



UNION INTERNATIONALE DES TÉLÉCOMMUNICATIONS

UIT-T

SECTEUR DE LA NORMALISATION
DES TÉLÉCOMMUNICATIONS
DE L'UIT

E.529

(05/97)

SÉRIE E: EXPLOITATION GÉNÉRALE DU RÉSEAU,
SERVICE TÉLÉPHONIQUE, EXPLOITATION DES
SERVICES ET FACTEURS HUMAINS

Qualité de service, gestion de réseau et ingénierie du
trafic – Ingénierie du trafic – Détermination du nombre de
circuits en exploitation automatique et semi-automatique

**Dimensionnement de réseau au moyen des
objectifs de qualité d'écoulement du trafic
de bout en bout**

Recommandation UIT-T E.529

(Antérieurement Recommandation du CCITT)

RECOMMANDATIONS UIT-T DE LA SÉRIE E
**EXPLOITATION GÉNÉRALE DU RÉSEAU, SERVICE TÉLÉPHONIQUE, EXPLOITATION DES
SERVICES ET FACTEURS HUMAINS**

EXPLOITATION, NUMÉROTAGE, ACHEMINEMENT ET SERVICE MOBILE

EXPLOITATION DES RELATIONS INTERNATIONALES E.100–E.229

DISPOSITIONS OPÉRATIONNELLES RELATIVES À LA TAXATION ET À LA
COMPTABILITÉ DANS LE SERVICE TÉLÉPHONIQUE INTERNATIONAL E.230–E.299

UTILISATION DU RÉSEAU TÉLÉPHONIQUE INTERNATIONAL POUR LES
APPLICATIONS NON TÉLÉPHONIQUES E.300–E.329

DISPOSITIONS DU RNIS CONCERNANT LES USAGERS E.330–E.399

QUALITÉ DE SERVICE, GESTION DE RÉSEAU ET INGÉNIERIE DU TRAFIC

GESTION DE RÉSEAU E.400–E.489

Statistiques relatives au service international E.400–E.409

Gestion du réseau international E.410–E.419

Contrôle de la qualité du service téléphonique international E.420–E.489

INGÉNIERIE DU TRAFIC E.490–E.799

Mesure et enregistrement du trafic E.490–E.505

Prévision du trafic E.506–E.509

Détermination du nombre de circuits en exploitation manuelle E.510–E.519

Détermination du nombre de circuits en exploitation automatique et semi-automatique E.520–E.539

Niveau de service E.540–E.599

Définitions E.600–E.699

Ingénierie du trafic RNIS E.700–E.749

Ingénierie du trafic des réseaux mobiles E.750–E.799

QUALITÉ DE SERVICE: CONCEPTS, MODÈLES, OBJECTIFS, PLANIFICATION DE LA
SÛRETÉ DE FONCTIONNEMENT E.800–E.899

Termes et définitions relatifs à la qualité des services de télécommunication E.800–E.809

Modèles pour les services de télécommunication E.810–E.844

Objectifs et concepts de qualité des services de télécommunication E.845–E.859

Utilisation des objectifs de qualité de service pour la planification des réseaux de
télécommunication E.860–E.879

Collecte et évaluation de données d'exploitation sur la qualité des équipements, des réseaux et
des services E.880–E.899

Pour plus de détails, voir la Liste des Recommandations de l'UIT-T.

RECOMMANDATION UIT-T E.529

DIMENSIONNEMENT DE RÉSEAU AU MOYEN DES OBJECTIFS DE QUALITÉ D'ÉCOULEMENT DU TRAFIC DE BOUT EN BOUT

Résumé

La présente Recommandation contient les directives pour le dimensionnement de réseaux à commutation de circuits utilisant des objectifs de qualité d'écoulement du trafic (GOS, *grade of service*) de bout en bout. Les méthodes de dimensionnement de réseaux décrites dans la présente Recommandation concernent des réseaux avec acheminement du trafic fixe, un acheminement du trafic en fonction de l'heure, un acheminement du trafic en fonction de l'état ou un acheminement du trafic en fonction des événements.

Source

La Recommandation UIT-T E.529, élaborée par la Commission d'études 2 (1997-2000) de l'UIT-T, a été approuvée le 26 mai 1997 selon la procédure définie dans la Résolution n° 1 de la CMNT.

AVANT-PROPOS

L'UIT (Union internationale des télécommunications) est une institution spécialisée des Nations Unies dans le domaine des télécommunications. L'UIT-T (Secteur de la normalisation des télécommunications) est un organe permanent de l'UIT. Il est chargé de l'étude des questions techniques, d'exploitation et de tarification, et émet à ce sujet des Recommandations en vue de la normalisation des télécommunications à l'échelle mondiale.

La Conférence mondiale de normalisation des télécommunications (CMNT), qui se réunit tous les quatre ans, détermine les thèmes d'études à traiter par les Commissions d'études de l'UIT-T lesquelles élaborent en retour des Recommandations sur ces thèmes.

L'approbation des Recommandations par les Membres de l'UIT-T s'effectue selon la procédure définie dans la Résolution n° 1 de la CMNT.

Dans certains secteurs de la technologie de l'information qui correspondent à la sphère de compétence de l'UIT-T, les normes nécessaires se préparent en collaboration avec l'ISO et la CEI.

NOTE

Dans la présente Recommandation, l'expression "Administration" est utilisée pour désigner de façon abrégée aussi bien une administration de télécommunications qu'une exploitation reconnue.

DROITS DE PROPRIÉTÉ INTELLECTUELLE

L'UIT attire l'attention sur la possibilité que l'application ou la mise en œuvre de la présente Recommandation puisse donner lieu à l'utilisation d'un droit de propriété intellectuelle. L'UIT ne prend pas position en ce qui concerne l'existence, la validité ou l'applicabilité des droits de propriété intellectuelle, qu'ils soient revendiqués par un Membre de l'UIT ou par une tierce partie étrangère à la procédure d'élaboration des Recommandations.

A la date d'approbation de la présente Recommandation, l'UIT avait/n'avait pas été avisée de l'existence d'une propriété intellectuelle protégée par des brevets à acquérir pour mettre en œuvre la présente Recommandation. Toutefois, comme il ne s'agit peut-être pas de renseignements les plus récents, il est vivement recommandé aux responsables de la mise en œuvre de consulter la base de données des brevets du TSB.

© UIT 1997

Droits de reproduction réservés. Aucune partie de cette publication ne peut être reproduite ni utilisée sous quelque forme que ce soit et par aucun procédé, électronique ou mécanique, y compris la photocopie et les microfilms, sans l'accord écrit de l'UIT.

TABLE DES MATIÈRES

		<i>Page</i>
1	Domaine d'application.....	1
2	Références normatives	1
3	Termes et définitions	1
4	Abréviations	2
5	Introduction	3
	5.1 Aperçu général concernant le fonctionnement du réseau	3
	5.2 Lignes générales de la présente Recommandation	5
6	Catégories de méthodes d'acheminement.....	5
	6.1 Méthodes d'acheminement fixe	5
	6.2 Méthodes d'acheminement en fonction de l'heure	6
	6.3 Méthodes d'acheminement en fonction de l'état	6
	6.4 Méthodes d'acheminement en fonction des événements.....	7
7	Éléments de dimensionnement de réseau.....	7
8	Objectifs de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout	8
9	Modélisation du trafic offert	9
	9.1 Variables de trafic.....	9
	9.2 Modèles de fluctuation de la charge de trafic	9
10	Principes des méthodes de dimensionnement de réseau	11
	10.1 Procédure itérative de base	11
	10.2 Principe du modèle avec point fixe.....	12
	10.3 Utilisation de coûts implicites et de prix fantômes pour le dimensionnement de réseau.....	12
11	Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement fixe.....	13
	11.1 Méthode de calcul du blocage	14
	11.2 Détermination des variables de conception	16
12	Méthodes de dimensionnement pour les réseaux avec acheminement en fonction de l'heure	16
	12.1 Méthodes de calcul du blocage.....	16
	12.2 Détermination des variables de conception	16
13	Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état.....	16
	13.1 Méthodes de calcul du blocage.....	16
	13.2 Détermination des variables de conception	17
14	Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement en fonction des événements.....	17
	14.1 Méthodes de calcul du blocage.....	17
	14.2 Détermination des variables de conception	17
15	Historique.....	17
16	Bibliographie.....	17
	Annexe A – Méthodes de prévision et de service réseau pour les réseaux avec acheminement dynamique	20
	A.1 Introduction	20
	A.2 Méthodes de prévision pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure	23
	A.3 Méthodes de prévision pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état et acheminement en fonction des événements.....	24
	A.4 Méthodes d'administration du réseau.....	24

	<i>Page</i>
Annexe B – Exemple de méthodes pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure	25
Annexe C – Exemple de méthode pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état.....	30
C.1 Modèle de réseau	30
C.2 Evaluation des probabilités de blocage.....	30
C.3 Dimensionnement	32
C.4 Extension à des réseaux avec acheminement en fonction des événements.....	34
Annexe D – Exemple de méthode pour des réseaux avec acheminement en fonction des événements.....	34
D.1 Modèle de réseau	34
D.2 Méthode des coûts implicites.....	35
D.3 Dimensionnement de réseau pour des heures multiples avec utilisation de prix fantômes	36

DIMENSIONNEMENT DE RÉSEAU AU MOYEN DES OBJECTIFS DE QUALITÉ D'ÉCOULEMENT DU TRAFIC DE BOUT EN BOUT

(Genève, 1997)

1 Domaine d'application

La présente Recommandation vise à fournir des directives de dimensionnement de réseau pour des réseaux à commutation de circuits, permettant à l'exploitant du réseau de satisfaire à des objectifs de qualité d'écoulement (GOS, *grade of service*) du trafic de bout en bout dans la perspective du plan utilisateur. La présente Recommandation présente des méthodes d'ingénierie de trafic pour le dimensionnement du réseau. Les directives concernant le dimensionnement du réseau dans la perspective du plan de commande sont traitées dans d'autres Recommandations de la série E. La conception du réseau de transmission est en dehors du domaine d'application de la présente Recommandation.

2 Références normatives

La présente Recommandation se réfère à certaines dispositions des Recommandations de l'UIT-T et textes suivants qui de ce fait en sont partie intégrante. Les versions indiquées étaient en vigueur au moment de la publication de la présente Recommandation. Toute Recommandation ou texte étant sujet à révision, les utilisateurs de la présente Recommandation sont invités à se reporter, si possible, aux versions les plus récentes des références normatives suivantes. La liste des Recommandations de l'UIT-T en vigueur est régulièrement publiée.

- Recommandation E.170 du CCITT (1992), *Acheminement du trafic*.
- Recommandation UIT-T E.301 (1993), *Incidence du trafic non téléphonique sur le réseau téléphonique*.
- Recommandation UIT-T E.412 (1996), *Commandes de gestion du réseau*.
- Recommandation E.500 du CCITT (1992), *Principes de mesure de l'intensité du trafic*.
- Recommandation UIT-T E.501 (1997), *Estimation du trafic offert sur le réseau*.
- Recommandation E.523 du CCITT (1988), *Schémas types de distribution du trafic dans le cas de courants de trafic internationaux*.
- Recommandation E.524 du CCITT (1992), *Approximations du trafic de débordement pour des courants de trafic non aléatoires*.
- Recommandation E.525 du CCITT (1992), *Conception des réseaux pour le contrôle de la qualité d'écoulement du trafic*.
- Recommandation UIT-T E.526 (1993), *Dimensionnement d'un faisceau de circuits avec services supports à intervalles de temps multiples et sans trafic de débordement*.
- Recommandation UIT-T E.527 (1995), *Dimensionnement d'un faisceau de circuits avec services supports à intervalles de temps multiples et trafic de débordement*.
- Recommandation E.721 du CCITT (1991), *Paramètres de qualité d'écoulement du trafic dans le réseau et valeurs cibles pour les services à commutation de circuits dans le RNIS en développement*.

3 Termes et définitions

La présente Recommandation définit les termes suivants:

- 3.1 nœud:** centre de commutation ou centre de commutation fictif représentant un réseau.
- 3.2 faisceau de circuits:** faisceau de circuits dont l'ingénierie est gérée comme un tout. Voir Figure 3-1.
- 3.3 flux de trafic:** classe d'appels possédant les mêmes caractéristiques de trafic.
- 3.4 couple O-D:** couple de nœuds d'origine et de destination pour un flux de trafic donné.

3.5 qualité d'écoulement du trafic de bout en bout: niveau général de qualité d'écoulement d'un flux de trafic quantifié entre son couple O-D, défini dans le réseau concerné.

3.6 itinéraire: concaténation de faisceaux de circuits fournissant une connexion entre un couple O-D. Voir la Figure 3-1.

3.7 ensemble d'itinéraires: ensemble d'itinéraires connectant un même couple O-D. Voir Figure la 3-1.

3.8 plan d'acheminement: ensemble d'itinéraires et de règles de choix d'un itinéraire pour un flux de trafic.

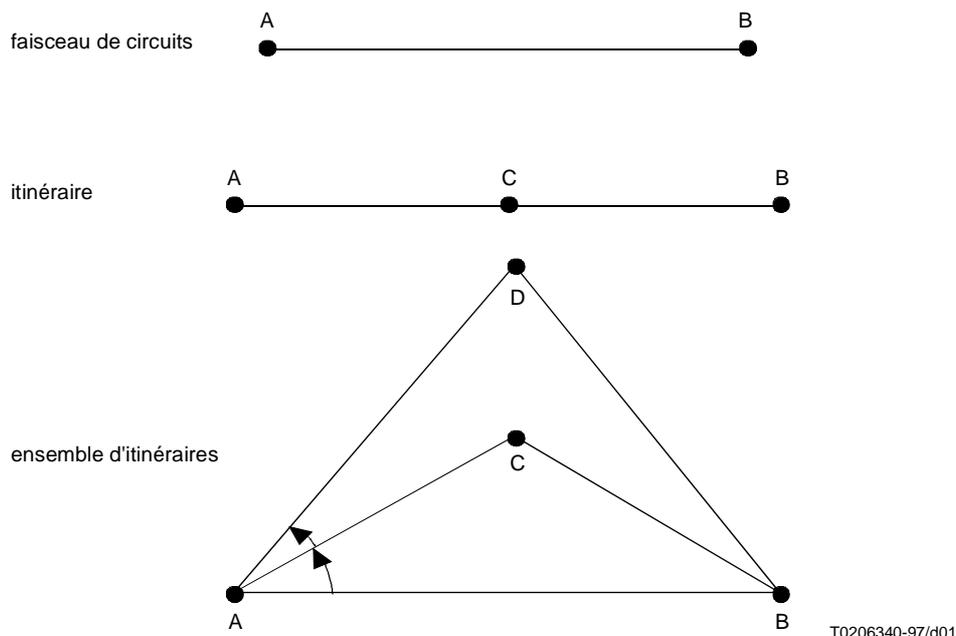


Figure 3-1/E.529 – Terminologie

4 Abréviations

La présente Recommandation utilise les abréviations suivantes:

- AAR acheminement automatique avec débordement (*automatic alternative routing*)
- ARR réacheminement automatique (*automatic rerouting*)
- ECCS centaine de secondes de communication économique (*economic hundred call seconds*)
- EDR acheminement en fonction des événements (*event-dependent routing*)
- GOS qualité d'écoulement du trafic (*grade of service*)
- LLR acheminement par l'itinéraire le moins chargé (*least loaded routing*)
- RNIS-BE réseau numérique à intégration de services à bande étroite
- RTPC réseau téléphonique public commuté
- SDR acheminement en fonction de l'état (*state-dependent routing*)
- TDR acheminement en fonction de l'heure (*time-dependent routing*)

5 Introduction

Le RTPC et le RNIS à bande étroite prennent en charge des connexions supports de point à point et fournissent des services supports à la demande. Dans un tel réseau à commutation de circuits, un appel est acheminé dans le réseau depuis le nœud origine jusqu'au nœud de destination, conformément aux règles d'acheminement de trafic en vigueur dans le réseau.

La Recommandation E.170 décrit les structures d'acheminement, les plans d'acheminement et le choix d'itinéraire concernant l'acheminement du trafic dans le réseau. Diverses méthodes sont disponibles pour l'acheminement du trafic, allant de méthodes fixes à des méthodes souples. Les méthodes d'acheminement du trafic fournissent une qualité d'écoulement du trafic de bout en bout pour chacun des flux de trafic dans le réseau, compte tenu de la capacité du réseau et d'autres méthodes de régulation du trafic, telles que les méthodes de protection du service. La Recommandation E.525 décrit les méthodes de protection de service disponibles et fournit des directives pour leur application.

La présente Recommandation a pour but de présenter des méthodes de dimensionnement de réseau pouvant s'appliquer à des réseaux qui mettent en œuvre des méthodes de régulation d'acheminement et de trafic. Etant donné que le paramètre d'une qualité d'écoulement du trafic est pris en compte pour le processus de dimensionnement du réseau, la présente Recommandation se concentre sur la probabilité de blocage de bout en bout, ainsi que sur des techniques et des méthodes disponibles pour leur calcul. Elle se concentre en outre sur l'acheminement non hiérarchisé, en considérant que le critère de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout s'applique en général à un acheminement non hiérarchisé, indépendamment de l'architecture du réseau. Les définitions de l'acheminement hiérarchisé et non hiérarchisé sont données au 2.1/E.170.

La version de la présente Recommandation donne des exemples de méthodes de dimensionnement pour un réseau utilisant un seul système d'acheminement. Les méthodes de dimensionnement pour un réseau à plusieurs systèmes d'acheminement qui sont mis en interfonctionnement feront l'objet d'un complément d'étude.

