

République algérienne démocratique et populaire

MINISTÈRE DE L'ENSEIGNEMENT SUPÉRIEUR ET DE  
LA RECHERCHE SCIENTIFIQUE

Université Mentouri de Constantine  
Faculté des Sciences de l'Ingénieur  
Département d'électronique

Thèse de Doctorat en Sciences Electroniques

Option : Traitement du signal

Par

Monsieur : Dada Abdelmalek



**Evaluation des performances des protocoles de transmission pour un  
Contrôle de la congestion sur les réseaux ATM :  
Contrôle réactif appliqué à un trafic ABR.**



**Devant le jury :**

Président	Pr. Malek Benslama	Université Mentouri de Constantine
Rapporteur	Pr. Abdelhak Bennia	Université Mentouri de Constantine
Examineur	Pr. Abdelfatah Charef	Université Mentouri de Constantine
Examineur	Pr. Mohammed Khamadja	Université Mentouri de Constantine
Examineur	Pr. Noureddine Doghmane	Université Badji Mokhtar d'Annaba
Examineur	Pr. Djamel Benatia	Université Hadj Lakhdar de Batna

## Biographie de l'auteur



**Nom et prénom :** Dada Abdelmalek.

**Date de naissance :** 31 Août 1967.

**Lieu de naissance :** Touggourt.

**E-mail :** abdelmalek.dada@laposte.net

### Scolarité :

- **Baccalauréat :** 85-86 Maths Techniques.
- **Graduation :** 86-88 Tronc commun Technologie Université de Biskra  
88-92 Ingénieur Télécommunications Université de Sétif
- **Post-Graduation :** 94-97 Préparation du Magister. Université de Blida  
97-98 Magister Télécommunications Université de Constantine  
98-06 Préparation de Doctorat Université de Constantine

### Etudes :

- **Ingénieur d'état** en électronique, option : Télécommunications à l'université de Sétif, promotion 1992, pour le thème : *"Etude et conception d'une chaîne d'acquisition et de traitement de données"*.
- **Magister** en télécommunications à l'université de Constantine, pour le mémoire soutenu en décembre 1998 et ayant pour titre : *"Etude des réseaux de transmissions à haut débit. Analyse et applications des techniques ATM"*.
- Inscrit depuis 1998 pour une thèse de **Doctorat** en Sciences à l'université de Constantine. Pour le projet : *"Evaluation des performances des protocoles de transmission pour un Contrôle de la congestion sur les réseaux ATM : Contrôle réactif appliqué à un trafic ABR"*

### Autres qualifications professionnelles :

- **Technicien Supérieur** en réparation Radio et TV. 1996, du Centre de Formation aux techniques électroniques, ENIE, Sidi Bel Abbés.
- **Chargé des Travaux pratiques :** Module 'Electronique de puissance' à l'université de Médéa en 95-96.
- **Encadreur** de thèse de DEUA *"Réalisation d'un simulateur de ligne téléphonique"* à l'université de Médéa en 1996.

- **Maître associé** à l'université de Médéa en 96-97. Module : Electronique de puissance, 4<sup>ème</sup> année ingénieur.
- **Encadreur** de thèse de TS Informaticien au CFPA de Constantine, en 1998.

#### **Communications :**

- CGE'03 : 3<sup>ème</sup> Conférence sur le génie électrique, (EMP) Bordj El Bahri 2004.
- CMGE'04 : Conférence Maghrébine sur le Génie électrique, Constantine 2004.
- SETIT'04 : Science & Technologies of Image and Telecommunications 2004 Tunis.
- 6<sup>ème</sup> journées scientifiques et techniques de Sonatrach, Alger 2004.
- CGE'04 : 4<sup>ème</sup> Conférence sur le génie électrique, (EMP) Bordj El Bahri 2005.
- ISESC'05 : 1<sup>st</sup> International Symposium On Electromagnetism, Satellites and Cryptography, Jijel 2005.
- CNTSA'05 : Colloque National sur le Traitement du Signal et ses Applications, Guelma 2005.

#### **Publications parues dans des revues :**

- RIST, Revue de l'Informatique, des Sciences et des Technologies. CERIST. Algérie.
- Annales des Télécommunications, France. (Numéro 60, Septembre - Octobre 2005).

#### **Axes de recherches :**

- Le contrôle des transmissions sur TCP/IP.
- L'évaluation des performances des protocoles de transmissions à haut débit.
- Le contrôle de la congestion sur les réseaux de transmissions.
- La sécurité des réseaux et les techniques de cryptographie.

Là-bas dans la lumière du soleil  
vivent mes plus hautes aspirations.  
Je ne les atteindrai peut être pas  
mais je peux lever la tête et voir la beauté,  
y croire et m'efforcer de suivre la voie qu'elles me montrent.

A mes parents, mes frères et sœurs, ma femme et mes enfants :  
Djamel, Yacine et Hichem ; je dédie ce modeste travail.

Dada Abdelmalek

# ***Remerciements***

Les remerciements sont aux individus un peu ce que la bibliographie est au travail présenté, on a toujours le sentiment d'avoir oublié quelqu'un.

Au terme de ce projet, je tiens tout d'abord à exprimer ma gratitude à tous les membres du jury, chacun par son nom, qui m'ont fait l'honneur de juger mon modeste travail.

Je remercie le Pr. Malek Benslama, d'avoir accepté de présider ce jury.

Une thèse est souvent l'aboutissement de nombreuses années d'études et de travaux de recherches, à ce sujet je voudrais exprimer mes remerciements, à celui qui a participé amplement à l'élaboration de ce projet ; à Mr *Abdelhak Bennia*, qui malgré les nombreuses charges qui sont les siennes, m'était toujours disponible et a accepté de continuer de diriger ma thèse de doctorat, qu'il trouve ici le témoignage d'un profond respect, reconnaissance et remerciements.

Une grande partie de mes travaux n'auraient jamais été possibles sans le soutien des autorités locales de la wilaya de Constantine, je voudrais à cette occasion remercier Mr le Wali de la wilaya de Constantine, pour ses encouragements et toute l'importance qu'il portait à mon travail.

A mon ami et frère M. *Mahmoud BenAbdi*, le Directeur de l'Administration Locale, qui m'a appris le secret d'un bon travail simple, utile et rentable. Pour ses conseils et ses critiques, sa personnalité ainsi que ses qualités professionnelles sont autant d'éléments que j'apprécie.

