



UNION INTERNATIONALE DES TÉLÉCOMMUNICATIONS

**UIT-T**

SECTEUR DE LA NORMALISATION  
DES TÉLÉCOMMUNICATIONS  
DE L'UIT

**E.736**

(03/2000)

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 – Ingénierie du trafic RNIS

---

**Méthodes de gestion du trafic au niveau des  
cellules dans le RNIS-LB**

Recommandation UIT-T E.736

(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

Définitions	E.100–E.103
Dispositions de caractère général concernant les Administrations	E.104–E.119
Dispositions de caractère général concernant les usagers	E.120–E.139
Exploitation des relations téléphoniques internationales	E.140–E.159
Plan de numérotage du service téléphonique international	E.160–E.169
Plan d'acheminement international	E.170–E.179
Tonalités utilisées dans les systèmes nationaux de signalisation	E.180–E.199
Service mobile maritime et service mobile terrestre public	E.200–E.229

DISPOSITIONS OPÉRATIONNELLES RELATIVES À LA TAXATION ET À LA COMPTABILITÉ DANS LE SERVICE TÉLÉPHONIQUE INTERNATIONAL

Taxation dans les relations téléphoniques internationales	E.230–E.249
Mesure et enregistrement des durées de conversation aux fins de la comptabilité	E.260–E.269

UTILISATION DU RÉSEAU TÉLÉPHONIQUE INTERNATIONAL POUR LES APPLICATIONS NON TÉLÉPHONIQUES

Généralités	E.300–E.319
Phototélégraphie	E.320–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

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

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

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

**MÉTHODES DE GESTION DU TRAFIC AU NIVEAU  
DES CELLULES DANS LE RNIS-LB**

**Résumé**

La présente Recommandation définit les procédures de commande qui permettent de satisfaire aux objectifs de niveau de service (GOS) au niveau des cellules. Elle a pour principal objectif de définir les procédures pratiques de contrôle d'admission de connexion (CAC, *connection admission control*) qui permettent à l'exploitant du réseau de décider à quel moment une nouvelle connexion peut être admise sur des liaisons ATM individuelles ou sur des connexions de conduit virtuel (VPC, *virtual path connection*) du réseau. Chaque fois que cela est nécessaire, des considérations générales théoriques précisent les hypothèses retenues et situent le contexte des options de commande proposées. La présente Recommandation traite en outre des techniques de gestion adaptative des ressources, lorsque de telles techniques sont nécessaires pour définir les capacités de transfert ATM; elle identifie également les procédures d'intégration de services.

**Source**

La Recommandation UIT-T E.736, révisée par la Commission d'études 2 de l'UIT-T (1997-2000), a été approuvée le 13 mars 2000 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 des technologies 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 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 2001

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

		<b>Page</b>
1	Domaine d'application .....	1
2	Références normatives .....	1
3	Termes et définitions .....	1
4	Abréviations.....	2
5	Introduction.....	3
6	Paramètres de trafic et gestion des paramètres de trafic .....	4
6.1	Descripteur de trafic source .....	4
	6.1.1 Débit crête source et tolérance sur la variation CDV .....	5
	6.1.2 Jeu de paramètres de débit soutenable.....	5
6.2	Variables de trafic cellulaire .....	5
6.3	Prescriptions de qualité de service.....	6
6.4	Bit de priorité de perte de cellules .....	6
6.5	Gestion des paramètres .....	7
6.6	Mise en forme du trafic.....	7
7	Performance d'un multiplexeur ATM.....	8
7.1	Flux de multiplexage à débit constant .....	8
	7.1.1 Probabilité de débordement de tampon .....	9
	7.1.2 Influence de la variation CDV .....	10
	7.1.3 Variation CDV négligeable pour flux à débit CBR.....	10
	7.1.4 Débit nominal du multiplexeur.....	11
7.2	Multiplexage d'enveloppe de débit .....	12
	7.2.1 Taux de perte de cellules .....	12
	7.2.2 Efficacité du multiplexage.....	13
	7.2.3 Priorité de perte de cellules.....	14
	7.2.4 Priorité de temps de propagation des cellules.....	14
7.3	Multiplexage statistique à partage de débit.....	15
	7.3.1 Probabilité de saturation du tampon .....	15
	7.3.2 Priorité de perte de cellules.....	15
	7.3.3 Priorité de temps de propagation des cellules.....	16
7.4	Réseaux de files d'attente de multiplexeur.....	16
	7.4.1 Flux de multiplexage à débit constant .....	16
	7.4.2 Multiplexage à enveloppe de débit .....	16
	7.4.3 Partage de débit.....	16

8	Contrôle d'admission de connexion pour capacités de transfert à débit DBR et à débit SBR.....	17
8.1	Contrôle CAC pour l'attribution du débit crête.....	17
8.2	Contrôle CAC pour le multiplexage à enveloppe de débit.....	18
8.2.1	Variables de trafic cellulaire connues.....	19
8.2.2	Attribution de ressources dans le cas le moins favorable.....	21
8.2.3	Contrôle CAC adaptatif.....	21
8.3	Contrôle CAC pour multiplexage statistique à partage de débit.....	23
8.3.1	Variables de trafic cellulaire connues.....	23
8.3.2	Attribution de ressources dans le cas le moins favorable.....	24
8.3.3	Contrôle CAC adaptatif.....	24
9	Gestion adaptative des ressources.....	24
9.1	Gestion des ressources par transfert ABT.....	25
9.1.1	Multiplexage à enveloppe de débit et transfert de blocs.....	25
9.1.2	Partage de débit et transfert de blocs.....	25
9.2	Gestion des ressources par débit ABR.....	25
9.3	Ingénierie du trafic pour le "trafic élastique".....	26
9.3.1	Caractéristiques du trafic.....	26
9.3.2	Exigences en matière de performance.....	26
9.3.3	Algorithmes de partage de largeur de bande.....	27
9.3.4	Modélisation de la performance.....	27
9.3.5	Contrôle d'admission de connexion.....	27
10	Intégration de services.....	28
10.1	Ressources spécialisées.....	28
10.2	Priorités des pertes.....	29
10.3	Priorités des temps de transfert.....	29
10.3.1	Débit cellulaire équivalent pour le service de priorité.....	29
10.4	Méthodes de séquençement.....	30
11	Bibliographie.....	30
12	Historique.....	31
	Appendice I – Exemples de méthodes de calcul du débit cellulaire équivalent pour le multiplexage à enveloppe de débit.....	31
I.1	Méthode 1 de calcul du débit cellulaire équivalent [RMV96].....	32
I.2	Méthode 2 de calcul du débit cellulaire équivalent [RMV96].....	32
I.3	Méthode 3 de calcul du débit cellulaire équivalent [ViS97].....	33

## Recommandation E.736

# MÉTHODES DE GESTION DU TRAFIC AU NIVEAU DES CELLULES DANS LE RNIS-LB

## 1 Domaine d'application

La présente Recommandation décrit les méthodes d'évaluation de la performance et les méthodes de gestion du trafic permettant à un exploitant de réseau de répondre aux objectifs de qualité de fonctionnement du réseau au niveau des cellules. La présente Recommandation clarifie les conséquences, en termes d'ingénierie du trafic, des mécanismes et procédures de gestion du trafic et de protection contre les encombrements, définis dans la Recommandation I.371. Elle est complétée par la Recommandation E.735, qui décrit le cadre d'attribution des ressources dans le RNIS-LB et par la Recommandation E.737 qui fournit les directives de dimensionnement permettant à l'exploitant du réseau de répondre aux objectifs de performance au niveau des appels.

## 2 Références normatives

La présente Recommandation se réfère à certaines dispositions des Recommandations 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 tout 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 UIT-T en vigueur est régulièrement publiée.

- Recommandation UIT-T E.177 (1996), *Acheminement dans le RNIS à large bande.*
- Recommandation UIT-T E.716 (1996), *Modélisation de la demande usager dans le RNIS à large bande.*
- Recommandation UIT-T E.735 (1997), *Cadre général de gestion de trafic et du dimensionnement dans le RNIS à large bande.*
- Recommandation UIT-T E.737 (1997), *Méthodes de dimensionnement pour le RNIS à large bande.*
- Recommandation UIT-T I.356 (2000), *Caractéristiques du transfert de cellules de la couche ATM du RNIS-LB.*
- Recommandation UIT-T I.371 (2000), *Gestion du trafic et des encombrements dans le RNIS-LB.*

## 3 Termes et définitions

La présente Recommandation définit les termes suivants:

**3.1 débit cellulaire équivalent (ECR, *equivalent cell rate*):** débit cellulaire attribué à une connexion, tel que les objectifs de niveau de service (GOS) au niveau des cellules soient atteints sur une liaison ATM ou sur une connexion VPC du réseau, à condition que la somme des débits cellulaires équivalents ne soit pas supérieure au débit de la liaison ATM ou de la connexion VPC.

**3.2 multiplexage à enveloppe de débit:** méthode de multiplexage statistique dans laquelle le contrôle CAC vise à rendre négligeable la probabilité que le débit d'arrivée combiné de connexions multiplexées dépasse la capacité du multiplexeur; la mise en mémoire tampon n'est employée que

pour compenser l'écart du processus d'arrivée des cellules par rapport à une fluidité idéale où aucun tampon ne serait nécessaire pour répondre aux objectifs de qualité GOS au niveau des cellules.

**3.3 partage de débit:** méthode de multiplexage statistique dans laquelle une mémoire tampon est utilisée pour absorber les cellules excédentaires lorsque le débit d'arrivée est supérieur au débit de sortie du multiplexeur pendant des périodes notables; un tampon sera nécessaire pour répondre aux objectifs de qualité GOS au niveau des cellules, même dans le cas d'une fluidité idéale.

## 4 Abréviations

La présente Recommandation utilise les abréviations suivantes:

ABR	débit disponible ( <i>available bit rate</i> )
ABT	transfert de bloc ATM ( <i>ATM block transfer</i> )
ATM	mode de transfert asynchrone ( <i>asynchronous transfer mode</i> )
BE CN	notification explicite d'encombrement vers l'arrière ( <i>backward explicit congestion notification</i> )
CAC	contrôle d'admission de connexion ( <i>connection admission control</i> )
CDV	variation du temps de propagation des cellules ( <i>cell delay variation</i> )
CLR	taux de perte de cellules ( <i>cell loss ratio</i> )
DBR	débit déterministe ( <i>deterministic bit rate</i> )
ECR	débit cellulaire équivalent ( <i>equivalent cell rate</i> )
FECN	notification explicite d'encombrement vers l'avant ( <i>forward explicit congestion notification</i> )
GCRA	algorithme de débit cellulaire générique ( <i>generic cell rate algorithm</i> )
GOS	qualité d'écoulement du trafic ( <i>grade of service</i> )
IBT	tolérance intrinsèque de rafales ( <i>intrinsic burst tolerance</i> )
INI	interface interréseaux ( <i>inter-network interface</i> )
MBS	taille maximale des rafales ( <i>maximum burst size</i> )
NPC	commande de paramètre de réseau ( <i>network parameter control</i> )
PCR	débit cellulaire crête ( <i>peak cell rate</i> )
QS	qualité de service
REM	multiplexage à enveloppe de débit ( <i>rate envelope multiplexing</i> )
RM	gestion de ressources ( <i>resource management</i> )
SBR	débit statistique ( <i>statistical bit rate</i> )
SCR	débit soutenable ( <i>sustainable cell rate</i> )
STD	descripteur de trafic source ( <i>source traffic descriptor</i> )
UNI	interface utilisateur-réseau ( <i>user-network interface</i> )
UPC	commande de paramètre d'utilisation ( <i>usage parameter control</i> )
VCC	connexion de voie virtuelle ( <i>virtual channel connection</i> )
VPC	connexion de conduit virtuel ( <i>virtual path connection</i> )



## 5 Introduction

La Recommandation I.371 définit le domaine d'application de la gestion du trafic et des encombrements dans la couche ATM. Elle identifie diverses fonctions allant de la gestion des ressources du réseau aux commandes de priorité, agissant dans une large étendue de délais. La présente Recommandation concerne essentiellement les implications, en termes d'ingénierie du trafic, des différentes capacités de transfert en mode ATM qui sont normalisées dans la Recommandation I.371, y compris la définition du contrôle d'admission de connexion (CAC, *connection admission control*) et les procédures d'attribution des ressources. D'autres actions de commande, telles que la commande de paramètre d'utilisation, sont brièvement examinées dans la mesure où il est nécessaire d'assurer un haut degré de cohérence entre les diverses capacités de commande.

On peut différencier les commandes de trafic selon que leur fonction est de permettre de garantir la qualité de service au niveau de la cellule (par exemple le taux de perte de cellules) ou au niveau des appels (par exemple la probabilité de blocage d'appel). La présente Recommandation concerne les commandes au niveau des cellules. L'étude sera limitée à l'application de la procédure de contrôle CAC à une liaison ATM unique ou à une seule connexion VPC réseau-réseau, qui détermine simplement si cette liaison ATM ou connexion VPC est ou non capable de traiter la communication demandée. Le problème du routage du trafic (c'est-à-dire de la détermination d'un conduit de réseau parmi ceux qui sont possibles) est traité dans la Recommandation E.177.

Le RNIS-LB est un réseau orienté vers les connexions. Chaque connexion est définie par un ensemble de paramètres de trafic et par des prescriptions de qualité de service. Lorsque l'établissement d'une nouvelle connexion est demandé, le réseau doit déterminer s'il a suffisamment de ressources pour l'accepter sans enfreindre les prescriptions de qualité GOS au niveau des cellules pour toutes les connexions établies ainsi que pour la nouvelle connexion: ce rôle incombe au contrôle CAC. Une fois que la connexion est acceptée, le réseau doit s'assurer que l'utilisateur émet effectivement le trafic en conformité avec les paramètres de trafic déclarés: ce rôle incombe à la commande de paramètre d'utilisation (UPC, *usage parameter control*). Lorsque plusieurs réseaux participent à une connexion, il appartient également à chaque réseau de vérifier que le trafic qu'il reçoit du réseau voisin est conforme: ce rôle incombe à la commande de paramètres de réseau (NPC, *network parameter control*). Les paramètres de trafic normalisés et les algorithmes à l'aide desquels la conformité des connexions peut être vérifiée par les mécanismes UPC/NPC sont définis dans la Recommandation I.371. Le but de la présente Recommandation est de définir les procédures de contrôle CAC qui permettent de respecter les prescriptions de qualité de service compte tenu des informations disponibles sur le trafic des connexions et sur l'exactitude avec laquelle elles peuvent être gérées. La présente Recommandation traite également des techniques de gestion adaptative des ressources, lorsque ces techniques sont requises par des capacités de transfert en mode ATM définies; et elle identifie des procédures pour l'intégration de services.

Selon l'architecture du réseau, les commandes de trafic au niveau des cellules peuvent être appliquées à différentes entités de transmission. La Recommandation E.735 définit les entités physiques et logiques du réseau qui forment le cadre pour la gestion du trafic au niveau des cellules. Dans la présente Recommandation, on admet généralement qu'une connexion est offerte à une liaison ATM ou à une connexion VPC réseau-réseau définie par un descripteur de trafic en débit DBR ou par des variables de trafic conformes à la Recommandation E.735 (c'est-à-dire une connexion VPC à débit constant non contrôlé ou à débit variable).

Pour gérer efficacement le trafic des connexions en mode ATM, notamment lorsque l'objectif est d'effectuer le multiplexage statistique de connexions à débit variable, il faut avoir une bonne compréhension de la relation de dépendance qui existe entre le fonctionnement des étages de multiplexage et les caractéristiques du trafic source. Une bonne part de cette compréhension ne sera acquise qu'avec l'expérience de l'exploitation du RNIS-LB. Même si des progrès considérables ont été réalisés au cours des dernières années, il faut admettre que la connaissance des caractéristiques

du trafic et de leur incidence sur la qualité de fonctionnement du réseau reste limitée. Il est également vrai que la communauté scientifique est encore extrêmement divisée quant à l'efficacité des différentes méthodes de modélisation et quant à leur applicabilité à l'éventail des types de connexion. C'est pourquoi la présente Recommandation ne se borne pas à fournir une simple liste de recettes de gestion du trafic. Elle a également pour but d'exposer certaines notions théoriques pour clarifier les hypothèses et situer le contexte des options de gestion proposées. Lorsque cela est possible, des règles et des algorithmes de gestion définis sans ambiguïté sont clairement présentés dans le texte de la présente Recommandation, afin qu'on puisse les appliquer sans en connaître les bases sous-jacentes.