5.1 Aperçu général concernant le fonctionnement du réseau

Un réseau fournissant un service de commutation de circuits est souvent représenté, à des fins d'ingénierie de réseau, par un modèle constitué de nœuds de commutation interconnectés par des faisceaux de circuits. Un faisceau de circuits peut être de type unidirectionnel ou de type bidirectionnel. La Figure 5-1 présente un exemple de réseau. La Figure 5-2 illustre un modèle d'architecture générale d'exploitation de réseau. Le rectangle du milieu représente un réseau pouvant avoir diverses configurations, ainsi que les tables d'acheminement qui se trouvent au sein du réseau. Les configurations de réseau comprennent les réseaux urbains, les réseaux interurbains nationaux et les réseaux internationaux globaux, pouvant tous prendre en charge un acheminement hiérarchisé, un acheminement non hiérarchisé ou des combinaisons des deux. La gestion de l'acheminement et la gestion du réseau garantissent que les objectifs de performance sont respectés quelles que soient les circonstances de variations de charge et de défaillances; les procédures d'exploitation du réseau et de prévision réseau garantissent en outre que le dimensionnement du réseau permet d'atteindre les objectifs de performance aux moindres coûts. La Figure 5-2 représente la gestion du réseau, l'administration du réseau et la prévision réseau sous la forme de boucles de rétroaction interagissant sur le réseau. Les événements entrants qui pilotent le réseau constituent une charge de trafic aléatoire comportant une composante moyenne de charge prévisible, une erreur de prévision non connue et une composante de fluctuation de charge. Les commandes de rétroaction régulent la qualité d'écoulement du trafic fournie par le réseau au moyen de réglages de capacité et d'acheminement.

La gestion du réseau fournit une supervision en temps réel de la performance du réseau au moyen d'une collecte et d'un affichage en temps réel de données de trafic et de performance, ce qui permet d'entrer, lorsque les circonstances le nécessitent, des commandes de gestion de trafic telles que le blocage de codes de destination, les interruptions momentanées d'appels et le réacheminement. La gestion du réseau fournit également une gestion de l'acheminement tenant compte de la capacité mise à disposition par l'administration du réseau et les prévisions réseau, et permet d'effectuer en temps réel les ajustements de plans d'acheminement qui sont nécessaires pour résoudre les problèmes d'administration du réseau. Les plans d'acheminement mis à jour sont, soit émis directement à destination des nœuds de commutation, soit transmis par un système automatisé de gestion d'acheminement.

Les prévisions réseau tiennent compte de la charge actuelle du réseau et de la charge prévisionnelle résultant de la planification de modifications du réseau. La fonction d'administration peut ensuite procéder à des ajustements de l'acheminement et des tailles de faisceau de circuits, si les charges réelles ne peuvent pas être écoulées en raison d'erreurs dans la prévision. Les méthodes de dimensionnement de réseau sont en général intégrées dans les procédures de prévision et d'administration du réseau, de sorte que le niveau de capacité des faisceaux de circuits est déterminé et mis en œuvre par le processus d'administration du réseau. L'objectif principal du dimensionnement de réseau décrit ici est de déterminer la capacité du réseau, les schémas d'acheminement du trafic et d'autres paramètres de régulation du trafic, tels que la réservation de circuits, en respectant des prescriptions de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout données, tout en satisfaisant d'une manière économique à un ensemble donné d'hypothèses de charge de trafic. L'administration du réseau peut, dans des situations exceptionnelles, augmenter à court terme des capacités de faisceau de circuits afin de faire face à des problèmes d'administration; cette capacité de faisceaux de circuits est toutefois planifiée, ordonnancée et gérée d'une manière normale à un horizon d'un an ou plus. La stratégie de prévision réseau, mise en œuvre dans l'étape

de prévision, minimise la capacité de réserve tout en préservant un niveau acceptable pour l'administration du réseau. Le modèle de la Figure 5-2 présente les prévisions réseau sous la forme d'un processus de prédiction de la capacité de réseau nécessaire pour satisfaire la demande future. Il tient compte de la prédiction de la demande, sujette à erreurs, et de l'état du réseau existant. Le traitement des erreurs de prévision par la prévision réseau permet de disposer d'une capacité réseau suffisante pour répondre à la demande tout en minimisant l'administration du réseau. L'Annexe A décrit des exemples de méthodes de prévision réseau et d'administration réseau pour des réseaux avec acheminement dynamique.

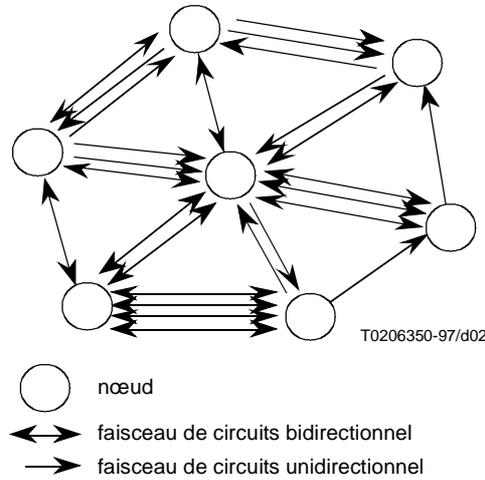


Figure 5-1/E.529 – Exemple de réseau

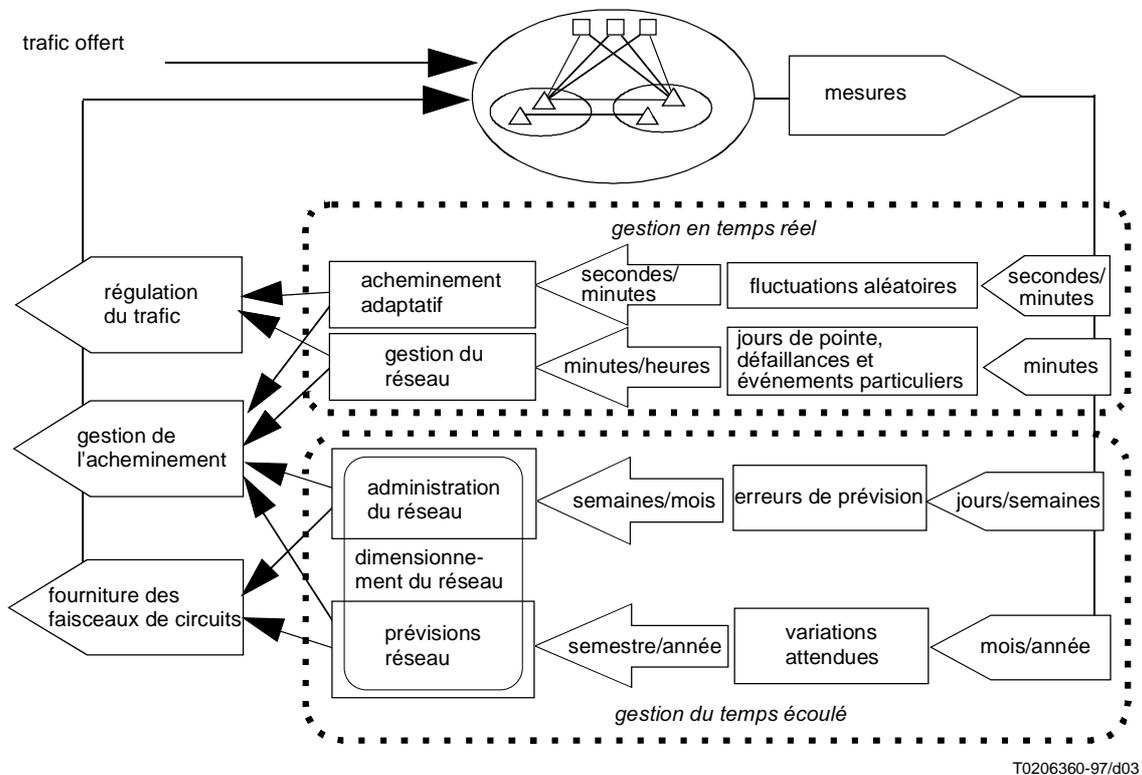


Figure 5-2/E.529 – Architecture générale de l'exploitation du réseau

5.2 Lignes générales de la présente Recommandation

La présente Recommandation traite du dimensionnement de réseaux logiques, et s'intéresse en conséquence à la boucle du processus de prévision réseau. La détermination de la topologie du réseau physique est en dehors du domaine d'application de la présente Recommandation, étant donné que cette topologie peut être influencée par divers facteurs liés à la stratégie du fournisseur de réseau. La conception de réseaux physiques, comportant le dimensionnement du réseau de transmission, l'attribution de faisceaux de circuits logiques au réseau de transmission et l'attribution d'itinéraires de transmission à des équipements de transmission, est en dehors du domaine d'application de la présente Recommandation. Le paragraphe 6 donne un aperçu général et une classification des méthodes d'acheminement utilisées à des fins d'ingénierie du trafic. Le paragraphe 7 décrit les éléments de dimensionnement de réseau et les problèmes de dimensionnement. Le paragraphe 8 décrit les objectifs de qualité d'écoulement de trafic de bout en bout et leur application. Le paragraphe 9 décrit des directives concernant l'élaboration des hypothèses de charge de trafic. Le paragraphe 10 présente les principes des méthodes de dimensionnement de réseau. Les méthodes de calcul de probabilités de blocage d'appels de bout en bout pour les différents types de réseaux sont fournies dans les paragraphes 11 à 14. L'Annexe A donne des exemples de méthodes de prévision réseau et d'administration réseau pour des réseaux avec acheminement dynamique. Les Annexes B à D donnent des exemples de méthodes de dimensionnement de réseau.

6 Catégories de méthodes d'acheminement

Le présent paragraphe décrit des catégories de méthodes d'acheminement et donne des exemples de méthodes pour chaque catégorie. La classification et la description des méthodes d'acheminement utilisées dans la présente Recommandation se fondent sur la Recommandation E.170. Les méthodes d'acheminement décrites dans la présente Recommandation sont présentées uniquement à des fins d'ingénierie de réseau, et sont destinées à rendre compte des caractéristiques de méthodes d'acheminement qui ont un impact significatif sur le dimensionnement de réseau. On n'a pas cherché à donner une liste exhaustive des méthodes d'acheminement, ni une spécification de méthodes d'acheminement particulières.

Les plans d'acheminement décrivent les choix d'ensembles d'acheminements et les règles s'appliquant à tout couple O-D pour une demande de connexion concernant un service donné. Les plans d'acheminement peuvent être hiérarchisés, non hiérarchisés, fixes ou dynamiques, et sont utilisés pour chacun des multiples services pris en charge sur le réseau de télécommunication [CH1]. Un appel dans un réseau se constitue de deux canaux de communication symétriques unidirectionnels de point à point établis respectivement dans les directions aller et retour. Il est possible de définir un ou plusieurs flux de trafic pour un couple O-D appartenant au réseau. Dans un réseau avec **commande d'appel progressive**, un appel est émis d'un nœud vers un autre, et la commande de l'appel est également transférée au nœud suivant. Un itinéraire d'un nœud vers le nœud suivant utilise un ou plusieurs faisceaux de circuits qui fournissent une connexion entre les deux nœuds. Un nœud gère un ensemble d'itinéraires pour un flux de trafic. Un plan d'acheminement particulier peut être appliqué à un flux de trafic particulier ou à une classe de flux de trafic. Un itinéraire se constitue de la concaténation de faisceaux de circuits qui fournissent une connexion entre un couple O-D. L'acheminement aboutit à l'établissement d'un appel sur un itinéraire ou à un blocage en cas de pénurie de ressources réseau. Un ensemble d'itinéraires et une règle de choix d'itinéraire seront gérés par le nœud origine du réseau, si ce nœud peut choisir un acheminement pour un flux de trafic, comme c'est le cas dans un **réseau avec commande d'appel depuis l'origine**. L'ensemble d'itinéraires et la règle de choix d'itinéraire constituent le schéma d'acheminement pour un flux de trafic donné. Si le retour en arrière ou le réacheminement automatique (ARR) est utilisé dans un nœud de transit, le nœud précédent peut conserver la gestion de la commande des appels même si les appels sont bloqués sur tous les itinéraires disponibles au niveau du nœud de transit. L'utilisation d'un retour en arrière sur des faisceaux de circuits multiples permet à un nœud origine de conserver la gestion de la commande de l'appel et de tester tous les itinéraires possibles vers la destination avec une succession fixe d'itinéraires, par exemple [AS1].

6.1 Méthodes d'acheminement fixe

Le plan d'acheminement d'un flux donné est fixé dans une méthode d'acheminement fixe. Un réseau avec acheminement fixe est un réseau dans lequel le plan d'acheminement est fixe pour tous les flux de trafic.

6.1.1 Acheminement progressif fixe avec débordement

Cette méthode d'acheminement est basée sur des successions fixes d'acheminements. L'ensemble d'itinéraires et la séquence de choix sont planifiés à l'avance. L'acheminement automatique avec débordement (AAR) constitue un type particulier de commande d'appel progressive ou de commande d'appel depuis l'origine, pour lequel un nœud disposant de plus d'un itinéraire vers le nœud suivant peut choisir un itinéraire conformément à une succession fixe de choix d'itinéraire. Dans le cas où il existe un itinéraire direct vers le nœud suivant, la séquence d'acheminement peut, d'une

manière générale, tester en premier la disponibilité de l'itinéraire direct pour servir un nouvel appel entrant. L'appel est bloqué et perdu s'il n'existe pas de capacité suffisante pour servir un appel sur le dernier itinéraire de la séquence. L'acheminement progressif fixe avec débordement peut comporter un retour en arrière ou un réacheminement automatique au niveau d'un nœud de transit, de sorte que le nœud précédent peut conserver la commande des appels même si ces derniers sont bloqués sur tous les itinéraires du nœud de transit; ce type d'acheminement peut également comporter une fonction de retour en arrière sur des faisceaux de circuits multiples, de sorte que le nœud d'origine peut conserver la commande des appels.

6.1.2 Acheminement fixe avec partage de charge

Cette méthode est fondée sur un ensemble de coefficients fixes indiquant quelle est la proportion des appels qui est acheminée par un itinéraire donné. Un itinéraire peut, par exemple, être attribué d'une manière aléatoire avec une probabilité de choix d'itinéraire qui est fonction des coefficients. L'ensemble d'itinéraires et les coefficients sont planifiés à l'avance. Le cas le plus simple est celui dans lequel un seul itinéraire est testé pour un nouvel appel entrant, avec blocage de l'appel lorsque la capacité disponible sur l'itinéraire est insuffisante. La commande progressive d'appel ou la commande d'appel depuis l'origine peut être utilisée pour cette méthode d'acheminement, par exemple [GAR].

6.2 Méthodes d'acheminement en fonction de l'heure

Les méthodes d'acheminement en fonction de l'heure appartiennent à un type de méthode d'acheminement dans laquelle les plans d'acheminement seront modifiés à une heure fixe pendant la journée (ou la semaine). Ces plans d'acheminement en fonction de l'heure sont fixés selon un plan prédéterminé et seront mis en œuvre d'une manière cohérente par tous les nœuds du réseau pendant une certaine durée.

6.2.1 Acheminement progressif fixe avec débordement en fonction de l'heure

Dans cette méthode d'acheminement, une séquence d'acheminement est prédéterminée pour toute période de temps de la journée (ou de la semaine), et les appels sont acheminés selon une séquence d'acheminement fixe pour chaque période de temps. Les séquences d'acheminement des diverses périodes de temps peuvent être différentes. Le retour en arrière peut être utilisé dans le réseau pour la commande d'appel depuis l'origine. Les appels sont bloqués lorsque leur acheminement de dernier choix est trouvé occupé.

6.2.2 Acheminement fixe avec partage de charge en fonction de l'heure

Des coefficients de choix d'acheminement sont prédéterminés pour toute période de temps de la journée (ou de la semaine) pour cette méthode d'acheminement, et les appels sont acheminés selon une séquence d'acheminement fixe pour chaque période de temps. La commande progressive d'appel ou la commande d'appel depuis l'origine peut être utilisée pour cette méthode d'acheminement.

6.3 Méthodes d'acheminement en fonction de l'état

Dans le cas de méthodes d'acheminement en fonction de l'état, les plans d'acheminement varieront automatiquement selon l'état du réseau. Un algorithme qui détermine les plans d'acheminement en fonction des changements de statut du réseau est planifié à l'avance sur une période de temps relativement longue pour une méthode donnée d'acheminement en fonction de l'état. L'information sur le statut du réseau peut être collectée par un calculateur central ou répartie dans les nœuds de commutation du réseau. L'échange d'information peut se faire d'une manière périodique ou à la demande. Il est possible d'utiliser, dans les méthodes d'acheminement en fonction de l'état, une commande d'appel progressive ou une commande d'appel depuis l'origine.

Toutes les méthodes d'acheminement en fonction de l'état utilisent le principe d'acheminement des appels sur le meilleur itinéraire disponible en tenant compte de l'information d'état du réseau; la méthode d'acheminement sur l'itinéraire le moins chargé (LLR) sera utilisée le plus souvent, comme décrit ci-après. La méthode d'acheminement LLR calcule la capacité résiduelle des itinéraires utilisables pour les divers flux de trafic et on choisit, pour servir un nouvel appel en arrivée, l'itinéraire possédant la capacité résiduelle la plus élevée dans l'ensemble d'itinéraires correspondant au flux de trafic. L'appel est bloqué s'il n'existe pas d'itinéraire avec suffisamment de circuits libres. Cette règle peut ne s'appliquer que pour l'ensemble d'itinéraires de débordement pour des appels qui débordent de leur itinéraire de premier choix [AS3], [CAM], et [CH2].

Dans le cas de l'acheminement à coût minimal en fonction de l'état, on calcule en fonction de divers facteurs tels que l'état d'encombrement des faisceaux de circuits, un coût déterminé associé aux itinéraires utilisables pour l'acheminement des divers flux de trafic. L'itinéraire de coût minimal est choisi au sein de l'ensemble d'itinéraires possibles pour le flux de trafic si son coût est inférieur à un seuil donné. L'appel est bloqué si un tel itinéraire n'existe pas [KRI]. La capacité résiduelle est mesurée d'une manière périodique pour l'acheminement progressif avec débordement dépendant de l'état, par exemple sur la base de mesures de trafic faites toutes les cinq minutes, et la succession d'itinéraires de débordement correspondant à un flux de trafic est mise à jour en fonction de l'estimation de la capacité résiduelle [GAU]. Le faisceau de circuits direct, s'il existe, constitue en général l'itinéraire de premier choix.

6.4 Méthodes d'acheminement en fonction des événements

Les plans d'acheminement seront mis à jour localement dans cette méthode d'acheminement en fonction de la réussite ou de l'échec consécutif à un choix donné. Dans la méthode d'acheminement en fonction des événements, un nouvel appel est présenté en premier lieu à l'itinéraire direct, si ce dernier existe, et l'appel est toujours acheminé sur cet itinéraire s'il existe un circuit libre. Dans le cas contraire, le débordement du faisceau de circuits direct est présenté sur l'itinéraire de débordement sélectionné à l'instant donné. Si l'établissement échoue sur cet itinéraire, l'appel en question est bloqué et l'itinéraire de débordement est choisi de nouveau d'une manière aléatoire dans un ensemble d'itinéraires de débordement disponibles pour le flux de trafic. L'itinéraire de débordement peut être mis à jour d'une manière aléatoire, comme c'est le cas dans la méthode d'**acheminement aléatoire tenace** utilisée dans l'acheminement dynamique avec débordement [KEY], ou d'une manière cyclique, auquel cas c'est l'itinéraire suivant qui est choisi dans la table d'acheminement. L'itinéraire de débordement n'est pas choisi de nouveau si l'appel est acheminé avec succès sur l'itinéraire direct ou sur l'itinéraire de débordement.