Au colonel *B.Feraoun*, Directeur Général des Transmissions Nationales, qui est à l'origine du travail présenté dans ce document et qui a été toujours pour moi un modèle, pour sa puissance de travail et sa disponibilité malgré les nombreuses tâches qu'il assume.

A *Mohammed Dou*, le directeur de la réglementation et de la coordination à la DGTN, pour son amitié, son aide, ses conseils et ses encouragements.

A mon ami *S. Zergoune*, le Secrétaire Général, qui m'a toujours encouragé à poursuivre mes recherches à la quête de la science, du savoir et des technologies.

Je tiens par ailleurs à exprimer ma reconnaissance envers tous les cadres de la direction des transmissions nationales, qui m'ont appris combien le domaine de

l'informatique et des télécommunications pouvait être riche et intéressant. A mes amis *D. Bengrine*, *A. Tlili*, *R. Bendjeddou* et *Y. Lebid*, qui par leur amitié ont grandement aidé à faire du marathon qui est ma thèse ; une expérience surmontable, je leur souhaite toute la réussite.

Une fois ce travail a pris naissance, d'autres personnes sont venues apporter leurs soutien et contribution, je cite en particulier *N. Bounah* et *F. Hadjaj* du secrétariat de la DTN, pour leur patiente et leurs encouragements.

A tous ceux qui ont prié dieu pour qu'un jour je sois ainsi, je dédie ce travail.

## Table des matières :

Page

Dédicaces.	
Remerciements.	
Résumé.	
Présentation.....	01
1. Introduction générale.....	03
2. Notions fondamentales de réseaux et évolution des besoins des applications multimédias.....	06
1. Largeur de bande et limitation en débit.....	06
2. Supports de transmission.....	07
3. Goulot d'étranglement.....	07
4. Modèle OSI.....	08
5. Le transport dans les réseaux.....	09
6. La congestion.....	10
7. Les protocoles de transmission.....	11
8. Modélisation et description mathématiques.....	12
9. Besoins des applications multimédias .....	13
10. Analyse des besoins.....	14
11. La technologie xdsl.....	16
12. Internet.....	17
13. Les recherches et les avancées technologiques.....	18
14. Evolution vers les hauts débits .....	18
15. Conclusion.....	20
3. Principes de la technologie ATM.....	21
1. Introduction.....	21
2. Principes fondamentaux de l'ATM.....	22
3. La cellule ATM.....	22
4. Le modèle de référence ATM.....	23
5. Le routage ATM.....	24
6. La connexion ATM.....	25
7. La qualité de service et les paramètres de la connexion.....	26

8. Classes de services.....	28
9. Fonctions et procédures de gestion du trafic.....	30
10. Paramètres du transport dans les réseaux ATM.....	33
11. Signalisation sur les réseaux ATM.....	34
12. Dimensionnement des services en débit ATM.....	34
13. Débit d'un multiplex ATM.....	35
14. Analyse objective des techniques ATM.....	39
15. Conclusion.....	41
4. Les techniques de contrôle de la congestion.....	42
1. Introduction.....	42
2. Gestion du trafic.....	42
3. Le contrôle préventif du trafic.....	43
4. Le contrôle de la congestion selon le ATM forum.....	46
5. Le principe du Resource Management.....	47
6. Comportements des éléments du réseau.....	52
7. Conclusion.....	54
5. Contrôle de la congestion d'un trafic ABR point à point .....	56
1. Introduction.....	56
2. Problématique.....	56
3. Aperçu sur les travaux antérieurs.....	57
4. Modèle point à point.....	57
5. Simulations .....	59
6. Exemples numériques.....	61
7. Conclusion.....	63
6. Contrôle réactif d'un trafic ABR point à multipoints.....	67
1. Introduction.....	67
2. Modèle point à multipoint.....	67
3. Le nouveau modèle .....	70
4. Algorithme d'unification des cellules .....	71
5. Algorithme de priorité.....	73
6. Architecture de l'environnement et simulation.....	76



7. Conclusion.....	80
7. Conclusion générale.....	86
8. Bibliographie.....	89
9. Annexes.....	95
1. Analyse de la commutation ATM.....	95
2. Abréviations et acronymes.....	107
3. Glossaire.....	110

Biographie de l'auteur.

Abstract.

## **Présentation :**

La technologie ATM (Asynchronous Transfer Mode), une nouvelle technique capable de multiplexer sur le même support de transmission ; plusieurs types de trafic ayant des statistiques variables dans le temps (voix, vidéo, données, etc.) ; a été retenue pour la réalisation du réseau large bande à intégration de services (désigné sous le nom de RNIS à large bande), mais doit s'affranchir au préalable de certaines contraintes techniques telles que le cumul des retards, l'apparition de la congestion, etc.

A travers cette thèse, nous nous intéressons au contrôle du phénomène de la congestion qui apparaît sur les réseaux ATM lors de l'acheminement d'un trafic ABR (Available Bit Rate). Le premier chapitre est une introduction générale aux réseaux pour situer notre travail dans le monde des réseaux de télécommunications, le deuxième chapitre est une présentation des notions fondamentales et des bases conceptuelles des réseaux de communications, dans l'objectif de mettre en évidence les obstacles physiques et protocolaires qui empêchent les réseaux actuels à acheminer des applications multimédias, puis aborder dans le même chapitre l'évolution des réseaux vers les hauts débits, ainsi que les nouvelles applications multimédias ; leurs besoins en débits, en largeur de bande et leurs exigences en termes de qualité de service.

Dans le troisième chapitre, on présentera la technologie ATM ; principes, avantages, solutions apportées et services proposés aux utilisateurs, ainsi que les garanties offertes pour une transmission fiable des applications multimédias.

Parmi les obstacles importants que rencontre la technologie ATM, l'apparition de la congestion demeure un défi majeur pour les chercheurs, le quatrième chapitre est consacré aux différentes approches proposées pour répondre à des situations de congestion ; par une présentation sommaire des techniques préventives et aborder le principe fondamental du contrôle réactif basé sur le RM (Resource Management).

