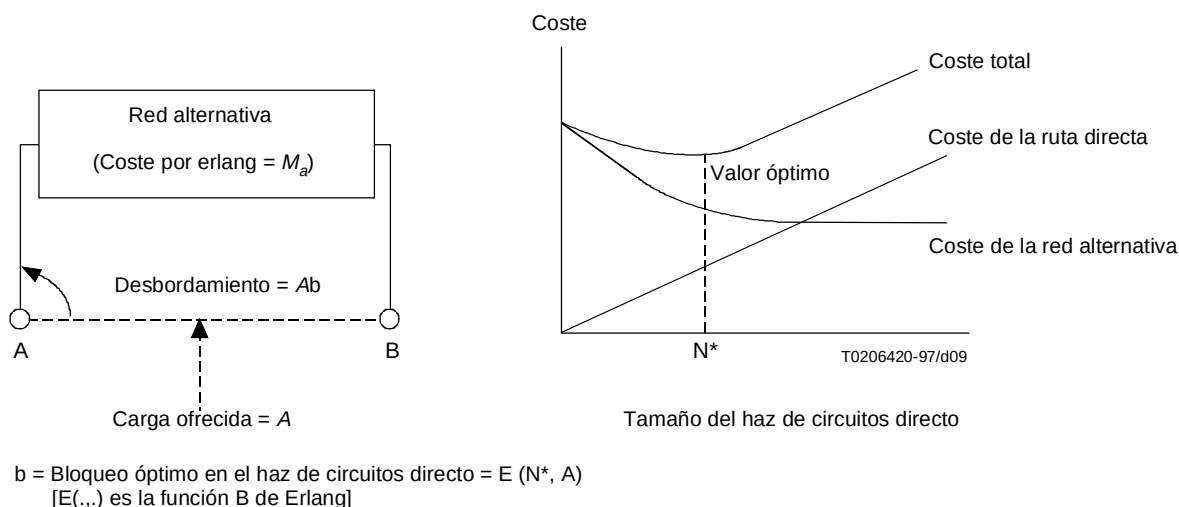
En el módulo tamaño de red se utiliza un método iterativo para determinar un conjunto coherente de bloqueos horarios y cargas ofrecidas. La iteración utiliza los valores estimados actuales de las cargas ofrecidas de haces de circuitos y de los bloqueos óptimos de haces de circuitos para dimensionar el haz de circuitos en su hora punta y calcular los valores estimados de bloqueo en las demás horas. Después de que se han dimensionado todos los haces, hacemos nuevas estimaciones de la carga cursada para cada haz de circuitos utilizando las estimaciones de bloqueo y el patrón de encaminamiento dado por el encaminador. Las estimaciones de bloqueo se recalculan entonces y se repite el proceso. Se continúa la iteración hasta que la suma de los cambios absolutos de bloqueo es menor que un umbral de convergencia prescrito. El dimensionado de la red se completa utilizando un modelo de tráfico de dos parámetros. Se emplean circuitos fraccionales para estabilizar el bucle iterativo y acelerar una convergencia; en un procesador posterior al modelo se determinan los tamaños de haces de circuitos modulares. Si una ruta de la red dimensionada sobrepasa el objetivo de probabilidad de bloqueo requerido, se reduce entonces el bloqueo en la primera ruta en el paso control de bloqueo hasta que se cumple la probabilidad de bloqueo.

Después de finalizar el paso tamaño de red, se calcula el coste de la red resultante. Si el coste de la red continúa disminuyendo, el módulo actualizar bloqueos de enlaces óptimos efectúa una nueva estimación del bloqueo de haces de circuitos óptimo utilizando el método siguiente de optimización. En la figura B.3 se ilustra el coste obtenido como transacción entre el coste del tráfico cursado por un haz de circuitos directos entre A y B, y el coste por la red alternativa que utiliza llamadas de desbordamiento. El problema consiste en encontrar el valor óptimo del bloqueo de haces de circuitos (o, lo que es equivalente, el número de circuitos) para manejar la carga ofrecida con un coste mínimo. El modelo de Truitt [TRU] se utiliza para obtener la condición óptima basándose en la relación de costes de la ruta directa y de la ruta alternativa y en la capacidad marginal de la ruta alternativa. El método de Truitt se utiliza normalmente hoy en el dimensionado de redes jerárquicas metropolitanas e interciudades. El método calcula el número de circuitos,  $N^*$ , (y, en consecuencia, el bloqueo de haz de circuitos óptimo  $b$ ) que hace mínimo el coste total de cursar la carga ofrecida  $A$  del haz de circuitos por la ruta directa y las rutas alternativas. Para encontrar este valor óptimo de bloqueo del haz de circuitos, el coste de la red para cursar la carga  $A$  se escribe primeramente así:

$$\text{Coste} = CN + aM = CN + AbM_s \quad (\text{B-5})$$

donde  $C$  es el coste de un circuito directo,  $N$  es el número de circuitos,  $a$  es la carga de desbordamiento del haz de circuitos AB ( $a = A \times b$ ), y  $M_s$  es un coste de haz de circuitos incremental equivalente para la red de rutas alternativas. Una solución de coste mínimo con respecto a  $N$  se encuentra numéricamente mediante la ecuación B-5 anterior, y a partir de ahí podemos determinar el bloqueo de haz de circuitos óptimo  $b$ .