Plusieurs règles sont utilisables pour refaire le choix d'un nouvel itinéraire. Un ensemble d'itinéraires de débordement pour un flux de trafic peut être modifié en fonction de l'heure en prenant en compte la variation de la charge de trafic dans le temps. Cette démarche est mise en œuvre dans l'acheminement en fonction de l'état et du temps [INO], [KAW], qui combine les méthodes d'acheminement EDR et TDR.

7 Éléments de dimensionnement de réseau

Un modèle adéquat du réseau, tel qu'il est représenté dans la Figure 5-1, sera établi lors de l'étape initiale du processus de dimensionnement du réseau. Le modèle du réseau à étudier sera déterminé en fonction de divers facteurs tels qu'un réseau existant, les exigences de précision du dimensionnement de réseau et les stratégies des opérateurs de réseau. A titre d'exemple, il peut être possible de créer un modèle simplifié du réseau utilisant un nœud unique pour représenter un sous-ensemble du réseau et un faisceau de circuits unique pour représenter la totalité (ou une partie) de la capacité du réseau entre deux nœuds adjacents, afin d'élaborer des configurations adéquates pour le réseau et tenir compte des exigences globales de capacité. Des configurations de passerelles multiples situées dans un même pays peuvent être représentées de cette manière pour modéliser le réseau international; les faisceaux de circuits d'interconnexion entre les passerelles peuvent figurer dans ce modèle sous la forme d'un élément réseau, le dimensionnement de ces faisceaux de circuits d'interconnexion pouvant être traité comme une variable de conception qui est fonction de la procédure de dimensionnement de réseau.

Le modèle de demande de trafic constitue une donnée d'entrée fondamentale du processus de dimensionnement de réseau; ce modèle sera déduit du modèle du réseau et on établira des hypothèses de charge de trafic. Ces dernières doivent être spécifiées pour tout flux de trafic défini pour tout couple O-D du réseau. Les hypothèses de charge de trafic seront établies à partir de données telles que les mesures de trafic, les prévisions, etc. Lorsqu'un modèle de réseau représente un sous-ensemble de réseau, les flux de trafic de transit traversant cette partie peuvent être pris en compte dans le processus de dimensionnement de réseau, et seront modélisés en conséquence sous la forme d'un flux de trafic adéquat dans le modèle de réseau.

Une méthode d'acheminement doit être spécifiée pour tout flux de trafic du modèle de représentation. La présente Recommandation fait toutefois l'hypothèse que la méthode d'acheminement est prédéterminée pour tout flux de trafic et ne variera pas au cours du processus de dimensionnement du réseau.

On admettra en outre que la capacité de retour en arrière de tout nœud et le type de protection de service s'appliquant à tout faisceau de circuits sont spécifiés à l'avance pour tous les éléments de réseau au moment de l'élaboration du modèle de réseau.

Dans un tel contexte, les variables de conception suivantes doivent être déterminées au cours du processus de dimensionnement de réseau utilisant les objectifs de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout:

- 1) taille de tout faisceau de circuits dans le réseau;
- 2) plan d'acheminement pour tout flux de trafic;
- 3) paramètres de régulation du trafic, tels que les niveaux de réservation de circuits [AKI], [STA], pour la protection du service sur tout faisceau de circuits (la Recommandation E.525 fournit des directives concernant les méthodes de protection du service, alors que la Recommandation E.412 fournit des informations concernant les méthodes de régulation de trafic).

En ce qui concerne les plans d'acheminement, un ensemble d'itinéraires et une règle de choix d'un itinéraire au sein de l'ensemble doivent être déterminés pour tous les flux de trafic, comprenant les flux de trafic d'origine et les flux de trafic de transit du nœud. La Figure 7-1 représente l'ensemble minimal des flux d'information en entrée et en sortie traités par le processus de dimensionnement du réseau.

L'objectif visé par le dimensionnement de réseau traité dans la présente Recommandation consiste à déterminer les valeurs des variables de conception pour une hypothèse donnée de charge de trafic, en vue de satisfaire aux moindres coûts à des prescriptions de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout. Un exemple simple est la minimisation du nombre total de circuits utilisés dans le réseau, tout en respectant un objectif de qualité d'écoulement du trafic donné. Des démarches plus détaillées tiennent compte de facteurs de coûts et de revenus dans le processus de dimensionnement [LE1].

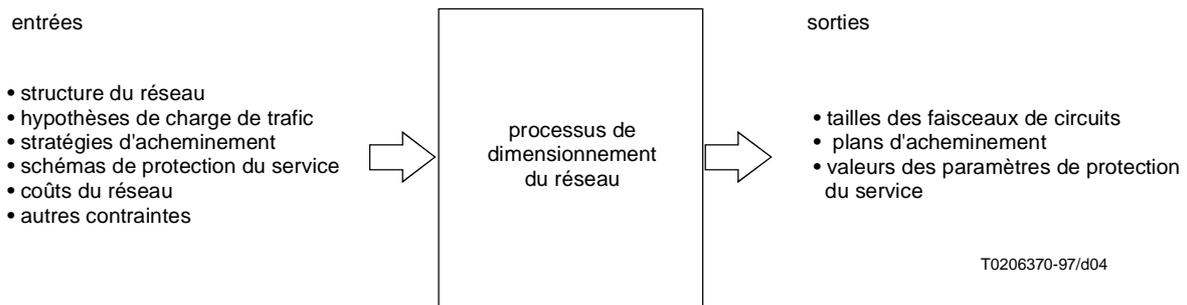


Figure 7-1/E.529 – Données d'entrée et de sortie du processus de dimensionnement du réseau

8 Objectifs de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout

La Recommandation E.721 fournit la définition de la probabilité de blocage de bout en bout. La présente Recommandation se concentre sur les blocages d'appels dus à une pénurie de ressources dans le plan utilisateur. Le blocage résultant d'une pénurie de ressources dans le plan de commande est en dehors du domaine d'application de la présente Recommandation. La Recommandation E.721 fournit des valeurs cibles normalisées pour les probabilités de blocage de bout en bout pour les connexions locales, les connexions de transit et les connexions internationales.

Il est possible de spécifier, du point de vue du dimensionnement de réseau, des objectifs de probabilité de blocage de bout en bout dans diverses situations de charge de trafic autres que des situations normales. Les objectifs fixés dans ce cas doivent être considérés comme des contraintes simultanées qui conditionnent une capacité adéquate du réseau permettant d'atteindre tous les objectifs aux moindres coûts.

Le Tableau 8-1 donne la définition de l'expression "de bout en bout" dans le cas des réseaux internationaux, des réseaux de transit nationaux et des réseaux urbains.

Tableau 8-1/E.529 – Définition de l'expression "de bout en bout"

Réseau	Définition
international	de passerelle à passerelle
transit national	de nœud de transit à nœud de transit
urbain	de nœud d'abonné à nœud d'abonné

9 Modélisation du trafic offert

Il est nécessaire de définir un modèle de demande de trafic afin d'élaborer les hypothèses de charge de trafic du dimensionnement de réseau. Les éléments suivants sont caractéristiques d'un modèle de trafic.

9.1 Variables de trafic

La variable de trafic la plus importante pour la représentation d'un flux de trafic est l'intensité du trafic exprimée en erlangs. Le facteur d'irrégularité du flux de trafic peut également être utilisé lorsque ceci est adéquat. La largeur de bande associée à un appel représentera une variable de trafic importante pour le RNIS à bande étroite.

9.2 Modèles de fluctuation de la charge de trafic

Le processus de dimensionnement de réseau à des fins de prise en charge de niveaux adéquats de service de bout en bout peut tenir compte de pointes locales et globales affectant le trafic estimé. La Recommandation E.500 définit les concepts de charge normale et de forte charge, et la Recommandation E.721 utilise ces concepts pour spécifier des valeurs cibles de qualité d'écoulement du trafic de bout en bout pour les services par commutation de circuits du RNIS à bande étroite actuellement en cours d'évolution.

Le Tableau 9-1 ci-dessous compare diverses stratégies d'acheminement du point de vue:

- a) de la conception du traitement des variations de charges de trafic;
- b) de la représentation du trafic à des fins de dimensionnement de réseau;
- c) de la représentation de la sélection de l'acheminement du trafic; et
- d) de la représentation des fluctuations de l'acheminement du trafic [CH3].

Tableau 9-1/E.529 – Comparaison des stratégies d'acheminement du trafic

Méthode d'acheminement du trafic	Fluctuation du trafic dans le modèle de conception	Représentation du trafic	Acheminement du trafic	Modifications de l'acheminement du trafic
acheminement fixe	aucune	une seule matrice de trafic	une seule matrice d'acheminements ordonnés	aucune
acheminement en fonction de l'heure	prévisible (saisonniers) (horaire)	plusieurs matrices de trafic	plusieurs matrices d'acheminements ordonnés	prédéterminée
acheminement en fonction de l'état	instantanée (attendue) (aléatoire)	plusieurs matrices de trafic	une seule matrice d'acheminements disponibles	déterminée en temps réel
acheminement en fonction des événements	instantanée (attendue) (aléatoire)	plusieurs matrices de trafic	plusieurs matrices d'acheminements disponibles	déterminée en temps réel

Ces considérations de stratégies d'acheminement de trafic sont développées dans ce qui suit. Les fluctuations locales de la charge de trafic peuvent être classifiées comme suit:

- a) fluctuations à l'intérieur d'un intervalle horaire;
- b) fluctuations d'une heure à l'autre;
- c) fluctuations d'un jour à l'autre; et
- d) variations saisonnières.

La charge est modélisée, pour un couple de nœuds donné et une heure donnée, sous la forme d'un processus aléatoire stationnaire caractérisé par une moyenne et une variance fixe (et en conséquence par un facteur d'irrégularité fixe égal au quotient de variance par la moyenne). La modélisation de l'évolution de la charge moyenne d'une heure à l'autre est faite d'une manière déterministe, par exemple en fonction de la valeur moyenne sur 20 jours. La modélisation du comportement d'un jour à l'autre de la valeur moyenne d'une heure fixe dans la journée peut être faite au moyen d'une

variable aléatoire poissonnienne de moyenne égale à la moyenne sur 20 jours. La variation de charge saisonnière peut être modélisée dans la procédure de dimensionnement de réseau sous la forme d'un processus déterministe variant dans le temps. La composante aléatoire de la charge saisonnière observée constitue l'erreur de prévision (égale à la différence entre la charge prévue et la charge observée). L'erreur de prévision est prise en compte dans le processus d'administration du réseau. Le Tableau 9-2 donne un aperçu des types de modèle utilisés pour représenter les diverses fluctuations de trafic en question:

Tableau 9-2/E.529 – Modèles de trafic pour les fluctuations de la charge

Fluctuations du trafic	Modèle de trafic
inférieures à l'heure	aléatoire
horaires	déterministe
journalières	aléatoire
saisonnnières	déterministe

Les méthodes de traitement des irrégularités faisant partie de la procédure de dimensionnement de réseau tiennent compte de la moyenne et de la variance des fluctuations de la charge offerte inférieures à l'heure ainsi que de la charge de débordement. La méthode d'équivalent aléatoire de Wilkinson [WIL] peut être utilisée comme composant de la procédure de dimensionnement de réseau pour ces deux paramètres de charge. La Recommandation E.524 traite d'autres méthodes de modélisation des fluctuations de trafic inférieures à l'heure, utilisées à des fins de dimensionnement de faisceaux de circuits.

La conception du plan d'acheminement incorporé dans la méthode de dimensionnement de réseau tient compte des fluctuations de la charge heure par heure. Un profil de trafic sur 24 h sera élaboré lorsque la prise en compte des fluctuations journalières du trafic est significative. La Recommandation E.523 donne un profil normalisé du trafic de parole sur 24 h pour le trafic téléphonique international. Il convient de noter que le profil sur 24 h pour le trafic autre que la parole diffère souvent du trafic de parole, en particulier dans un réseau dans lequel les écarts de fuseau horaire conduisent à des pics de trafic de parole et de trafic autre se manifestant au cours de périodes de temps différentes. La Recommandation E.301 donne un profil normalisé pour le trafic autre que la parole sur 24 h. Les profils de trafic horaire indiquent un décalage des heures chargées pour les flux de trafic dans le réseau. Il convient d'étudier des profils de trafic horaire, ou des profils spécifiés d'une manière adéquate, si l'on souhaite tirer avantage du décalage des heures chargées dans le réseau à des fins de réduction du nombre de circuits.

La prise en compte des fluctuations journalières par la procédure de dimensionnement de réseau peut utiliser une technique de charge équivalente modélisant tout couple de nœuds du réseau sous la forme d'un faisceau de circuits équivalent, dont l'ingénierie est faite conformément aux objectifs de qualité d'écoulement du trafic. Conformément aux procédures d'ingénierie de Neal-Wilkinson [HIL], [WIL], le nombre N de circuits nécessaires, dans le faisceau de circuits équivalent, pour atteindre les objectifs de qualité d'écoulement du trafic pour la charge prévue R , avec un facteur d'irrégularité Z spécifié et un niveau de variation journalière spécifié ϕ , est donné par la formule suivante:

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

dans laquelle GOS représente l'objectif de probabilité de blocage de bout en bout visé et TRKRQS est une fonction des variables R , ϕ , Z et GOS donnant le nombre N de circuits nécessaires dans le faisceau.

Etant donné le facteur d'irrégularité Z et le nombre N de circuits calculé, on calcule la charge supérieure r qui nécessite N circuits pour atteindre l'objectif de qualité d'écoulement du trafic si la charge prévue est exempte de variations journalières, au moyen de l'équation suivante:

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

dans laquelle $\phi = 0$ indique l'absence de variations journalières. La charge équivalente r conduit au même nombre de circuits N pour le même niveau de facteur d'irrégularité, mais en l'absence de variations journalières.

Les procédures de dimensionnement de réseau et de gestion d'acheminement prennent en compte les variations saisonnières (c'est-à-dire les erreurs de prévisions). Lorsqu'on observe que les blocages de bout en bout sont supérieurs aux valeurs fixées comme objectifs, on procède à un ajout de circuit, à une modification de l'acheminement, ou aux deux, afin de ramener le blocage réseau au niveau des objectifs. Le processus d'administration du réseau évite souvent de déconnecter des circuits du réseau, même si ceci était possible sans dégradation du service. Il s'ensuit que ce processus conserve une certaine capacité libre dans le réseau, ou capacité de réserve, même si l'erreur de prévision ne présente pas de déviation [FRA].

Il est, en principe, possible de prendre en considération des matrices de trafic multiples, chacune d'elles représentant une combinaison possible de fluctuations de trafic sur les couples O-D, en vue de dimensionner un réseau ou de vérifier qu'un réseau résultant présente des performances convenables en cas de fluctuations de trafic.

10 Principes des méthodes de dimensionnement de réseau

Le Tableau 10-1 résume les méthodes de dimensionnement de réseau traitées dans le présent paragraphe. Les méthodes d'acheminement sont fournies à titre d'exemple et ne sont pas recommandées d'une manière spéciale.

Tableau 10-1/E.529 – Méthodes de dimensionnement de réseau

Méthode d'acheminement	Exemples	Méthode de dimensionnement de réseau
acheminement de trafic fixe	hiérarchisé fixe non hiérarchisé fixe	faisceau de circuits avec utilisation élevée – ECCS Truitt [TRU] faisceau de circuits final – Neal/Wilkinson [HIL], [WIL] modèle de conception unifié [AS1], [AS2], etc.
acheminement de trafic en fonction de l'heure	acheminement dynamique non hiérarchisé, etc.	ingénierie avec heures multiples [EIS] modèle stochastique multipériodes [KAS] modèle de conception unifié [AS1], [AS2], [KRI], etc.
acheminement de trafic en fonction de l'état	acheminement avec commande dynamique acheminement en temps réel dans le réseau acheminement dynamique – 5 minutes, etc.	modèle de conception DCR [REG], [BNR] modèle de conception unifié [AS4] modèle de flux de trafic [AS5], etc.
acheminement de trafic en fonction des événements	acheminement dynamique avec débordement acheminement de trafic en fonction de l'état et du temps, etc.	modèle de conception DAR [KEY] modèle de conception STR [KAW], etc.

10.1 Procédure itérative de base

On utilise souvent une procédure itérative afin de déterminer, pour un réseau donné, un ensemble optimal de tailles de faisceaux de circuits, de plans d'acheminement et de paramètres de régulation de trafic. La Figure 10-1 illustre une procédure itérative de base qui se déroule comme suit:

- étape 1) Déterminer, pour le réseau, un ensemble initial de tailles de faisceaux de circuits, de plans d'acheminement et de paramètres de régulation de trafic;
- étape 2) Calculer les probabilités de blocage de bout en bout pour tous les flux de trafic, afin de vérifier si un ensemble donné d'objectifs de qualité d'écoulement du trafic est satisfait dans sa totalité;
- étape 3) Modifier les tailles de faisceaux de circuits, les plans d'acheminement et les paramètres de régulation de trafic d'une manière adéquate, jusqu'à ce qu'une solution optimale satisfaisant aux objectifs de qualité d'écoulement du trafic soit obtenue.

L'étape 2) joue, du point de vue de l'ingénierie du trafic, un rôle important dans cette procédure de dimensionnement de réseau. Le calcul des probabilités de blocage de bout en bout peut être fait au moyen d'une analyse de l'espace d'états du réseau permettant de déduire les probabilités de blocage de bout en bout à partir de la distribution des probabilités des états. Il convient de noter que dans un cas simple, la distribution des probabilités des états du réseau peut avoir une solution simple se présentant sous la forme d'un produit. Cette solution de réseau sous forme de produit n'existe toutefois pas dans le cas général, ce qui conduit à utiliser d'habitude des méthodes approchées pour le calcul des probabilités de blocage de bout en bout. Les méthodes disponibles dans la pratique font un large usage du principe commun que constitue la technique de modélisation avec point fixe (ou approximation de charge réduite). Le principe du modèle avec point fixe est décrit ci-après et des exemples de mise en œuvre de ce principe sont présentés pour des méthodes d'acheminement d'appel données dans le paragraphe 6 ci-dessus. Toutes les méthodes sont conçues pour des applications de dimensionnement de réseau.