Les capacités suivantes du service de transfert en mode ATM sont définies dans la Recommandation I.371:

- débit déterministe (DBR, *deterministic bit rate*);
- débit statistique (SBR, *statistical bit rate*);
- débit disponible (ABR, *available bit rate*);
- transfert de bloc ATM (ABT, *ATM block transfer*).

La présente Recommandation étudie les implications, en termes d'ingénierie du trafic, de l'implémentation de ces différentes catégories de service.

Le paragraphe 6 examine la question de la définition des paramètres de trafic et des algorithmes de contrôle UPC/NPC car ceux-ci ont une influence considérable sur le choix des procédures de contrôle CAC possibles et sur leur efficacité. Le paragraphe 7 formule ensuite, sur la modélisation du trafic, un certain nombre de considérations qui sous-tendent la relation entre trafic, capacité et performance. Cette relation sert de base à l'attribution des ressources par le contrôle d'admission de connexion (CAC). Le paragraphe 8 présente un certain nombre de possibilités de contrôle CAC pour capacités de transfert en débit DBR ou SBR. Le paragraphe 9 est consacré à l'utilisation des procédures de gestion des ressources pour adapter leur attribution à l'évolution des conditions de trafic pendant la durée d'existence d'une connexion, en fonction des capacités de service de transfert en mode ABR ou ABT. Finalement, dans le paragraphe 10, la présente Recommandation examine les commandes de trafic au niveau des cellules qui permettent de partager les ressources du réseau entre des connexions ayant différentes caractéristiques et différentes prescriptions de qualité de service, établies au moyen de différentes capacités de transfert en mode ATM.

## **6 Paramètres de trafic et gestion des paramètres de trafic**

Une demande de connexion est spécifiée par un descripteur de trafic, par une valeur de variation du temps de propagation des cellules (CDV, *cell delay variation*) et par des prescriptions de qualité de service. Sur la base des conditions de trafic actuelles, le réseau doit déterminer s'il est possible d'accepter la demande de connexion (contrôle d'admission de connexion). Si la connexion est acceptée, un contrat de trafic est implicitement défini, par lequel l'exploitant du réseau fournit la qualité de service demandée à condition que le trafic émis par l'utilisateur soit conforme au descripteur de trafic déclaré. On notera que le contrôle CAC peut être exécuté sur la base de paramètres de trafic inclus dans le descripteur de trafic ou, en variante, sur la base des variables de trafic cellulaire définies dans la Recommandation E.716, lorsque ces variables sont connues ou peuvent être déduites.

### **6.1 Descripteur de trafic source**

Le descripteur de trafic source est une liste de paramètres de trafic dont chacun doit (voir Recommandation I.371):

- être compréhensible par l'utilisateur ou par son terminal; la conformité à ces paramètres devrait être possible;

- participer à des schémas d'attribution des ressources répondant aux prescriptions de performance du réseau;
- être exécutable par la commande UPC ou NPC.

Les paramètres de trafic peuvent se rapporter explicitement aux caractéristiques de trafic des connexions, telles que le débit cellulaire crête; elles peuvent également définir implicitement ces caractéristiques en faisant référence à un type de service.

### 6.1.1 Débit crête source et tolérance sur la variation CDV

Le débit cellulaire crête (*PCR*, *peak cell rate*) est défini dans la Recommandation I.371 comme étant l'inverse de l'intervalle minimal entre deux arrivées de cellules, observé à un certain terminal équivalent. Pour que le réseau puisse vérifier la conformité de ce débit avec une valeur déclarée, il est cependant nécessaire de tenir compte de la variation du temps de propagation des cellules qui intervient entre le terminal équivalent et le point d'observation. La conformité au débit cellulaire crête déclaré est déterminée par l'algorithme de débit cellulaire générique (*GCRA*, *generic cell rate algorithm*) qui est défini dans la Recommandation I.371 sur la base de la tolérance  $\tau$  sur la variation du temps de propagation des cellules.

Lorsque le débit *PCR* est inférieur au débit de la liaison sur laquelle une connexion est acheminée, la tolérance sur la variation CDV permet une certaine variabilité du débit de la connexion. On pourra s'intéresser à la longueur maximale d'une rafale à un débit de liaison compatible avec les paramètres *PCR* et  $\tau$ . Une succession de telles rafales, séparées par des périodes de silence, peut être considérée, aux fins de l'ingénierie du trafic, comme un trafic dans le cas le moins favorable. Admettons que le débit de liaison soit *LR*. La définition de  $\tau$  est telle que la taille maximale des rafales (*MBS*, *maximum burst size*) soit:

$$MBS = \lfloor 1 + \tau / (1/PCR - 1/LR) \rfloor \quad (6-1)$$

où  $\lfloor x \rfloor$  indique la partie entière de  $x$ .

### 6.1.2 Jeu de paramètres de débit soutenable

Les deux paramètres de trafic: débit soutenable (*SCR*, *sustainable cell rate*) et tolérance intrinsèque de rafales (*IBT*, *intrinsic burst tolerance*) sont définis dans la Recommandation I.371 par rapport à l'algorithme de débit cellulaire générique.

Le jeu de paramètres *SCR/IBT* s'applique à une large gamme de flux de trafic, avec différentes variables de trafic cellulaire. Aux fins de l'ingénierie du trafic, il est utile de caractériser un trafic dans le cas le moins favorable, compatible avec un descripteur STD donné. Dans la présente Recommandation, on part du principe que le trafic dans le cas le moins favorable, compatible avec des paramètres *PCR*, *SCR* et *IBT* donnés, est un flux de rafales de longueur maximale au débit *PCR*. La taille maximale des rafales (*MBS*), mesurée en cellules, est la suivante:

$$MBS = \lfloor 1 + IBT / (1/SCR - 1/PCR) \rfloor \quad (6-2)$$

Pour une tolérance sur variation CDV non nulle, les rafales à "débit crête" peuvent elles-mêmes être une succession de rafales au débit de liaison, comme indiqué au 6.1.1.

## 6.2 Variables de trafic cellulaire

Les paramètres de trafic de type STD descripteur de trafic source (*STD*, *source traffic descriptor*) sont nécessairement définis par rapport à une règle permettant la configuration au moment de la commande UPC ou NPC. Dans certains cas, notamment lorsqu'une connexion est décrite par un type de service ou lorsque les caractéristiques de trafic sont définies par des opérations commandées par le réseau (comme la formation d'une connexion VPC réseau-réseau), il est possible de caractériser plus précisément une connexion au moyen de variables de trafic cellulaire. Celles-ci se rapportent

directement aux propriétés statistiques du trafic des connexions. La Recommandation E.716 donne des exemples de variables de trafic cellulaire pouvant être utiles pour l'ingénierie du trafic.

Les variables de trafic cellulaire décrivant la loi de probabilité du débit source à un instant arbitraire  $t$ , noté  $\Lambda_t$ , sont particulièrement utiles pour les procédures de contrôle CAC examinées dans la présente Recommandation en vue du multiplexage à enveloppe de débit (voir 7.2). Par exemple, les variables de trafic cellulaire peuvent décrire, pour une source de type à mise en service commutable, le débit de la source lorsqu'elle émet (à son débit crête) ainsi que la probabilité que cette source soit active.

Pour prédire la performance et donc pour exécuter le contrôle CAC dans le cas d'un partage de débit (voir 7.3), il faut d'autres variables de trafic cellulaire, décrivant la nature transitoire des variations de débit (c'est-à-dire plus que la loi de probabilité stationnaire du débit instantané). De telles variables de trafic concernent le nombre de cellules arrivant pendant certains intervalles temporels ou le nombre d'arrivées dépassant un certain débit, comme indiqué dans la Recommandation E.716.

La relation entre les variables de trafic cellulaire et les paramètres descriptifs du trafic source est examinée dans la Recommandation E.716.

### 6.3 Prescriptions de qualité de service

Les critères de qualité de service de bout en bout au niveau des cellules font appel aux paramètres de performance suivants, qui sont définis dans la Recommandation I.356:

- temps de transfert de cellules (CTD, *cell transfer delay*);
- variation du temps de propagation cellulaire (CDV);
- taux de perte de cellules (CLR, *cell loss ratio*).

Les objectifs de performance de bout en bout relevant de l'ingénierie du trafic sont identifiés dans la Recommandation E.735 comme suit:

- retard maximal de bout en bout dû aux files d'attente, défini comme étant un quantile distant de la courbe de répartition des retards ( $10^{-8}$  par exemple);
- retard moyen dû aux files d'attente;
- taux de perte de cellules (CLR).

Ces objectifs de performance doivent être répartis entre les divers éléments de réseau contribuant à la dégradation de performance d'une connexion donnée, de façon à répondre aux critères de qualité de service QS de bout en bout.

Aux fins de la présente Recommandation, l'on part du principe que l'on a assigné à chaque liaison des valeurs cibles pour les trois objectifs de performance. Les valeurs cibles qui ont été définies doivent être compatibles les unes avec les autres (par exemple, le retard moyen doit être inférieur au retard maximal). Mais l'ensemble des trois paramètres n'intervient pas obligatoirement dans la procédure de contrôle CAC.

### 6.4 Bit de priorité de perte de cellules

Le bit de priorité CLP dans l'en-tête de cellule sert à assigner des priorités élevées (CLP = 0) ou basses (CLP = 1) à la perte de cellules offertes au réseau. Cette assignation est effectuée par l'utilisateur mais, sur option, la commande UPC/NPC peut étiqueter des cellules non conformes en mettant leur bit de priorité CLP à 1. Il va de soi qu'en cas d'encombrement, un réseau peut ignorer les cellules à bit CLP = 1, de préférence aux cellules à bit CLP = 0. Les paramètres de trafic et les paramètres de qualité de service doivent donc être déclarés en précisant les deux types de cellules. Les Recommandations actuelles (Recommandation I.371 par exemple) prescrivent que les

paramètres soient déclarés pour le flux  $CLP = 0$  d'une part et pour le flux combiné  $CLP = 0 + 1$  d'autre part.

## 6.5 Gestion des paramètres

L'une des trois prescriptions relatives aux paramètres de trafic inclus dans le descripteur STD est que ces paramètres puissent être mis en application par les commandes UPC et NPC, ce qui a conduit à une définition des paramètres de trafic suivants: débit cellulaire crête, débit soutenable et tolérance intrinsèque de rafales, qui permet de déterminer la conformité d'utilisateur par référence à une règle ou à un algorithme, à savoir l'algorithme de débit cellulaire générique (GCRA).

L'algorithme GCRA est normalisé dans la Recommandation I.371. L'algorithme utilisé pratiquement pour commander les paramètres n'est cependant pas normalisé. L'algorithme implémenté devra, afin de préserver la qualité de service d'autres connexions, être transparent au flux de cellules conformes et donner le résultat approprié lorsqu'une valeur paramétrique déclarée sera dépassée.

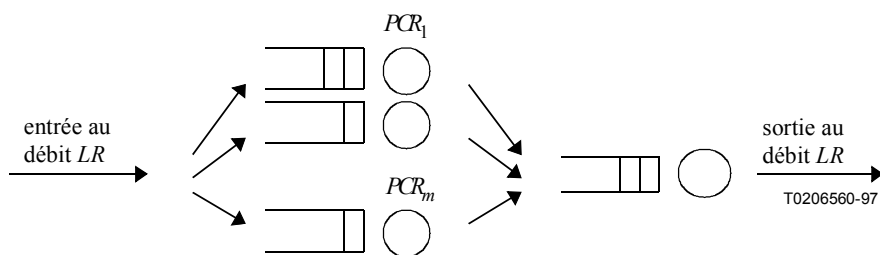
Le réseau peut implémenter un contrat de trafic avec des paramètres de trafic déclarés pour les seules cellules à bit  $CLP = 0$  et avec des paramètres de trafic déclarés pour les cellules à bit  $CLP = 0 + 1$ . Les cellules à bit  $CLP = 0$  non conformes peuvent être "étiquetées" et admises dans le réseau en tant que cellules à bit  $CLP = 1$ . Les implications de ces possibilités, en termes d'ingénierie du trafic, feront l'objet d'un complément d'étude.

## 6.6 Mise en forme du trafic

Les utilisateurs ou les réseaux peuvent introduire des temps supplémentaires de propagation de cellules pour mettre en forme les caractéristiques d'un flux donné. En lissant les variations du débit cellulaire, la mise en forme permet généralement d'augmenter le taux d'utilisation des ressources du réseau, ce qui se traduit par une augmentation des gains de multiplexage. Par ailleurs, la mise en forme peut introduire des temps de propagation non négligeables et une partie de l'objectif de qualité GOS de bout en bout doit être attribuée au conformateur.

La mise en forme peut être effectuée par l'utilisateur afin d'assurer la conformité aux paramètres de trafic déclarés et à la tolérance sur la variation CDV. L'exploitant du réseau peut utiliser la mise en forme à l'entrée du réseau, à l'intérieur de celui-ci ou à sa sortie (pour répondre à des contraintes sur les caractéristiques du trafic de sortie). La mise en forme est une option pour les utilisateurs et pour les réseaux.

Un exemple particulier de mise en forme est la réduction de la variation CDV au moyen de l'espacement des cellules. L'espaceur tente de produire un flux cellulaire dont l'intervalle entre cellules consécutives est au moins égal à l'intervalle crête d'émission de cellules (inverse du débit  $PCR$ ), en imposant un temps de propagation variable à chaque cellule. La Figure 6-1 décrit un espaceur agissant sur une ligne d'accès au débit  $LR$  en supposant qu'un total de  $m$  connexions virtuelles doivent être espacées conformément à leur paramètre de débit crête individuel  $PCR_i$  avec  $\sum PCR_i \leq LR$ . Les cellules correspondant à la connexion  $i$  doivent être envoyées dans une file d'attente de type FIFO desservie au débit  $PCR_i$ , avant d'être réintégrées avec les cellules d'autres connexions dans une file d'attente FIFO desservie au débit  $LR$ . La variation CDV résiduelle à la sortie de cet espaceur est équivalente à celle qui est produite par un seul étage de multiplexage FIFO recevant des flux cellulaires périodiques. Les réalisations des espaceurs utilisent généralement des algorithmes de séquençement et n'impliquent pas de file d'attente physique pour chaque connexion. D'autres modèles de conformateur, utilisant des algorithmes de séquençement plus évolués, peuvent produire des connexions ayant une variation CDV inférieure à celle de l'exemple ci-dessus.



**Figure 6-1/E.736 – Espaceur théorique pour connexions à débit crête assigné  $m$  ( $\sum PCR_i \leq LR$ )**

Un autre exemple de mise en forme est la réduction du débit  $PCR$  pour des connexions à débit variable.

## 7 Performance d'un multiplexeur ATM

L'élément de réseau générique qui détermine la performance du réseau est le multiplexeur ATM. Pour les besoins de la présente Recommandation, cet élément est défini comme étant un dispositif permettant à plusieurs flux de cellules de partager en exclusivité une capacité de transmission de débit  $c$  (par exemple, une liaison ATM ou une connexion VPC à débit DBR) avec une mémoire tampon de capacité  $B$  permettant de stocker temporairement des cellules en attendant leur transmission. Le multiplexeur peut implémenter différentes politiques de files d'attente ou de séquençement dans le temps. Dans le présent paragraphe, on suppose qu'il s'agit généralement du service FIFO. Les disciplines de service discriminant les cellules selon leur bit CLP sont toutefois examinées aux 7.2.3 et 7.3.2. Les algorithmes de priorité à la tête de file et de séquençement sont examinés dans le paragraphe 10 concernant l'intégration de services. On notera que la capacité tampon  $B$  peut correspondre à la capacité physique de l'équipement ou peut être déterminée par la contrainte de performance en terme de retard maximal des cellules: si celui-ci est  $W_{max}$ , on suppose que le multiplexeur ATM a un tampon de capacité  $B$  donnée par la relation:

$$B = \min \{cW_{max}, \text{capacité physique}\} \quad (7-1)$$

Le présent paragraphe étudie les modèles qui peuvent être utilisés pour prédire la performance d'un multiplexeur ATM. Ces modèles de performance peuvent servir à dimensionner les tampons du multiplexeur ou à déterminer la quantité de trafic qui peut être prise en charge par un multiplexeur de dimensions données. L'on part ici du principe que les caractéristiques du trafic source sont indépendantes de la performance du multiplexeur. Les modèles considérés ne s'appliquent donc pas à la capacité de transfert à débit disponible (ABR, *available bit rate*). La performance du multiplexage ABR est examinée au paragraphe 9.