Los nuevos bloqueos se aplican al módulo diseño de encaminamiento, el cual selecciona de nuevo las rutas más cortas, y procede iterativamente. Véase la figura B.3.



**Figura B.3/E.529 – Cálculo de bloqueos de haces de circuitos**

El modelo de diseño unificado puede modificarse para ser aplicado a las redes con encaminamiento dependiente del estado [AS4]. En esta aplicación, el modelo de diseño unificado se utiliza para optimizar el encaminamiento de los flujos de transporte, medidos en unidades de demandas de transporte tales como 64 kbit/s ó 1,5 Mbit/s, y las capacidades de enlace asociadas. Para esta aplicación, se utilizan ecuaciones matemáticas que convierten las demandas de tráfico en demandas de capacidad de transporte, y el flujo de tráfico es entonces encaminado y optimizado. Este modelo presupone generalmente una estructura de encaminamiento del tráfico subyacente. Por ejemplo, el modelo de encaminamiento del tráfico puede ser un encaminamiento jerárquico fijo o un encaminamiento dinámico no jerárquico.

Cuando se aplica el modelo de optimización de flujos de transporte al diseño de redes con encaminamiento jerárquico dinámico, se utiliza un modelo de programación lineal de optimización de flujos de transporte para el diseño de la red. En esta aplicación hay un encaminamiento de tráfico jerárquico subyacente. Las demandas de tráfico de extremo a extremo se convierten a demandas de transporte de nodo a nodo por haces de circuitos de gran utilización y haces de circuitos finales utilizando los métodos de diseño de red jerárquicos, que pueden incluir por ejemplo el esquema ECCS de Truitt [TRU], el método aleatorio equivalente de Wilkinson [WIL] y los modelos de Neal-Wilkinson [HIL] para en el cálculo del tamaño de los haces de circuitos finales. Una optimización del flujo de transporte mediante programación lineal es resuelta para el cálculo del tamaño de la red, lo que encamina las demandas de carga de transporte virtual de nodo a nodo por hora a través de las rutas más cortas, de menor coste, y dimensiona los haces de circuitos para satisfacer el nivel de flujo de diseño.

Cuando se aplica el modelo de diseño unificado al diseño de una red con encaminamiento dependiente del estado, se utiliza un modelo de optimización del flujo de transporte por programación lineal. Las demandas de tráfico de extremo a extremo se convierten a demandas de transporte de nodo a nodo utilizando el esquema ECCS de Truitt [TRU]. Aquí se utiliza el esquema de Truitt para dividir la carga de manera óptima entre el haz de circuitos directo y la red de desbordamiento, pero en esta aplicación del modelo obtenemos una demanda de transporte virtual equivalente, por hora, en lugar de un objetivo de bloqueo de haz de circuitos óptimo. Se resuelve la optimización del flujo de transporte para el tamaño de la red mediante programación lineal, lo que encamina las demandas de carga de transporte virtual de nodo a nodo por hora a través de las rutas más cortas, de menor coste, y dimensiona el haz de circuitos para que cumpla el nivel de flujo de diseño. Una vez que se ha dimensionado el haz de circuitos, se evalúa la calidad de funcionamiento de la red, y si no se cumplen los objetivos de calidad de funcionamiento se efectúa una nueva modificación de los requisitos de capacidad. Las técnicas utilizadas en la aplicación del modelo de diseño unificado para redes con encaminamiento dependiente del tiempo para optimizar los flujos de tráfico por hora, que se han descrito anteriormente, son reutilizadas en esta aplicación para la optimización de los flujos de transporte virtuales.

## Anexo C

### Ejemplo de método para redes con encaminamiento dependiente del estado

El presente anexo describe un método de dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del estado.

#### C.1 Modelo de red considerado

El modelo se aplica a redes con la siguiente estructura:

- La red está compuesta por nodos de tráfico origen-destino (X) y por nodos de tránsito (T). Estos nodos de tránsito pueden ser también origen o destino de flujos de tráfico.
- Los haces de circuitos pueden ser unidireccionales o bidireccionales.