On fait souvent l'hypothèse, lors du dimensionnement du réseau, qu'il n'existe pas de blocage d'appels dans les nœuds et que le temps d'établissement des appels est négligeable.

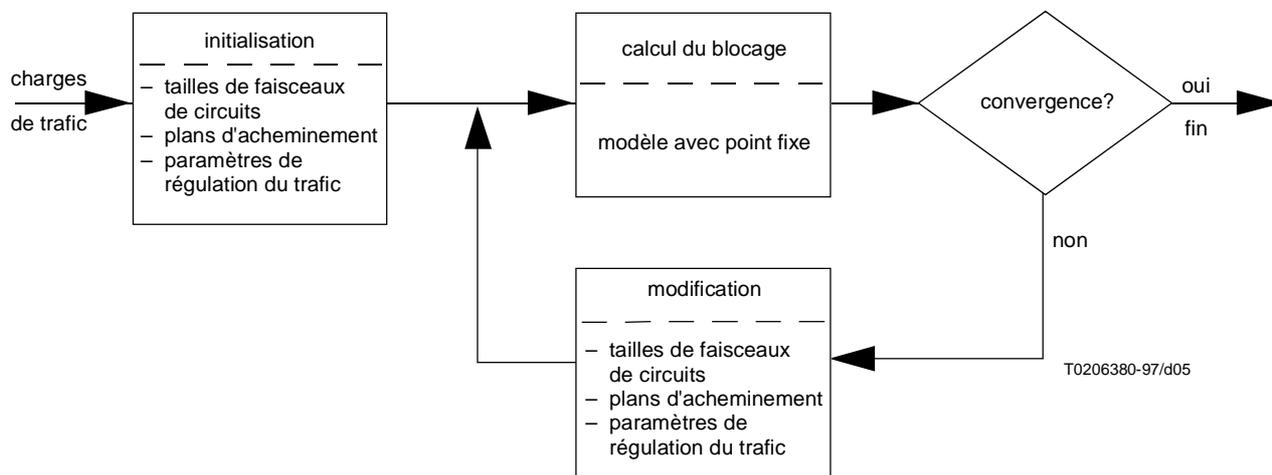


Figure 10-1/E.529 – Procédure itérative de base en trois étapes

10.2 Principe du modèle avec point fixe

Le modèle avec point fixe, par exemple [KAT], [KE1], [WHI], et [WON] est une technique type de décomposition de système, conduisant à une approximation des valeurs des performances du réseau. Ce modèle est utilisé en général pour résoudre des problèmes de dimensionnement de réseau dans le cadre de l'ingénierie du trafic. Son principe consiste à décomposer le réseau en faisceaux de circuits individualisés, à analyser séparément chacun de ces faisceaux, puis à déduire les mesures de performances cibles du réseau à partir des mesures de performance faites sur les composants du réseau, c'est-à-dire les faisceaux de circuits. Cette technique se fonde sur deux hypothèses.

La première est l'hypothèse d'indépendance des faisceaux de circuits. On admet que les faisceaux de circuits sont statistiquement indépendants, c'est-à-dire que les événements aléatoires tels que l'acceptation ou le rejet d'un appel sur un faisceau de circuits sont indépendants des événements qui manifestent sur les autres faisceaux de circuits du réseau. Compte tenu de cette hypothèse, le réseau est partitionné en faisceaux de circuits théoriquement indépendants.

La deuxième hypothèse consiste à admettre que les arrivées d'appels sur un faisceau de circuits résultant du partitionnement se font avec un taux d'arrivée théorique donné. Ce taux d'arrivée théorique est déduit des caractéristiques de trafic des appels, des caractéristiques de trafic sur les autres faisceaux de circuits (par exemple les probabilités de blocage d'appels sur les faisceaux de circuits ou la distribution des états des faisceaux de circuits), ainsi que des plans d'acheminement. Les caractéristiques de trafic de chaque faisceau de circuits sont analysées au moyen des taux d'arrivée théoriques qui ont été déterminés pour les appels associés au faisceau de circuits. Le trafic théorique offert aux faisceaux de circuits peut être modélisé, dans certains cas, par un taux d'arrivée en fonction de l'état. Les facteurs d'irrégularité des trafics de débordement issus d'un faisceau de circuits peuvent être calculés et utilisés comme paramètre caractéristique du trafic théorique vers un autre faisceau de circuits.

Une procédure itérative est utilisée pour calculer les caractéristiques de trafic des faisceaux de circuits, compte tenu du fait que ces caractéristiques sont liées mutuellement par le biais des flux de trafic théorique. Il peut exister plusieurs procédés de calcul numérique pour l'algorithme d'itération, pouvant différer sous l'aspect de leur convergence. Ce point est toutefois en dehors du domaine d'application de la présente Recommandation. Il convient de noter que la convergence de la procédure d'itération n'est pas garantie, bien que cela puisse être vrai en pratique dans de nombreux cas.

Les méthodes de calcul présentées comme exemples dans les sous-paragraphes qui suivent sont fondées sur le modèle avec point fixe.

10.3 Utilisation de coûts implicites et de prix fantômes pour le dimensionnement de réseau

10.3.1 Concepts de coûts implicites et de prix fantômes

L'ingénierie de réseau utilise des indicateurs relatifs aux faisceaux de circuits tels que l'occupation, le borage et le trafic refusé. Les méthodes d'optimisation introduisent d'autres indicateurs tels que le débordement marginal d'un faisceau de circuits, qui représente la variation du débordement correspondant à une variation de capacité. Deux autres indicateurs importants ont été mis en évidence: le coût implicite et le prix fantôme [KE2].

Ces coûts mesurent, du point de vue de l'ensemble du réseau, l'effet de variations de trafic offert et de capacité d'un faisceau de circuits sur la qualité d'écoulement du trafic. Le calcul des coûts implicites et des prix fantômes fait l'hypothèse d'une valeur économique attribuée à toute unité de trafic qui est offerte à chaque flux de trafic; cette valeur peut soit représenter directement les revenus générés par le réseau en écoulant le trafic offert, soit représenter un revenu virtuel incluant des contraintes de qualité d'écoulement du trafic. Le coût implicite d'un faisceau de circuits est défini comme étant la variation totale du revenu produit par le réseau, qui correspond à une variation infinitésimale du trafic offert à un faisceau de circuits. Le prix fantôme est défini comme étant la variation totale du revenu produit par le réseau, qui correspond à une variation infinitésimale de la taille d'un faisceau de circuits et à une variation infinitésimale de la valeur d'un paramètre de régulation du trafic, par exemple une réservation de circuit. Ces dérivées sont utiles pour déterminer les tailles de faisceau de circuits lors d'un processus d'optimisation du réseau utilisant une méthode d'acheminement donnée et ayant pour objectif de maximiser le revenu total produit par le réseau.

Les résultats [KE2] ont indiqué que les coûts implicites et les prix fantômes sont la solution d'un système d'équation linéaire et que leur calcul pour tous les faisceaux de circuits d'un réseau est d'un degré de complexité comparable à celui du calcul du blocage. Ceci signifie que ces indicateurs sont utilisables au niveau opérationnel de la gestion et du dimensionnement.

Les coûts implicites et les prix fantômes sont des indicateurs particulièrement bien adaptés aux tâches de dimensionnement et d'exploitation du réseau. Les prix fantômes indiquent quels sont les faisceaux de circuits pour lesquels il est le plus avantageux d'accroître la capacité et ceux dont la capacité peut être réduite sans pénaliser la performance du réseau. Les résultats de Kelly ont été étendus pour tenir compte de l'aspect modulaire des expansions, ce qui permet de déterminer la variation quantitative éventuelle de la capacité, conduisant ainsi à des comparaisons directes entre les coûts d'investissement et les gains de trafic au niveau du faisceau de circuits [TIB]. Cette méthode peut également être utilisée aussi bien pour les études d'extension de faisceaux de circuits dans l'administration du réseau, que pour les algorithmes d'optimisation. La structure du réseau est sans importance et apparaît uniquement dans le calcul des coûts implicites et des prix fantômes, et non dans leur utilisation à des fins de dimensionnement. La méthode peut traiter une demande de trafic exprimée sous la forme de matrices multiples.

Il a été montré que les coûts implicites et les prix fantômes, bien qu'ils n'aient pas été introduits au préalable, interviennent dans la solution du problème de la maximalisation de la différence entre les revenus et les coûts d'investissement tenant compte de contraintes de qualité d'écoulement du trafic. L'avantage de cette démarche est de lier d'une manière explicite les revenus associés aux flux et les contraintes de qualité d'écoulement du trafic [GI1].

Les coûts implicites et les prix fantômes peuvent également être utilisés pour optimiser le taux de partage de charge dans un contexte de routage adaptatif. Ils peuvent intervenir dans ce cas à deux niveaux de l'échelle des temps: dans l'algorithme de calcul en temps réel des paramètres de partage de charge de la commande de l'acheminement ainsi que dans l'algorithme de dimensionnement de réseau utilisé pour l'administration et la planification du réseau [CHI].

10.3.2 Procédure itérative avec coûts implicites et prix fantômes

Un choix convenable de l'unité de revenu par unité de trafic véhiculée par les flux permet, dans la démarche de maximisation des revenus, d'imposer d'une manière intégrée des bornes de qualité d'écoulement du trafic tolérable. La procédure de base permettant d'imposer de telles bornes se présente comme suit [KEY]:

- 1) dimensionnement du réseau en l'absence de contraintes de qualité d'écoulement du trafic;
- 2) si la qualité d'écoulement du trafic n'est pas respectée par certains flux, fixer l'unité de revenu de ces flux à la valeur 1 et celle des autres à la valeur 0;
- 3) faire évoluer le réseau en utilisant les nouveaux prix fantômes qui résultent de l'étape précédente jusqu'à ce que toutes les contraintes de qualité d'écoulement du trafic soient respectées.

Pour cette méthode, la procédure itérative de base décrite au 10.1 est modifiée comme suit: l'étape 2) réalise simultanément le calcul des probabilités de blocage de bout en bout et celui des coûts implicites et des prix fantômes et l'étape 3) utilise l'itération de la procédure indiquée dans les alinéas 1) à 3) ci-dessus.

11 Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement fixe

Le dimensionnement d'un réseau avec acheminement fixe utilise une hypothèse de charge de trafic pour l'heure chargée et des objectifs de qualité d'écoulement du trafic pour cette heure chargée. La Recommandation E.501 donne le principe de détermination du trafic de l'heure chargée. Si les flux de trafic dans le réseau présentent des décalages significatifs pour l'heure chargée, on établira des profils de trafic sur 24 heures à partir de mesures de trafic qui seront utilisés pour le dimensionnement de réseau avec des plans d'acheminement fixes. Les probabilités de blocage d'appel de bout en bout seront calculées pour chaque heure du profil, à l'exception de celles dont le trafic est négligeable du point de vue du dimensionnement de réseau.

11.1 Méthode de calcul du blocage

11.1.1 Méthode de calcul du blocage pour l'acheminement progressif fixe avec débordement

Soit un réseau dont tous les nœuds utilisent une méthode d'acheminement progressif fixe avec débordement décrite au 6.2, et dans lequel les nœuds peuvent avoir une capacité de retour en arrière. Nous supposons, pour simplifier l'exposé, que les itinéraires directs sont utilisés comme premier choix et que les itinéraires de débordement utilisent uniquement des itinéraires constitués de faisceaux de deux circuits. L'extension de la méthode pour le cas plus général de faisceaux avec un nombre quelconque de circuits est immédiate. Nous supposons en outre que tout appel est établi en utilisant un seul circuit dans chaque faisceau de circuits sur l'ensemble de l'itinéraire. La notation utilisée est la suivante:

L	=	nombre de faisceaux de circuits.
S	=	nombre de flux de trafic.
N _j	=	nombre de circuits dans le faisceau de circuits j.
itinéraire sp	=	itinéraire de rang p pour le flux de trafic s.
P _s	=	nombre d'itinéraires disponibles pour le flux de trafic s.
faisceau de circuits spk	=	faisceau de circuits de rang k pour le flux de trafic s sur l'itinéraire p; k = 1 ou 2, car nous ne considérons que les itinéraires de 1 ou 2 faisceaux (l'extension à des itinéraires de n faisceaux de circuits est immédiate).
a(s)	=	intensité du trafic offert au flux de trafic s.
B(sj)	=	probabilité de blocage du flux de trafic s dans le faisceau de circuits j; tout faisceau de circuits d'itinéraire spk correspond à un seul faisceau de circuits j (j = 1, 2, ..., L) appartenant au réseau, mais tout faisceau de circuits de réseau j peut correspondre à un certain nombre de faisceaux de circuits d'itinéraire spk. Cette relation est indiquée par la relation $X(sp) = j$. Il en résulte que $B(sj) = B(sX(sp)) = B(sp)$.
RB(sp)	=	probabilité de blocage d'un flux de trafic s sur son itinéraire de rang p.
EEB(s)	=	probabilités de blocage de bout en bout pour le flux de trafic s.

Compte tenu de l'hypothèse d'indépendance des faisceaux de circuits, la probabilité de blocage d'un itinéraire avec des circuits multiples en tandem est exprimée en fonction des probabilités de blocage du faisceau de circuits. L'équation suivante s'applique:

$$RB(sp) = 1 - \prod_{k=1,2} (1 - B(sp_k)), \text{ pour tout s et tout p} \quad (11-1)$$

Cas 1) Pour un flux de trafic sans nœud avec retour en arrière, la probabilité de blocage de bout en bout est exprimée par la formule:

$$EEB(s) = 1 - \sum_{p=1}^{P_s} (1 - RB(sp)) \prod B(sh_1), \text{ pour tout s} \quad (11-2)$$

Cas 2) Pour un flux de trafic pour lequel le retour en arrière est utilisé dans chaque nœud de transit, la probabilité de blocage de bout en bout est exprimée par la formule:

$$EEB(s) = \prod_{p=1}^{P_s} RB(sp), \text{ pour tout s} \quad (11-3)$$

Cas 3) Pour un flux de trafic pour lequel le retour en arrière est utilisé par certains nœuds, les probabilités de blocage de bout en bout sont exprimées d'une manière composite se situant entre les deux cas extrêmes donnés ci-dessus.

Une formule générale pour les probabilités de blocage de bout en bout peut être trouvée, à titre d'exemple, dans la référence [CHA].

Dans les trois cas, les probabilités de blocage de faisceau de circuits pour les flux d'appels individuels peuvent être calculées au moyen de la formule suivante:

$$B(s_j) = f_{sj}(N_j, w(1j), w(2j), \dots, w(s_j)), \text{ pour tout } s \text{ et tout } j \quad (11-4)$$

dans laquelle $w(s_j)$ est le trafic théorique offert par le flux de trafic s au faisceau de circuits j . Le symbole $f_{sj}()$ représente une fonction donnant la probabilité de blocage d'appel sur le flux de trafic s au niveau du faisceau de circuits j , dont la taille N_j tient compte d'une éventuelle méthode de protection de service. La fonction $f_{sj}()$ peut représenter, dans un cas particulier, la fonction Erlang B.

Le trafic théorique $w(s_j)$ est souvent déterminé en fonction du trafic offert $a(s)$, $i = 1, 2, \dots, R$ et des probabilités de blocage des faisceaux de circuits $B(s_j)$, $j = 1, 2, \dots, L$. Il s'ensuit que l'équation 11-4 représente une relation récursive entre les probabilités de blocage des faisceaux de circuits. Dans le cas 2), par exemple, le trafic théorique $w(sp_k)$ est exprimé par la formule:

$$w(sp_k) = a(s)(1 - RB(sp)) \prod_{h=1}^{p-1} RB(sh) / (1 - B(sp_k)), \text{ pour tout } s, j(= X(sp_k)) \quad (11-5)$$

Les équations 11-4 et 11-5 constituent le système d'équations avec point fixe pour les probabilités (B, w).

Il convient de noter que le trafic de débordement d'un itinéraire vers l'itinéraire suivant peut être un flux avec facteur d'irrégularité véhiculé par un faisceau de circuits qui peut ensuite être offert au faisceau de circuits suivant de l'itinéraire sous la forme d'un flux de trafic lissé. La détermination du trafic théorique représentant un tel flux de trafic irrégulier ou lissé peut être faite en tenant compte du facteur d'irrégularité. La Recommandation E.524 donne une méthode approchée pour le calcul des probabilités de blocage d'appel sur un faisceau de circuits avec un mélange de trafics d'entrée aléatoires et non aléatoires. Il existe une méthode de calcul des facteurs d'irrégularité et des moments d'ordre supérieur s'appliquant à une classe étendue de modèles de réseau, par exemple [OD1]. Une procédure itérative peut être utilisée pour le calcul des probabilités de blocage d'appel et des facteurs d'irrégularité des flux de débordement pour des faisceaux de circuits, par exemple [PIO], [OD2]. Il convient de noter que le calcul des facteurs d'irrégularité peut atteindre un coût prohibitif dans certains cas de dimensionnement de réseaux de taille importante.

11.1.2 Méthode de calcul du facteur de blocage pour l'acheminement avec partage de charge fixe

Soit un réseau utilisant pour chaque nœud une méthode proportionnelle fixe. Supposons qu'un appel est offert tout d'abord à un faisceau de circuits directs, puis, s'il n'existe pas de circuit disponible dans ce faisceau, que l'appel est acheminé sur un itinéraire choisi au hasard selon des probabilités déterminées par le nœud d'origine. Le calcul des probabilités de blocage de bout en bout fait intervenir le même principe que dans la méthode précédente, qui traitait l'acheminement fixe avec partage de charge.

La notation utilisée est la suivante:

$p = 1$ = circuit direct pour le flux de trafic.

$p > 1$ = itinéraire de débordement p pour le flux de trafic.

$R(sp)$ = facteur de proportionnalité pour le choix de l'itinéraire de rang p pour le flux s , avec $p = 2, 3, \dots, P_s$.

$a(sp)$ = intensité du trafic offert sur l'itinéraire de rang p par le flux de trafic s , avec $p = 2, 3, \dots, P_s$.