Il est utile de distinguer trois principes d'exploitation différents: le multiplexage de flux binaires à débit constant (7.1); le multiplexage statistique de flux binaires à débit variable avec "multiplexage à enveloppe de débit" (7.2) et le multiplexage statistique de flux binaires à débit variable avec "partage de débit" (7.3). L'influence de la performance sur une succession d'étages du multiplexeur est étudiée au 7.4.

### 7.1 Flux de multiplexage à débit constant

L'on part ici du principe que la somme des débits des flux multiplexés en débit CBR est inférieure au débit du multiplexeur. On suppose d'abord que les flux sont purement périodiques à l'entrée du multiplexeur (c'est-à-dire sans variation du temps de propagation des cellules). Soit  $c$  le débit du multiplex en cellules par seconde et  $N$  le nombre de flux ayant tous le même intervalle entre arrivées de cellules de  $T$  secondes, émettant des cellules indépendamment les uns des autres en ce sens que,

dans tout intervalle de durée  $T$ , les instants d'arrivée de chacune des  $N$  cellules sont répartis uniformément et indépendamment dans l'intervalle. Soit  $D = Tc$  l'intervalle normalisé entre arrivées de cellules lorsque la durée de transmission d'une cellule est prise comme unité de temps.

### 7.1.1 Probabilité de débordement de tampon

Pour un ensemble donné de flux, le taux de remplissage de la mémoire tampon suit une loi périodique dont la période est  $T$ . Si le tampon déborde au cours de cette période et que des cellules soient perdues, certains flux perdront toutes leurs cellules tandis que les autres n'en perdront aucune. Pour rendre la probabilité de cet événement inférieure à un niveau cible (de  $10^{-9}$  par exemple), le tampon du multiplexeur pourra être dimensionné de manière que, pour un ensemble choisi au hasard de phases du flux, la probabilité  $Q(B)$  de la file d'attente soit inférieure à la valeur cible dans un tampon illimité de capacité supérieure à  $B$  cellules, à un instant quelconque. Pour les faibles probabilités généralement prises en compte, la probabilité  $Q(B)$  peut être assimilée à la probabilité de saturation d'un tampon de capacité  $B$ . Cette probabilité est donnée par l'expression suivante [RMV96]:

$$Q(B) = \sum_{B < n \leq N} \binom{N}{n} \left( \frac{n-B}{D} \right)^n \left( 1 - \frac{n-B}{D} \right)^{N-n} \frac{D-N+B}{D-n+B} \quad (7-2)$$

On notera que la probabilité équivalente, évaluée à un instant d'arrivée, est donnée par la même formule mais avec remplacement de  $N$  par  $N-1$ . Une formule approchée plus simple, donnant de bonnes estimations de l'ordre de grandeur pour une charge de trafic ( $N/D$ ) supérieure à 0,8 est la suivante [RMV96]:

$$Q(B) \approx \exp \left\{ -2B \left( \frac{B}{N} + \frac{D-N}{N} \right) \right\} \quad (7-3)$$

Pour les très faibles probabilités en cause, la valeur  $Q(B)$  constitue une limite supérieure à la tolérance étroite du taux de perte de cellules.

En général, les flux n'ont pas le même débit. Le mélange des débits augmente la durée du processus de file d'attente jusqu'au plus petit multiple commun des intervalles entre arrivées de cellules du flux; il diminue également la concentration éventuelle des pertes de cellules sur certains flux. Supposons que les  $N$  flux multiplexés aient des intervalles normalisés entre arrivées  $D_i$  pour  $i = 1, \dots, N$ . La charge du multiplexeur est  $\sum 1/D_i$ . Le calcul de la probabilité de débordement du tampon,  $Q(B)$ , se révèle compliqué pour un tel mélange de débits. Des résultats empiriques donnent toutefois à penser que l'on peut obtenir une limite supérieure des caractéristiques du tampon en supposant  $N$  flux identiques de période  $D = N \times (\sum 1/D_i)^{-1}$  et en utilisant la formule 7-2.

Les évaluations numériques de la formule 7-2 donnent les résultats du Tableau 7-1, qui représentent les nombres de cellules contenues dans le tampon de capacité  $B$  de façon à avoir la probabilité  $Q(B) < 10^{-9}$  pour divers nombres de sources et de charges de multiplexeur.

**Tableau 7-1/E.736**

$N$	50	50	500	500	5000	5000	$\infty$	$\infty$
$N/D$	.80	.95	.80	.95	.80	.95	.80	.95
$B$	19	22	37	61	47	135	48	204

Les deux dernières colonnes correspondent aux résultats pour la file M/D/1, c'est-à-dire dans l'hypothèse d'arrivées suivant une loi de Poisson. Ce modèle de trafic peut être utilisé comme outil pour le dimensionnement dans le cas le moins favorable en l'absence de limite supérieure du nombre

de connexions multiplexées. Comme indiqué dans les résultats du Tableau 7-1, les résultats pour la file M/D/1 fournissent des estimations prudentes des caractéristiques du tampon et constituent une bonne approximation lorsque le nombre de sources est élevé et que la charge du multiplexeur n'est pas trop proche de 1. Une bonne approximation de la répartition des longueurs de la file M/D/1 est donnée par la formule suivante [RMV96]:

$$Q(B) \approx Ce^{-rB} \quad (7-4)$$

où  $C = (1 - \rho) / (\rho e^r - 1)$  et où  $r$  est la solution de l'équation  $\rho(e^r - 1) - r = 0$ .

On notera que l'hypothèse d'arrivée selon une loi de Poisson correspond au modèle de trafic dans le cas le moins favorable pour une superposition quelconque de flux périodiques (homogènes ou hétérogènes) ayant le même débit moyen global d'arrivées en ce sens que tous les quantiles de la répartition des temps de propagation sont au-dessus de cette moyenne. En particulier, le taux de perte de cellules (CLR), estimé par la probabilité  $Q(B)$ , est maximal pour des arrivées en loi de Poisson.

Il est parfois pratique de définir des processus d'arrivée par lots, dans lesquels exactement  $k$  cellules arrivent à chaque instant. Les formules ci-dessus peuvent être utilisées pour estimer la probabilité de saturation de la mémoire tampon pour des systèmes correspondants à arrivée par lots, à condition de remplacer la capacité  $B$  par  $B/k$ . Par exemple, la probabilité de saturation du tampon lorsque les cellules arrivent en lots de  $k$  cellules conformément à une loi de Poisson (c'est-à-dire la file d'attente  $M^{(k)}/D/1$  peut être estimée par  $Q(B/k)$  où la probabilité  $Q(\cdot)$  est donnée par la Formule 7-4.

### 7.1.2 Influence de la variation CDV

La variation du temps de propagation cellulaire, due à diverses raisons comme indiqué dans la Recommandation I.371, altère la périodicité d'un flux à débit CBR. La variation CDV affecte en particulier un flux CBR lorsque celui-ci traverse chacun des étages de multiplexage au cours de son itinéraire dans un réseau, à cause des différents retards de file d'attente affectant des cellules successives. Aux fins de l'ingénierie du trafic, et notamment pour le contrôle CAC, il importe de comprendre comment cette variation CDV affecte la performance du multiplexeur.

Il suffit souvent, en réalité, de caractériser un flux soumis à variation CDV en déterminant s'il se traduit ou non par une meilleure performance par rapport à un flux de référence donné, en ce sens que les paramètres de performance correspondants (par exemple le taux CLR ou la probabilité de saturation du tampon,  $Q(B)$ ) seraient dégradés si le flux considéré était remplacé par le flux de référence. En ce sens, comme indiqué au 7.1.1, une superposition quelconque de sources périodiques à débit CBR est préférable à un processus d'arrivées en loi de Poisson au même débit moyen.

Dans la présente Recommandation, l'influence de la variation CDV sur les flux à débit CBR peut être de deux sortes: "négligeable" ou "non négligeable". La notion de variation CDV négligeable est définie précisément ci-dessous et permet des procédures de contrôle CAC relativement simples. L'influence d'une variation CDV non négligeable sur la performance et sur l'ingénierie du trafic fera l'objet d'un complément d'étude.

### 7.1.3 Variation CDV négligeable pour flux à débit CBR

La notion de variation CDV négligeable est définie par rapport à un processus d'arrivée de référence et à un paramètre de performance donné. Un flux est considéré comme ayant une variation CDV négligeable si la valeur réalisée du paramètre de performance considéré n'est pas meilleure lorsque le flux est remplacé par le processus de référence ayant le même débit. Un paramètre de performance approprié pour les flux à débit CBR est la probabilité de saturation, qui tient compte des contraintes de perte comme des contraintes de temps de propagation des cellules. Le processus de référence définit le trafic pris en compte aux fins de l'ingénierie du trafic. On notera que, selon cette définition, le processus de référence lui-même possède une variation CDV négligeable et que toute superposition de flux indépendants à CDV négligeable possède également une variation CDV négligeable.



Dans la présente Recommandation, le processus de référence considéré décrit des arrivées par lot suivant une loi de Poisson avec des lots de longueur constante de  $k$  cellules pour une certaine valeur de  $k \geq 1$ . Ce processus sera appelé processus en loi de Poisson à lots  $k$  (ou simplement processus en loi de Poisson si  $k = 1$ ). Ce choix est motivé par le fait que la superposition de flux satisfaisant la relation  $\tau \cdot PCR \leq k - 1$  possède une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$ .

Si toutes les connexions prises en charge par un multiplexeur ont des débits définis avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  (avec une valeur commune de  $k$ ), la performance est meilleure que celle de la file  $M^{(k)}/D/1$  correspondante et la probabilité de saturation peut être prudemment estimée par la grandeur  $Q(B/k)$  calculée par la formule 7-4.

Pour déterminer si un flux donné possède une variation CDV négligeable, les directives suivantes sont proposées:

- si un flux de débit  $PCR$  a été mis en forme dans un espaceur de cellules tel que décrit dans la Figure 6-1, ce flux possède une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson de débit  $PCR$ ;
- si un flux est caractérisé par le débit  $PCR$  indiqué par le descripteur de trafic et par une tolérance associée,  $\tau$ , sur la variation CDV ce flux possède une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  où  $k \geq \tau \cdot PCR + 1$ ;
- conformément à la conjecture formulée au 7.4.1 ci-dessous, un flux qui possède une variation CDV négligeable et qui est multiplexé en files d'attente stables avec d'autres flux à CDV négligeable (par rapport au même processus de référence) conserve en sortie la propriété de variation CDV négligeable.

Sur la base des directives précédentes, il est possible de définir une politique d'exploitant fondée sur la notion de variation CDV négligeable, par exemple comme suit:

- déterminer un certain processus de référence (c'est-à-dire une certaine valeur de  $k$ ) et l'utiliser pour effectuer l'ingénierie du trafic comme indiqué dans la présente Recommandation;
- mettre en forme les connexions pour lesquelles la tolérance  $\tau$  sur la variation CDV répond à la relation  $\tau \cdot PCR > k - 1$ .

#### 7.1.4 Débit nominal du multiplexeur

Pour un multiplexeur à débit de sortie  $c$  donné et à tampon de capacité  $B$ , il est utile de définir une capacité nominale  $c'$  de multiplexeur déterminée de manière que l'objectif de taux CLR soit satisfait lorsque la somme des paramètres de débit  $PCR$  des connexions n'est pas supérieure à la capacité  $c'$ . Le choix de  $c'$  doit tenir compte de la tolérance sur la variation CDV des connexions à multiplexeur sans biais spécifique vers un certain assortiment de connexions (par exemple un calcul du cas le moins favorable qui soit compatible avec la tolérance maximale admissible sur la variation CDV). Une nouvelle connexion est acceptée si son débit  $PCR$ , ajouté à la somme des valeurs de  $PCR$  des connexions existantes, est inférieur ou égal à la capacité  $c'$ .

Cette notion de débit nominal peut être rapprochée de celle de variation CDV négligeable mentionnée au 7.1.3. Supposons que la valeur de la capacité  $c'$  soit déterminée de façon qu'un trafic de référence donné (par exemple un flux cellulaire en loi de Poisson) se traduise par une perte de cellules inférieure à  $\epsilon$  du moment que la charge du multiplexeur est inférieure à  $c'/c$ . Le simple critère d'admission consistant à comparer la somme des valeurs de débit  $PCR$  avec  $c'$  s'applique alors aux flux de trafic ayant une variation CDV négligeable par rapport au processus d'arrivée de référence donné.

## 7.2 Multiplexage d'enveloppe de débit

Pour de nombreux types de service, il est naturel d'identifier les états source pendant lesquels le débit d'émission des cellules est approximativement constant (par exemple des sources de type à mise en service commutable ou des sources dont le débit change selon différents niveaux). Pour les besoins actuels, on part du principe que la notion de débit instantané d'arrivée de cellules est bien définie pour une connexion ou pour un faisceau de connexions. Par exemple, le débit instantané d'arrivée d'un groupe de sources de type à mise en service commutable sera la somme des débits des sources actuellement actives.

On peut effectuer le multiplexage statistique de flux à débit variable en s'assurant que le débit d'entrée instantané mixte, tel qu'examiné ci-dessus, n'est pas supérieur au débit de service du multiplexeur. On peut contrôler cela en limitant le flux cellulaire offert au moyen de contrôles CAC et UPC/NPC appropriées et par modification du débit de service du multiplexeur au moyen de la gestion adaptative des ressources, par exemple. Comme l'objectif est de maintenir le débit d'arrivée des cellules à l'intérieur des limites définies par le débit de service, ce procédé de multiplexage est appelé multiplexage à enveloppe de débit (REM, *rate envelope multiplexing*).

Par analogie avec la mécanique des fluides, où un flux d'arrivée de cellules de débit combiné  $\lambda$  est vu comme l'écoulement d'un fluide de même débit, le multiplexage REM se démarque nettement des autres procédés de multiplexage par le fait qu'il ne fait pas appel à une mise en mémoire tampon: chaque fois que le débit d'entrée  $\lambda$  est supérieur au débit de service  $c$ , des cellules sont perdues au débit  $(\lambda - c)$ . Dans cette analogie avec les fluides, les procédures de gestion du trafic sont considérablement plus simples que celles qui sont nécessaires pour des multiplexeurs qui font appel à des mémoires tampons pour absorber des surdébits momentanés. Cette simplification est à l'origine de la présente définition du multiplexage REM, qui adapte les procédures de commande applicables en mécanique des fluides aux flux de trafic cellule par cellule du réseau réel.

Avec le multiplexage REM, une petite mémoire tampon (c'est-à-dire d'environ 100 emplacements de cellule) est requise dans le multiplexeur pour gérer la file d'attente qui se forme en raison des arrivées asynchrones de flux dont le débit combiné est inférieur au débit du multiplexeur. Les commandes de gestion du trafic par multiplexeur REM n'exploitent cependant pas le gain de rendement apporté par l'absorption des surdébits par ce tampon, dont la capacité est déterminée comme pour les flux de multiplexage à débit CBR de manière que la durée de prise en charge d'une cellule entrant dans le dernier emplacement soit compatible avec les objectifs de qualité GOS en termes de temps de propagation de la connexion.

Les raisons d'utiliser le multiplexage REM comme stratégie de partage de ressources sont les suivantes:

- il est possible de donner des garanties de performance sans connaître les détails statistiques de la structure des rafales (seule la répartition du débit stationnaire est applicable);
- des tampons de faible capacité peuvent suffire (ce qui simplifie la conception des multiplexeurs);
- le temps de transfert des cellules est très faible et répond à de stricts objectifs de performance.

En revanche, le multiplexage REM peut être considéré comme nécessaire lorsque les caractéristiques de trafic décrivant la structure de rafale sont inconnues, lorsque les multiplexeurs ne sont pas équipés de tampons de grande capacité ou lorsque les prescriptions relatives au temps de transfert des cellules sont strictes. Un autre avantage du multiplexage REM est que les procédures de commande CAC sont simplifiées.