El tráfico se encamina como sigue:

- Los flujos de tráfico son encaminados en primera elección por el haz circuitos si existe y desbordan utilizando encaminamiento dependiente del estado por un conjunto de rutas con un nodo de tránsito.
- Si no existe haz de circuitos directo, los flujos son encaminados en primera elección mediante encaminamiento dependiente del estado por un conjunto de rutas con un nodo de tránsito.
- El encaminamiento es del tipo LLR, lo que significa que la elección de ruta se efectúa utilizando la capacidad de circuitos en reposo en las rutas alternativas.

Normalmente se supone que no existe bloqueo en los nodos.

#### C.2 Evaluación de las probabilidades de bloqueo

Se utiliza un procedimiento de evaluación de las probabilidades de bloqueo basado en un modelo de punto fijo.

En aras de la claridad, se dan las ecuaciones para el caso de una red con haces de circuitos unidireccionales, pero la aplicación de las mismas puede ampliarse fácilmente al caso de haces bidireccionales o de redes con ambos tipos de haces.

Se utilizan las notaciones siguientes:

- $v_{ij}$ : tráfico ofrecido para el flujo  $ij$ ;  
 $C_{ij}$ : capacidad del haz de circuitos  $ij$ ;  
 $B_{ij}$ : probabilidad de bloqueo de llamadas del haz de circuitos  $ij$ ;  
 $\rho_{ij}$ : tráfico ofrecido para el haz de circuitos  $ij$ ;  
 $\alpha_{ikj}$ : probabilidad de que una llamada del flujo de tráfico  $ij$  atraviese el nodo de tránsito  $k$ ;  
 $cr_{ij}$ : capacidad residual del haz de circuitos  $ij$ ;  
 $\gamma_{ikj}$ : capacidad residual de la ruta  $ikj$ ;  
 $L_{ij}$ : probabilidad de bloqueo de llamada de extremo a extremo del flujo de tráfico  $ij$ ;  
 $\{T\}$ : conjunto de nodos utilizados como tránsito.

Una vez conocidas las reglas de encaminamiento, el tráfico ofrecido por un haz de circuitos depende de la naturaleza de los nodos de los puntos extremos.

$$i \text{ y } j \notin \{T\} \quad \rho_{ij} = v_{ij} \quad (C-1)$$

$$i \in \{T\} \text{ y } j \notin \{T\} \quad \rho_{ij} = v_{ij} + \sum_{k \neq j} v_{ij} B_{kj} (1 - B_{ki}) \alpha_{kij} \quad (C-2)$$

$$i \in \{T\} \text{ y } j \in \{T\} \quad \rho_{ij} = v_{ij} + \sum_{k \neq j} v_{ij} B_{kj} (1 - B_{ki}) \alpha_{kij} + \sum_{k \neq i} v_{ik} B_{ik} (1 - B_{jk}) \alpha_{ijk} \quad (C-3)$$

Se resuelve entonces el sistema de ecuaciones para obtener  $\rho_{ij}$  (tráfico ofrecido al haz de circuitos),  $B_{ij}$  (bloqueo del haz de circuitos) y  $\alpha_{ikj}$  (probabilidad de que una llamada sea encaminada a través de  $k$ ).

De manera aproximada, se considera que el tráfico ofrecido a un haz de circuitos es tráfico de Poisson y se utiliza la fórmula B de Erlang para determinar las probabilidades de bloqueo:

$$B_{ij} = E(\rho_{ij}, C_{ij}) \quad (C-4)$$

El encaminamiento dependiente del estado se modela como un encaminamiento de compartición de carga con coeficientes calculados dinámicamente. Los coeficientes de compartición de carga  $\alpha_{ikj}$  se determinan con arreglo a la disponibilidad de cada ruta. En el caso del encaminamiento dependiente del estado, la disponibilidad se determina por la capacidad residual de la red. Por consiguiente, se puede considerar que los coeficientes de compartición de carga son proporcionales a la capacidad residual de cada ruta en las diferentes rutas del flujo.

$$\alpha_{ikj} = \gamma_{ikj} / \left( \sum_{l \neq i, l \neq j, l \in \{T\}} \gamma_{ilj} \right) \quad (C-5)$$

El valor medio de la capacidad residual por ruta se calcula como una función del valor medio de la capacidad residual por haz de circuitos. La capacidad residual media por haz de circuitos es:

$$cr_{ij} = C_{ij} - \rho_{ij} (1 - B_{ij}) \quad (C-6)$$

Se pueden utilizar varias fórmulas para calcular la capacidad residual media de la ruta [HUB]. Si consideramos que las capacidades residuales de los haces de circuitos son constantes e iguales al valor medio de las mismas, entonces:

$$\gamma_{ikj} = \text{mín} (cr_{ik}, cr_{kj}) \quad (C-7)$$

La probabilidad del bloqueo de llamadas de extremo a extremo se evalúa utilizando la hipótesis de independencia de bloqueo del enlace como:

$$L_{ij} = B_{ij} \sum_{k \in \{T\}} \alpha_{ikj} [1 - (1 - B_{ik})(1 - B_{kj})] \quad (C-8)$$

El algoritmo para el cómputo de las probabilidades del bloqueo de llamadas de extremo a extremo  $L_{ij}$  se compone de los tres pasos siguientes [LE2].