L'intensité du trafic offert $a(sp)$ est donnée par la relation $a(sp) = R(sp)a(s)LB(sp = 1)$, dans laquelle le facteur $LB(sp = 1)$ représente la probabilité de blocage pour le flux de trafic s sur le faisceau de circuits directs. Les probabilités de blocage de faisceau de circuits $B(s_j)$, et les probabilités de blocage de l'itinéraire $RB(sp)$, $p = 2, 3, \dots, P_s$ qui en découlent, peuvent être calculées respectivement au moyen des équations 11-4 et 11-1 précédentes. La probabilité $EEB(s)$ de blocage de bout en bout du flux de trafic s est donnée par la formule:

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

11.2 Détermination des variables de conception

Les procédures itératives peuvent être utilisées d'une manière générale comme pour l'optimisation classique non linéaire, par exemple [TRU].

12 Méthodes de dimensionnement pour les réseaux avec acheminement en fonction de l'heure

On déterminera un trafic variant dans le temps dans le cas du dimensionnement d'un réseau avec acheminement en fonction de l'heure. Soit T le nombre de périodes de temps et t ($= 1, 2, \dots, T$) la période de temps de rang t au sein d'un jour (ou d'une semaine). On fait souvent les hypothèses que les périodes de temps ne sont pas corrélées et que le réseau se trouve dans un état stationnaire pendant chaque période de temps, ce qui simplifie la procédure de dimensionnement de réseau.

12.1 Méthodes de calcul du blocage

Il est possible d'appliquer les méthodes de calcul des probabilités de blocage d'appel de bout en bout indiquées au 11.1.1, afin d'effectuer le dimensionnement d'un réseau utilisant pour chaque nœud une méthode d'acheminement progressif avec débordement en fonction de l'heure. La même méthode que celle qui est indiquée au 11.1.1 s'applique également, pour les périodes de temps respectives, au cas utilisant une méthode d'acheminement proportionnel en fonction de l'heure.

12.2 Détermination des variables de conception

L'Annexe B décrit un exemple de méthode permettant de déterminer les variables de conception pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure.

13 Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état

13.1 Méthodes de calcul du blocage

13.1.1 Méthodes de calcul de blocage pour des réseaux utilisant l'acheminement par l'itinéraire le moins chargé

Soit un réseau pour lequel l'itinéraire direct est utilisé comme premier choix, le trafic de débordement étant acheminé sur des itinéraires de débordement ne comportant que des faisceaux de deux circuits et avec des nœuds utilisant tous la méthode LLR pour les appels ayant leur origine dans le réseau. Il convient de noter que, dans ce dispositif d'acheminement, un nœud de transit achemine les appels de transit en arrivée vers leur destination en utilisant l'itinéraire direct.

On dispose d'un modèle avec point fixe utilisant des taux d'arrivée théoriques dépendant de l'état, qui peut par exemple être trouvé dans [CHU]. Le taux d'arrivée théorique d'un flux de trafic à destination d'un faisceau de circuits peut varier, dans cette méthode, en fonction du nombre de circuits occupés dans le faisceau de circuits. Le calcul du taux d'arrivée est fait en déterminant la probabilité pour qu'un appel soit acheminé sur le faisceau de circuits, compte tenu d'une distribution de probabilité des états des faisceaux de circuits adéquats impliqués dans le réseau. Les probabilités de blocage de bout en bout sont calculées pour une distribution approchée stationnaire dans le réseau, obtenue par convergence de la procédure itérative.

Une méthode avec point fixe utilisant des paramètres théoriques d'acheminement proportionnel est également disponible pour un réseau avec acheminement LLR [GI2], [CH4]. Cette méthode introduit le paramètre théorique d'acheminement proportionnel stationnaire indiquant la fréquence relative $R(sp)$ avec laquelle un appel appartenant à un flux s en débordement est acheminé vers un itinéraire de débordement p . Le rapport $R(sp)$ est calculé en considérant qu'il est proportionnel à la capacité résiduelle moyenne sur les divers itinéraires utilisés par le flux de trafic, cette dernière étant calculée par une procédure itérative. Les probabilités de blocage de bout en bout sont calculées comme dans la formule 11-6 à partir des probabilités approchées de blocage d'itinéraire obtenues après convergence de la procédure itérative.

13.1.2 Méthode de calcul de blocage pour des réseaux avec acheminement aux moindres coûts en fonction de l'état

Soit un réseau dans lequel des itinéraires comportant des faisceaux d'un ou de deux circuits seulement sont utilisés pour véhiculer un appel, et dans lequel tous les nœuds utilisent, pour les appels ayant leur origine dans ce réseau, la méthode d'acheminement aux moindres coûts en fonction de l'état. On fait l'hypothèse que le coût est calculé à partir du nombre de circuits occupés dans chaque faisceau de circuits. Il existe, pour un tel réseau, une méthode utilisant des paramètres théoriques d'acheminement proportionnel [KOU]. La fréquence relative de choix de l'itinéraire $R(sp)$ est calculée comme étant la probabilité pour que l'itinéraire ait le moindre coût. Les probabilités de blocage de bout en bout sont calculées, comme dans la formule 11-6, à partir des probabilités approchées de blocage d'itinéraire obtenues après convergence de la procédure itérative.

13.2 Détermination des variables de conception

Les procédures itératives peuvent être utilisées d'une manière générale, comme dans une optimisation classique non linéaire. L'Annexe C décrit un exemple de méthode permettant de déterminer les variables de conception pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état [LE2].

14 Méthodes de dimensionnement de réseau pour des réseaux avec acheminement en fonction des événements

14.1 Méthodes de calcul du blocage

Soit un réseau utilisant la méthode d'acheminement tenace en fonction des événements avec une répétition de sélection aléatoire dans tous les nœuds et dont l'acheminement de débordement n'utilise que des faisceaux de deux circuits. On dispose, pour un tel réseau, d'une méthode de calcul de blocage basée sur le modèle avec point fixe. Cette méthode utilise la valeur à long terme de la fréquence relative $R(sp)$ du trafic de débordement offert par le flux de trafic s vers l'itinéraire p , qui est calculée comme étant proportionnelle à la longueur moyenne des itinéraires de débordement successifs offerts pour l'itinéraire p . La longueur moyenne de la séquence est calculée au moyen de la probabilité de blocage $RB(sp)$ de l'itinéraire exprimée dans la formule 11-1. Les fréquences relatives et les probabilités de blocage sont calculées au moyen d'une procédure itérative. Les probabilités de blocage de bout en bout sont calculées comme dans la formule 11-6 pour les probabilités approchées de blocage obtenues par convergence de la procédure itérative.

14.2 Détermination des variables de conception

Les procédures itératives peuvent être utilisées d'une manière générale comme pour l'optimisation classique non linéaire. L'Annexe D décrit un exemple de méthodes de conception pour des réseaux avec acheminement en fonction des événements.

15 Historique

Ceci est la première édition.

16 Bibliographie

- [AKI] AKINPELU (J.M.): The overload performance of engineered networks with non-hierarchical and hierarchical routing, *Bell System Technical Journal*, Vol. 63, 1984. (*Performance de réseaux en situation de surcharge, avec ingénierie non hiérarchisée ou hiérarchisée de l'acheminement*).
- [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° 8, 1981. (*Conception et optimisation de réseaux avec acheminement dynamique*).
- [AS2] ASH (G.R.): Traffic network routing, control, and design for the ISDN era, *Fifth ITC Seminar Traffic Engineering for ISDN Design and Planning*, Lac de Côme, Italie, 1987. (*Acheminement, commande et conception du trafic réseau pour l'ère du RNIS*).

- [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. (*Acheminement de réseau en temps réel dans un réseau avec classes de service dynamiques*).
- [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° 4, 1993. (*Conception du réseau de transport dans des réseaux intégrés avec acheminement dynamique en temps réel*).
- [AS5] ASH (G.R.), HUANG (B.D.): An analytical model for adaptive routing networks, *IEEE Trans. on Communications*, Vol. 41, N° 11, 1993. (*Modèle analytique pour réseaux avec acheminement dynamique*).
- [BNR] BNR, DCR Design Model, *Proceedings of Teletraffic Congress*, ITC-11, Kyoto, Japon, 1985. (*Modèle de conception avec acheminement des appels par destination*).
- [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, Canada, 1983. (*Acheminement dynamique pour réseaux téléphoniques interurbains*).
- [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° 2, 1980. (*Algorithmes récursifs pour le calcul du blocage de bout en bout dans un réseau avec plan d'acheminement quelconque*).
- [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° 3, 1986. (*Analyse et régulation de l'acheminement du trafic dans les réseaux téléphoniques à commutation de circuits*).
- [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° 10, 1990. (*Problèmes de performance dans la conception de réseaux à commutation de circuits avec commande dynamique*).
- [CH3] CHEMOUIL (P.), GAUTHIER (P.): Adaptive traffic routing in telephone networks, *l'Echo des Recherches*, version anglaise, 1990. (*L'acheminement adaptatif du trafic téléphonique*).
- [CH4] CHEMOUIL (P.), LEBOURGES (M.), GAUTHIER (P.): Performance analysis of adaptive traffic routing in a metropolitan network: a case study, *Globecom'89*, Dallas, Etats-Unis, 1989. (*Analyse des performances de l'acheminement du trafic dans un réseau urbain: une étude de cas*).
- [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, Danemark, 1991. (*MICAN: un algorithme de dimensionnement de réseaux de commutation avec acheminement adaptatif utilisant la méthodologie des coûts implicites*).
- [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. (*Calcul de probabilités approchées de blocage pour des réseaux à pertes élevées et acheminement en fonction de l'état*).
- [EIS] EISENBERG (M.): Engineering traffic networks for more than one busy hour, *Proceedings of International Teletraffic Congress*, ITC-9, Melbourne, Australie, 1979. (*Ingénierie du trafic pour réseaux ayant plus d'une heure chargée*).
- [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° 2, 1979. (*Modèle mettant en correspondance les mesures et les erreurs de prévision pour la fourniture de faisceaux terminaux directs de jonctions*).
- [GAU] GAUTHIER (P.), CHEMOUIL (P.): A system for testing adaptive traffic routing in France, *Globecom'87*, 23.4, Tokyo, Japon, 1987. (*Système de test pour l'acheminement adaptatif du trafic en France*).
- [GAR] GARCIA (J.-M.), HENNET (J.-C.), TITLI (A.): Optimization of routing in interurban telephone networks, *Large Scale Systems Journal*, Vol. 2, N° 3, 1981. (*Optimisation de l'acheminement dans les réseaux téléphoniques interurbains*).
- [GIB] GIBBENS (R.J.), KELLY (F.P.): Dynamic routing in fully connected networks, *IMA J. of Math. Cont. and Info.*, Vol. 7, p. 77-111, 1990. (*Acheminement dynamique dans des réseaux complètement connectés*).

- [GI1] GIRARD (A.), LIAU (B.): Dimensioning of adaptive routing networks, *IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol. 1, N° 4, p. 460-468, 1993. (*Dimensionnement de réseaux avec acheminement adaptatif*).
- [GI2] GIRARD (A.), BELL (M.-A.): Blocking evaluation for networks with residual capacity adaptive routing, *IEEE Trans. on Commu.*, Vol. 37, N° 12, 1989. (*Evaluation du blocage pour des réseaux avec acheminement adaptatif en fonction de la capacité résiduelle*).
- [HIL] HILL (D.W.), NEAL (S.R.): The traffic capacity of a probability engineered trunk group, *Bell System Technical Journal*, Vol. 55, N° 7, 1976. (*Capacité de trafic d'un faisceau de jonctions avec ingénierie en fonction des probabilités*).
- [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*, Tokyo, Japon, 1985. (*Dimensionnement avec heures multiples pour réseau à acheminement dynamique*).
- [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*, p. 195-200, Copenhagen, Danemark, 1991. (*Méthode d'acheminement dynamique en fonction des états et de l'heure pour des réseaux téléphoniques*).
- [KAW] KAWASHIMA (K.), INOUE (A.): State- and time-dependent routing in the NTT network, *IEEE Communications Magazine*, 1995. (*Méthode d'acheminement dynamique en fonction des états et de l'heure dans le réseau NTT*).
- [KAS] KASHPER (A.N.), SCHMITT (J.A.): Multiperiod stochastic design model for international networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-13*, Copenhagen, Danemark, 1991. (*Modèle stochastique multipériodes pour la conception de réseaux internationaux*).
- [KAT] KATZ (S.S.): Statistical performance analysis of a switched communication network, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-5*, New York, Etats-Unis, 1967. (*Analyse statistique des performances d'un réseau commuté de communication*).
- [KE1] KELLY (F.P.): Fixed point models of loss networks, *J. Austral. Math. Soc. Ser. B* 31, p. 204-218, 1989. (*Modèles avec points fixes pour réseaux avec pertes*).
- [KE2] KELLY (F.P.): Routing in circuit-switched networks: optimization, shadow prices and decentralization, *Adv. Appl. Prob.*, Vol. 20, 1987. (*Acheminement dans des réseaux à commutation de circuits: optimisation, prix fantômes et décentralisation*).
- [KEY] KEY (P.B.), WHITEHEAD (M.J.): Cost-effective use of networks employing dynamic alternative routing, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-12*, Turin, Italie, 1988. (*Utilisation économique de réseaux employant un acheminement de débordement dynamique*).
- [KRI] KRISHNAN (K.R.), OTT (T.J.): Forward-looking routing: a new state-dependent routing method, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-12*, Turin, Italie, 1988. (*Acheminement avec recherche en avant: nouvelle méthode d'acheminement en fonction de l'état*).
- [KOU] KOUSSOULAS (N.): Performance analysis of circuit-switched networks with state-dependent routing, *IEEE Trans. on Commu.*, Vol. 41, N° 11, 1993. (*Analyse des performances de réseaux avec commutation de circuits avec acheminement en fonction de l'état*).
- [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. (*Conception à coût minimal pour réseaux à commutation de circuits*).
- [LE1] LEBOURGES (M.), BONNET (D.), PETIT (D.): Acheminement par régulation économique dans les réseaux multiservices, *l'Echo des Recherches*, N° 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 Commu.*, Vol. 39, N° 5, 1991. (*Analyse de moments pour un trafic lié à des systèmes d'attente markoviens*).
- [OD2] ODA (T.), FUKUOKA (H.), WATANABE (Y.): Robust routing and design of international corporate networks, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-13*, Copenhagen, Danemark, 1991. (*Méthode robuste d'acheminement et de conception de réseaux d'entreprise internationaux*).

- [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, Japon, 1985. (Optimisation avec heures multiples pour réseaux à commutation de circuits utilisant un acheminement progressif).*
- [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, Canada, 1983. (Qualité d'écoulement du trafic dans un système dynamique d'acheminement des appels).*
- [STA] STACEY (R.R.), SONGHURST (D.J.): Dynamic alternative routing in the British Telecom trunk network, *Proceedings of the International Switching Symposium, Phoenix, Arizona, Etats-Unis, 1987. (Acheminement de débordement dynamique dans le réseau de jonction de British Telecom).*
- [TIB] TIBAS (K.), LEBOURGES (M.): Implied costs behaviour and optimal modular dimensioning, *Proceedings of International Teletraffic Congress, ITC-13, Copenhagen, Danemark, 1991. (Comportement de coûts implicites et dimensionnement modulaire optimal).*
- [TRU] TRUITT (C.J.): Traffic engineering techniques for determining trunk requirements in alternate routed networks, *Bell System Technical Journal, Vol. 31, N° 2, 1954. (Techniques d'ingénierie du trafic pour la détermination des besoins en jonctions dans des réseaux avec acheminement en débordement).*
- [WIL] WILKINSON (R.I.): Theories of toll traffic engineering in the United States, *Bell System Technical Journal, Vol. 35, N° 6, 1956. (Théorie de l'ingénierie du trafic de transit dans les Etats-Unis).*
- [WHI] WHITT (W.): Blocking when service is required from several facilities simultaneously, *AT&T Tech. J., Vol. 64, N° 8, 1985. (Blocage dans le cas d'un service demandé simultanément à plusieurs équipements).*
- [WON] WONG (E.W.M.), YUM (T.-S.): Maximum free circuit routing in circuit-switched networks, *Proceedings of IEEE INFOCOM '90, 1990. (Acheminement maximum par circuits libres dans des réseaux à commutation de circuits).*

Annexe A

Méthodes de prévision et de service réseau pour les réseaux avec acheminement dynamique

A.1 Introduction

La présente annexe décrit des exemples de méthodes de prévision réseau et d'administration de réseau dans le cas de l'acheminement dynamique. L'organigramme de la Figure A.1 présente le processus de conception d'un réseau se basant sur des prévisions de charge. La prévision réseau tient compte à la fois du réseau existant et des charges prévues par la planification de l'évolution du réseau. L'administration du réseau procède ensuite aux ajustements de l'acheminement et de la taille de faisceau de circuits, si la performance réseau dans des conditions de charge réelles devient inacceptable en raison d'erreurs de prévision. La stratégie de prévision réseau minimise la capacité de réserve tout en conservant un niveau acceptable pour l'administration du réseau. Le modèle présenté dans la Figure A.1 fait l'hypothèse que la prévision réseau est un processus de prédiction de la capacité réseau nécessaire pour satisfaire à la demande future. Ce modèle prend en compte la prévision de la demande, sujette à erreurs, et le réseau existant. La prévision réseau tient compte des erreurs de prévision, de manière à fournir une capacité de réseau qui suffit à satisfaire à la demande, avec un niveau minimal d'administration du réseau.

Une procédure de prévision réseau incrémentale élabore une expansion du réseau existant, qui satisfait aux charges prévues à un coût minimal et en admettant des déconnexions éventuelles. Cette procédure met en œuvre une modification des étapes de conception de l'acheminement et de la taille réseau du modèle de conception de réseau, et utilise les capacités des faisceaux de circuits existants comme borne inférieure pour l'élaboration des capacités du faisceau de circuits en cours de conception. Ceci permet au modèle de tenir compte de la réticence à supprimer des circuits existants. Cette procédure limite l'extension de la taille des faisceaux de circuits à la valeur juste nécessaire pour traiter les charges prévues; elle permet d'utiliser une capacité de réserve plus faible et tolère des déconnexions portant sur les capacités existantes des faisceaux de circuits. Ceci se fait en calculant une borne supérieure de la taille de chaque faisceau et en utilisant cette borne pour faire des corrections initiales de taille de faisceau avant de mettre en œuvre le processus de prévision réseau incrémentale.