### 7.2.1 Taux de perte de cellules

Dans le cas du multiplexage REM, il est commode de décomposer le taux de perte de cellules en une composante "d'échelle de rafale",  $CLR_{bs}$ , qui correspond aux pertes dues à des débits supérieurs à la

capacité du multiplexeur calculée au moyen de l'analogie avec les fluides, et en une composante "d'échelle de cellule",  $CLR_{cs}$ , qui correspond à un terme de correction nécessaire pour tenir compte de l'écart du processus réel d'arrivée des cellules par rapport au fluide idéal.

Soit  $\Lambda_t$  le débit combiné de tous les flux à l'instant  $t$ . La composante d'échelle de rafale du taux  $CLR$  est alors:

$$CLR_{bs} = E\{(\Lambda_t - c)^+\} / E\{\Lambda_t\} \quad (7-5)$$

Il se révèle difficile d'estimer exactement la composante d'échelle de cellule. Cependant, lorsque le débit des flux de trafic multiplexés est défini avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$ , l'approximation suivante est satisfaisante aux fins de l'ingénierie du trafic:

$$CLR_{cs} \approx Q(B/k) \quad (7-6)$$

où le terme  $Q(B/k)$ , donné par la formule 7-4, est évalué pour un débit d'arrivée égal au débit d'arrivée moyen des flux multiplexés. Le sous-paragraphe 7.1.3 donne quelques directives pour déterminer le moment où les débits sont définis avec une variation CDV négligeable.

### 7.2.2 Efficacité du multiplexage

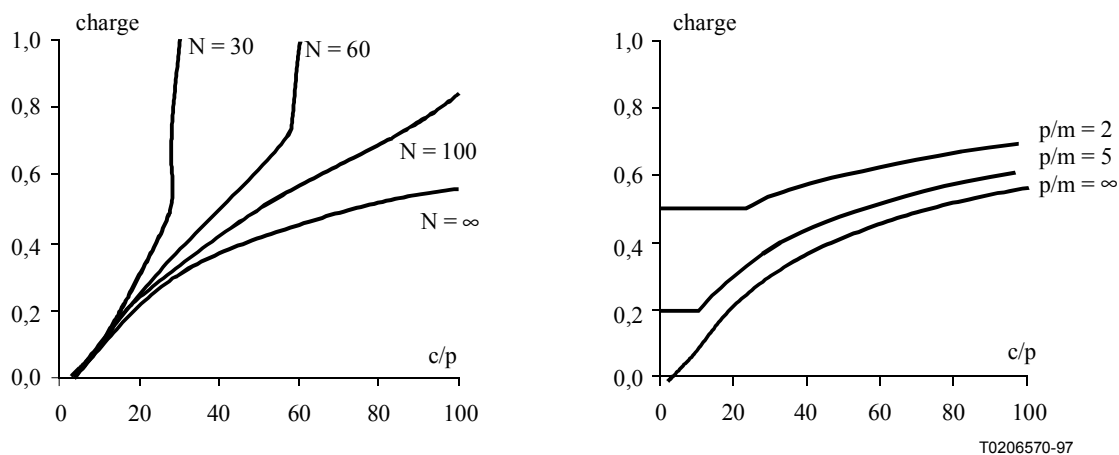
Une contrainte sur le taux  $CLR_{bs}$  définit une relation implicite entre les caractéristiques du trafic offert et le taux de remplissage réalisable dans le multiplexeur. L'exemple suivant illustre plus précisément le rôle du débit crête d'une connexion.

$N$  sources de type à mise en service commutable identiques, de débit crête  $p$  et de débit moyen  $m$ , sont multiplexées sur une liaison de capacité  $c$ . Le débit  $CLR_{bs}$  est alors estimé par:

$$CLR_{bs} \approx \sum_{ip > c'} (ip - c) \binom{N}{i} \left(\frac{m}{p}\right)^i \left(1 - \frac{m}{p}\right)^{N-i} \times \frac{1}{Nm} \quad (7-7)$$

Une contrainte sur le taux  $CLR_{bs}$  (par exemple  $CLR_{bs} < 10^{-9}$ ) impose une limite à l'utilisation possible du multiplex,  $Nm/c$ . Supposons un débit cible  $CLR_{bs} = 10^{-9}$ . La charge réalisable et compatible avec la probabilité de surdébit limite peut alors être calculée comme une fonction du débit crête de source. Cette fonction est représentée graphiquement sur la Figure 7-1 pour plusieurs valeurs de  $N$ , (y compris le cas limite où le nombre de sources tend vers l'infini) et pour plusieurs valeurs du rapport  $p/m$ . Cette figure montre qu'une utilisation intense de la liaison n'est ici possible que lorsque le débit crête est une petite fraction du débit multiplex de la liaison à moins que les sources ne possèdent un faible rapport de débit crête à débit moyen. A titre d'illustration, considérons une liaison de capacité 100 Mbit/s; pour tenir compte de rafales d'un débit crête de 20 Mbit/s (rapport  $c/p = 5$ ) avec un taux  $CLR_{bs} = 10^{-9}$ , il faut que le taux d'utilisation moyen soit limité à 2% environ. Pour arriver à un taux d'utilisation de 50% avec le même objectif, il faut soit que les sources soient légèrement sporadiques (par exemple avec un rapport  $p/m = 2$ ) lorsque le nombre  $N$  est petit, soit que les sources aient un très faible débit crête ( $p \ll c$ ) lorsque le nombre  $N$  est grand.

En général, bien que la charge transportable sur la liaison dépende de l'assortiment précis des flux de trafic, on peut affirmer que le multiplexage REM peut être efficace pour des sources sporadiques à débits crête relativement faibles; mais qu'il peut nécessiter un taux d'utilisation assez faible du réseau si celui-ci doit acheminer des flux sporadiques dont les débits crête sont comparables au débit de liaison. Le multiplexage REM n'est cependant jamais moins efficace que la procédure d'attribution des débits crête.



**Figure 7-1/E.736 – Charge absorbable en fonction du rapport capacité de liaison/débit crête (c/p)**

### 7.2.3 Priorité de perte de cellules

Le bit de priorité CLP permet à un multiplexeur d'effectuer une mise à l'écart sélective de cellules et donc de répondre à deux contraintes de taux de perte de cellules: l'une pour les cellules à priorité CLP = 0 et l'autre pour les cellules à priorité CLP = 1 (ou CLP = 0 + 1). Il est également possible de distinguer différentes connexions en rejetant des cellules selon un certain ordre de priorité, selon la valeur de l'identificateur de connexion virtuelle. Dans le cas du bit CLP, deux stratégies de mise à l'écart ont été identifiées:

- le partage partiel ou "marginal" de la mémoire tampon, dans lequel les cellules CLP = 1 sont ignorées par le multiplexeur lorsque sa file d'attente dépasse un certain seuil;
- le partage par "poussée", dans lequel les cellules CLP = 0 trouvant une file d'attente pleine à leur arrivée peuvent déplacer une cellule CLP = 1 en attente dans la file.

Ces mécanismes d'attente sont qualifiés de "prioritaires à la perte" par opposition aux méthodes traditionnelles à tête de file qui offrent une priorité au temps de propagation. Les mécanismes prioritaires à la perte doivent préserver l'ordre des cellules dans une connexion donnée, que ces cellules aient le bit CLP = 0 ou le bit CLP = 1. La performance de ces méthodes de mise en file d'attente a été étudiée dans les références [RMV96] et [LuP90].

A titre de première approximation, on peut supposer qu'en cas de surdébit, aucune cellule CLP = 0 ne sera ignorée, à moins que le débit combiné d'arrivée des cellules CLP = 0 ne soit supérieur au débit nominal du multiplexeur. Les modèles décrits au 7.2 peuvent être utilisés pour prédire la performance des seules cellules à bit CLP = 0 (en utilisant le débit d'arrivée de ces cellules comme terme  $\Lambda_i$ ) et de toutes les cellules (en utilisant le débit d'arrivée global comme terme  $\Lambda_t$ ).

Lorsque l'on effectue une discrimination entre différentes connexions, il n'est pas nécessaire, dans le cas de la priorité CLP, de préserver l'intégrité des séquences de cellules. L'utilisation des méthodes susmentionnées de mise en file d'attente avec faible priorité garantit cependant que les temps de propagation des cellules transmises seront limités.

### 7.2.4 Priorité de temps de propagation des cellules

Les méthodes de mise en file d'attente par tête de file peuvent être utilisées afin d'attribuer des priorités de temps de propagation aux cellules de différentes connexions. Ce type d'exploitation annihile cependant les avantages du multiplexage REM tels que décrits au 7.2. La priorité de temps de propagation des cellules est une option plus appropriée dans le cas d'un partage de débit. La priorité au temps peut aussi être utilisée pour permettre d'utiliser le multiplexage REM dans un

groupe de connexions de très grande priorité, pendant que les autres connexions utilisent la mémoire tampon pour se partager la largeur de bande restante.

### 7.3 Multiplexage statistique à partage de débit

Le multiplexage statistique des flux à débit variable (VBR) peut être effectué avec un taux d'utilisation de liaison supérieur à celui qui est réalisable avec un multiplexeur REM, si les multiplexeurs sont équipés d'une plus grande mémoire tampon afin d'absorber le trafic excédentaire arrivant lorsque le débit d'arrivée combiné est momentanément supérieur à celui de la liaison de transmission. Ce système de multiplexage statistique est dit "à partage de débit" pour le distinguer du débit REM où tout se passe comme si les flux possédaient un débit spécialisé chaque fois qu'ils en ont besoin. En général, plus le tampon est important, plus le taux d'utilisation réalisable sur la liaison est important pour un taux de perte de cellules donné. De très grands tampons impliquent également des temps de propagation éventuellement plus longs. Il est donc nécessaire de vérifier que ces temps sont compatibles avec les objectifs de qualité GOS.

#### 7.3.1 Probabilité de saturation du tampon

Un certain nombre de modèles de multiplexeurs ATM à partage de débit ont été proposés dans la littérature. Ces modèles sont tous fondés sur une certaine représentation du trafic offert et, en règle générale, sont d'autant plus complexes que les caractéristiques des flux multiplexés sont plus générales. Un complément d'étude est nécessaire pour recommander un quelconque modèle en vue de fournir un outil de dimensionnement permettant de définir des assortiments de trafic acceptables pour une capacité de mémoire tampon donnée.

Des résultats plus simples, valables en régime asymptotique, peuvent toutefois fournir des règles pratiques en matière d'ingénierie du trafic pour certaines classes de trafic. On a montré que, pour une vaste classe de processus d'arrivée, la fonction de survie de la longueur de la file d'attente dans un multiplexeur équipé d'une mémoire tampon illimitée était asymptotiquement exponentielle pour une grande valeur de  $x$ , c'est-à-dire  $Pr \{ \text{longueur de file d'attente} > x \} \approx \alpha e^{-\lambda x}$  (voir par exemple la référence [RMV96]). On notera que cette limite asymptotique ne peut servir qu'à estimer de très faibles probabilités [CLW94]. En outre, la limite exponentielle n'est pas valable pour certains types de trafic caractérisés par une dépendance à long terme [RMV96].

Les modèles d'organisation des files d'attente ont servi à rechercher l'influence, sur la performance, de différentes caractéristiques du trafic. On a montré, en particulier pour les flux de trafic du type à mise en service commutable (voir Recommandation E.716), que la performance dépend de façon significative des deux premiers instants des répartitions de la longueur des rafales et de la longueur des silences. Les corrélations dans le processus de génération des rafales (rafales de rafales, etc.) exercent aussi une influence importante sur la répartition de la longueur de la file d'attente du multiplexeur. Il s'ensuit que, pour prédire les valeurs de paramètres de performance tels que le taux de perte de cellules et le temps maximal ou moyen de mise en file d'attente, il faut connaître des caractéristiques de trafic aussi complexes.

Un intérêt particulier est présenté par un modèle de superposition de sources périodiques à mise en service commutable, constituant un "trafic dans le cas le moins favorable" compatible avec les paramètres de trafic *SCR* et *IBT*. De tels modèles ont été étudiés dans la littérature (voir par exemple la référence [RMV96]) mais la déduction de procédures dans la pratique de l'ingénierie du trafic reste à étudier.

#### 7.3.2 Priorité de perte de cellules

Les stratégies permettant de distinguer les cellules à bit  $CLP = 0$  et à bit  $CLP = 1$ , décrites au 7.2.3, sont également applicables ici. Il est également possible de distinguer des priorités de perte entre toutes les cellules de différentes connexions. La prédiction des différents flux de priorité se heurte toutefois aux problèmes déjà décrits dans le 7.3.1 ci-dessus.

### 7.3.3 Priorité de temps de propagation des cellules

Les méthodes de mise en file d'attente par priorité au temps de transfert des têtes de file peuvent être utilisées pour fournir différentes qualités de service à des faisceaux de connexions spécifiques. On peut évaluer par approximation la performance globale du faisceau ayant la plus haute priorité en ne prenant en considération que le processus d'arrivée de ce faisceau. On peut également évaluer le temps de transfert moyen global des  $i$  faisceaux de priorité la plus élevée en prenant en considération le processus d'arrivée global de ces  $i$  faisceaux.

## 7.4 Réseaux de files d'attente de multiplexeur

Les caractéristiques des flux de trafic acheminés sur les connexions s'altèrent au fur et à mesure que ces flux progressent dans les étages de multiplexage du conduit de réseau. Il est nécessaire de pouvoir tenir compte de ces altérations, notamment en exécutant des contrôles CAC. L'incidence sur le flux cellulaire est différente selon le type de multiplexage employé.

### 7.4.1 Flux de multiplexage à débit constant

Les flux à débit CBR sont définis par le paramètre de débit  $PCR$  et par sa tolérance associée sur la variation CDV. La déclaration ci-après est étayée par des démonstrations analytiques et simulateurs au sujet de la performance du réseau; mais elle n'a pas été formellement prouvée:

si la variation CDV de tous les flux est négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  à l'entrée du réseau (c'est-à-dire à l'interface UNI ou INI) et qu'un multiplexage soit effectué de façon que la somme des valeurs de débit  $PCR$  reste inférieure au débit de service dans chaque étage de multiplexage, la variation CDV reste négligeable par rapport au même processus de référence dans tout le réseau.

En particulier, les flux dont la périodicité était initialement exacte ou qui ont été espacés lors de leur entrée dans le réseau à leur débit  $PCR$  nominal, ne subissent pas de variation CDV non négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson, quel que soit le nombre d'étages de multiplexage qu'ils traversent. Si tous les flux contenus dans le réseau ont une tolérance sur la variation CDV inférieure à  $(k - 1)$  intervalles d'émission crête ( $\tau \leq (k - 1) T$ ), ces flux ont et conservent une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$ .

### 7.4.2 Multiplexage à enveloppe de débit

Avec le multiplexage REM, la somme des débits des sources actives peut dépasser le débit  $c$  du multiplexeur et des cellules peuvent être perdues. La perte de cellules modifie les caractéristiques de la source. Si cependant des débits de flux d'entrée sont définis avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus de référence en loi de Poisson ou en loi de Poisson à lots  $k$ , ces flux conservent à la sortie une variation CDV négligeable par rapport au même processus de référence (c'est-à-dire à un processus en loi de Poisson ou en loi de Poisson à lots  $k$  ayant le débit du processus d'entrée et non le débit modifié par la perte de cellules). Cette propriété permet d'appliquer le contrôle CAC à tous les multiplexeurs contenus dans le réseau en supposant que la répartition des débits est la même que celle qui est observable à l'entrée dans le réseau.

### 7.4.3 Partage de débit

L'influence du multiplexage à partage de débit sur les caractéristiques de trafic des connexions fera l'objet d'un complément d'étude.

## 8 Contrôle d'admission de connexion pour capacités de transfert à débit DBR et à débit SBR

Lorsqu'un utilisateur demande l'établissement d'une nouvelle connexion, il faut que le réseau détermine si cette connexion peut être admise tout en répondant aux conditions de qualité de service requises à la fois pour les connexions nouvelles et pour les connexions existantes. Le réseau peut parfois prendre cette décision en attribuant des ressources à des connexions ou à des faisceaux de connexions spécifiques et en refusant de nouvelles demandes lorsque les ressources disponibles sont insuffisantes. On notera que l'attribution est en général logique: aucune ressource physique particulière n'est attribuée à une connexion spécifique. Les ressources en question sont généralement la largeur de bande et la capacité de mémoire tampon. L'on part du principe que les ressources sont attribuées indépendamment pour chaque liaison ATM ou connexion VPC d'un conduit, une décision distincte étant prise pour chaque sens de transmission d'une connexion virtuelle. Une connexion ne sera établie que si des ressources sont disponibles sur chaque liaison de son trajet, dans les deux sens.