Au cinquième chapitre on présentera une mise en application du principe du RM, par la proposition de nouveaux paramètres en vue de suivre l'évolution de la congestion appliquée à un trafic ABR point à point. Il s'agit d'observer l'effet d'un algorithme de contrôle réactif, basé sur le contrôle du débit à la source, sur l'exploitation rationnelle de la bande disponible

d'un trafic ABR point à point. Puis, dans le sixième chapitre, élargir l'application de cette proposition à un trafic ABR point à multipoints et suivre le comportement des autres artères non obstruées. Pour un trafic ABR point à multipoints, il est indispensable de noter que si le débit de la source se dégrade au dessous d'un certain seuil, on négocie un nouveau taux d'émission pour toutes les destinations. On évite ainsi la congestion totale du réseau et on tend plutôt vers une répartition équitable et rationnelle de la bande disponible. Pour atteindre ces objectifs on proposera à travers une unification des cellules et un algorithme de priorité appliqué au niveau des commutateurs, afin de contrôler la congestion sur les réseaux point à multipoints. Cette procédure sera détaillée dans ce même chapitre où des résultats de simulation seront également présentés et commentés.

Le septième chapitre est réservé à la conclusion générale, l'opportunité pour commenter le travail effectué, situer les objectifs atteints et proposer des perspectives futures de l'utilisation de l'approche présentée, dans des domaines de télécommunications plus vastes.

En annexes, on trouvera ; une analyse des techniques de commutation sur les réseaux ATM ainsi qu'une présentation des problèmes rencontrés sur un conduit de transmission suite au cumul des retards, deux facteurs majeurs qui contribuent à l'apparition de la congestion. Egalement on trouvera ; un listing des abréviations et acronymes utilisés dans le monde ATM et un glossaire des termes souvent rencontrés en télécommunications.

La présente thèse inclut également un CD-ROM qui regroupe sous forme de pages web ; tous les chapitres de la thèse en fichiers pdf (Adobe Reader) et surtout permet l'accès et la consultation directs de la majorité des références bibliographiques citées dans le manuscrit, il indique également de nombreux sites Internet de documentations traitant le sujet d'ATM et établit des liens vers des sites de constructeurs d'équipements ATM.

## Bibliographie :

- [1] A. Tanenbaum, *"Réseaux"*, 4<sup>e</sup> édition, PEARSON Education 2004.
- [2] D. Kofman, M. Gagnaire, *"Réseaux haut débit : Réseaux ATM et réseaux locaux"*. 2<sup>ème</sup> édition Dunod 2000.
- [3] J-L. Mélin, *"Qualité de service sur IP"*, Editions Eyrolles 2001.
- [4] J-F Susbielle, *"Internet multimédia et temps réel"*, Editions Eyrolles 2000.
- [5] G. Pujolle, *"Les réseaux"*, 3<sup>ème</sup> édition, Editions Eyrolles 2001.
- [6] L Toutain, *"Réseaux locaux et Internet"*, Editions Hermès 1999.
- [7] R.Handel, M.N. Huber, S. Schroder, *"Comprendre ATM, concepts, protocoles et applications"*, Addison-Wesley 1995.
- [8] A. Kandel, O. Manor, Y. Klein, and S. Fluss, *"ATM Traffic Management and Congestion Control using Fuzzy Logic"*. IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics, Part C, VOL. 29, NO. 3, pp. 474-480, 1999.
- [9] D. Ros, R. Marie, *"Simulation de modèles fluides pour réseaux haut débit"*. Rapport de recherche IRISA N=3596, Décembre 1998.
- [10] B. Cousin, G. Viho, *"Masquage de la perte de synchronisation pour les applications multimédias réparties"*. Rapport de recherche IRISA N= 973, Novembre 1995.
- [11] S. Fahmy, R. Jain, R. Goyal, B. Vandalore, *"Proposed modifications to the Baseline text end living list on Multipoint ABR Behavior"*. ATM Forum document 0150-98
- [12] [S. Fahmy, R. Jain, R. Goyal, B. Vandalore, "A Framework for virtual Path Multiplexing in ATM-ABR". ATM Forum document 0403-99.](#)
- [13] [S. Fahmy, R. Jain, R. Goyal, B. Vandalore, "Proposed Appendix on Sample ABR Point to Multipoint Algorithms". ATM Forum document 0293-98.](#)
- [14] R. Jain, *"Congestion Control and Traffic Management in ATM Networks: Recent Advances and a Survey."* Computer Networks and ISDN Systems, VOL. 28, NO. 13, pp. 1723-1738, October 1996.
- [15] R-G. Cheng, C-L. Chang, *"A QoS Provisioning Neural Fuzzy Connection Admission Controller for Multimedia High Speed Networks"*, IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 7, NO. 1, pp. 111-121, February 1999.
- [16] I.F. Akyildis, J. Liebeherr, I. Nikolaidis, *"Multi-level Rate based Flow Control for ABR Traffic"*, Georgia Institute of technology USA. 1998.

- [17] [S. Floyd, and K. Fall, "Promoting the use of end to end Congestion Control Internet", IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 7, NO. 4, pp. 458-472, August 1999.](#)
- [18] [X. Zhang, KG. Shin, D. Saha, DD. Kandlur, "Scalable Flow Control for Multicast ABR Services in ATM Networks". IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 10, NO. 1, pp. 67-85, February 2002.](#)
- [19] [E-P. Rathgeb, "Modelling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks". IEEE Journal on Selected Areas in Communications VOL. 9, NO. 3, pp. 325-334, April 1991.](#)
- [20] [P. Chandra, A. Fisher, C. Kosak and P. Steenkiste, "Experimental Evaluation of ATM Congestion Control Mechanisms.", pp. 1324-1332, IEEE Infocom 1997.](#)
- [21] [K-P. Laberteaux, C.E. Rohrs, P.J. Antsaklis, "A Practical Controller for Explicit Rate Congestion Control". IEEE Trans. on automatic Control, VOL. 47, NO. 6, pp. 960-978, June 2002.](#)
- [22] [S. Fahmy, R. Jain, R. Goyal, B. Vandalore and S. Kalyanaraman, "Feedback Consolidation Algorithms for ABR Point-to-Multipoint Connections in ATM Networks," Proc. Of IEEE INFOCOM'98, pp. 1004-1013, April 1998.](#)
- [23] [X. Zhang and K. G. Shin, "Delay Analysis of Feedback-Synchronisation Signalling for Multicast Flow Control", IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 11, NO. 3, pp. 436-450, June 2003.](#)
- [24] [L. Massoulié, J. Roberts. "Bandwidth Sharing: Objectives and Algorithms." IEEE/ACM Trans. On Networking, VOL. 10, NO. 3, pp. 320-328, June 2002.](#)
- [25] [S-J. Lee, C-L. Hou, "A Neural-Fuzzy System for Congestion Control in ATM Networks", IEEE Trans on Systems, Man and Cybernetics, VOL. 30, NO. 1, February 2000.](#)
- [26] [G.V.S. Raju, "Control Techniques for Traffic Control in ATM Networks.", IEEE International Conference on Systems, Man and Cybernetics, VOL. 5, pp. 4788-4793, October 1998.](#)
- [27] [C-S. Chang, J-A. Thomas, "Effective Bandwidth in High-Speed Digital Networks.", IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 13, NO. 6, pp. 1091- 1100, August 1995.](#)
- [28] [G. de Veciana, G. Kesidis, J. Walrand, "Resource Management in Wide-Area ATM Networks Using Effective Bandwidths". IEEE Journal on Selected Areas in Communications. pp. 1081- 1090, VOL. 13, NO. 6, August 1995.](#)