Les bornes inférieures de taille d'un faisceau sont fonction des prévisions de la charge offerte pour la paire de nœuds R_k^h correspondante, et déterminées par le choix d'une valeur maximale r_{\max} pour le rapport r entre la taille du faisceau de circuits et la charge directe offerte. La borne supérieure de déconnexion est basée sur la prévision de charge de pointe, avec une certaine marge pour l'erreur de prévision, et correspond au rapport r_{\max} . La borne r_{\max} est choisie en analysant le domaine de valeurs qu'elle est susceptible de prendre pour la conception normale d'un réseau. Le Tableau A.1 présente les valeurs limites du rapport entre la taille du faisceau de circuits et la charge directe offerte en fonction de cette dernière.

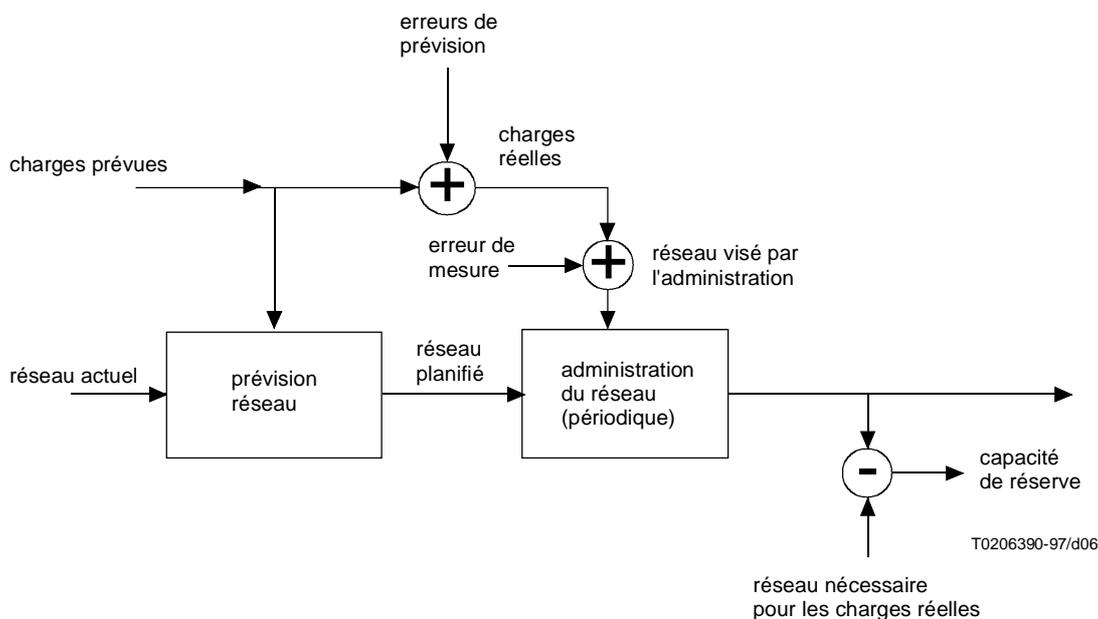


Figure A.1/E.529 – Modèle du processus de prévision et d'administration réseau

La borne supérieure T_{\max} est déterminée pour un faisceau de circuits sous la forme de prévisions de charge correspondant à une charge directe offerte.

Tableau A.1/E.529 – Valeurs limites du rapport $r_{\max}(R)$ entre la taille du faisceau de circuits et la charge directe offerte

Charge R (erlangs)	$r_{\max}(R)$
0-5	4,5
5-10	4,5
10-25	3,0
25-50	3,0
50-100	2,5
> 100	1,5

Nous utiliserons la notation:

R_i =prévision de charge de pointe pour la charge directe offerte au cours de l'année i , $i = 1, 2$.

β_i =facteur d'incertitude pour l'année i , $i = 1, 2$, introduit afin de tenir compte de l'erreur probable de la prévision de charge. Des valeurs habituelles en utilisation réelle sont $\beta_1 = 1,15$ et $\beta_2 = 1,3$, ce qui correspond à une incertitude de 0,15 pour la prévision.

La formule suivante s'applique:

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

dans laquelle r_{\max} représente la borne adéquate trouvée pour le rapport (T/R), prise par exemple dans le Tableau A.1.

Une fois ces bornes supérieures connues, on définit une taille initiale pour chaque faisceau de circuits, qui dépend de la taille actuelle de ce faisceau selon les conditions suivantes: si la taille actuelle d'un faisceau est inférieure à la borne supérieure, sa taille initiale est égale à sa taille actuelle; si la taille actuelle du faisceau est supérieure à sa borne supérieure, sa taille initiale est égale à la borne supérieure.

Nous utilisons ensuite le réseau initial ainsi défini comme réseau de départ pour un dimensionnement incrémental (c'est-à-dire avec une expansion à coût minimal), afin de déterminer le réseau prévu pour chacune des années à venir. La comparaison avec le réseau actuel permet de déterminer les expansions et déconnexions nécessaires à la mise en œuvre du réseau prévisionnel. Dans des conditions normales de croissance, les tailles des faisceaux de circuits existants sont utilisées le plus fréquemment pour le réseau initial, et non la borne supérieure, ce qui a pour effet d'acheminer de préférence le trafic sur les circuits existants et, en conséquence, de minimiser les réarrangements.

Les procédures d'administration planifiée et d'administration du réseau impliquent des modifications portant sur les étapes du modèle de conception qui optimisent les flux d'acheminement et la taille des faisceaux de circuits, afin de permettre l'utilisation des capacités initiales de faisceau de circuits comme bornes inférieures des capacités de faisceau de circuits. Soit Δa_i l'accroissement de capacité de la charge écoulee par le faisceau de circuits i , $i = 1, 2, \dots, L$. L'objectif recherché est une allocation du flux de trafic pour chaque heure de manière à minimiser les coûts entraînés par les expansions de capacité de faisceau de circuits. Il existe une charge maximale pouvant être acheminée sur tout faisceau de circuits, pour un nombre donné de circuits initiaux et pour un blocage optimal de faisceau de circuits déterminé à partir de considérations économiques; cette charge maximale est la capacité initiale avant expansion.

Nous schématisons ci-après les méthodes de prévision réseau pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure, des réseaux avec acheminement en fonction de l'état et des réseaux avec acheminement en fonction des événements.

A.2 Méthodes de prévision pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure

La méthodologie de prévision pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure fait appel au modèle de conception unifié décrit dans l'Annexe B. Conformément à la démarche de ce modèle, le problème d'optimisation du flux pour la prévision réseau est défini sous la forme d'un programme linéaire dont les variables de décision sont les assignations de flux et les expansions de capacité Δa_i par rapport aux capacités de faisceau de circuits existantes a_i (au lieu des capacités totales de faisceaux comme dans le problème de prévision de réseau), la valeur à minimiser étant le coût marginal de l'expansion donné par:

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

Cet énoncé garantit que les capacités existantes de faisceau de circuits sont utilisées d'une manière efficace, après modification éventuelle de l'acheminement, avant que des extensions de taille faisceau de circuits ne soient proposées.

L'étape de dimensionnement de réseau part d'un acheminement de trafic donné et de charges données, et détermine les expansions à faire sur ceux des faisceaux qui ne respectent pas les niveaux optimaux de blocage de faisceau de circuits. Ceci est fait au moyen de la procédure itérative suivante:

- 1) établir une hypothèse de départ pour les blocages de faisceau de circuits $b'h^i$ (par exemple les blocages de faisceau de circuits dans le réseau avant expansion), avec les contraintes $b'h^i \leq b^{\max,i}$, $i = 1, \dots, L$, dans lesquelles $b^{\max,i}$ représente le blocage optimal de faisceau de circuits déterminé par l'étape de mise à jour des blocages optimaux de faisceau de circuits, décrite dans l'Annexe B;
- 2) calculer les charges correspondantes $y^{h,i}$, véhiculées par les faisceaux de circuits, correspondant à l'acheminement connu et aux hypothèses de blocages de faisceau de circuits;

- 3) un faisceau de circuits ne nécessite aucune extension de taille si les conditions $y^{h,i} \leq a_i$ sont vérifiées pour tout h (avec a_i égal à la capacité du faisceau de circuits avant expansion); dans le cas contraire, $y^{h,i} > a_i$, l'extension Δa_i nécessaire est déterminée par le dimensionnement du faisceau de circuits pour la charge $y^{h,i}$ et le blocage $b^{\max,i}$;
- 4) utiliser les charges de faisceau de circuits $y^{h,i}$ et les tailles de faisceaux de circuits calculées précédemment en 2) et 3), pour recalculer tous les blocages de faisceau de circuits $b^{h,i}$; redéfinir $b^{h,i} = b^{h,i}$, $i = 1, \dots, L$, $h = 1, \dots, H$, et revenir à l'étape 2), si le module $|b^{h,i} - b^{h,i}|$ n'est pas suffisamment proche de zéro pour tout faisceau i et toute heure h .

A.3 Méthodes de prévision pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état et acheminement en fonction des événements

Les méthodes de prévision suivantes peuvent être implémentées dans le cas de réseaux avec acheminement en fonction de l'état et avec acheminement en fonction des événements:

- 1) évaluer les probabilités de blocage de bout en bout avec la méthode d'acheminement dynamique donnée, dans les conditions de tailles de faisceau de circuits données et de charges de trafic données. Le texte principal de la présente Recommandation décrit des techniques pouvant être utilisées dans cette étape. Le processus s'arrête si toutes les probabilités de blocage de bout en bout atteignent l'objectif de probabilité de blocage;
- 2) estimer l'expansion de capacité nécessaire pour tout couple O-D qui n'atteint pas l'objectif de probabilité de blocage, dans les conditions de tailles de faisceau de circuits données et de charges de trafic données. L'expansion est normalement allouée au faisceau de circuits directs du couple O-D. Répéter l'étape 1).

Dans le cas général, les coûts incrémentaux du faisceau de circuits et les blocages optimaux de circuits sont déterminés pour les charges prévisionnelles de chaque année au moment de l'établissement de la prévision réseau; il se peut toutefois que pour certaines années les valeurs ne varient que faiblement d'une année sur l'autre.

A.4 Méthodes d'administration du réseau

Une intervention urgente, appelée administration du réseau, est nécessaire lorsque la charge effective du réseau dépasse les valeurs prévues et entraîne un niveau de blocage inacceptable. Cette fonction est réalisée dans l'étape d'administration. Les opérations d'administration du réseau se limitent en général à une expansion de taille des faisceaux de circuits dans un réseau hiérarchisé fixe. Les plans d'acheminement de base peuvent toutefois varier dans le temps et des modifications d'acheminement peuvent être utilisées dans les opérations d'administration du réseau pour limiter les expansions du réseau. Les réarrangements sont également réduits, dans la mesure où des modifications d'acheminement peuvent remplacer l'installation de circuits.

L'administration du réseau comporte trois étapes:

- 1) détection du besoin de gestion du réseau, c'est-à-dire la vérification si toutes les charges offertes ont, ou non, été servies d'une manière adéquate;
- 2) détermination, dans le cas où une action de gestion est nécessaire, de la meilleure combinaison de modifications d'acheminement et d'extension de taille des faisceaux de circuits permettant de rétablir le niveau désiré de blocage de service, à un coût minimal;
- 3) mise en œuvre des modifications d'acheminement et d'extension de taille de faisceau de circuits.

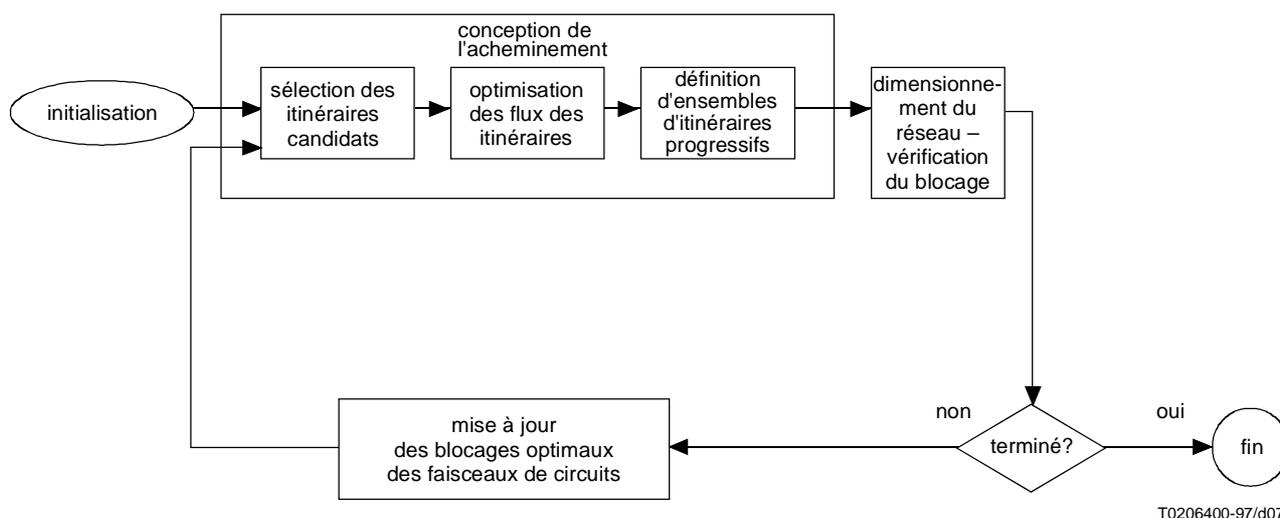
Des mesures du blocage de bout en bout sont nécessaires pour déterminer la qualité d'écoulement du trafic qui est fournie et détecter en conséquence l'existence de problèmes d'administration. De telles mesures ont une nature intrinsèquement statistique, compte tenu des erreurs de mesure et de la variation du trafic au jour le jour, ce qui nécessite la définition d'intervalles de tolérance pour les mesures de blocage. Le besoin d'un modèle d'administration du réseau résulte de la nécessité de disposer d'une procédure simple pour déterminer si une action corrective est nécessaire. Il n'y aura pas de tentative pour redimensionner la totalité du réseau ou pour déconnecter des circuits si on établit que le réseau est surdimensionné par rapport aux charges effectives. Les étapes d'optimisation de l'acheminement décrites ci-dessus sont utilisées pour déterminer l'acheminement optimal des charges effectives, et la procédure de dimensionnement du réseau est utilisée pour déterminer les expansions de taille de faisceau de circuits nécessaires pour limiter les blocages de faisceaux de circuits à leurs valeurs maximales permises. Une procédure comparable à celle du modèle de prévision réseau incrémentale est utilisée pour déterminer les modifications nécessaires pour l'administration du réseau.

Annexe B

Exemple de méthodes pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure

La présente annexe décrit des exemples de méthodes de détermination de variables de conception pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure.

La Figure B.1 présente une méthode de calcul de tailles de faisceaux de circuits, de plans d'acheminement et de paramètres de régulation de trafic pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure. L'étape d'initialisation procède à une estimation du blocage optimal pour tout faisceau de circuits appartenant au réseau, en utilisant la démarche d'appels ECCS de Truitt [TRU]. L'estimation actuelle du blocage optimal de faisceau de circuits reste fixe dans les modules de conception d'acheminement et de taille de réseau. Les étapes de conception de l'acheminement déterminent les itinéraires dynamiques optimaux pour chaque heure de trafic en exécutant les trois étapes représentées dans le bloc de conception d'acheminement de la Figure B.1. L'acheminement optimal est ensuite utilisé par les étapes de dimensionnement du réseau et de vérification du blocage, qui déterminent le nombre de circuits nécessaires pour que le niveau de blocage optimal de tout faisceau de circuits atteigne la valeur qui avait été utilisée comme hypothèse dans l'étape d'acheminement. Après la détermination des tailles des faisceaux de circuits par les étapes de dimensionnement du réseau et vérification du blocage, on procède à l'évaluation du coût du réseau qui est comparé à la valeur fournie par la dernière itération. Le module de mise à jour des blocages optimaux de liaison calcule une nouvelle estimation des blocages optimaux de faisceau de circuits, si ce coût continue à décroître. Les nouveaux objectifs de blocage optimal de faisceau de circuits sont fournis au module de conception de l'acheminement qui détermine un nouvel acheminement optimal, et le processus se poursuit. Les étapes de conception de l'acheminement, de dimensionnement du réseau et de mise à jour des blocages optimaux sont décrites ci-dessous.

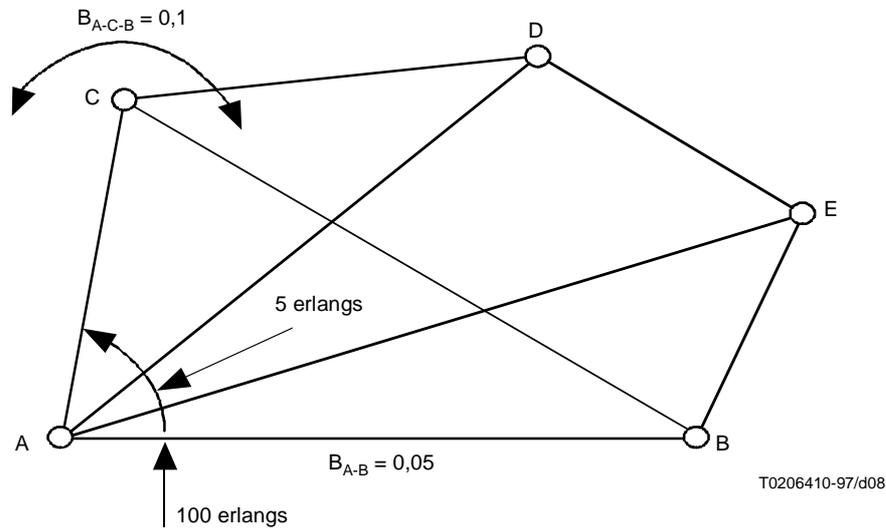


T0206400-97/d07

Figure B.1/E.529 – Modèle de conception unifié

Le module de conception de l'acheminement se compose de trois étapes: la sélection des itinéraires candidats, l'optimisation des flux sur les itinéraires et la définition des faisceaux d'itinéraires séquentiels. Le bloc de sélection des itinéraires candidats détermine les itinéraires les plus courts (de moindre coût) entre les nœuds du réseau. Cette étape tient compte du coût des faisceaux de circuits ainsi que de la non-coïncidence des trafics lors de la sélection des meilleurs itinéraires candidats. Elle tient compte également d'une variété de contraintes de transmission telles que la limitation de la distance entre deux itinéraires de faisceaux de circuits.