L'exposé ci-après se rapporte à une seule liaison ATM ou connexion VPC, telle que définie dans la Recommandation E.735. Une connexion VPC mise en forme en débit DBR est considérée comme analogue à une liaison ATM, l'une et l'autre étant supposées complètement caractérisées par un débit de sortie égal à  $c$  cellules par seconde ainsi que par une mémoire tampon d'une capacité de  $B$  cellules. Pour une connexion VPC à débit DBR, la capacité de la mémoire tampon est déterminée par l'algorithme de mise en forme qui est décrit dans la Recommandation E.735. Les connexions VPC à débit constant non contrôlé et à débit variable sont caractérisées par des variables de trafic. Dans tous les cas, on suppose que le débit de sortie est "totalement accessible" en ce sens que la seule restriction d'accès provient de la valeur totale du débit attribué. On prend en considération un seul ensemble d'objectifs de performance (taux de perte de cellules, temps de propagation maximal et moyen), correspondant aux prescriptions les plus sévères de toutes les connexions multiplexées. Le paragraphe 10 examine des systèmes plus généraux de partage des ressources, y compris les commandes de priorité.

Les ressources peuvent être attribuées une fois pour toutes au début de la communication ou, après renégociation, à certains moments de la communication. La renégociation des ressources peut être effectuée au moyen de cellules de gestion de ressources (RM, *resource management*), dans le cas de capacités de transfert de type ABR ou ABT, ou au moyen du système de signalisation hors bande. Le présent paragraphe se limite aux procédures de contrôle CAC pour capacités de transfert à débit DBR ou SBR. L'on part du principe que ces procédures sont applicables aussi bien pour l'attribution initiale des ressources lors de l'établissement des appels qu'ensuite pour les renégociations conduites par signalisation. L'utilisation de procédures de gestion adaptative des ressources pour les capacités de transfert ABR et ABT est examinée au paragraphe 9.

La façon dont les attributions de ressources peuvent être associées aux caractéristiques des connexions est examinée ci-dessous selon les trois procédés de multiplexage examinés dans le paragraphe 7 ci-dessus.

### 8.1 Contrôle CAC pour l'attribution du débit crête

Lors du multiplexage de flux à débit constant, une méthode évidente d'attribution des ressources consiste à attribuer, à chaque connexion et sur chaque liaison, une largeur de bande égale au débit déclaré (avec la tolérance appropriée sur la variation CDV). La même procédure d'attribution des ressources peut être appliquée à des connexions à débit variable si une largeur de bande égale au débit crête de la connexion est réservée sur chaque liaison.

Les connexions sont caractérisées par leur débit  $PCR$  et par leur paramètre  $\tau$  de tolérance sur la variation CDV, ou par leur débit  $PCR$  et le fait que la variation CDV est négligeable par rapport à un certain processus de référence en loi de Poisson à lots  $k$ . Le contrôle CAC peut être appliquée par comparaison des valeurs de débit  $PCR$  avec un débit nominal  $c'$  de multiplexeur ou par comparaison

d'un débit équivalent avec la capacité  $c$  réelle du multiplexeur. Le débit nominal du multiplexeur est défini au 7.1.4. Dans le cas présent, le débit équivalent est défini comme suit:

### Débit cellulaire équivalent

Un débit cellulaire équivalent (ECR, *equivalent cell rate*) est attribué à chaque connexion de façon que, si la somme des valeurs de débit ECR de toutes les connexions multiplexées est inférieure au débit de sortie du multiplexeur  $c$ , l'objectif de taux CLR soit atteint. La définition générale du débit ECR fera l'objet d'un complément d'étude. Dans le cas d'une variation CDV négligeable, on peut toutefois considérer le débit ECR comme étant égal au débit PCR multiplié par le rapport  $c/c'$  où  $c'$  est le débit nominal de sortie défini au 7.1.4 ci-dessus.

*Exemple de procédure CAC pour une liaison ATM ou pour une connexion VPC mise en forme en DBR au débit  $c$  avec un tampon de capacité  $B$ .*

- L'on part du principe que les débits crête de la connexion sont définis avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  de référence (voir 7.1.3);
- l'estimation du débit nominal  $c'$  est telle que la probabilité de surdébit d'une file d'attente de valeur  $M^{(k)}/D/1/B$  soit inférieure à la valeur cible  $\epsilon$ . La probabilité  $Q(B/k)$ , indiquée par la formule 7-4, peut être utilisée pour estimer la probabilité de surdébit lorsque  $\epsilon$  est petit;
- l'on admet les connexions de débit  $pcr_i$  tant que  $\sum pcr_i \leq c'$ ;
- en variante, on calcule le débit cellulaire équivalent pour la connexion  $i$  sous la forme  $ecr_i = pcr_i \times c/c'$  et l'on admet les connexions tant que  $\sum ecr_i \leq c$ .

On notera que les prescriptions de temps moyen et maximal d'attente sont censées être satisfaites pour tous les assortiments de trafic, grâce au choix de la capacité tampon  $B$  et de la capacité nominale  $c'$ .

*Exemple de procédure CAC pour une connexion VPC à débit constant non contrôlé  $r_{VPC}$ .*

- L'on part du principe que la connexion VPC et les connexions VCC multiplexées ont une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  de référence;
- l'on admet les connexions de débit  $pcr_i$  tant que  $\sum pcr_i \leq r_{VPC}$ .

On notera qu'il n'est pas nécessaire d'appliquer le rapport  $c/c'$  pour évaluer un débit équivalent car celui-ci est déjà pris en compte dans le contrôle CAC de la liaison appliquée à la connexion VPC. Dans ce cas,  $ecr_i = pcr_i$

Une connexion VPC à débit variable est équivalente à une connexion VPC à débit constant non contrôlé dans le cas présent d'une attribution de débit crête. Ce débit variable est donc soumis à la même procédure de contrôle CAC.

## 8.2 Contrôle CAC pour le multiplexage à enveloppe de débit

Le multiplexage de flux à débit variable utilisant l'attribution du débit crête peut conduire à une utilisation inefficace des liaisons. L'on peut utiliser les ressources plus efficacement tout en répondant aux objectifs de qualité GOS en effectuant une surréservation de la largeur de bande des liaisons dans les systèmes à multiplexage statistique de type REM, comme indiqué au 7.2 ci-dessus.

L'objectif de qualité GOS en terme de taux  $CLR \leq \epsilon$  doit être décomposé en deux parties: l'une pour l'échelle des cellules,  $CLR_{cs} \leq \epsilon_{cs}$ , et l'autre pour l'échelle des rafales,  $CLR_{bs} \leq \epsilon_{bs}$  avec  $\epsilon = \epsilon_{cs} + \epsilon_{bs}$ . Pour veiller à ce que  $CLR_{cs} \leq \epsilon_{cs}$  lorsque les débits sont définis avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$ , il est proposé de comparer les débits moyens d'arrivée avec une capacité nominale  $c'$  déterminée de façon que  $Q(B/k) \leq \epsilon_{cs}$  où la probabilité  $Q$  est donnée par la formule 7-4 avec  $\rho = c'/c$ . La commande de la composante d'échelle de rafales,  $CLR_{bs}$ ,



se fonde sur la possibilité d'estimer la répartition de la probabilité stationnaire du débit instantané de flux binaires multiplexés (ou, du moins celle de ses premiers moments), soit collectivement pour toutes les connexions existantes ou individuellement pour chaque connexion.

### 8.2.1 Variables de trafic cellulaire connues

Si l'on connaît les variables de trafic cellulaire statistique concernant la structure des rafales, telles que définies dans la Recommandation E.716 (par exemple pour un type de source donné), on peut utiliser ces variables dans un contrôle CAC. Par exemple, une connexion en mode téléphonie codée conformément à un algorithme donné avec élimination des silences (c'est-à-dire où seules sont transmises les cellules contenant un signal significatif) peut être caractérisée avec précision comme une source à mise en service commutable de débit crête  $p$  et de débit moyen  $m$ . Le multiplexage à enveloppe de débit de telles sources peut être effectué sur une liaison ATM ou sur une connexion VPC dont la composante scalaire de rafales  $CLR_{bs}$  peut être estimée au moyen de la formule 7-7.

Un assortiment de sources ayant des répartitions de débit connues mais différentes peut être pris en charge de la même façon, le taux  $CLR_{bs}$  étant calculé par la formule 7-5 avec des probabilités calculées au moyen de la répartition du terme  $\Lambda_t$  calculée par convolution des répartitions individuelles. Le contrôle CAC doit faire en sorte qu'une nouvelle connexion ne soit admise que si le taux  $CLR_{bs}$  résultant est inférieur à la valeur cible pour toutes les connexions.

### Débit cellulaire équivalent

Le contrôle CAC est grandement simplifié par l'exploitation des propriétés connues de la convolution des répartitions de débit. Il est en particulier possible d'attribuer à chaque connexion un débit cellulaire équivalent (ECR) tel que les objectifs de qualité GOS soient atteints si la somme des valeurs de débit ECR est inférieure au débit  $c$  du multiplexeur. En d'autres termes, on assigne à une connexion  $i$  un débit ECR de valeur  $ecr_i$  telle que  $CLR_{bs} < \epsilon_{bs}$  tant que  $\sum ecr_i \leq c$ . On peut calculer ce débit ECR au moyen d'une règle qui ne dépend que des caractéristiques de trafic de la connexion et de paramètres statiques décrivant le multiplexeur et son assortiment de trafic probable. En variante, cette règle peut aussi dépendre des caractéristiques de trafic des autres connexions utilisant le multiplexeur: elle change donc dynamiquement, au fur et à mesure que les connexions sont établies et libérées. L'Appendice I décrit des méthodes permettant de calculer la valeur  $ecr_i$ .

*Exemple de procédure CAC pour une liaison ATM ou une connexion VPC mise en forme en débit DBR de valeur  $c$  et de capacité tampon  $B$*

- Dans cet exemple, on part du principe que les débits sont indiqués avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  tel que défini au 7.1.3 et que le débit cellulaire moyen de chaque connexion est connu; soit  $mcr_i$  le débit moyen de la connexion  $i$ .
- Les valeurs cibles  $\epsilon_{cs}$  et  $\epsilon_{bs}$  sont attribuées aux débits  $CLR_{cs}$  et  $CLR_{bs}$ , respectivement, de façon que la somme  $\epsilon_{cs} + \epsilon_{bs}$  soit inférieure à l'objectif de qualité GOS en terme de taux  $CLR$ .
- La capacité nominale du multiplexeur  $c'$  est déterminée à partir du débit de liaison  $c$  et de la capacité tampon  $B$  de façon que  $Q(B/k) \leq \epsilon_{cs}$  où  $Q(B/k)$  est la probabilité d'une file d'attente  $M^{(k)}/D/1$  estimée par la formule 7-4 pour une charge  $\rho = c'/c$ .
- On calcule le débit cellulaire équivalent  $ecr_i$  de la connexion  $i$  conformément à l'une des méthodes décrites dans l'Appendice I; selon la définition du débit cellulaire équivalent, il est parfois nécessaire de calculer la valeur  $ecr_i$  une fois pour toutes lors de la demande d'établissement de la connexion ou de la réévaluer lorsque le taux de remplissage de la mémoire se modifie.

- On admet les connexions tant que les relations suivantes sont vérifiées:  $\sum mcr_i \leq c'$  et  $\sum ecr_i \leq c$ .

*Exemple de procédure de contrôle CAC pour une connexion VPC à débit constant non contrôlé de débit  $r_{VPC}$*

- La connexion VPC et les connexions multiplexées sont censées avoir une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  de référence.
- On évalue le débit cellulaire équivalent  $ecr_i$  pour chaque connexion  $i$  (par exemple au moyen d'une des méthodes de l'Appendice I) mais avec  $r_{VPC}$  au lieu de  $c$ .
- On admet les connexions tant que la relation  $\sum ecr_i \leq r_{VPC}$  est vérifiée.

La condition de l'exemple précédent concernant la somme des débits moyens des connexions VCC n'est pas applicable ici car l'encombrement à l'échelle des cellules est pris en compte dans le contrôle CAC de la liaison appliqué à la connexion VPC. On notera que, dans ce cas, le taux  $CLR_{bs}$  n'est pas strictement un taux de perte de cellules mais la fraction des cellules qui violent le débit  $r_{VPC}$  déclaré pour la connexion VPC. La valeur cible  $\epsilon_{bs}$  pour  $CLR_{bs}$  doit donc être ici négligeable par rapport au taux cible  $CLR$  des liaisons ATM du conduit de VPC afin d'éviter une dégradation de la performance d'autres connexions ayant ces liaisons en partage.

*Exemple de procédure de contrôle CAC pour une connexion VPC à débit variable*

Les connexions VPC à débit variable permettent d'effectuer un multiplexage plus efficace au prix de contrôles CAC plus complexes tenant compte, à titre individuel, des liaisons ATM sur lesquelles les connexions VPC sont routées. Le contrôle CAC est facilité lorsque la connexion VPC à débit variable est caractérisée par un ensemble de débits cellulaires équivalents, comme indiqué dans la Recommandation E.735.

- Toutes les connexions multiplexées utilisant les liaisons considérées sont censées avoir des débits définis avec une variation CDV négligeable par rapport à un processus en loi de Poisson à lots  $k$  de référence.
- Chaque liaison  $ATM_j$  de la connexion VPC est caractérisée, dans le nœud VC d'origine, par l'ensemble de paramètres suivant:
  - $ECR^j$ , qui est un débit cellulaire équivalent déterminé hors ligne par une procédure de dimensionnement de réseau tenant compte de la capacité requise de la connexion VPC ainsi que du débit et de l'assortiment de trafics prévu sur la liaison  $j$ , comme indiqué dans la Recommandation E.735;
  - les paramètres de débit de liaison et d'assortiment de trafics prévu, qui sont nécessaires pour calculer les débits cellulaires équivalents des connexions VCC à multiplexer dans la connexion VPC (il s'agit des paramètres déjà utilisés pour calculer le débit cellulaire équivalent de toutes les connexions VCC et VPC prises en charge par la liaison ATM).
- La connexion VPC est également caractérisée par un débit cellulaire moyen (MCR, *mean cell rate*). Soit  $mcr_i$  le débit cellulaire moyen des connexions  $VCC_i$ .
- Pour chaque connexion  $VCC_i$  à prendre en charge dans la connexion VPC, on évalue un débit cellulaire équivalent  $ecr_i^j$  pour chaque liaison  $j$  utilisant les caractéristiques de liaison spécifiées ci-dessus.
- On accepte une nouvelle connexion tant que  $\sum_i ecr_i^j \leq ECR^j$  pour chaque liaison  $j$  et tant que  $\sum_i mcr_i \leq MCR$ .

Dans le cas présent d'une connexion VPC à débit variable, il n'est pas envisagé que les débits cellulaires équivalents dépendent du taux d'occupation réel des liaisons. Dans le cadre des méthodes à débit cellulaire équivalent décrites dans l'Appendice I, la méthode 1 ne fait pas appel à un

paramètre d'assortiment de trafics tandis que les méthodes 2 et 3 font appel à un paramètre désigné par  $\alpha$ . Les paramètres qui décrivent la deuxième connexion et les connexions suivantes de la connexion VPC doivent toujours être communiqués au nœud VC d'origine via le plan de gestion lors de l'établissement ou de la modification de cette connexion VPC.

### 8.2.2 Attribution de ressources dans le cas le moins favorable

On peut atteindre les objectifs de performance en attribuant des ressources dans l'hypothèse des caractéristiques de trafic "dans le cas le moins favorable"<sup>1</sup>, compatibles avec les valeurs déclarées des paramètres de trafic. Si seul le débit PCR est déclaré, le contrôle CAC est alors équivalent à l'attribution du débit crête (voir 8.1 ci-dessus).