- [29] [A. Gersht, K-J. Lee, "A Congestion Control Framework for ATM Networks" IEEE Journal on Selected Areas in Communications. VOL. 9, NO. 7, pp. 1119-1130, September 1991.](#)
- [30] [U-T. Nguyen, "Evaluation of Flow Control Algorithms for ABR Multipoint Services", IEEE 2004. pp 1077-1084.](#)
- [31] [Y. Zhaoxu, W. Tihua, "Optimal Control Theory Based ABR Traffic Congestion Control in ATM Network with Multiple Congested Nodes", Proceedings of 5<sup>th</sup> World Congress on Intelligent Control and Automation, pp. 1434-1437, June 15-19, 2004, Hangzhou, PR. China.](#)
- [32] [P. Koutsakis and M. Paterakis, "Call-Admission-Control and Traffic Policing Mechanisms for the Transmission of Videoconference Traffic From MPEG-4 and H.263 Video Coders in Wireless ATM Networks." IEEE Trans on Vehicular Technology, VOL. 53, NO. 5, pp. 1525-1530, September 2004.](#)
- [33] [H. Levy, T. Mendelson, and G. Goren "Dynamic Allocation of Resources to Virtual Path Agents", IEEE/ACM Trans on Networking, VOL. 12, NO.4, pp. 746-758, August 2004](#)
- [34] [D. Pao, "On-Demand Packet Discard Scheme for TCP over ATM-UBR Service", IEE Proceedings on Communications, VOL. 151, NO.3, pp. 190-196, June 2004.](#)
- [35] [M-L. Sichitiu, P-H. Bauer, "Asymptotic Stability of Congestion Control Systems with Multiple Sources", Proceedings of the 42<sup>nd</sup> IEEE Conference on Decision and Control, Maui, Hawaii USA, pp. 3677-3682, December 2003.](#)
- [36] [L.Wang, L. Wang and S. Jia, "A Flow Control Scheme for Wireless ATM with Hybrid ARQ and Weighted ERICA Algorithm Combined" The 14<sup>th</sup> IEEE 2003 International Symposium on Personal, indoor and Mobile Radio Communication Proceedings, pp. 2538-2542.](#)
- [37] [W-K. Lai and W-J. Hsiao, "SDRAM: A SD Channel-Based Multicast Scheme on ATM Networks for Multimedia Transmissions", IEEE Trans on Broadcasting, VOL. 49, NO. 2, pp. 192-201, June 2003.](#)
- [38] [H-L. Liu and M-L. Shooman, "Reliability Computation of an IP/ATM Network with Congestion", IEEE 2003 Proceedings, Annual Reliability and Maintainability Symposium, pp. 581-586.](#)
- [39] [S. Al-Sharhan, F. Karray, "Learning-Based Resource Optimization in Asynchronous Transfer Mode \(ATM\) Networks", IEEE Trans on Systems, Man and Cybernetics, Part B: Cybernetics, VOL. 33, NO.1, pp. 122-132, February 2003.](#)

- [40] [M. Iyer, W-K. Tsai "Time-Optimal Network Queue Control: The Case of a Single Congested Node", pp. 619-629, IEEE 2003.](#)
- [41] [D. Gaïti, G. Pujolle, "Performance Management Issues in ATM Networks: traffic and Congestion Control", IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 4, NO. 2, pp. 249-257, April 1996.](#)
- [42] [K-P. Laberteaux, C-E. Rohrs, "On the Convergence of a Direct Adaptive Controller for ATM ABR Congestion Control", pp. 1451-1456, IEEE 2000.](#)
- [43] [K-P. Laberteaux, C-E. Rohrs, "A Direct Adaptive Controller for ATM ABR Congestion Control", IEEE Proceedings of the American Control Conference Chicago, Illinois, pp. 2448-2452, June 2000.](#)
- [44] [M. Kos, Z. Vrdoljak, "Simulation of ATM Network Behavior with the Event Driven ATM Simulator", IEEE 10<sup>th</sup> Mediterranean Electro technical Conference, MEIECon 2000, VOL. 1. pp. 202-205, 2000.](#)
- [45] [A. Niruntasukrat, W. Benjapolakul, "A Novel Scheme for Policing Mechanism in ATM Networks: Feedback Fuzzy Leaky Bucket", pp.161-164, IEEE 2001.](#)
- [46] [H-H. Lim, B. Qiu, "Predictive Fuzzy Logic Buffer Management for TCP/IP over ATM-UBR and ATM-ABR", pp. 2326-2330, IEEE 2001.](#)
- [47] [R. Mahajan, S. Floyd, D. Wetherall, "Controlling High-Bandwidth at the Congested Router", pp. 192-2001, IEEE 2001.](#)
- [48] [L. Kalampoukas, A. Varma, K-K. Ramakrishnan, "Explicit Window Adaptation: A Method to Enhance TCP Performance", IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 10, NO. 3, pp. 338-350, June 2002.](#)
- [49] T. Ors, 'An Investigation of the Leaky Bucket for Preventive Control in ATM Networks', PHD Thesis, University of Surrey, 1994.
- [50] [T.H. Theimer, E. P. Rathgeb and M. N. Huber, "Performance Analysis of Buffered Banyan Networks", IEEE Transactions on Communications, VOL. 39, NO. 2, pp. 269-277, February 1991.](#)
- [51] [B. Bensou, S. T. C. Lam, H-W. Chu and D. H. K. Tsang, "Estimation of the Cell Loss Ratio in ATM Networks with a Fuzzy System and Application to Measurement Based Call Admission Control", IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 5, NO. 4, pp. 572-584, August 1997.](#)
- [52] [S. Yousef and C. Strange, "TCP/IP over ATM Challenges in Enterprise Network Integration", pp. 447-453, IEEE 1998.](#)