#### Paso 1

Se realizan los haces de circuitos X-X. Si no existe el haz de circuitos directo, la probabilidad de bloqueo de llamadas se pone a 1.

- 1) Se inicializan las probabilidades de bloqueo de los haces de circuitos XT, TT o TX a un valor dado (por ejemplo el 2 %).
- 2) Se inicializan los coeficientes de compartición de carga para cada flujo de tráfico  $(i,j)$ , con la capacidad residual puesta al valor del tamaño del haz de circuitos y teniendo en cuenta el número de rutas.

#### Paso 2

- 1) Se calcula el tráfico ofrecido para cada haz de circuitos mediante las fórmulas C-1, C-2 y C-3.
- 2) Se calcula la probabilidad de bloqueo de cada haz de circuitos mediante la fórmula C-4.
- 3) Se calcula la capacidad residual de cada haz de circuitos utilizando la fórmula C-6.
- 4) Se calculan los coeficientes de compartición de carga mediante la fórmula C-5.

#### Paso 3

El criterio de convergencia aplicado es el máximo de las diferencias en la probabilidad de bloqueo del haz de circuitos de la iteración anterior a la iteración actual. Si no se alcanza el criterio de convergencia, se repite el paso 2.

Cuando se alcanza el criterio de convergencia se evalúa la probabilidad del bloqueo de extremo a extremo utilizando la fórmula C-8.

### C.3 Dimensionado

El criterio de dimensionado es un valor dado de la probabilidad de bloqueo de extremo a extremo. El procedimiento general de dimensionado se describe en la figura 10-1. El algoritmo descrito en la sección C.2 permite calcular el tráfico cursado para un tamaño dado del haz de circuitos.

El procedimiento es el siguiente:

#### Paso 1

Se supone en primer lugar que se trata de una red suficientemente mallada, y se determina la conectividad entre dos nodos de conformidad con los umbrales de creación de enlaces establecidos basándose en unas reglas de planificación dadas y en la carga ofrecida de cada relación de tráfico.

Primeramente, cada haz de circuitos X-X es considerado de acuerdo con el tráfico ofrecido y los umbrales de creación de enlaces.

- Si el valor del parámetro utilizado como criterio de un par de nodos X-X es superior que el umbral de creación predeterminado, no se suprime el haz de circuitos.
- Si el valor del parámetro utilizado como criterio de un par X-X es menor que el umbral de creación de enlaces, se suprime el haz de circuitos correspondiente y se supone que el tráfico ofrecido X-X correspondiente es compartido igualmente por todas las rutas X-T-X permitidas.

Se analiza entonces la existencia de enlaces troncales X-T, T-X, T-T, (en el último caso, cuando ambos nodos T son nodos de origen y de destino).

- Si el valor del parámetro utilizado como criterio y calculado de conformidad con el tráfico ofrecido (compuesto por el tráfico ofrecido nuevo y el tráfico ofrecido repartido procedente de las relaciones X-X que no tienen haz de circuitos directos) de la relación T-T considerada es mayor que el umbral, el haz de circuitos no se suprime.
- En caso contrario, se suprime el haz de circuitos correspondiente.

#### Paso 2

Una vez determinada la conectividad de la red, se dimensionan en primer lugar los haces de circuitos X-X mediante la fórmula B de Erlang y el parámetro de tamaño apropiado (ocupación, probabilidad de bloqueo o tráfico rechazado). A continuación se ajusta la capacidad al valor superior para tener en cuenta las exigencias de la modularidad. Se aplica de nuevo la fórmula B de Erlang para determinar la probabilidad de bloqueo de los haces de circuitos X-X con el tamaño ajustado.

Para dimensionar los haces de circuitos X-T, T-X y T-T, se inicializan las probabilidades de bloqueo de los haces de circuitos (se ha determinado experimentalmente el valor de 0,02 pero puede modificarse con arreglo a las necesidades de los usuarios), y el tráfico ofrecido de cada haz de circuitos es el tráfico del flujo correspondiente (que incluye el tráfico ofrecido repartido procedente de las relaciones X-X que no tienen enlaces troncales directos).

#### Notaciones

*Traf* (XY): Tráfico ofrecido al haz de circuitos X-Y.

$B_{XY}$ : Probabilidad de bloqueo del haz de circuitos X-Y.

$EEB_{XY}$ : Probabilidad de bloqueo de extremo a extremo del flujo de tráfico X-Y.