Supposons que le module de sélection des itinéraires candidats ait besoin de trouver deux itinéraires candidats entre les nœuds A et B et que les itinéraires A-B et A-C-B soient les candidats de moindre coût parmi les trois choix possibles indiqués dans la Figure B.2. La liste des itinéraires les plus courts, contenant les itinéraires A-B et A-C-B pour les nœuds A et B, est ensuite transmise à l'étape suivante du module d'acheminement.



itinéraires les plus courts: A-B, A-C-B
 blocage de l'ensemble d'itinéraires: $B_{A-B} \times B_{A-C-B} = 0,005$
 objectifs de blocage = 0,01

Figure B.2/E.529 – Exemple de procédure d'optimisation

L'étape d'optimisation des flux d'itinéraire alloue les flux de trafic aux itinéraires candidats avec l'objectif de minimiser le coût du réseau. L'estimation actuelle du blocage optimal de faisceau de circuits reste fixée par la conception de l'acheminement lors du processus de détermination de l'ensemble d'itinéraires optimal. Le fait de fixer le blocage dans l'étape d'optimisation des flux d'itinéraire entraîne que le problème non linéaire d'allocation optimale de flux se réduit à un programme linéaire (LP, *linear program*).

Le programme linéaire d'optimisation des flux d'itinéraire fournit la solution du problème suivant:

minimiser l'expression:

$$\sum_{i=1}^L M_i a_i \tag{B-1}$$

avec les contraintes:

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

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

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

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

la notation utilisée étant la suivante:

L = nombre de faisceaux de circuits.

K = nombre de paires de nœuds.

H = nombre d'heures sur lesquelles porte la conception.

M_i = coût incrémental du faisceau de circuits en unité monétaire par erlang transporté.

Rh^k = charge équivalente offerte à la paire de nœuds k pendant l'heure h .

Ah^i = charge offerte au faisceau de circuits i pendant l'heure h .

a_i = charge maximale véhiculée sur le faisceau de circuits i sur l'ensemble des heures.

bh^i = probabilité de blocage du faisceau de circuits i pendant l'heure h .

Pih^jk = 1 si l'itinéraire j pour la paire de nœuds k utilise le faisceau de circuits i pendant l'heure h
= 0, dans le cas contraire.

r^hjk = charge véhiculée sur l'itinéraire j pour la paire de nœuds k pendant l'heure h .

Jh^k = nombre d'itinéraires pour la paire de nœuds k pendant l'heure h .

Gh^k = charge totale véhiculée pour la paire de nœuds k pendant l'heure h .

$UPBD^hjk$ = borne supérieure du flux sur l'itinéraire j pour la paire de nœuds k pendant l'heure h .

La charge totale véhiculée pour la paire de nœuds k pendant l'heure h est liée à la charge totale offerte à la paire de nœuds k pendant l'heure comme décrit ci-après. Le blocage minimal pouvant être atteint pour la paire de nœuds k est donné par la formule:

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

dans laquelle B_{jk}^h représente la probabilité de blocage sur l'itinéraire j pour la paire de nœuds k pendant l'heure h . Si GOS est l'objectif de probabilité de blocage de bout en bout, le blocage sur la paire de nœuds k pendant l'heure h est donné par la formule:

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

il s'ensuit que:

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

Le flux total véhiculé est donc déterminé par l'objectif de probabilité de blocage, à moins que E_k^h ne soit supérieur à l'objectif de probabilité de blocage. La contrainte de probabilité de blocage ne peut pas être satisfaite dans ce dernier cas, et tous les itinéraires doivent véhiculer le flux maximal possible, afin de minimiser le blocage. On utilise alors une méthode de correction de blocage dans l'étape de vérification du blocage afin d'apporter des corrections à ceux des itinéraires pour lesquels le blocage n'est pas acceptable.

Le volume de flux de trafic pouvant être véhiculé sur un itinéraire donné dépend du blocage sur cet itinéraire et des flux alloués à tous les autres itinéraires empruntant l'itinéraire donné. Dans l'exemple de la Figure B.2, il ne serait pas possible de véhiculer plus de 95 erlangs sur l'itinéraire A-B, étant donné que la probabilité B_{AB} est égale à 0,05 et que la charge maximale offerte est de 100 erlangs. La valeur maximale du flux sur l'itinéraire A-C-B serait de 4,5 erlangs puisque la probabilité B_{ACB} égale 0,1, et si l'itinéraire A-B déborde vers l'itinéraire A-C-B, 5 erlangs au plus peuvent

être offerts à l'itinéraire A-C-B. Compte tenu de ces valeurs maximales, le programme linéaire peut ensuite allouer 95 erlangs de charge véhiculée à l'itinéraire A-B et 4 erlangs à l'itinéraire A-C-B. Ces allocations sont faites dans l'hypothèse d'un objectif de blocage d'appel de bout en bout égal à 0,01, ce qui signifie que la charge véhiculée G est égale à 99 erlangs, et nécessite que 99 des 100 erlangs soient alloués aux itinéraires autorisés. La prescription de flux peut ensuite être respectée si on réalise un itinéraire constitué de l'itinéraire primaire A-B et du débordement A-C-B, comme indiqué ci-dessous. La possibilité de trouver une solution du programme linéaire d'allocation de flux avec les itinéraires A-B et A-C-B est assurée si on impose à l'étape d'optimisation du flux d'itinéraire la contrainte d'allouer au plus 95 erlangs à l'itinéraire A-B et au plus 4,5 erlangs à l'itinéraire A-C-B. La procédure itérative de calcul des bornes supérieures décrite dans [AS1] fait, lors de chaque itération, une estimation de la succession d'itinéraires qui répondent le mieux aux allocations de flux du programme linéaire en cours. Le modèle utilise ensuite ces estimations pour calculer de nouvelles bornes supérieures imposant la faisabilité des flux.

Le choix des plans d'acheminement du trafic est fait dans la troisième étape du bloc de conception d'acheminement. Le module de détermination d'acheminement progressif recherche, dans le cas de procédure d'acheminement progressif, la succession d'acheminements qui correspond le mieux aux flux d'acheminement optimaux déterminés par le module d'optimisation de flux d'itinéraire. Reprenons l'exemple de la Figure B.2, en faisant l'hypothèse que le programme linéaire aboutit à l'allocation de 95 erlangs à l'itinéraire A-B et de 4 erlangs à l'itinéraire A-C-B. Le module de détermination d'ensembles d'itinéraires progressifs construit maintenant l'acheminement A-B - A-C-B dans lequel la totalité des 100 erlangs est offerte d'abord à l'itinéraire A-B, et les 5 erlangs de trafic de débordement sont offerts ensuite à l'itinéraire A-C-B. Le blocage total réalisé est égal à $0,05 \times 0,1 = 0,005$, ce qui est meilleur que l'objectif de probabilité de blocage de 1%.

Une fois les itinéraires déterminés par l'étape de conception de l'acheminement, il est nécessaire de dimensionner le réseau de manière à atteindre un blocage de faisceau de circuits qui ne dépasse pas l'hypothèse de blocage optimal de faisceau de circuits qui a été utilisée comme information d'entrée pour le module d'acheminement. Si le blocage sur l'itinéraire dépasse l'objectif fixé pour la probabilité de blocage, ceci sera corrigé lors de l'étape de vérification du blocage décrite ci-après.

Une méthode itérative est utilisée dans le module de dimensionnement du réseau afin de déterminer un ensemble cohérent de blocages et de charges offertes pour chaque heure. L'itération utilise les estimations actuelles des charges offertes et des blocages optimaux des faisceaux de circuits pour dimensionner ces faisceaux en fonction de l'heure de pointe et calculer les estimations de blocage en dehors des pointes. Une fois que tous les faisceaux ont été dimensionnés, on calcule une nouvelle estimation des charges véhiculées par chaque faisceau de circuits en utilisant les estimations de blocage et le plan d'acheminement fourni par le module d'acheminement. Les estimations de blocage sont alors recalculées et le processus se répète. L'itération se poursuit jusqu'à ce que la somme des valeurs absolues des variations du blocage devienne inférieure à un seuil de convergence donné. Le dimensionnement du réseau utilise un modèle de trafic à deux paramètres. Un nombre fractionnel de circuits est utilisé afin de stabiliser la boucle d'itération et accélérer la convergence, les tailles modulaires de faisceaux de circuits étant déterminées par un traitement appliqué aux résultats du modèle. Si le blocage d'un itinéraire du réseau dimensionné excède l'objectif de probabilité de blocage fixé, le blocage sera réduit sur le premier itinéraire lors de l'étape de vérification du blocage, jusqu'à ce que la probabilité de blocage soit atteinte.

Le coût du réseau résultant est calculé après l'étape de dimensionnement du réseau. Si le coût du réseau continue à décroître, le module de mise à jour des optimums de blocage de liaison calcule alors une nouvelle estimation pour le blocage optimal de faisceau de circuits en utilisant la méthode d'optimisation décrite ci-après. La Figure B.3 illustre le compromis économique entre l'acheminement du trafic sur le faisceau de circuits directs entre A et B et le réseau de débordement utilisé par des appels de débordement. Le problème consiste à trouver la valeur optimale du blocage de faisceau de circuits (ou le nombre de circuits) permettant de traiter la charge offerte à un coût minimal. Le modèle de Truitt [TRU] est utilisé pour trouver la condition d'optimisation en tenant compte de rapport des coûts entre l'itinéraire direct et l'itinéraire de débordement, ainsi que de la capacité marginale de l'itinéraire de débordement. La méthode de Truitt est utilisée de nos jours d'une manière courante pour le dimensionnement de réseaux hiérarchisés urbains et interurbains. La démarche consiste à calculer le nombre de circuits, N^* , (et, en conséquence, le blocage optimal de faisceau de circuits b) permettant de minimiser le coût total nécessaire pour véhiculer la charge A offerte au faisceau de circuits sur l'itinéraire direct et les itinéraires de débordement. Le coût réseau occasionné par la charge A est tout d'abord exprimé sous la forme:

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

dans laquelle C représente le coût d'un circuit direct, a représente la charge de débordement en provenance du faisceau de circuits AB ($a = A \times b$), et M_s le coût incrémental équivalent du faisceau de circuits pour le réseau de l'itinéraire de débordement. Une solution de coût minimal est trouvée au moyen de la résolution numérique de l'équation B-5 ci-dessus avec N comme inconnue, ce qui conduit à la détermination du blocage optimal de faisceau de circuits b .

Les nouveaux blocages sont introduits dans le module de conception d'acheminement qui choisit à nouveau les itinéraires les plus courts et réitère le processus. Voir la Figure B.3.

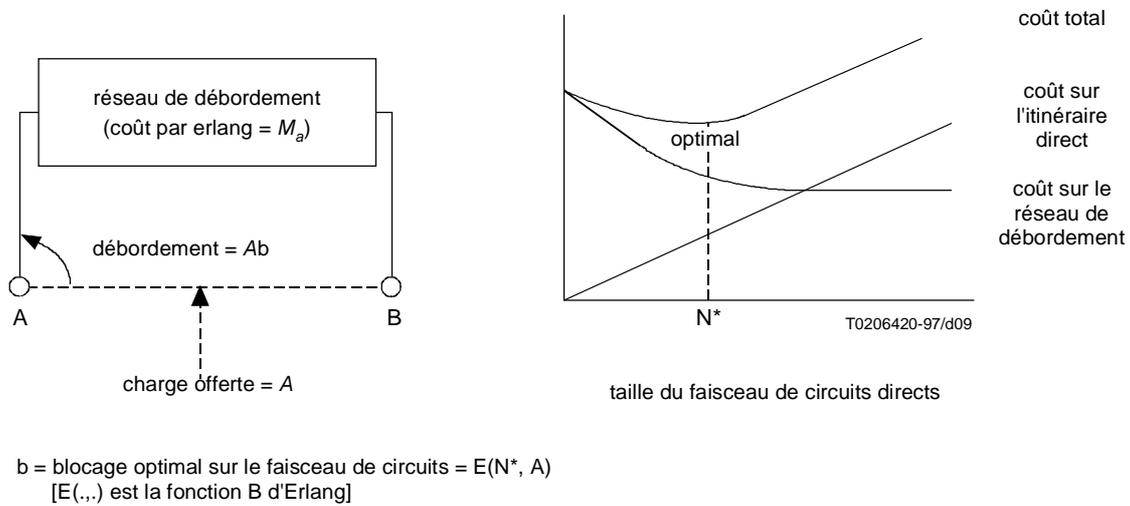


Figure B.3/E.529 – Calcul des blocages de faisceau de circuits

Le modèle de conception unifié peut être modifié pour une application à des réseaux avec acheminement en fonction de l'état [AS4]. Le modèle de conception unifié est utilisé dans ce cas pour optimiser l'acheminement des flux de transport, exprimés en unités de demande de transport telles que 64 kbit/s ou 1,5 Mbit/s, ainsi que les capacités de liaison correspondantes. On utilise des équations mathématiques pour convertir, dans cette application, les demandes de trafic en demandes de capacités de transport, et procéder ensuite à l'acheminement et à l'optimisation du flux de transport. Ce modèle fait en général l'hypothèse d'une structure sous-jacente pour l'acheminement du trafic. Le modèle d'acheminement de trafic peut, par exemple, faire appel à un acheminement hiérarchisé fixe ou à un acheminement non hiérarchisé dynamique.

Un modèle d'optimisation de flux de transport avec programmation linéaire est utilisé dans l'application du modèle à l'optimisation du flux de transport. Cette application utilise un acheminement sous-jacent hiérarchisé du trafic. Les demandes de trafic de bout en bout sont converties en faisceau de circuits à utilisation élevée et en demandes de transport de nœud à nœud sur le faisceau de circuits final, en utilisant les méthodes de conception de réseau hiérarchisé, pouvant par exemple faire appel à l'approche ECCS de Truitt [TRU], la méthode aléatoire équivalente de Wilkinson [WIL] et les modèles Neal-Wilkinson [HIL] pour le dimensionnement final des faisceaux de circuits. Une optimisation de flux de transport avec programmation linéaire est effectuée pour le dimensionnement d'un réseau qui achemine de nœud à nœud la charge virtuelle de transport définie heure par heure sur l'itinéraire le plus court, de coût minimal, et dimensionne le réseau pour satisfaire au niveau de flux visé.

Un modèle d'optimisation de flux de transport avec programmation linéaire est utilisé pour la conception du réseau faisant appel au modèle de conception unifié. Les demandes de trafic de bout en bout sont converties en demandes de transport de nœud à nœud en utilisant la démarche d'appels ECCS de Truitt [TRU]. La démarche de Truitt est utilisée dans ce cas pour réaliser un partage optimal de la charge entre le faisceau de circuits directs et le réseau de débordement, mais l'application de ce modèle fournit une demande de transport virtuelle équivalente heure par heure, au lieu d'un objectif de blocage optimal de faisceau de circuits. On évalue la performance du réseau une fois que les faisceaux de circuits ont été dimensionnés, et aucune autre modification n'est faite pour les capacités si les objectifs de performance sont respectés. Les techniques utilisées dans l'application du modèle de conception unifié à des réseaux avec acheminement en fonction de l'heure sont décrites ci-dessous et sont réutilisées dans cette application pour l'optimisation des flux de transport virtuels.

Annexe C

Exemple de méthode pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état

La présente annexe décrit un exemple de méthode de dimensionnement pour des réseaux avec acheminement en fonction de l'état.

C.1 Modèle de réseau

Cette méthode s'applique à des réseaux ayant la structure suivante:

- le réseau contient des nœuds (X) d'origine et de destination générant du trafic et de nœuds de transit (T). Les nœuds de transit peuvent également être l'origine ou la destination de flux de trafic;
- les faisceaux de circuits peuvent être unidirectionnels ou bidirectionnels.

Le trafic est acheminé de la manière suivante:

- les flux de trafic sont acheminés en premier choix sur le faisceau de circuits, s'il existe, et sont envoyés en débordement sur un ensemble de routes à un seul nœud de transit selon un acheminement dépendant de l'état du système;
- s'il n'y a pas de faisceau de circuits directs, les flux sont acheminés d'abord en utilisant un acheminement en fonction de l'état sur un ensemble d'itinéraires passant par un seul nœud de transit;
- l'acheminement est du type LLR, ce qui signifie que le choix d'itinéraire est fait sur la base de la capacité libre des itinéraires de transit.

L'hypothèse habituelle consiste à considérer qu'il n'existe pas de blocage dans les nœuds.

C.2 Evaluation des probabilités de blocage

On utilise une procédure d'évaluation de blocage basée sur un modèle avec point fixe.

Les équations sont données, pour plus de clarté, dans le cas d'un réseau utilisant des faisceaux de circuits unidirectionnels, mais elles peuvent être étendues aisément au cas de faisceaux de circuits bidirectionnels ou à des cas mixtes.

La notation suivante est utilisée:

v_{ij} : trafic offert pour le flux ij .

C_{ij} : capacité du faisceau de circuits ij .

B_{ij} : probabilité de blocage d'appel du faisceau de circuits ij .

ρ_{ij} : trafic offert pour le faisceau de circuits ij .

α_{ikj} : probabilité pour qu'un appel appartenant au flux de trafic ij passe par le nœud de transit k .

cr_{ij} : capacité résiduelle du faisceau de circuits ij .

γ_{ikj} : capacité résiduelle de l'itinéraire ikj .

L_{ij} : probabilité d'appel de bout en bout du flux de trafic ij .

$\{ T \}$: ensemble des nœuds utilisés pour le transit.

Les règles d'acheminement étant connues, le trafic offert sur un faisceau de circuits dépend de la nature des nœuds de terminaison.

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

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

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

Le système d'équation est ensuite résolu, afin d'obtenir ρ_{ij} (trafic offert au faisceau de circuits), B_{ij} (blocage du faisceau de circuits) et α_{ikj} (probabilité pour qu'un appel soit acheminé par k).

On fait l'approximation que le trafic offert à un faisceau de circuits est un trafic de Poisson et la formule B d'Erlang est utilisée pour déterminer les probabilités de blocage:

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

L'acheminement en fonction de l'état est modélisé sous la forme d'un partage de charge avec calcul dynamique des coefficients. Les coefficients de partage de charge α_{ikj} sont déterminés en fonction de la disponibilité de chaque itinéraire. La disponibilité est déterminée, dans le cas de l'acheminement en fonction de l'état, par la capacité résiduelle du réseau. Les coefficients de partage de charge peuvent donc être considérés comme étant proportionnels à la capacité résiduelle de chaque itinéraire pour les différents itinéraires du flux.