- [53] [M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti, ‘‘Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Networks’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 3, pp. 335-342, April 1991.
- [54] [K. Uehara and K. Hiroto, ‘‘Fuzzy Connection Admission Control for ATM Networks Based on Possibility Distribution of Cell Loss Ratio’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 15, NO. 2, pp. 179-190, February 1997.
- [55] [R. Isaacs and I. Leslie, ‘‘Support for resource-Assured and Dynamic Virtual Private Networks’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 19, NO. 3, pp. 460-472, March 2001.
- [56] [I. Norros, J. W. Roberts, A. Simonian and J. T. Virtamo, ‘‘The Superposition of Variable Bit Rate Sources in an ATM Multiplexer’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 3, pp. 378-387, April 1991.
- [57] [A. Pitsilliders, Y. A. Şekercioglu and G. Ramamurthy, ‘‘Effective Control of Traffic Flow in ATM Networks Using Fuzzy Explicit Rate Marking \(FERM\)’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 15, NO. 2, pp. 209-225, February 1997.
- [58] [A. Baiocchi, N. B. Melazzi, M. Listanti and R. Winkler, ‘‘Loss Performance Analysis of an ATM Multiplexer Loaded with High-Speed On-Off Sources’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 3, pp. 388-393, April 1991.
- [59] [F. D. Nganchui, ‘‘Contributions à la conception de systèmes de contrôle de trafic et de gestion de ressources en ATM’’](#), Thèse de Doctorat 2002, Université de Rennes 1, France.
- [60] [R. Guérin, H. Ahmadi and M. Naghshineh, ‘‘Equivalent Capacity and Its Application to Bandwidth in High Speed Networks’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 7, pp. 968-981, September 1991.
- [61] [S. Pejhan, ‘‘Protocols for Multipoint, Multimedia Communications’’](#), Thesis Submitted for the Degree of Doctor of Engineering Science from the School of Engineering and Applied Sciences, Columbia University 1995.
- [62] [H. Saito and K. Shiimoto, ‘‘Dynamic Call Admission in ATM Networks’’](#), IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 7, pp. 982-989, September 1991.
- [63] [X. Zhang and K. G. Shin, ‘‘Markov-Chain Modeling for Multicast Signalling Delay Analysis’’](#), IEEE/ACM Transactions on Networking, VOL. 12, NO. 4, August 2004.



- [64] [T. Murase, H. Suzuki, S. Sato and T. Takeuchi, 'A Call Admission Control Scheme for ATM Networks Using a Simple Quality Estimate', IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO 9, pp. 1461-1470, December 1991.](#)
- [65] [S. H. Kang and D. K. Sung, 'A CAC Scheme Based on Real-Time Cell Loss Estimation for ATM Multiplexers', IEEE transactions on Communications, VOL. 48, NO. 2, pp. 252-258, February 2000.](#)
- [66] [N. E. Andersen and All, 'Applying QoS Control through Integration of IP and ATM', IEEE Communications Magazine, pp. 130-136, July 2000.](#)
- [67] [P. C. F. Fonseca, 'Traffic Control Mechanisms with Cell-Rate Simulation for ATM Networks', PHD Thesis, Department of Electronic Engineering Queen Mary and Westfield College, University of London, 1996.](#)
- [68] [M. Souissi et O. Elloumi, 'Intégration IP et ATM', Techniques de l'ingénieur, traité réseaux, IP 2710, pp. 1-18.](#)
- [69] [L. Rossides, 'Congestion Control in Integrated Services Networks', Masters Thesis, Department of Computer Science University of Cyprus, 1999.](#)
- [70] [S. Pierre et Co, 'Approche heuristiques pour l'affectation de cellules aux commutateurs dans les réseaux mobiles', IEEE Canadian Review–Spring 2004, pp. 9-14.](#)
- [71] [O. Paul, 'Le contrôle d'accès dans les réseaux ATM', Thèse de Doctorat 2001, Université de Rennes 1, France.](#)
- [72] [W. Fawaz and all, 'Service Level Agreement and Provisioning in Optical Networks', IEEE Communications Magazine, pp.36-43, January 2004.](#)
- [73] [S-Y. Wang, 'Decoupling Control from Data for TCP Congestion Control', Thesis Submitted for the Degree of Doctor of Philosophy in the subject of Computer Science, Harvard University, Cambridge Massachusetts, USA, 1999.](#)
- [74] [H. Yamada and S. Sumita, 'A Traffic Measurement Method and its Application for Cell Loss Probability Estimation in ATM Networks', IEEE Journal on Selected Areas in Communications, VOL. 9, NO. 3, pp. 315-324, April 1991.](#)
- [75] [J. Vieron, 'Codage Scalable et Contrôle de Congestion pour Transmission Vidéo sur Réseaux Hétérogènes', Thèse de Doctorat 2003, Université de Rennes 1, France.](#)