*RejTraf* (XY): Tráfico que puede ser rechazado desde el haz de circuitos X-Y.

$\alpha_{XYZ}$ : Coeficiente de compartición de carga que indica la porción del tráfico X-Y encaminado vía el nodo Z.

#### Paso 2.1

El tráfico que puede ser rechazado desde el haz de circuitos viene determinado por la necesidad de satisfacer las exigencias de probabilidad de bloqueo de extremo a extremo en el flujo de tráfico, teniendo en cuenta el tráfico cursado por las rutas de desbordamiento.

$$RejTraf(AB) = Traf(AB) \left\{ EEB_{AB} + \sum_{T=1, \dots, N} \alpha_{ATB} (1 - B_{AT})(1 - B_{TB}) \right\} \quad (C-9)$$

### Paso 2.2

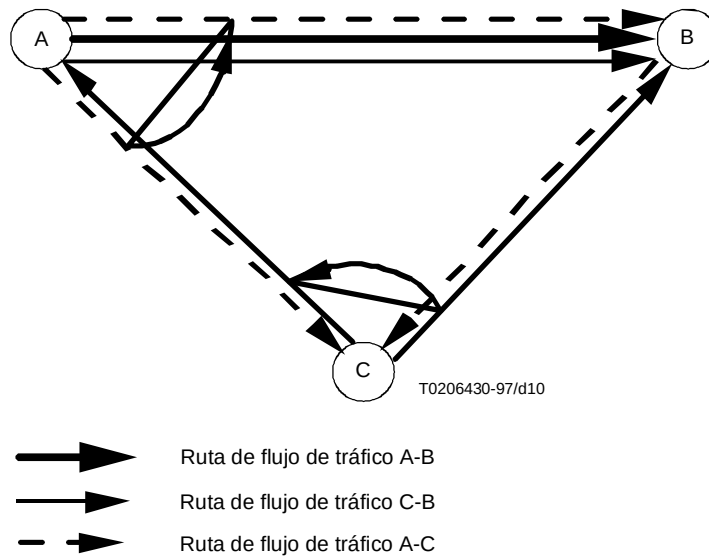
Los tráficos ofrecido y rechazado son incrementados teniendo en cuenta el desbordamiento de otros flujos de tráfico (A-C o C-B) utilizando A-B como parte de su ruta de desbordamiento (véase la figura C.1).

a) *Porción del tráfico de C-B ofrecido a A-B*

$$Traf(AB_{CB}) = (Traf(CB) * B_{CB}) * \{1 - B_{CA}\} * \alpha_{CAB} \quad (C-10)$$

b) *Porción del tráfico de A-C ofrecido a A-B*

$$Traf(AB_{AC}) = (Traf(AC) * B_{AC}) * \{1 - B_{BC}\} * \alpha_{ABC} \quad (C-11)$$



**Figura C.1/E.529 – Flujos de tráfico que utilizan el haz de circuitos A-B**

Se supone que el tráfico rechazado de A-B resultante de C-B y A-C es incrementado solamente en la mitad del tráfico rechazado de extremo a extremo de C-B y A-C respectivamente, perdiéndose la otra mitad por la otra rama de la ruta de dos ramas.

$$ReTraf(AB_{AC-CB}) = EEB_{AB} * \{Traf(AC) * \alpha_{ABC} + Traf(CB) * \alpha_{CA}\} / 2 \quad (C-12)$$

### Paso 2.3

A partir de los tráficos ofrecido y rechazado, se determina la probabilidad de bloqueo de cada haz de circuitos y, por consiguiente, se calcula el número de circuitos necesario para alcanzar esta probabilidad de bloqueo utilizando la fórmula B de Erlang. Se ajusta a continuación la modularidad del haz de circuitos a su valor superior y se actualizan la probabilidad de bloqueo y la capacidad residual.

### Paso 2.4

Los coeficientes de compartición de carga se calculan en función de la capacidad residual de acuerdo con la fórmula C-5.

Se ejecuta repetidamente el procedimiento completo hasta alcanzar la convergencia.

#### C.4 Extensión a las redes con encaminamiento dependiente del evento

El método puede aplicarse al dimensionado de redes con encaminamiento dinámico dependiente del evento. Los cambios afectan solamente al cálculo de los parámetros de compartición de carga en el procedimiento de evaluación de las probabilidades de bloqueo. En este caso los coeficientes de compartición de carga  $\alpha_{ikj}$ , se determinan con arreglo a la disponibilidad de cada ruta. En el caso del encaminamiento dependiente del evento, la disponibilidad se determina por la inversa de la probabilidad de bloqueo de la red. Por consiguiente, los coeficientes de compartición de carga pueden considerarse proporcionales a la inversa de la probabilidad de bloqueo de cada ruta en las diferentes rutas del flujo.

$$\alpha_{ikj} = \gamma_{ikj} / \left( \sum_{l \neq i, l \neq j, l \in \{T\}} \gamma_{jlk} \right) \quad (C-13)$$

donde:

$$\gamma_{ikj} = 1 / [1 - (1 - B_{ik})(1 - B_{kj})] \quad (C-14)$$

### Anexo D

#### Ejemplo de método para redes con encaminamiento dependiente del evento

Este anexo proporciona un método para el dimensionado de redes con encaminamiento dependiente del evento. Se basa en la metodología del coste absoluto y el coste sombra [KE2], [KEY].