Si l'on connaît à la fois les débits PCR et SCR, une attribution dans le cas le moins favorable peut être calculée dans l'hypothèse où la source est de type à mise en service commutable, avec un débit crête PCR et un débit moyen SCR. Les procédures décrites au 8.2.1 peuvent être suivies pour le contrôle CAC. On notera que le paramètre de tolérance IBT n'a pas d'incidence sur le contrôle CAC lorsque le multiplexage REM est utilisé.

### 8.2.3 Contrôle CAC adaptatif

La décision du contrôle CAC dépend des caractéristiques de trafic de la connexion qui demande l'admission ainsi que de celles des connexions existantes. On obtiendra une efficacité plus grande que l'attribution de ressources correspondant au cas le moins favorable si on peut estimer ces dernières de manière précise par des mesures en temps réel. Ces mesures peuvent être effectuées sur le débit cellulaire d'entrée combiné de toutes les connexions ou sur les débits individuels des classes de connexions prédéfinies.

#### Mesures du débit global

L'admissibilité d'une nouvelle connexion peut être fondée sur une évaluation du débit cellulaire d'arrivée global, de sa variabilité et des paramètres de trafic des connexions en cours.

Soit une connexion VPC de liaison de débit  $c$ . Soit  $M$  le débit cellulaire moyen global mesuré. Supposons que les connexions ont des paramètres de trafic déclarés  $pcr_i$  et  $scr_i$  (dans le cas d'une connexion à débit DBR,  $scr_i = pcr_i$ ). Supposons que la connexion  $i$  a un débit moyen mesuré de  $m_i$  et adoptons l'hypothèse du cas le moins favorable, à savoir ses variations de débit sont du type à mise en service commutable. A l'aide des formules équivalentes pour le débit cellulaire, données dans les méthodes 2 et 3 à l'Appendice I, il est possible d'évaluer la largeur de bande prescrite pour les connexions existantes. Afin que la décision concernant l'admission soit sans risque, les débits  $m_i$  doivent être tels que la somme des débits équivalents est maximale, les contraintes étant:  $\sum m_i = M$  et  $0 \leq m_i \leq scr_i$ . Ce problème peut être résolu de la manière qui est détaillée dans la référence [ViS98], résultant en une évaluation du débit global prescrit pour les connexions existantes:  $E = \sum ecr_i$ . Le débit cellulaire équivalent  $ecr_0$  d'une nouvelle connexion de paramètres  $pcr_0$  et  $scr_0$  peut être évalué en supposant que son débit moyen est égal à  $scr_0$ . La connexion sera admise si  $E + ecr_0 \leq c$ . Dans le cas d'une connexion VPC à débit variable, il faut vérifier cette condition pour chacune des liaisons  $j$  sur laquelle la connexion VPC est établie. Cette condition s'exprime alors  $E^j + ecr_0^j \leq ECR^j$ , pour chaque liaison  $j$ . On notera que, bien que  $M$  représente le débit moyen global (qui est évidemment le même dans toutes les liaisons sur lesquelles la connexion VPC est établie), les débits  $m_i$  peuvent être différents dans chaque liaison.

---

<sup>1</sup> Par "cas le moins favorable", l'on entend les caractéristiques de trafic qui sont compatibles avec le descripteur de trafic déclaré nécessitant la plus grande attribution de ressources pour répondre aux prescriptions de qualité de service.

Une approximation classique consistant à ignorer les limites des débits moyens  $0 \leq m_i \leq scr_i$  donne une formule simple pour ces débits  $m_i$ . Supposons que l'objectif est de satisfaire à une probabilité de surdébit  $e^{-\gamma}$  ( $\approx 100 \times \text{CLR}$ ). Les débits  $m_i$  sont alors obtenus en inversant la limite de Chernoff (voir la méthode 2 à l'Appendice I):

$$m_i = \frac{1}{n} \left( M + \sum \frac{pcr_j}{e^{\beta pcr_j} - 1} \right) - \frac{pcr_i}{e^{\beta pcr_i} - 1} \quad (8-1)$$

où  $n$  est le nombre de connexions et  $\beta$  est un paramètre relié à  $\alpha_c$  et  $\alpha_p$  qui sont introduits à l'Appendice I. Une bonne approximation de  $\beta$  dans le cas présent est donnée par la formule  $\beta = 2 \frac{\gamma}{c-M}$ . Les débits cellulaires équivalents  $ecr_i$  peuvent alors être calculés à l'aide de l'une des méthodes 2 ou 3 de l'Appendice I, en supposant que les sources du type à mise en service commutable ont un débit de pointe  $pcr_i$  et un débit moyen  $m_i$ , et en posant  $\alpha_c = \beta$  dans la méthode 2 et  $\alpha_p = \beta/2$  dans la méthode 3. Dans le cas d'une connexion VPC à débit variable, il n'est pas envisagé que les valeurs de  $\alpha_c$  ou  $\alpha_p$  et donc de  $\beta$  dépendent de l'assortiment du trafic véritable ou du débit mesuré. Seul l'assortiment du trafic attendu intervient.

Des méthodes concernant le contrôle CAC adaptatif un peu plus simples mais moins précises ont été proposées dans la littérature. Elles sont fondées sur le calcul de la tolérance nécessaire sur le débit mesuré et au dessus de celui-ci qui doit être réservée afin de tenir compte de la variabilité attendue du débit. Suivant cette approche, une nouvelle connexion ayant une valeur pour le débit PCR de  $pcr_0$  serait admise si la condition suivante était satisfaite:

$$c \geq M + \sqrt{kV} + pcr_0 \quad (8-2)$$

où  $k = -2\gamma$  et  $V$  est la limite supérieure de la variance du débit déduite des paramètres de trafic de la connexion. Lorsque seules les valeurs du débit PCR sont utilisées, une valeur appropriée pour  $V$  est  $\sum pcr_i^2/4$ , et la formule 8-2 correspond à ce qu'on nomme la limite de Hoeffding (voir la référence [GK97]). La prise en compte d'autres choix pour la limite  $V$ , fondés sur des informations supplémentaires sur les débits des connexions donnés par des valeurs de débit SCR, doit faire l'objet d'un complément d'étude.

### Mesures du débit par classe

Les mesures ci-dessus peuvent être généralisées aux cas où les connexions sont divisées en classes, selon la valeur de leurs paramètres de trafic PCR et SCR, et l'évaluation disponible du débit  $M_c$  pour chaque classe  $c$ . Cela permet de resserrer la limite de la tolérance nécessaire pour tenir compte des variations de débit, en particulier lorsque les classes ont des valeurs PCR très différentes.

### Estimation des débits moyens

Dans les approches relatives au contrôle CAC ci-dessus, il est supposé que le débit  $M$  est obtenu à partir d'une évaluation classique du débit global. Pour évaluer le débit moyen, il est envisagé de compter les arrivées de cellule au cours d'une succession d'intervalles de longueur donnée. Soit  $T$ , la durée de l'intervalle, et  $N_i$ , le nombre d'arrivées de cellule dans un intervalle  $[(i-1)T, iT)$ . Des évaluations possibles de  $M$  sont les suivantes:

- 1) débit instantané: à tout instant dans l'intervalle  $[iT, (i+1)T)$ ,  $M = N_i/T$ ;
- 2) moyenne arithmétique du débit: à tout instant dans l'intervalle  $[iT, (i+1)T)$ ,  
 $M = \sum_{j=i-n+1}^i N_j / nT$ , pour  $n$  donné;

- 3) moyenne géométrique du débit: à tout instant dans l'intervalle  $[iT, (i+1)T)$ ,  $M = \beta M_{old} + (1 - \beta) N_i/T$ , pour  $0 < \beta < 1$  où  $M_{old}$  est la valeur de  $M$  qui se rapporte à l'intervalle de temps précédent;
- 4) débit maximal: à tout instant dans l'intervalle  $[iT, (i+1)T)$ ,  $M = \sum_{i-n+1}^i \max_{i-n < j \leq i} [N_j/T]$ , pour  $n$  donné.

On peut augmenter la valeur évaluée de  $M$  afin de tenir compte du trafic des connexions admises récemment qui ne sont pas comprises dans les mesures de débit.

Les Recommandations concernant le choix des valeurs pour  $T$ ,  $n$  et  $b$ , et une évaluation comparative des approches ci-dessus doivent faire l'objet d'un complément d'étude.

### Stratégie de repli

Afin d'accroître la solidité du contrôle CAC fondée sur les mesures, notamment dans le cas de surdébit, la stratégie de repli suivante peut être employée. Lorsqu'une demande d'admission de connexion échoue sur une liaison donnée, toutes les demandes d'admission suivantes ayant le même débit cellulaire équivalent prescrit ou un débit supérieur seront rejetées jusqu'à ce qu'au moins une des connexions en cours soit libérée. Cette stratégie rend la procédure relative au contrôle CAC plus robuste en gardant le "souvenir" d'un surdébit récent qui prime sur la mesure en cours pouvant être trop optimiste.

## 8.3 Contrôle CAC pour multiplexage statistique à partage de débit

Comme indiqué au 7.3, pour obtenir un taux d'utilisation élevé des liaisons lors du multiplexage de connexions dont le débit crête n'est pas une petite fraction du débit de multiplexeur, il faut une grande mémoire tampon pour absorber les cellules qui arrivent pendant des périodes de surcharge momentanées. Ce type de multiplexage a été dit à partage de débit (RS, *rate sharing*). Cette technique peut également être utilisée pour des connexions à faible débit crête; la différence essentielle avec le multiplexage REM est que l'on fait appel à une grande mémoire tampon pour absorber des surdébits d'entrée qui se produisent avec une probabilité non négligeable. Avec le partage de débit, il peut être nécessaire de mettre en œuvre le contrôle CAC en attribuant une part de largeur de bande et d'espace de mémoire tampon à chaque connexion.

Comme pour le multiplexage REM, on peut distinguer trois possibilités permettant d'estimer les caractéristiques de trafic nécessaires pour prévoir la performance des multiplexeurs.

### 8.3.1 Variables de trafic cellulaire connues

Si toutes les variables de trafic<sup>2</sup> nécessaires aux connexions multiplexées peuvent être déduites du fait qu'elles appartiennent chacune à un type de source donné, il est possible de mettre en œuvre le contrôle CAC par référence à un modèle mathématique de prévision de la performance du multiplexeur (par exemple, taux de perte de cellules et temps moyen/maximal de mise en file d'attente). La définition d'un tel modèle doit faire l'objet d'un complément d'étude.

### Débit cellulaire équivalent

Comme pour le multiplexage REM, on peut simplifier le contrôle CAC dans certains cas où il est possible d'attribuer à chaque connexion un débit ECR en fonction du débit du multiplexeur, de la capacité de mémoire tampon et des propriétés intrinsèques de la connexion. La procédure de

<sup>2</sup> L'expression "variables de trafic nécessaires" sous-entend tous les paramètres du processus d'arrivée des cellules qui exercent une influence importante sur la performance du multiplexeur (voir Recommandation E.716).

contrôle CAC consiste alors à accepter les connexions jusqu'à ce que la somme de valeurs ECR soit supérieure au débit du multiplexeur.

Une définition possible du débit ECR pour les connexions à débit SBR, fondée sur le descripteur de trafic de débit SCR, est la suivante:

$$ecr_i = \alpha \cdot scr_i$$

où  $scr_i$  est le débit SCR de la  $i$ ème connexion et  $\alpha$  est une constante.

Alors que la détermination théorique du paramètre  $\alpha$  dépend de nombreux facteurs, y compris des caractéristiques supplémentaires, autres que le débit SCR, des connexions individuelles SCR, une approche plus heuristique pourrait être fondée sur des mesures antérieures de connexions et de performance de réseau réalisées. En fait, depuis plusieurs années, divers exploitants de réseau ont utilisé cette dernière approche pour les réseaux à relais de trames, où le débit d'information garanti (CIR, *committed information rate*) est l'analogue du débit SCR.

On pourrait initialement prendre une valeur classique de  $\alpha$ , et la réduire ensuite jusqu'au point où il est encore satisfait à l'exigence en matière de performance des connexions. D'un point de vue classique, le moins favorable, la valeur de  $\alpha$  devrait être supérieure à un, puisque le débit moyen réalisé pourrait atteindre la valeur du débit SCR. Toutefois, dans les réseaux à relais de trames, des mesures ont montré que le débit moyen était nettement inférieur au débit CIR, et des valeurs de  $\alpha$  égales à 1/2 ou même à 1/4 ont été utilisées. Bien sûr, le fournisseur de service devrait continuellement recueillir des mesures pour suivre les changements du débit global et des caractéristiques de connexions pendant les périodes chargées du réseau. Par exemple, puisque les réseaux en mode ATM comportent des connexions commutées ainsi que semi-permanentes, cette valeur de  $\alpha$  devra être augmentée.

### 8.3.2 Attribution de ressources dans le cas le moins favorable

Comme pour le multiplexage REM, les objectifs de qualité GOS peuvent être garantis si des ressources sont attribuées pour le trafic du "cas le moins favorable" correspondant aux descripteurs de trafic déclarés. Lorsque seul le débit PCR est déclaré, le trafic du cas le moins favorable est un flux CBR et le contrôle CAC équivaut à l'attribution du débit crête (voir 8.1).

Si les paramètres de débit PCR, de débit SCR et de tolérance IBT sont déclarés, un trafic qui peut prétendre au cas le moins favorable est une source à mise en service commutable avec des périodes de rafales et de silence de durée maximale (voir 6.1.2). La définition des règles de contrôle CAC fondées sur un tel modèle du cas le moins favorable fera l'objet d'un complément d'étude.

### 8.3.3 Contrôle CAC adaptatif

On peut utiliser les mesures de trafic (par exemple, des observations du taux de remplissage des mémoires tampons) pour calculer une estimation de la possibilité d'accepter de nouvelles connexions sans enfreindre les objectifs de performance. La définition de telles mesures et des procédures de contrôle CAC correspondantes nécessite un complément d'étude.

## 9 Gestion adaptative des ressources

On peut améliorer l'efficacité du partage des ressources en employant dynamiquement la gestion adaptative des ressources, en particulier lorsqu'il n'est pas possible de déclarer toutes les caractéristiques de trafic des connexions pendant leur établissement. Les capacités de service de transfert en mode ABR ou ABT se fondent chacune sur l'utilisation de cellules de gestion de ressources (RM) afin d'adapter l'attribution des ressources pendant la durée de vie d'une connexion. En mode de débit disponible (ABR), c'est le réseau qui détermine le débit mis à la disposition d'une connexion donnée et qui en informe l'utilisateur. Le service de transfert ABT, par ailleurs, est fondé sur l'envoi, par l'utilisateur, de requêtes visant à modifier l'attribution des ressources.

## 9.1 Gestion des ressources par transfert ABT

Dans le présent sous-paragraphe, l'on examinera la possibilité d'une renégociation, par l'utilisateur, de l'attribution des ressources au cours de la durée de vie d'une connexion afin de suivre de plus près les exigences actuelles de l'utilisateur en terme de trafic.

### 9.1.1 Multiplexage à enveloppe de débit et transfert de blocs

Lorsque les multiplexeurs sont équipés de petites mémoires tampons dimensionnées comme cela est indiqué au 7.2 pour le multiplexage REM, tout surdébit (débit combiné instantané supérieur au débit nominal de la liaison) conduit à une perte de cellules pour toutes les connexions. Cela peut avoir de graves conséquences si, par exemple, la perte de cellules conduit à la retransmission d'unités de données protocolaires (PDU, *protocol data unit*) affectées. Cette possibilité est écartée si l'on attribue les débits crête comme indiqué au 8.1. L'une des façons de préserver cette propriété souhaitable lorsqu'on tire parti des avantages du multiplexage statistique est d'exiger que les connexions réservent dynamiquement une largeur de bande suffisante pour leurs besoins instantanés actuels. Par exemple, un utilisateur qui émet par intermittence des rafales de cellules à un débit donné réservera la largeur de bande nécessaire pour ce débit au début d'une rafale et l'abandonnera à la fin de celle-ci.

Le contrôle CAC sera, dans une large mesure, appliqué de la façon décrite au 8.2 ci-dessus bien que les critères d'admission de connexion puissent être différents, sachant que les conséquences du blocage d'une requête d'augmentation de largeur de bande (n'affectant qu'un seul utilisateur) sont moins graves que la perte généralisée de cellules dans un système sans réservation de largeur de bande à ce niveau. Il conviendrait de spécifier des critères de qualité de service ayant un rapport explicite avec la probabilité d'échec d'une demande de gestion des ressources.