# CONTENTS

<b>SUMMARY</b>	I
<b>ACKNOWLEDGEMENT</b>	III
<b>CONTENTS</b>	IV
<b>1. INTRODUCTION</b>	1
<b>2. ASYNCHRONOUS TRANSFER MODE (ATM)</b>	3
2.1 Advantages of ATM	3
2.2 ITU-T Standards	4
2.2.1 Basic Principles of ATM	4
2.2.2 ATM B-ISDN Protocol Reference Model (PRM)	7
2.2.3 Physical Layer	8
2.2.4 ATM Layer	9
2.2.5 ATM Adaptation Layer (AAL)	11
<b>3. SOURCE CHARACTERIZATION IN ATM NETWORKS</b>	17
3.1 Traffic Parameter Specification	17
3.2 CBR Services	18
3.3 VBR Services	20
3.3.1 Voice	20
3.3.2 Video	21
3.3.3 Data	22
3.3.4 Multimedia	22
3.4 Traffic Source Models	23
3.4.1 The On-Off Model	23
3.4.2 The Interrupted Poisson Process (IPP)	25
3.4.3 The Interrupted Bernoulli Process (IBP)	26
3.4.4 The General Modulated Deterministic Process (GMDP)	26
3.4.5 The Markov Modulated Poisson Process (MMPP)	27

<b>4.</b>	<b>TRAFFIC CONTROL IN ATM NETWORKS</b>	<b>31</b>
4.1	What is different in ATM Networks ?	33
4.1.1	Reactive Control	35
4.1.2	Preventive Control	36
4.2	Connection Admission Control (CAC)	36
4.2.1	Bandwidth Allocation	37
4.2.2	Superposition of Traffic Arrivals	38
4.2.3	CAC Algorithms	39
4.2.4	Accuracy of Algorithms	45
4.2.5	Results and Discussion	51
4.3	Usage Parameter Control (UPC)	52
4.3.1	UPC Functions	52
4.3.2	UPC Actions	53
4.3.3	UPC Algorithms	53
<b>5.</b>	<b>THE LEAKY BUCKET</b>	<b>54</b>
5.1	Analysis of Leaky Bucket using the Fluid Flow Model	54
5.2	Control of the Peak Rate	56
5.3	Control of the Mean Rate	58
5.4	Different Leaky Bucket Types	63
5.5	Results and Discussions	64
<b>6.</b>	<b>SIMULATION MODELLING</b>	<b>67</b>
6.1	Why use Simulation ?	67
6.2	Discrete-Event Simulation of Communication Networks	68
6.2.1	Time-Advance Mechanisms	68
6.2.2	Components of a Discrete-Event Simulation	69
6.3	Introduction to BONEs Designer	70
6.3.1	Data Structure Editor (DSE)	71
6.3.2	Block Diagram Editor (BDE)	71
6.3.3	Simulation Manager	71
6.3.4	Post Processor (PP)	72

6.4	Simulation Models	72
6.4.1	On-Off Simulation Model	73
6.4.2	IPP Simulation Model	75
6.4.3	MMPP Simulation Model	76
6.4.4	Accuracy of MMPP to model n identical sources	77
6.4.5	Leaky Bucket Simulation Model	78
6.4.6	Preventive Control Simulation Model using the LB	79
6.4.7	Superposition Simulation Model	79
6.5	Verification of Simulation Results	81
6.6	Statistical Significance of Results	81
6.6.1	Calculating Confidence Intervals	81
6.6.2	Results and Discussion	83
<b>7.</b>	<b>CONCLUSIONS AND SUGGESTIONS FOR FURTHER WORK</b>	<b>85</b>
	<b>REFERENCES and BIBLIOGRAPHY</b>	<b>87</b>
	<b>APPENDICES</b>	
<b>A</b>	<b>Program to calculate MMPP Parameter of n identical sources</b>	<b>90</b>
<b>B</b>	<b>CAC Algorithm Computer Programs</b>	<b>92</b>
B.1	Fluid Flow	92
B.2	Flow Approximation	94
B.3	Binomial	95
<b>C</b>	<b>M/D/1-S Queue Analysis</b>	<b>96</b>
<b>D</b>	<b>LB Analysis program using Fluid Flow Model</b>	<b>98</b>

## 1. INTRODUCTION

The *Asynchronous Transfer Mode (ATM)* has been chosen by the CCITT for the future *Broadband Integrated Services Digital Network (B-ISDN)*. The main feature of the ISDN concept is the support of a wide range of voice and nonvoice applications in the same network. It was soon realized that the bandwidth of (narrowband) ISDN was not sufficient and that higher bit rates are required for applications such as interconnection of local area networks, video image and so forth. Therefore the B-ISDN concept was introduced, which has been conceived as an all-purpose digital network being able to support today and future services. The advantages of ATM as transfer mode for B-ISDN, and a summary of the ATM standards recommended by the ITU-T (International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector), are presented in Chapter 2.

In order to design and develop network functions, such as traffic control, it is necessary to comprehend the characteristics and requirements of the traffic to be carried. Chapter 3 therefore focuses on source characterization. First the basic traffic parameters expected to be declared by the user are defined. Then characteristics of Continuous Bit Rate (CBR) and Variable Bit Rate (VBR) services are explained. The chapter is concluded by an analysis of various traffic source models.

The reason for ATM being chosen as the transfer mode for B-ISDN is that it provides the means to transport the traffic generated by a wide range of services, but the inherent flexibility and the fact that every user is allowed to inject an information stream into the ATM network, makes the traffic control problem of such networks very critical. Considering that ATM guarantees to meet cell loss performance requirements for all applications supported, traffic controls will be required to provide the guaranteed quality of service. The design of simple controls to meet these requirements in an evolving network represents a significant challenge. Chapter 4 addresses this problem and concludes that preventive control is the best choice as traffic control. Within the preventive control framework, resource reservation rules are required as the basis for connection admission control (CAC) decisions. The accuracy

of three CAC algorithms to allocate an *effective bandwidth* between the peak bit rate and mean bit rate demand of the traffic source are examined by comparing analytical and simulation results. Finally, information about the Usage Parameter Control (UPC) which is also part of the preventive control mechanism is given.

Chapter 5 explains the *leaky bucket* (LB) policing mechanism which is generally agreed to achieve the best performance as a UPC algorithm. Different LB types are envisaged. Emphasis in this project is given to determine the parameters of the leaky bucket and to optimize the mechanism, which is used to monitor and control the traffic in terms of conformity with the agreed traffic contract at the user access. According to the analysis done a new LB mechanism is proposed.

Chapter 6 explains the reasons for using simulations to evaluate the accuracy of analytical models and the performance of control mechanisms. After a short introduction to the Block Oriented Network Simulation (BONeS) Designer, the simulation models used are presented. Since the results obtained from the simulations are used to evaluate performances of models or analyze systems for achieving the optimum design, the most important point is to determine whether the intended simulation has been performed and a valid result obtained. Therefore, the emphasis at the end of this Chapter is given to verification and statistical significance of the simulation results.