##### D.1 Modelo de red considerado

Considérese una red totalmente interconectada en la cual todos los flujos de tráfico tienen una ruta de primera elección directa y una ruta alternativa de dos enlaces. La ruta alternativa se elige mediante un sistema "sticky random". La reserva de circuito se aplica a un haz de circuitos de tal modo que en el mismo se definan dos clases de prioridad. En este ejemplo, las llamadas directas son prioritarias y las llamadas de desbordamiento son no prioritarias.

Se utilizan las siguientes notaciones:

- $k$ : índice de un haz de circuitos o flujo de tráfico que utiliza el haz de circuitos como primera ruta directa,  $k = 1, 2, c, K$ ;
- $v_k$ : tasa media de llegada del flujo de llamada  $k$ ;
- $v$ : conjunto de tasas de llegada  $v_k$ :  $v = \{v_1, v_2, c, K\}$ ;
- $w_k$ : ingresos unitarios de una llamada de flujo  $k$ ;
- $p_k\{a,b\}$ : probabilidad de que se utilice la ruta alternativa  $\{a,b\}$  cuando el haz de circuitos directo  $k$  es bloqueado;
- $C_{1k}$ : capacidad total del haz de circuitos  $k$ ;
- $C_{2k}$ : capacidad del haz de circuitos  $k$  hasta la cual pueden acceder llamadas no prioritarias (el nivel de reserva de circuitos viene dado por  $r_k = C_{1k} - C_{2k}$ );
- $C_1$ : conjunto de capacidades del haz de circuitos:  $C_1 = \{C_{11}, C_{12}, c, C_{1K}\}$ ;
- $C_2$ : conjunto de parámetros de reserva:  $C_2 = \{C_{21}, C_{22}, c, C_{2K}\}$ ;
- $\sigma_{1k}$ : tasa media de llegada de llamada del haz de circuitos  $k$  por encima del umbral de reserva de circuitos;
- $\sigma_{2k}$ : tasa de llegada de llamada media del haz de circuitos  $k$  por debajo del umbral de reserva de circuitos;
- $L_k$ : probabilidad de bloqueo de llamada de extremo a extremo del flujo  $k$ ;

$B_{ik}$ : probabilidad de que una llamada de prioridad  $i$  sea bloqueada en un haz de circuitos  $k$ , donde  $i = 1$  para las llamadas directas e  $i = 2$  para llamadas de desbordamiento;  
 $A_k$ : coste de instalación de un circuito en el haz de circuitos  $k$ ;  
 $W$ : tasa de rendimiento de la red.

## D.2 Método de los costes absolutos

### D.2.1 Probabilidades de bloqueo en una red con encaminamiento dependiente del evento

Un encaminamiento dependiente del evento puede modelarse [KEY] utilizando los parámetros:

$$p_k \{a, b\} \propto \frac{1}{1 - (1 - B_{2a})(1 - B_{2b})} \quad (D-1)$$

si  $\{a, b\}$  es una alternativa válida para el flujo  $k$ .

Si:

$$B_{ik} = E_i(\sigma_{1k}, \sigma_{2k}, C_{1k}, C_{2k}) \quad (D-2)$$

dará las probabilidades de bloqueo de llamadas en el haz de circuitos  $k$  cuando los flujos ofrecidos son tráfico Poissoniano. De este modo podemos constituir un conjunto de ecuaciones de punto fijo para las  $B$ , que se puede resolver aplicando sustituciones repetidas con una regulación adecuada. Adviértase que una solución está garantizada por el teorema de punto fijo de Brouwer y que pueden existir múltiples soluciones en niveles de bloqueo elevados si los parámetros de reserva de circuitos son demasiado bajos. Las probabilidades de bloques de llamada de extremo a extremo  $L_k$  se calculan utilizando  $B_{ik}$  y  $p_k\{a, b\}$ .