### 9.1.2 Partage de débit et transfert de blocs

On peut utiliser les procédures de gestion des ressources (RM) déclenchées par l'utilisateur avec un multiplexage statistique à partage du débit pour adapter plus étroitement la quantité de ressources attribuée à une connexion à son niveau d'activité existant. On peut attribuer dynamiquement la largeur de bande et l'espace de mémoire tampon.

Pour les connexions dont le débit crête est proche du débit du multiplexeur, il semble peu approprié de chercher à réserver une largeur de bande égale à ce débit crête pour chaque rafale d'activité. Pour tenter de le faire avec une probabilité raisonnablement faible de blocage de rafale, il faudrait que le multiplexeur fonctionne avec un taux d'utilisation moyen très faible, ce qui découle de considérations semblables à celles qui ont été présentées au 7.2.2. L'attribution de mémoire tampon peut également être adaptée aux besoins actuels d'une connexion établie. Il suffit de réserver l'espace de mémoire tampon lorsque la connexion transmet effectivement les données.

## 9.2 Gestion des ressources par débit ABR

La capacité de transfert par débit disponible (ABR) est essentiellement conçue pour le multiplexage statistique à partage de débit, dans lequel les files d'attente peuvent occuper une grande longueur dans les mémoires tampons et peuvent avoir une grande sensibilité aux attributs des processus d'arrivée, ce qui n'est pas le cas en multiplexage REM. Sans aucun mécanisme de rétroaction en fonction des sources, il est difficile de concevoir une capacité tampon et une bande passante répondant à un critère de perte de cellules. Avec le débit ABR, les sources reçoivent constamment en retour une information relative au débit qui peut actuellement être pris en charge. Lorsque les mémoires sont encombrées, certaines sources (choisies) peuvent être priées de diminuer leur débit cellulaire autorisé actuel.

Le dimensionnement approprié et le contrôle CAC pour l'allocation ABR dépendent de la nature du service que l'exploitant du réseau a l'intention d'offrir en mode ABR. Par exemple, sur la base de décisions stratégiques qui sont hors du domaine d'application de la présente Recommandation, un exploitant peut déterminer une certaine valeur de largeur de bande à consacrer au service en

mode ABR; l'exploitant peut choisir d'admettre toutes les demandes de connexion, ou leur imposer une limite supérieure. Dans un autre cas de figure, l'exploitant peut offrir un service en mode ABR avec la garantie de fourniture, en période d'activité d'une connexion, d'un débit cellulaire minimal donné, avec une probabilité donnée.

Les utilisateurs de la capacité de transfert en mode ABR ont la possibilité de demander un débit cellulaire minimal (MCR, *minimum cell rate*). Si celui-ci est accordé, le réseau garantit la fourniture à la source d'au moins ce débit pendant la durée de la connexion. La partie du contrôle CAC qui gère le débit cellulaire minimal des connexions en mode ABR peut donc être similaire à la partie qui gère la capacité de transfert en mode DBR (voir paragraphe 8).

Les implications, en termes d'ingénierie du trafic, de la capacité de transfert en mode ABR feront l'objet d'un complément d'étude.

### **9.3 Ingénierie du trafic pour le "trafic élastique"**

La notion de "trafic élastique" se rapporte au transport de fichiers et d'autres documents numériques qui peuvent être transmis par le réseau à un débit variable, déterminé par la largeur de bande disponible. Les sessions de consultation sur le "World Wide Web" constituent aujourd'hui la source de trafic élastique la plus importante. Les capacités d'allocation ABR et de transfert ABT du trafic en mode élastique ont été explicitement conçues pour des connexions destinées au trafic élastique. Une connexion peut être établie pour le transfert d'un seul document ou pour un groupe de transferts entre une origine et une destination données. Les connexions peuvent être établies à la demande ou de manière permanente ou semi-permanente.

#### **9.3.1 Caractéristiques du trafic**

De récentes observations du trafic sur le Web ont révélé la nature complexe du trafic élastique [FGWK98]. Les temps de début de sessions sur le Web au cours de périodes d'une heure peuvent être représentés avec précision par un processus en loi de Poisson. Pendant une session, l'utilisateur consulte un certain nombre de pages, chaque page pouvant exiger l'établissement simultané de plusieurs flux TCP. Le nombre de flux créés pendant une session est très variable (distribution de variance infinie), conduisant à des processus d'arrivée de flux qui ne sont semblables qu'à eux mêmes. Le volume de données transférées dans chaque flux TCP est très variable aussi. Des mesures effectuées sur les pages Web révèlent une distribution à longue queue et à variance infinie.

#### **9.3.2 Exigences en matière de performance**

Au niveau du transfert individuel de documents, la qualité de service peut être mesurée à l'aide du temps de réponse ou du débit obtenu (la taille du document divisée par le temps de réponse). L'objectif de performance du réseau peut, par exemple, être exprimé en fonction de la moyenne ou des quantiles du débit obtenu. Alternativement, on peut concevoir le réseau de manière à assurer que le débit instantané attribué à un flux satisfera à certains objectifs de performance. La définition précise des exigences en matière de performance pour le débit ou pour le débit instantané doit faire l'objet d'un complément d'étude.

On peut associer aux connexions en mode élastique à allocation ABR et transfert ABT un débit cellulaire minimal. La mise à disposition de ce débit constitue évidemment une exigence en matière de performance qui doit être satisfaite au moyen du contrôle d'admission.

Une perte de cellules négligeable dans les connexions conformes aux attributions de débit de réseau constitue une autre exigence en matière de performance. Cette exigence doit être satisfaite à l'aide du dimensionnement des tampons de commutateurs afin d'éviter la saturation due à la réaction retardée des utilisateurs aux instructions d'ajustement du débit du réseau. Le dimensionnement des tampons sort du cadre de la présente Recommandation.



### 9.3.3 Algorithmes de partage de largeur de bande

Dans l'implémentation du mode élastique à allocation ABR ou à transfert ABT, l'exploitant de réseau dispose d'une latitude considérable dans son choix des objectifs de partage de largeur de bande et des algorithmes permettant d'atteindre ces objectifs. Ce choix peut avoir un effet important sur la performance du réseau et l'efficacité avec laquelle les exigences en matière de performance peuvent être satisfaites. Des objectifs de partage de largeur de bande possibles sont l'équité maximale-minimale [BG87] et l'équité proportionnelle [KMT98]. Des études récentes suggèrent que la performance du débit peut être améliorée en sacrifiant l'équité en faveur de l'efficacité globale [RM98]. Les Recommandations concernant le choix des algorithmes de partage de largeur de bande doivent faire l'objet d'un complément d'étude.

### 9.3.4 Modélisation de la performance

A partir de modèles de trafic simples, on peut obtenir un aperçu de la performance d'un réseau où est implémenté le partage de largeur de bande pour le trafic élastique. Soit une liaison simple de débit  $c$ , et soit une largeur de bande qui est également partagée entre tous les flux effectivement en cours, ce qui veut dire que, si  $n$  flux sont en cours, chacun d'eux dispose d'une largeur de bande égale à  $c/n$ .

Supposons d'abord que les flux sont créés suivant un processus en loi de Poisson. Le nombre  $N_t$  de ceux qui sont en cours à un moment donné  $t$  varie alors comme le nombre d'utilisateurs dans une file d'attente d'un processeur  $M/G/1$  [Kle75]. La distribution de  $N_t$  est une distribution géométrique:  $Pr[N_t = n] = \rho^n (1 - \rho)$  où  $\rho = \text{débit d'arrivée} \times \text{dimension moyenne} / c$  est la charge de la liaison. Le débit prévu d'un flux quelconque est  $c(1 - \rho)$ . Ces résultats ne sont valables que si  $\rho < 1$ .

Dans un autre modèle de trafic, on suppose qu'un nombre de connexions fixé transfère une suite de documents, la fin d'un transfert et le début du transfert suivant étant séparé par un "temps de réflexion". Ce système peut être modélisé comme un réseau de file d'attente fermée pour lesquels un certain nombre de résultats analytiques sont connus. Soit  $S$  le nombre de connexions et  $\gamma = \text{dimension moyenne} / (c \times \text{temps de réflexion moyen})$ . La distribution du nombre de flux en cours peut alors s'écrire comme suit:

$$\Pr[N_t = n] = \frac{\gamma^{S-n}}{(S-n)!} / \sum_{0 \leq k \leq S} \frac{\gamma^k}{k!}$$

L'expression de l'espérance et des quantiles de la distribution de la largeur de bande attribuée à un flux quelconque est donnée dans la référence [BK98].

Dans un troisième modèle, les sessions arrivent selon un processus en loi de Poisson et transfèrent successivement un nombre de documents distribué géométriquement, chaque transfert étant séparé du suivant par un temps de réflexion. Ce système peut être représenté par un réseau de file d'attente ouverte avec une station de partage de processeur (la liaison) et une station serveur infini (le temps de réflexion). Un transfert de document (utilisateur servi à la station de partage de processeur) est suivi, avec une certaine probabilité  $p$ , par un autre transfert après le temps de réflexion (service à la station serveur infini). La session prend fin, avec une probabilité  $1 - p$ , après la fin d'un transfert particulier de document. La distribution du nombre de flux en cours est à nouveau une distribution géométrique avec une charge  $\rho = \text{débit d'arrivée de la session} \times \text{taille combinée des documents de session} / c$ , telle que  $\rho < 1$ .

### 9.3.5 Contrôle d'admission de connexion

Le contrôle d'admission de connexion est nécessaire pour assurer des garanties de débit minimal, notamment dans le cas de la capacité d'allocation ABR. Si la connexion  $i$  a un débit cellulaire minimal  $mcr_i$ , le contrôle d'admission pourrait être appliqué de la manière qui est décrite au 8.2 pour l'attribution du débit de crête,  $mcr_i$  remplaçant  $pcr_i$ , en tenant dûment compte de la tolérance de la variation CDV. Toutefois, en particulier dans le cas des connexions semi-permanentes ou

permanentes utilisées par intermittence, l'exploitant de réseau peut choisir d'appliquer un facteur de débordement, comme décrit au 8.3.1 pour le cas du contrôle d'admission à partage de débit.

L'exploitant peut aussi choisir d'employer le contrôle d'admission même lorsque l'exigence en ce qui concerne le débit cellulaire minimal est nulle. Ceci peut être considéré comme un contrôle de surcharge nécessaire lorsque le nombre de connexions risque de devenir trop grand, comme dans le cas des modèles d'arrivées en loi de Poisson décrits au 9.3.4, avec une charge offerte  $\rho > 1$ . Un critère possible pour le réseau en ce qui concerne le contrôle CAC serait d'exiger qu'un débit minimal petit mais non nul  $mcr_{default}$  soit attribué à chaque connexion pour laquelle le débit  $MCR = 0$ .

### **Débit cellulaire équivalent**

Par analogie avec les procédures de contrôle CAC définies pour les connexions à débits DBR et SBR, il est possible de fonder le contrôle d'admission pour le trafic élastique sur la notion d'un débit cellulaire équivalent: on attribue un débit cellulaire équivalent  $ecr_i$  à la connexion  $i$  et on admet les connexions telles que  $\sum ecr_i < c$ , où  $c$  est le débit de la liaison.

Si la seule exigence en matière de performance consiste à garantir un débit cellulaire minimal, la valeur de  $ecr_i$  peut être identifiée à ce débit minimal:  $ecr_i = mcr_i$ . Plus généralement, le contrôle d'admission pourrait contenir un paramètre  $a$  comme au 8.3.1:  $ecr_i = \alpha \cdot mcr_i$ . Le choix d'une valeur  $\alpha < 1$  peut être préféré lorsque les connexions sont établies pour une suite de transferts de documents et qu'elles ne sont utilisées que par intermittence. Toutefois, la performance n'est alors garantie que sur une base statistique et le choix précis de  $a$  dépend de la connaissance en profondeur des caractéristiques de trafic des connexions effectives.

D'autres exigences en matière de performance, concernant le débit prévu pour un transfert de document par exemple, nécessiteraient des définitions différentes du débit cellulaire effectif. Ces définitions doivent faire l'objet d'un complément d'étude.

## **10 Intégration de services**

Si toutes les cellules des files d'attente des multiplexeurs suivent l'ordre premier arrivé, premier servi (FIFO, *first-in first-out*), les prescriptions les plus strictes en termes de temps de propagation des cellules et de variation du temps de propagation des cellules des types de connexions devant être multiplexées déterminent la taille maximale de la mémoire tampon. En particulier, si on est amené à traiter des services comportant des impératifs de réponse en temps réel comme les conversations interactives, il ne semble pas possible de réaliser un multiplexage statistique avec des mémoires tampons de grande taille comme il en est question au 7.3 ci-dessus, à moins d'employer une certaine organisation plus complexe des services.

### **10.1 Ressources spécialisées**

Pour satisfaire aux différentes prescriptions de qualité GOS de diverses classes de service, on peut consacrer des ressources particulières à des services ayant des prescriptions similaires. En particulier, on peut utiliser des liaisons ATM distinctes ou créer des connexions à conduits virtuels distinctes, mises en forme en débit DBR, leur largeur de bande étant adaptée à la demande prévue pour le groupe donné de services. L'espace tampon réservé pour une connexion VPC donnée sera également choisi de façon appropriée (par exemple, de petites mémoires tampons pour les services comportant des prescriptions de réponse en temps réel, de grandes mémoires tampons pour les services à débit élevé qui tolèrent un certain délai). On notera que des connexions VPC non mises en forme ne peuvent pas être utilisées à cette fin: la fourniture de différents niveaux GOS à différentes connexions utilisant des débits non contrôlés nécessite l'implémentation de mécanismes de priorité ou de séquençement comme indiqué ci-dessous.

## 10.2 Priorités des pertes

On peut utiliser les mécanismes de priorité de pertes examinés aux 7.2.3 et 7.3.2 afin de différencier le taux *CLR* offert aux cellules d'une connexion donnée en fonction de la valeur du bit CLP ou afin d'offrir différents taux de perte de cellules à différentes connexions. Les mécanismes de priorité de perte peuvent être combinés avec les mécanismes de priorité des temps de transfert.

La définition des règles d'ingénierie du trafic permettant de fournir des garanties de qualité de service précises fera l'objet d'un complément d'étude.

## 10.3 Priorités des temps de transfert

On peut donner la priorité de tête de file à certains flux de trafic, notamment pour diminuer le temps d'attente de leurs cellules dans des multiplexeurs équipés de mémoires tampons de grande capacité. On pourrait définir plusieurs niveaux de priorité, le niveau auquel appartient un flux donné étant identifié par le champ VPI/VCI de l'en-tête de cellule. On peut mélanger la priorité de tête de file et la priorité de perte en utilisant le bit CLP (voir 7.2.3 et 7.3.2).

Cette structure de priorité est utile en vue de satisfaire aux différentes exigences des divers trafics qui seront transportés dans les réseaux en mode ATM. Une implémentation type possède de deux à quatre classes de priorité. La classe de priorité la plus haute pourrait être destinée au trafic à débit constant (CBR, *constant bit rate*). Celle de priorité suivante pourrait concerner le trafic vidéo (interactif) en temps réel. Le trafic à débit variable (VBR, *variable bit rate*) qui ne se fait pas en temps réel pourrait se voir attribuer une classe de priorité inférieure, qui pourrait à son tour être divisée en deux classes de priorité, la classe de plus basse priorité étant attribuée au trafic sans garantie.

### 10.3.1 Débit cellulaire équivalent pour le service de priorité

Le concept de débit cellulaire équivalent a été élaboré pour les tampons dont la discipline de service est premier arrivé, premier servi (FIFO, *first-in first-out*). Dans le présent sous-paragraphe, on étend la notion de débit cellulaire équivalent de manière à tenir compte du service de priorité.