Finally, Chapter 7 summarizes the results obtained during the project, defining a complete preventive control mechanism which consists of a CAC allocating an *effective bandwidth* to each traffic source using the fluid flow formula and proposes a new *triple leaky bucket* mechanism for UPC.

## Chapitre 1 :

### Introduction Générale

Les réseaux de télécommunications ont connu une évolution rapide durant la décennie précédente. L'avènement des nouvelles applications multimédias : audio, image, vidéo, transfert des données, Internet, etc. ainsi que l'ouverture des réseaux vers le haut débit : WAN, FDDI, DQDB, à des besoins en débits imprévisibles, ont incité les chercheurs ainsi que les industriels à proposer de nouvelles technologies capables de répondre à ces besoins et imposé la mise en place de nouvelles techniques plus adaptées à véhiculer de tels types de données où ni les débits ni la largeur de bande des applications ne sont connus à l'avance [1,2,4,5,6].

On retient deux objectifs essentiels qui ont motivé de tels développements : Le premier consistait à développer des mécanismes permettant d'augmenter les débits pouvant être atteints au travers des réseaux classiques par des recherches sur les capacités de transfert des supports physiques et les capacités de traitement des équipements d'interconnexion. Le second objectif portait sur le développement de mécanismes permettant de maîtriser le traitement réalisé sur les flux traversant les réseaux afin de fournir aux utilisateurs des qualités de service correspondant à leurs besoins [1,2,3,4,5,6].

Etant donné que l'augmentation des débits sur un réseau classique, seule n'est pas suffisante pour pouvoir accueillir des applications multimédias et permettre des communications interactives (téléphonie, vidéoconférence, etc.) où les débits iront de quelques Kbit/s à quelques centaines de Mbit/s suivant l'application, ces incertitudes ont donc imposé la conception de nouvelles techniques de transmission ouvertes aux évolutions prévisibles et imprévisibles des besoins futurs, ce qui a engendré le développement de nouvelles architectures de communication [5,6,7].

Parmi ces nouvelles architectures de communication proposées ; la technologie ATM a retenu l'attention des organismes de normalisation mondiales de par sa capacité à supporter des débits élevés tout en permettant au réseau d'assurer des qualités de service aux utilisateurs qui en font la demande.

Un autre point ayant suscité originellement l'intérêt pour les réseaux ATM est leur capacité à dépasser les barrières traditionnelles entre réseaux locaux, réseaux métropolitains et réseaux longue distance en permettant l'utilisation de bout en bout d'une même technologie. Dans la pratique les réseaux ATM sont aujourd'hui majoritairement utilisés dans le cadre de réseaux d'opérateurs de télécommunications, de réseaux d'interconnexion d'entreprises et plus minoritairement dans le cas de réseaux locaux [2,7].

A travers les diverses architectures des réseaux de transmissions à haut débit qui mettent en application plusieurs techniques protocolaires et se basent sur différents supports et topologies de transmission ; on a pu constater la souplesse, la flexibilité et la transparence qu'apporte l'ATM et prendre connaissance de ses domaines d'applications.

L'ATM, un mode retenu pour les hautes performances et souplesse qu'il offre aux applications multimédias ayant des débits variables ; trouve chaque jour un nouveau champ d'application, mais se heurte à de nombreux problèmes, parmi ceux-ci ; l'apparition de la congestion résulte d'un manque d'adaptation des ressources disponibles sur le réseau et le dépassement de la capacité des canaux [2,7,8,10,14].

En plus des mesures préventives imposées aux sources lors de l'établissement de la connexion, de nombreux travaux de recherches ont abordé le problème du contrôle de la congestion, par des modélisations et des simulations afin de retenir l'approche la plus adaptée au phénomène [8,9,10,14,15,17,19].

Le contrôle de ce phénomène demeure un des aspects fondamentaux de la conception d'un réseau de communication ATM, dont dépendent fortement les performances du réseau et par conséquent la qualité de service offerte aux utilisateurs [2,14,20]. Tout algorithme de contrôle doit être capable d'optimiser au maximum les ressources du réseau, accepter autant de trafic hétérogènes que possible, mais sans atteindre des situations de surcharge [2,7,8,9,14].

Des progrès énormes ont été réalisés en technologie de transmission, augmentant les débits des lignes jusqu'à atteindre les Gb/s. Toutefois, les systèmes de communication actuels sont généralement incapables de préserver ces hauts débits tout au long du passage du niveau physique jusqu'à celui de l'application, d'où l'apparition des goulots d'étranglement.



Le grand défi dans la conception des systèmes à hautes performances provient justement de ces points de ralentissement, qui sont difficiles à identifier. La localisation de ces obstacles, a motivé plusieurs projets de recherche [8,9,10,14,15,17,19] qui situent le problème au niveau de la commutation ; mission confiée aux couches basses du modèle OSI.

Maîtriser ces divers obstacles soulevés au cours d'une transmission à haut débit : retards, commutation, congestion, etc. a abouti à l'élaboration de réseaux optimaux, mettant en application les techniques ATM, les plus fiables sur le plan des performances.

L'ATM, est venu concrétiser une alliance des télécommunications et de l'informatique, deux disciplines qui se confondent souvent sur le parcours du progrès. Les techniques ne cessent d'évoluer chaque jour et de nouvelles perspectives s'affichent à l'horizon pour donner naissance à de nouvelles applications.

Cette force d'alliance et ce monde du multimédia a envahi toutes les entreprises, bureaux, foyers et ne cessent de conquérir de nouveaux espaces, pour résumer l'univers en un ensemble d'écrans.

Le monde du multimédia basé sur l'ATM, naquit de cette force, pour allier confort et convivialité, progrès et simplicité et s'impose résumé de toutes les techniques : voix, image, vidéo, données, etc. afin d'accueillir dans le futur, de nouvelles dimensions de la vie quotidienne : téléenseignement, vidéo sur demande, chaînes TV, etc.