La tasa de rendimiento de la red viene dada por:

$$W(v, C_1, C_2) = \sum_{k=1, \dots, K} w_k v_k (1 - L_k) \quad (D-3)$$

### D.2.2 Cálculo del coste absoluto

La metodología del coste absoluto [KE2], [KEY] proporciona un método para obtener las derivadas de  $W$  con respecto a  $v$ ,  $C_1$  y  $C_2$ . Sea  $c_{ik}$ ,  $i = 1, 2$  el coste absoluto del haz de circuitos  $k$  en el estado de bloqueo  $i$ , que mide el efecto de choque (*knock-on*) en otras partes de la red si una llamada es aceptada. Estos costes se definen como:

$$c_{ik} = -(B_{i+1,k} - B_{ik})^{-1} \frac{dW}{d\sigma_{ik}} \quad (D-4)$$

y puede calcularse a partir de las ecuaciones de punto fijo siguientes [KE2], [KEY]:

$$c_{ik} = (B_{i+1,k} + B_{ik})^{-1} \left\{ [s_k + c_{1k}] v_k \frac{\partial B_{1k}}{\partial \sigma_{ik}} + \sum_{j,a} [v_j p_j \{a, k\} B_{1j} (1 - B_{2a}) (s_j \{a, k\} + c_{2k})] \frac{\partial B_{2k}}{\partial \sigma_{ik}} \right\} \quad (D-5)$$

con  $B_{3k} = 1$ , y donde  $s_k$  y  $s_k\{a, b\}$  vienen dados por:

$$s_k = w_k - c_{1k} - \sum_{a,b} p_k \{a, b\} (1 - B_{2a})(1 - B_{2b}) s_k \{a, b\}, \quad s_k \{a, b\} = w_k - c_{2a} - c_{2b} \quad (D-6)$$

$s_k$  y  $s_k \{a, b\}$  son los valores excedentes asociados con el haz de circuitos  $k$  y la ruta alternativa de dos haces de circuitos  $\{a, b\}$ . Por ejemplo, el último se interpreta en el sentido de que si se cursa una llamada por la ruta de desbordamiento de dos haces de circuitos  $\{a, b\}$ , esto genera un ingreso  $w_k$  directamente pero con un coste de  $c_{2a} + c_{2b}$ .



Las magnitudes de interés para la asignación de la capacidad son los “costes sombra” (*shadow prices*) definidos por  $d_{ik} = dW/dC_{ik}$ , que son una transformación lineal de las  $c$ ,

$$d_{ik} = - \left\{ [s_k + c_{1k}] v_k \frac{\partial B_{1k}}{\partial C_{ik}} + \sum_{j,a} [v_j p_j \{a, k\} B_{1j} (1 - B_{2a}) (s_j \{a, k\} + c_{2k})] \frac{\partial B_{2k}}{\partial C_{ik}} \right\} \quad (D-7)$$

Tenemos alguna libertad para definir estas derivadas y tomaremos las derivadas en pares enteros para que sean:

$$\frac{\partial f}{\partial C_{1k}} = f(C_{1k}, C_{2k}) - f(C_{1k} - 1, C_{2k}), \quad \frac{\partial f}{\partial C_{2k}} = - \{ f(C_{1k}, C_{2k}) - f(C_{1k}, C_{2k} - 1) \} \quad (D-8)$$

en cuyo caso  $d_{1k}$  da la diferencia de rendimiento si el número de circuitos es modificado en una unidad manteniendo fija la reserva de circuitos, mientras que  $d_{2k}$  mide la diferencia de rendimiento si el parámetro reserva de circuitos es modificado en una unidad.

### D.3 Dimensionado multihora de redes utilizando los costes sombra

#### D.3.1 El problema del dimensionado multihora

Si suponemos que el objetivo de la optimización de la red es alcanzar un nivel especificado de rentabilidad con el mínimo coste, el problema de la optimización es entonces:

minimizar:

$$\sum_{k=1, \dots, K} A_k C_{1k} \quad (\text{la función objetivo}) \quad (D-9)$$

con la condición de que:

$$W(v_t, C_1, C_2) \geq (1 - b_t) \sum_{k=1, \dots, K} w_{kt} v_{kt}, \quad t = 1, 2, c, T$$

$$C_{1k} \geq C_{2k} \geq 0, \quad k = 1, 2, c, K,$$

donde el subíndice  $t$  designa la hora. Si  $w_{k,t} \equiv 1$ , entonces  $b_t$  designa el grado de servicio de diseño para la hora  $t$ .

La metodología del coste absoluto puede utilizarse para resolver el problema D-9 con la optimización conjunta para  $C_1$  y  $C_2$ . Sin embargo, en la práctica, los parámetros de reserva de circuitos se eligen para garantizar que la red es robusta en el sentido estadístico. Por otra parte, pueden fijarse con bastante facilidad valores razonables de los parámetros de reserva de circuitos [KEY], y en lo sucesivo se supone que estos parámetros son fijos.