Par souci de commodité, on suppose que les priorités sont au nombre de  $P$ , et que le numéro de la classe de plus haute priorité est 1, celui de priorité plus basse 2, etc. Soit  $ecr_{ip}$  la valeur du débit ECR de la  $i$ ème connexion de priorité  $p$ , et soit  $I_p$  le nombre de connexions présentes de priorité  $p$ . Si aucune modification n'est apportée en vue de tenir compte de l'effet des priorités, la condition de contrôle CAC du 8.2.1 peut alors s'écrire comme suit à l'aide de la présente notation:

$$\sum_{p=1}^P \sum_{i=1}^{I_p} ecr_{ip} \leq c$$

Lorsque les connexions de priorité 1 ont "rempli la liaison", c'est-à-dire lorsque la somme de leurs débits ECR est égale à la largeur de bande de la liaison, le taux d'occupation de la liaison est souvent inférieur à 100% et peut même s'abaisser jusqu'à 50%. Dans ce cas, quelques connexions de priorité 2 pourraient être admises dans la liaison, étant donné le critère de performance moins strict des connexions de priorités plus basses. Afin d'exploiter cette possibilité, il faut des contraintes supplémentaires sous la forme d'inégalités, où l'on associe une connexion donnée à de multiples débits ECR, l'un d'eux se rapportant à son propre niveau de priorité et les autres se rapportant à chacun des niveaux de priorité plus basse. Par exemple, s'il y a deux priorités,  $P = 2$ , et la contrainte ci-dessus devrait être remplacée par les deux contraintes suivantes:

$$\sum_{i=1}^{I_i} ecr_{i1} \leq c$$

$$\sum_{i=1}^{I_1} ecr_{i1}^2 + \sum_{i=1}^{I_2} ecr_{i2} \leq c$$

où  $ecr_{ip}^k$  est le débit ECR de la  $i$ ème connexion de priorité  $p$  tel qu'observé avec la priorité  $k$ . La valeur  $ecr_{ip}^k$  est inférieure à  $ecr_p$  pour  $k > p$ , et par souci de commodité  $ecr_{ip}^p$  représente  $ecr_p$ .

Pour un nombre arbitraire de priorités  $P$ , les  $P$  contraintes sont données par la formule suivante:

$$\sum_{p=1}^k \sum_{i=1}^{I_p} ecr_{ip}^k \leq c \text{ pour } k = 1, \dots, P$$

Les équations susmentionnées ne sont liées à aucune méthode particulière de détermination de la valeur des débits ECR individuels. Les méthodes utilisées pour déterminer les débits ECR dans le contexte du service FIFO peuvent en particulier être étendues au contexte présent.

Plus le taux d'occupation est petit par rapport à 1 lorsque les connexions de priorité donnée ont atteint leur limite admissible, plus le gain potentiel obtenu à l'aide de ces multiples contraintes et des débits ECR selon les priorités sera grand. Une description plus détaillée de cette approche est donnée dans la référence [BW98].

#### 10.4 Méthodes de séquençement

La priorité de tête de file peut servir à assurer un délai minimal aux services qui comportent des contraintes de temps de réponse en temps réel. On peut obtenir une séparation plus générale des services avec des méthodes d'organisation des files d'attente plus perfectionnées, telles que l'organisation équitable et pondérée des files d'attente [RMV 96]. L'influence de ces méthodes sur la performance des multiplexeurs et sur la gestion du trafic appelle un complément d'étude.

### 11 Bibliographie

- [CLW94] CHOUDURY (G.L.), LUCANTONI (D.M.), WHITT (W.): On the effectiveness of effective bandwidth for admission control in ATM networks, *Proceedings of ITC 14*, juin 1994.
- [BG87] BERTSEKAS (D.), GALLAGER (R.): *Data Networks*, Prentice Hall, 1987.
- [BK98] BERGER (A.), KOGAN (Y.): Dimensioning bandwidth for elastic traffic in high-speed data networks, *INFORMS Telecommunications Conference*, Boca Raton, 1998.
- [BW98] BERGER (A.W.), WHITT (W.): Extending the effective bandwidth concept to networks with priority classes, *IEEE Communications Magazine*, août 1998.
- [FGWK98] FELDMAN (A.), GILBERT (A.C.), WILLINGER (W.), KURTZ (T.G.): The changing nature of network traffic: Scaling phenomena, *Computer Communications Review*, Vol. 28, n° 2, avril 1998.
- [GK97] GIBBENS (R.), KELLY (F.): Measurement-based connection admission control, *Proceedings of ITC 15*, p. 879 à 888, 1997.
- [Kle75] KLEINROCK (L.): *Queueing Systems, Vol. 2, Computer Applications*, John Wiley & Sons (1975).
- [KMT98] KELLY (F.), MAULLOO (A.), TAN (D.): Rate control for communication networks: shadow prices, proportional fairness and stability, *Journal of the Operational Research Society* 49 (1998).

- [LuP90] LUCANTONI (D.M.), PAREKH (S.): Selective cell discarding mechanisms for a B-ISDN congestion control architecture, *ITC Seminar*, Morristown 1990.
- [RMV96] ROBERTS (J.), MOCCI (U.), VIRTAMO (J.), (Eds): Broadband Network Teletraffic, *Lecture Notes in Computer Science*, Vol. 1155, Springer-Verlag 1996.
- [RM98] ROBERTS (J.), MASSOULIÉ (L.): Bandwidth sharing and admission control for elastic traffic, *11th ITC Specialist Seminar*, Yokohama, octobre 1998.
- [ViS 97] VILLÉN-ALTAMIRANO (M.), SÁNCHEZ-CAÑABATE (M.F.): Effective bandwidth dependent of the actual traffic mix: an approach for bufferless CAC, *ITC 15*, juin 1997.
- [ViS98] VILLÉN-ALTAMIRANO (M.), SÁNCHEZ-CAÑABATE (M.F.): A tight admission control for stream traffic based on measurements. Soumis pour publication.

## 12 Historique

Il s'agit d'une Recommandation révisée.

### APPENDICE I

#### Exemples de méthodes de calcul du débit cellulaire équivalent pour le multiplexage à enveloppe de débit

Les trois méthodes suivantes permettent de calculer le débit cellulaire équivalent (ECR) d'une connexion,  $ecr_i$ . Elles sont conçues pour le cas du multiplexage à enveloppe de débit. Ces trois méthodes modélisent le flux cellulaire comme un fluide. Elles utilisent en entrée le débit de la liaison ATM (ou de la connexion VPC) ainsi que le paramètre  $\varepsilon$  du critère de performance  $CLR_{bs} < \varepsilon$ .

Comme indiqué dans la Recommandation E.735, le débit ECR dépend en général des variables de trafic des autres connexions multiplexées sur la même liaison ATM ou sur la même connexion VPC. Dans certains cas, cette dépendance peut être prise en compte par un seul paramètre, appelé  $\alpha$  dans la Recommandation E.735. Ce paramètre peut être évalué pour le trafic actuel ou, pour simplifier le contrôle CAC, pour un ensemble représentatif de connexions,  $\mathbf{R}$ . L'ensemble  $\mathbf{R}$  est tel que le nombre de connexions de différents types soit proportionnel à celui d'un assortiment de trafics attendus et que l'objectif  $\varepsilon$  de débit  $CLR_{bs}$  soit atteint (c'est-à-dire de façon que l'ensemble de connexions représentatif soit situé à la frontière de la région des connexions admissibles). L'utilisation du paramètre  $\alpha$  est une caractéristique des méthodes 2 et 3 ci-dessous. Pour ces deux méthodes, bien que le paramètre  $\alpha$  soit défini différemment, l'on sait que la valeur du débit ECR ne dépend pas absolument de l'ensemble de connexions exactement considéré et que l'estimation est toujours prudente. En d'autres termes, le débit ECR calculé est plus grand que celui qui est déterminé pour l'ensemble de connexions proprement dit.

La première méthode suppose l'existence de sources à mise en service commutable, dont les débits moyen et crête sont choisis de façon à correspondre à la moyenne et à la variance de leur débit instantané. Dans cette méthode, le calcul de la largeur de bande équivalente d'une connexion ne dépend pas des variables de trafic d'une autre connexion. Cette méthode est la plus simple des trois mais c'est la moins exacte. Elle ne garantit pas que les résultats seront prudents (c'est-à-dire que le critère de performance sera réellement atteint lorsque  $\sum ecr_i \leq c$ ).

La deuxième méthode utilise directement la répartition du débit instantané du flux cellulaire à un moment donné. Sur la base de la borne de Chernoff, cette méthode calcule un paramètre  $\alpha_c$  qui tient

compte des variables de trafic de la connexion réelle ou de l'ensemble de connexions réel. Dans ce dernier cas, le paramètre  $\alpha_c$  peut être calculé en différé, de sorte que cette méthode peut être utilisée en temps réel pour le contrôle CAC. Le calcul exact en temps réel du paramètre  $\alpha_c$  pour le trafic actuel ne semble pas réalisable en raison de la complexité des opérations à effectuer. Une bonne approximation déduite des résultats de la troisième méthode est décrite ci-après.

La troisième méthode, fondée sur une limite polynomiale, suppose l'existence de sources à mise en service commutable. Elle se fonde sur le calcul d'un paramètre  $\alpha_p$  qui dépend des caractéristiques de l'ensemble de connexions actuel ou d'un ensemble de connexions représentatif. L'algorithme permettant de déterminer  $\alpha_p$  pour le trafic actuel est plus simple que celui qui est employé pour le calcul de  $\alpha_c$  dans la méthode 2, et peut vraisemblablement être appliqué en temps réel.

A partir d'évaluations numériques considérables dont il a été fait état dans la référence [ViS98], on a établi une relation empirique simple entre les valeurs de  $\alpha$  qui sont obtenues par les méthodes 2 et 3 respectivement. Il a été montré que  $\alpha_c \approx 2 \times \alpha_p$ . Le calcul direct de  $\alpha_p$  à l'aide de la méthode 3 peut donc être utilisé pour effectuer le contrôle CAC au moyen de la limite de Chernoff, comme détaillé dans la méthode 2.

Les méthodes 2 et 3 ont été initialement proposées pour évaluer un débit cellulaire équivalent destiné à un algorithme de contrôle CAC garantissant que la probabilité que le débit d'arrivée  $\Lambda_t$  dépasse le débit de service  $c$  sera inférieure à une valeur cible. Ces méthodes sont adaptées ici aux algorithmes de contrôle CAC fondés sur un débit  $CLR$  conforme à la simple relation d'ordre de grandeur  $CLR \approx Pr\{\Lambda_t > c\} / 100$  (voir [RMV96] page 446).

### I.1 Méthode 1 de calcul du débit cellulaire équivalent [RMV96]

- Pour une source de débit moyen  $m_i$  et de variance  $\sigma_i^2$ , considérons une source équivalente à mise en service commutable de débit crête  $h_i$  telle que  $\sigma_i^2 = m_i(h_i - m_i)$ .
- Calculons la "largeur de bande équivalente"  $eb_i$  comme suit:

$$eb_i = \begin{cases} am_i(1 + 3z_i(1 - m_i / h_i)), & \text{pour } 3z_i \leq \min(3, h_i / m_i) \\ am_i(1 + 3z_i^2(1 - m_i / h_i)), & \text{pour } 3 < 3z_i^2 \leq h_i / m_i \\ ah_i, & \text{sinon} \end{cases} \quad (I-1)$$

où  $\alpha = 1 - \frac{\log_{10} \epsilon}{50}$  et  $z_i = \frac{-2 \log_{10} \epsilon}{c / h}$ .

- Le débit cellulaire équivalent pour  $CLR_{bs} \leq \epsilon$  est  $ecr_i = eb_i$ .

### I.2 Méthode 2 de calcul du débit cellulaire équivalent [RMV96]

- Soit  $\lambda_i(t)$  le débit de la source  $i$  au moment  $t$ . Calculons la fonction génératrice des logarithmes temporels de la répartition de ce débit:  $M_i(s) = \log_e E \left\{ e^{s\lambda_i(t)} \right\}$ .
- Déterminons le paramètre  $\alpha$  tel que la fonction  $\sum_{i \in S} M_i(s) - sc$  soit minimisée à  $s = \alpha_c$ .

Le paramètre  $\alpha_c$  peut être évalué pour deux définitions de l'ensemble de connexions  $S$  considéré dans les sommations:

- l'ensemble de connexions actuellement pris en charge par la liaison ou par la connexion VPC (méthode 2a);
- l'ensemble de connexions représentatif  $R$  décrit ci-dessus (méthode 2b);

- Calculer la "largeur de bande équivalente" de la source  $i$  sous la forme  $eb_i = M_i(\alpha_c) / \alpha_c$ .
- L'admission des connexions tant que  $\sum_I eb_i \leq c - \gamma / \alpha_c$  garantit que  $\Pr\{\sum \lambda_i(t) > c\} \leq e^{-\gamma}$ .
- Utilisons l'approximation d'ordre de grandeur  $CLR_{bs} \approx Pr\{\sum \lambda_i(t) > c\} / 100$  pour calculer le débit cellulaire équivalent lorsque  $CLR_{bs} \leq \varepsilon$ :

$$ecr_i = \frac{eb_i}{c + \log_e(100\varepsilon) / \alpha_c} \times c \quad (I-2)$$

### I.3 Méthode 3 de calcul du débit cellulaire équivalent [ViS97]

- Pour une source de débit moyen  $m_i$  et de variance  $\sigma_i^2$ , considérons une source équivalente à mise en service commutable de débit crête  $h_i$  telle que  $\sigma_i^2 = m_i(h_i - m_i)$ .
- Soit  $e^{-\gamma}$  une valeur cible de probabilité de surdébit; définissons le rapport  $\gamma_i = -\log_e\left(\frac{m_i}{h_i}\right)$ ,
- Définissons le paramètre  $\alpha_p$  et la grandeur  $M$  comme suit:

$$\alpha_p = \frac{\gamma - \sum_{i \in P} \gamma_i}{c - \sum_{i \in P} h_i - \sum_{i \notin P} m_i}; M = c - \frac{\gamma}{\alpha_p} \quad (I-3)$$

où  $P$  est l'ensemble des sources satisfaisant à la relation:  $\gamma_i / (h_i - m_i) < \alpha_p$ .

- Comme pour la méthode 2, le paramètre  $\alpha_p$  peut être évalué pour deux définitions de l'ensemble de connexions considéré dans les sommations:
  - l'ensemble de connexions actuellement pris en charge par la liaison ou par la connexion VPC (méthode 3a);
  - l'ensemble de connexions représentatif  $R$  décrit ci-dessus (méthode 3b).
- Calculons la "largeur de bande équivalente"  $eb_i$ , et le débit moyen modifié,  $m'_i$ , de la source  $i$  comme suit:

$$eb_i = \begin{cases} h_i & \text{if } i \in P \\ h_i \sum_{k=0}^3 a_k^{(pi)} (\alpha_p h_i)^k & \text{si } i \in P \end{cases}$$

$$m'_i = \begin{cases} h_i - \frac{\gamma_i}{\alpha_p} & \text{si } i \in P \\ m_i & \text{si } i \notin P \end{cases} \quad (I-4)$$

où:

$$\begin{aligned}
 P_i &= m_i / h_i \\
 a_0^{(p_i)} &= P_i \\
 a_1^{(p_i)} &= 1,7 p_i (1 - p_i) \\
 a_2^{(p_i)} &= \begin{cases} p_i (1 - p_i) (1,72 - 4,06 p_i + 1,55 p_i^2) & \text{si } p_i \geq 0,04 \\ p_i (1 - p_i) (0,9 + 16,6 p_i) & \text{si } p_i < 0,04 \end{cases} \\
 a_3^{(p_i)} &= \frac{(1 - p_i)^4 - a_i^{(p_i)} (1 - p_i)^2 |\log p_i| - a_2^{(p_i)} (1 - p_i) |\log p_i|^2}{|\log p_i|^3}
 \end{aligned} \tag{I-5}$$

- L'admission des connexions tant que:

$$\sum_I (eb_i + m_i) \leq c + M \tag{I-6}$$

garantit une probabilité de surdébit inférieure à  $e^{-\gamma}$ . Notons qu'avec la méthode 3a,  $\sum_I m_i = M$ , et la condition ci-dessus peut donc s'écrire comme suit:  $\sum_i eb_i \leq c$ .

- Le débit ECR, pour une relation  $CLR_{bs} \leq \varepsilon \approx e^{-\gamma}/100$ , est le suivant:

$$ecr_i = \frac{c}{c + M} (eb_i + m_i) \tag{I-7}$$





## SERIES 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
<b>Série E</b>	<b>Exploitation générale du réseau, service téléphonique, exploitation des services et facteurs humains</b>
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 Y	Infrastructure mondiale de l'information et protocole Internet
Série Z	Langages et aspects informatiques généraux des systèmes de télécommunication