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

La capacité résiduelle moyenne par itinéraire est exprimée sous la forme d'une fonction de la capacité résiduelle moyenne par faisceau de circuits, donnée par la formule:

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

Un certain nombre de formules peuvent être utilisées pour le calcul de la capacité résiduelle moyenne de l'itinéraire [HUB]. Si on considère que les capacités résiduelles des faisceaux de circuits sont constantes et égales à la moyenne, alors:

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

La probabilité de blocage d'appel de bout en bout est évaluée en utilisant l'hypothèse d'indépendance des blocages de liaison et donnée par la formule:

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

L'algorithme de calcul de la probabilité de blocage de bout en bout L_{ij} comporte les trois étapes suivantes [LE2].

Etape 1

L'initialisation des probabilités de blocage des faisceaux de circuits X-X est effectuée. La probabilité de blocage d'appel est fixée à 1 s'il n'existe pas de faisceau de circuits directs.

- 1) Les probabilités de blocage de faisceau de circuits XT, TT ou TX sont initialisées avec une valeur donnée (par exemple 2%).
- 2) Les coefficients de partage de charge de chaque flux de trafic (i,j) sont initialisés avec les capacités résiduelles positionnées sur la taille du faisceau de circuits et tenant compte du nombre d'itinéraires.

Etape 2

- 1) Le trafic offert à chaque faisceau de circuits est calculé au moyen des formules C-1, C-2 et C-3.
- 2) La probabilité de blocage de chaque faisceau de circuits est calculée au moyen de la formule C-4.
- 3) La capacité résiduelle de chaque faisceau de circuits est calculée au moyen de la formule C-6.
- 4) Les coefficients de partage de charge sont calculés au moyen de la formule C-5.

Etape 3

Le critère de convergence est constitué par le maximum des différences entre les probabilités de blocage des faisceaux de circuits entre l'itération précédente et l'itération en cours. L'itération reprend avec l'étape 2 si le critère de convergence n'est pas satisfait.

Les probabilités de blocage de bout en bout sont évaluées au moyen de la formule C-8 une fois le critère de convergence atteint.

C.3 Dimensionnement

Le critère de dimensionnement est constitué d'un ensemble donné de probabilités de blocage de bout en bout. La Figure 10-1 décrit la procédure générale de dimensionnement. L'algorithme décrit au C.2 permet de calculer le trafic véhiculé pour une taille donnée de faisceau de circuits.

La procédure suivante est utilisée:

Etape 1

On fait d'abord l'hypothèse que le réseau est totalement maillé et que la connectivité entre deux nœuds est déterminée en fonction d'un seuil de création de liaison défini par une règle de planification donnée et la charge offerte de chaque relation de trafic.

L'ensemble des faisceaux de circuits X-X est analysé en fonction du trafic offert et des seuils de création de liaison.

- Le faisceau de circuits est conservé, si la valeur du paramètre utilisé comme critère pour un couple de nœuds X-X est supérieure au seuil de création prédéterminé.
- Le faisceau de circuits est supprimé, si la valeur du paramètre utilisé comme critère pour un couple de nœuds X-X est inférieure au seuil de création prédéterminé, et on fait l'hypothèse que le trafic X-X offert est partagé d'une manière égale entre tous les itinéraires X-T-X autorisés.

L'existence des jonctions des types X-T, T-X et T-T est analysée ensuite (dans le dernier cas les deux nœuds T sont à la fois émetteurs et destinataires).

- Le faisceau de circuits est conservé, si la valeur calculée en fonction du trafic offert (qui se compose du trafic offert nouveau et de la quote-part du trafic des relations X-X ne disposant pas de faisceau de circuits directs) pour le paramètre utilisé comme critère pour la relation T-T considérée est supérieure au seuil.
- Le faisceau en question est supprimé dans le cas contraire.

Etape 2

Une fois que la connectivité du réseau est définie, les faisceaux de circuits X-X sont déterminés en premier, en utilisant la formule B d'Erlang et le paramètre de dimensionnement adéquat (occupation, probabilité de blocage ou trafic refusé). Les capacités sont ensuite ajustées à la valeur supérieure tenant compte des contraintes de modularité. La formule B d'Erlang est alors utilisée de nouveau pour déterminer la probabilité de blocage du faisceau de circuits X-X après ajustement de taille.

Les tailles des faisceaux de circuits X-T, T-X et T-T ainsi que les probabilités de blocage de faisceau de circuits sont initialisées (la valeur de 0,02 a été déterminée d'une manière empirique, mais peut être modifiée en fonction des besoins de l'utilisateur) et le trafic offert par chaque faisceau de circuits est le trafic du flux correspondant (comprenant la quote-part du trafic offert des relations X-X ne disposant pas de jonctions directes).

Notations

Traf(XY): trafic offert au faisceau de circuits X-Y.

B_{XY} : probabilité de blocage de X-Y faisceau de circuits X-Y.

EEB_{XY} : probabilité de blocage de bout en bout du flux de trafic X-Y.

RejTraf(XY): trafic dont le rejet est autorisé pour le faisceau de circuits X-Y.

α_{XYZ} : coefficient de partage de charge indiquant la part du trafic X-Y acheminé via le nœud Z.

Etape 2.1

On détermine le trafic autorisé pour le faisceau de circuits, afin de satisfaire aux contraintes de probabilité de blocage sur le flux de trafic, en ce qui concerne les itinéraires de débordement.

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

Etape 2.2

Les trafics offerts et rejetés sont incrémentés pour tenir compte du débordement d'autres flux de trafic (A-C ou C-B) utilisant l'itinéraire A-B comme partie de leur itinéraire de débordement (voir la Figure C.1).

a) *Partie du trafic C-B offert à A-B*

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

b) *Partie du trafic A-C offert à A-B*

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

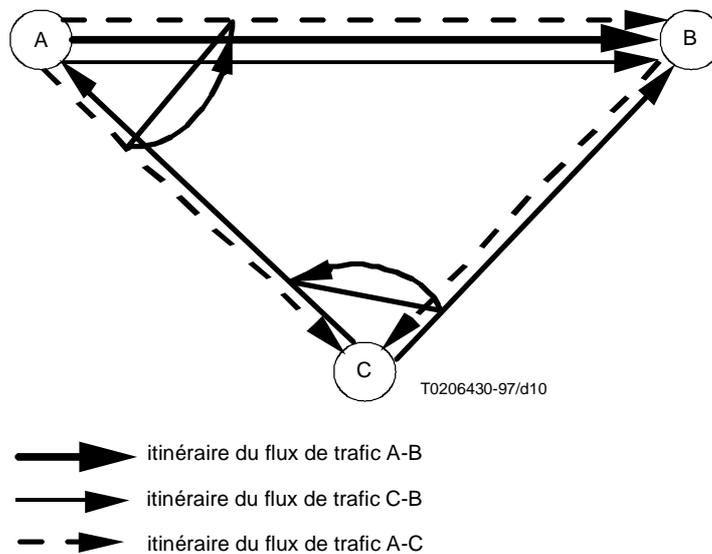


Figure C.1/E.529 – Flux de trafics utilisant le faisceau de circuits A-B

On fait l'hypothèse que le trafic rejeté de l'itinéraire A-B en provenance des itinéraires C-B et A-C n'est incrémenté que de la moitié du trafic de bout en bout rejeté respectivement sur les itinéraires C-B et A-C, l'autre moitié étant perdue sur la deuxième des parties de l'itinéraire.

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

Etape 2.3

La probabilité de blocage de chaque faisceau de circuits est déterminée à partir des trafics offerts et rejetés, et la formule B d'Erlang permet de calculer ensuite le nombre de circuits nécessaires pour atteindre cette probabilité de blocage. La modularité des faisceaux de circuits est ensuite ajustée à sa valeur supérieure, et la probabilité de blocage ainsi que la capacité résiduelle sont mises à jour.

Etape 2.4

Les coefficients de partage de charge sont calculés à partir de la capacité résiduelle au moyen de la formule C-5.

La totalité de la procédure fait l'objet d'itérations jusqu'à ce qu'une convergence soit atteinte.

C.4 Extension à des réseaux avec acheminement en fonction des événements

La méthode peut s'appliquer au dimensionnement de réseaux avec acheminement dynamique en fonction des événements. Les adaptations ne portent que sur le calcul des paramètres de partage de charge dans la procédure d'évaluation de la probabilité de blocage. Les coefficients de partage de charge α_{ikj} sont déterminés dans ce cas en fonction de la disponibilité de chaque acheminement. La disponibilité est déterminée, dans le cas de l'acheminement en fonction des événements, par l'inverse de la probabilité de blocage du réseau. On peut considérer, en conséquence, que les coefficients de partage de charge sont inversement proportionnels à la probabilité de blocage de chaque itinéraire pour les différents itinéraires du flux.

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

avec:

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

Annexe D

Exemple de méthode pour des réseaux avec acheminement en fonction des événements

La présente annexe donne un exemple de méthode de dimensionnement des réseaux avec acheminement en fonction des événements. Il se base sur la méthodologie de coûts implicites et de prix fantômes [KE2], [KEY].

D.1 Modèle de réseau

Considérons un réseau totalement interconnecté dans lequel tous les flux de trafic disposent d'un itinéraire direct de premier choix et d'un itinéraire de débordement à deux voies, qui est choisi d'une manière "aléatoire tenace". La réservation est appliquée à un faisceau de circuits de manière que deux classes de priorité soient définies pour celui-ci. Dans le présent exemple, les appels directs sont prioritaires et les appels en débordement ne sont pas prioritaires.

La notation suivante est utilisée:

- k : indice d'un faisceau de circuits ou flux de trafic qui utilise le faisceau de circuits comme itinéraire direct de premier choix, $k = 1, 2, c, K$.
- v_k : taux d'arrivée moyen des appels du flux d'appels k .
- v : ensemble des taux d'arrivée v_k : $v = \{v_1, v_2, c, v_K\}$.
- w_k : unité de revenu d'un appel du flux k .
- $p_k\{a,b\}$: probabilité que l'itinéraire de débordement $\{a,b\}$ soit utilisé quand le faisceau direct k est bloqué.
- C_{1k} : capacité totale du faisceau de circuits k .
- C_{2k} : capacité du faisceau de circuits k à laquelle peuvent accéder les appels non prioritaires (le niveau de réservation de circuit est donné par $r_k = C_{1k} - C_{2k}$).
- C_1 : ensemble de capacités de faisceau de circuits: $C_1 = \{C_{11}, C_{12}, c, C_{1K}\}$.
- C_2 : ensemble des paramètres de réservation: $C_2 = \{C_{21}, C_{22}, c, C_{2K}\}$.
- σ_{1k} : taux d'arrivée moyen d'appels sur le faisceau de circuits k , supérieur au seuil de réservation de circuit.
- σ_{2k} : taux d'arrivée moyen d'appels sur le faisceau de circuits k , inférieur au seuil de réservation de circuit.
- L_k : probabilité de blocage de bout en bout du flux k .

- B_{ik} : probabilité qu'un appel de niveau de priorité i soit bloqué au faisceau de circuits k , où $i = 1$ pour les appels directs et $i = 2$ pour les appels en débordement.
- A_k : coût de l'installation d'un circuit sur le faisceau de circuits k .
- W : rendement du réseau.

D.2 Méthode des coûts implicites

D.2.1 Probabilités de blocage pour un réseau avec acheminement en fonction des événements

Un acheminement en fonction des événements peut être modélisé par la formule suivante [KEY]:

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

si $\{a, b\}$ représente un itinéraire de débordement valide pour le flux k .

Supposons que la probabilité de blocage d'appel dans le faisceau de circuits k soit donnée par la formule suivante lorsque les flux offerts suivent une loi de Poisson:

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

Cela permet de construire un ensemble d'équations avec point fixe pour les blocages B , pouvant être résolu au moyen de substitutions répétées avec amortissement adéquat. Il convient de noter que le théorème du point fixe de Brouwer garantit l'existence d'une solution et que des solutions multiples peuvent exister pour des niveaux de blocage élevés si les paramètres de réservation de circuits sont trop faibles. Les probabilités de blocage de bout en bout L_k sont calculées au moyen de B_{ik} et de $p_k\{a, b\}$.

Le flux de revenu produit par le réseau est donné par la formule suivante:

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

D.2.2 Calcul de coûts implicites

La méthodologie des coûts implicites [KE2], [KEY] fournit une méthode permettant d'obtenir les dérivées du flux de revenu W par rapport à v , C_1 et C_2 . Soit c_{ik} , $i = 1, 2$ les coûts implicites du faisceau de circuits k dans l'état de blocage i , mesurant l'impact de l'acceptation d'un appel sur le reste du réseau. Ces coûts sont définis de la manière suivante:

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

et peuvent être calculés aisément au moyen des équations avec point fixe suivantes [KE2], [KEY]:

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

dans lesquelles $B_{3k} = 1$, et s_k et $s_k\{a, b\}$ sont donnés par la formule:

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

s_k et $s_k\{a, b\}$ sont les valeurs des résultats liés au faisceau de circuits k et à l'itinéraire de débordement $\{a, b\}$ utilisant un faisceau de deux circuits. La deuxième valeur peut, par exemple, être interprétée en considérant qu'un appel véhiculé par l'itinéraire de débordement produit un revenu direct w_k mais entraîne une charge $c_{2a} + c_{2b}$.

Les montants utilisés par l'allocation de capacité sont les "prix fantômes" définis par la dérivée $d_{ik} = dW/dC_{ik}$, qui est une transformation linéaire des coûts c :

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

On dispose d'une certaine latitude pour la définition de ces dérivées et nous considérerons les dérivées pour un couple entier comme étant égales à:

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

auquel cas d_{1k} donne la différence de revenus lorsque le nombre de circuits est modifié d'une unité en conservant la même réservation de circuit, et d_{2k} donne la différence de revenus lorsque le paramètre de réservation de circuit est modifié d'une unité.

D.3 Dimensionnement de réseau pour des heures multiples avec utilisation de prix fantômes

D.3.1 Le problème de dimensionnement pour des heures multiples

Faisons l'hypothèse que l'objectif de l'optimisation du réseau consiste à atteindre un niveau spécifié de rendement financier avec un coût minimal. Le problème d'optimisation consiste alors à minimiser l'objectif:

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

avec les contraintes:

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

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

dans lesquelles le suffixe t indique l'heure. Si $w_{k,t} \equiv 1$, alors b_t représente la qualité d'écoulement du trafic de conception pour l'heure t .

La méthodologie des coûts implicites peut être utilisée pour résoudre le problème D-9 avec une optimisation simultanée de C_1 et C_2 . Les paramètres de réservation de circuit sont toutefois choisis en pratique pour garantir la robustesse statistique du réseau. Il est, de plus, relativement facile de fixer des valeurs raisonnables pour les paramètres de réservation de circuits [KEY], de sorte que nous supposons dans ce qui suit que les paramètres de réservation de circuits sont fixés.

D.3.2 Utilisation de prix fantômes

Les contraintes de Kuhn-Tucker nécessaires pour atteindre un optimum local sont les suivantes, si l'on considère que le paramètre C_{1k} est continu:

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

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

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

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

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

Si on ne considère qu'une seule heure et que $C_{1k} > 0$, alors pour un optimum local pour une heure unique,

$$R_k = \frac{d_{1k}}{A_k} = \text{une constante (le multiplicateur } \lambda) \text{ avec } d_{1k} = \frac{dW}{dC_{1k}} \quad (\text{D-15})$$

de sorte qu'avec un coût C_{1k} entier, il est naturel d'augmenter les faisceaux de circuits pour lesquels le revenu R_k est élevé et de diminuer ceux pour lesquels il est faible.

L'introduction d'heures multiples complique les choses. Considérons, à titre d'exemple, le cas de $t = 2$. Nous sommes ramenés au cas précédent si l'une des contraintes n'est pas active pour les conditions optimales. Mais si elles sont toutes deux actives, alors l'équation suivante s'applique si $C_{1k} > 0$:

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

Les multiplicateurs de Lagrange λ_t mesurent les variations de la fonction objectif en fonction des contraintes. Une solution pratique consiste à partir de multiplicateurs égaux pour toutes les heures et à utiliser la somme des rapports $(R_{k1} + R_{k2})/2$ comme guide pour l'allocation de capacité.

Cela ne garantit pas que l'objectif soit atteint pour le blocage du flux k , et il peut être décidé d'imposer la contrainte suivante à l'objectif acceptable,

$$L_{\max} \leq b_{\max} \text{ constant avec } b_{\max} \geq b_t \text{ pour tout } t \quad (\text{D-17})$$

Un procédé naturel consiste à optimiser le réseau en l'absence de contraintes. Si les contraintes sont violées par certains flux, alors les valeurs de ces derniers peuvent être fixées à un et celles des autres à zéro. Le réseau peut ensuite être incrémenté en utilisant ces nouveaux prix fantômes jusqu'au point où les contraintes sont respectées.

SÉRIES DES RECOMMANDATIONS UIT-T

Série A	Organisation du travail de l'UIT-T
Série B	Moyens d'expression: définitions, symboles, classification
Série C	Statistiques générales des télécommunications
Série D	Principes généraux de tarification
Série E	Exploitation générale du réseau, service téléphonique, exploitation des services et facteurs humains
Série F	Services de télécommunication non téléphoniques
Série G	Systèmes et supports de transmission, systèmes et réseaux numériques
Série H	Systèmes audiovisuels et multimédias
Série I	Réseau numérique à intégration de services
Série J	Transmission des signaux radiophoniques, télévisuels et autres signaux multimédias
Série K	Protection contre les perturbations
Série L	Construction, installation et protection des câbles et autres éléments des installations extérieures
Série M	RGT et maintenance des réseaux: systèmes de transmission, de télégraphie, de télécopie, circuits téléphoniques et circuits loués internationaux
Série N	Maintenance: circuits internationaux de transmission radiophonique et télévisuelle
Série O	Spécifications des appareils de mesure
Série P	Qualité de transmission téléphonique, installations téléphoniques et réseaux locaux
Série Q	Commutation et signalisation
Série R	Transmission télégraphique
Série S	Equipements terminaux de télégraphie
Série T	Terminaux des services télématiques
Série U	Commutation télégraphique
Série V	Communications de données sur le réseau téléphonique
Série X	Réseaux pour données et communication entre systèmes ouverts
Série Z	Langages de programmation