#### D.3.2 Utilización de los costes sombra

Si  $C_{1k}$  se considera un parámetro continuo, las condiciones de Kuhn-Tucker necesarias para un óptimo local son entonces:

$$\lambda_t \left\{ W(v_t, C_1, C_2) - (1 - b_t) \sum_{k=1, \dots, K} w_{kt} v_{kt} \right\} = 0 \quad (D-10)$$

$$\lambda_t \geq 0 \quad (D-11)$$

$$C_{1k} \left\{ A_k - \sum_t \lambda_t \frac{dW_t}{dC_{1k}} \right\} = 0 \quad (D-12)$$

$$A_k - \sum_t \lambda_t \frac{dW_t}{dC_{1k}} \geq 0 \quad (D-13)$$

$$C_{1k} \geq 0 \quad (D-14)$$

Si sólo hay exactamente una hora y si  $C_{1k} > 0$ , entonces un óptimo local para una sola hora,

$$R_k = \frac{d_{1k}}{A_k} \text{ una constante (con el multiplicador } \lambda) \text{ donde } d_{1k} = \frac{dW}{dC_{1k}} \quad (D-15)$$

de este modo, con la integral  $C_{1k}$  resulta sencillo ampliar los haces de circuitos para los cuales  $R_k$  es grande y reducir aquellos para los cuales es pequeña.

La introducción de múltiples horas complica el tema. Como ilustración, consideremos el caso de  $t = 2$ . Si una de las limitaciones no está activa en el óptimo, nos encontramos en la situación primera. Sin embargo, si ambas son activas, y si  $C_{1k} > 0$ , entonces:

$$A_k - \sum_t \lambda_t \frac{dW}{dC_{1k}} = 0 \quad (D-16)$$

Los multiplicadores de Lagrange  $\lambda_t$  miden el cambio en la función objetivo con respecto a las limitaciones. Una solución práctica consiste en arrancar el proceso con un valor de estas limitaciones igual para todas las horas, y utilizar la suma de las relaciones  $(R_{k1} + R_{k2})/2$  como guía para la asignación de la capacidad.

Esto no garantiza el objetivo de bloqueo de llamadas del flujo  $k$ , y puede decidirse limitar el objetivo aceptable,

$$L_{\text{máx}} \leq b_{\text{máx}} \text{ una constante con } b_{\text{máx}} \geq b_t \text{ para todos los valores de } t \quad (D-17)$$

Un método sencillo de proceder consiste en optimizar la red sin esta limitación. Si se violan las condiciones para ciertos flujos, los valores de estos flujos pueden entonces fijarse a uno y el resto a cero. La red puede entonces ampliarse utilizando los nuevos costes sombra hasta que se cumplan estas exigencias.

## SERIES DE RECOMENDACIONES DEL UIT-T

|                |                                                                                                                            |
|----------------|----------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|
| Serie A        | Organización del trabajo del UIT-T                                                                                         |
| Serie B        | Medios de expresión: definiciones, símbolos, clasificación                                                                 |
| Serie C        | Estadísticas generales de telecomunicaciones                                                                               |
| Serie D        | Principios generales de tarificación                                                                                       |
| <b>Serie E</b> | <b>Explotación general de la red, servicio telefónico, explotación del servicio y factores humanos</b>                     |
| Serie F        | Servicios de telecomunicación no telefónicos                                                                               |
| Serie G        | Sistemas y medios de transmisión, sistemas y redes digitales                                                               |
| Serie H        | Sistemas audiovisuales y multimedios                                                                                       |
| Serie I        | Red digital de servicios integrados                                                                                        |
| Serie J        | Transmisiones de señales radiofónicas, de televisión y de otras señales multimedios                                        |
| Serie K        | Protección contra las interferencias                                                                                       |
| Serie L        | Construcción, instalación y protección de los cables y otros elementos de planta exterior                                  |
| Serie M        | Mantenimiento: sistemas de transmisión, circuitos telefónicos, telegrafía, facsímil y circuitos arrendados internacionales |
| Serie N        | Mantenimiento: circuitos internacionales para transmisiones radiofónicas y de televisión                                   |
| Serie O        | Especificaciones de los aparatos de medida                                                                                 |
| Serie P        | Calidad de transmisión telefónica, instalaciones telefónicas y redes locales                                               |
| Serie Q        | Conmutación y señalización                                                                                                 |
| Serie R        | Transmisión telegráfica                                                                                                    |
| Serie S        | Equipos terminales para servicios de telegrafía                                                                            |
| Serie T        | Terminales para servicios de telemática                                                                                    |
| Serie U        | Conmutación telegráfica                                                                                                    |
| Serie V        | Comunicación de datos por la red telefónica                                                                                |
| Serie X        | Redes de datos y comunicación entre sistemas abiertos                                                                      |
| Serie Z        | Lenguajes de programación                                                                                                  |