## 2. ASYNCHRONOUS TRANSFER MODE (ATM)

The phrase 'transfer mode' is used by ITU-T to describe a technique which is used in a telecommunication network, covering aspects related to transmission, multiplexing and switching. In other words, the transfer mode defines how information supplied by network users is eventually mapped onto the physical network. ATM is the transport mode of choice for B-ISDN. The word asynchronous has been used for this transfer mode, since it allows asynchronous operation between the sender's clock and the receiver's clock. The difference between both clocks can easily be solved by inserting/removing empty/unassigned cells in the information stream (i.e. cells which do not contain useful information).

ATM has a feature which guarantees its success, namely the possibility to transport any service, irrespectively of its characteristics such as the bit rate, its quality requirements or its bursty nature. This big advantage was one of the main motivations for CCITT to decide that ATM will be the transfer mode for the future B-ISDN.

### 2.1 Advantages of ATM

#### (1) Flexible and future-safe

Advances in the state of the art of coding algorithms and VLSI technology may reduce the bandwidth requirements of existing services. New services may emerge with unknown characteristics. All these changes can be supported with success without modification of the ATM network and without loss of efficiency. The ATM systems (transmission, switching, multiplexing etc.) does not need to be modified.

#### (2) Efficient in the use of its available resources

All available resources in the network can be used by all services, so that an optimal statistical sharing of the resources can be obtained. No resource specialization exists in an ATM network, meaning that every available resource can be used by any service.

#### (3) One universal network

Since only one network needs to be designed, controlled, manufactured and maintained, the overall costs of the system may be smaller, due to economies of scale.

These advantages will benefit all involved parties in the telecommunication world: customers, operators, and manufacturers.

## **2.2 ITU-T Standards**

The definition of ATM, is being finalized by ITU-T Study Group XVIII. This Chapter will describe the most important options taken by ITU-T (old CCITT), as described in a series of Recommendations, agreed in June 1992.

### **2.2.1 Basic Principles of ATM**

This section summarizes the basic principles as put forward by ITU-T in Recommendation I.150.

#### **2.2.1.1 Information Transfer**

ATM is considered as a specific packet oriented transfer mode based on asynchronous time division multiplexing and the use of fixed length cells. Each cell consists of an information field and a header. The header is primarily used to identify cells belonging to the same virtual channel within the asynchronous time division multiplex, and to perform the appropriate routing. Cell sequence integrity is preserved per virtual channel.

The information field of ATM cells is carried transparently through the network. No processing like error control is performed on it inside the network. All services (voice, video, data etc.) can be transported via ATM, including connectionless services. To accommodate various services, several types of ATM Adaptation Layers (AAL) have been defined, depending on the nature of the service, to fit information into ATM cells, and to provide service specific functions (e.g. clock recovery, cell loss recovery etc.). The AAL specific information is contained in the information field of the ATM cell.

### 2.2.1.2 Routing

ATM is connection oriented which means that, before information is transferred from the terminal to the network, a logical/virtual connection set-up phase must first allow the network to do the reservation of the necessary resources, if these are available. The header values are assigned to each section of a connection for the complete duration of the connection, and translated when switched from one section to another. If no sufficient resources are available the connection is refused to the requesting terminal.

Two sorts of connections are possible: Virtual Channel Connections (VCC) and Virtual Path Connections (VPC). A VPC can be considered as an aggregate of VCCs. When switching/multiplexing on cells is to be performed, it must first be done based on the VPC, then on the VCC. This is shown in Fig. 2.1. There we see an entity which only performs VP switching, and another entity which performs both VP and VC switching. However, the VP switching part may be idle, resulting in a pure VC switch.

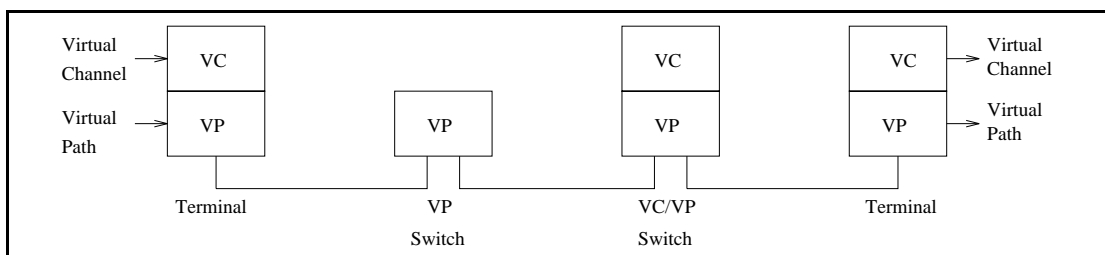


Figure 2-1 VC and VP Connections in ATM

### 2.2.1.3 Resources

As ATM is connection-oriented, connections are established either semi-permanently, or for the duration of the call in the case of switched services. This establishment includes the allocation of a VCI (Virtual Channel Identifier) and/or VPI (Virtual Path Identifier), and the allocation of the required resources on the user access and inside the network. These resources are expressed in terms of *throughput* (bit rate) and *quality of service*. They may be negotiated between user and network for switched connections, during the call set-up phase and possibly during the call.

**ATM Cell Identifiers**

ATM cell identifiers, (i.e. Virtual Path Identifiers (VPI), Virtual Channel Identifiers (VCI) and Payload Type Identifiers (PTI) ) support recognition of an ATM cell on a physical transmission medium. Recognition of the cell is the basis for all further operations. VPI and VCI are unique for cells belonging to the same virtual connection on a shared transmission medium. As such, they are a limited resource although the ITU-T has recommended to make their number quite large ( $2^{28}-16$ ). Within a particular virtual circuit, cells may be further distinguished by their PTI, which cannot be allocated freely, but depends on the type of payload carried by the cell. This field indicates whether the cell is carrying user information, to be delivered transparently through the network, or special network information. In case the field indicates network information, part of the information field indicates the type of network control whereas the remaining part of the information field may be processed inside the network.

A number of pre-assigned ATM cell identifiers have been chosen in the ATM layer for particular cell streams on the user-network interface and the node-network interfaces. They are necessary for enabling communication with the network, and to perform network management. Unassigned cell identifiers mark unused bandwidth. Other pre-assigned values define meta-signalling cells, point-to-point signalling cells, general broadcast signalling cells, physical layer OAM (Operation And Maintenance) cells and resource management cells.

**Throughput**

Bandwidth has to be reserved in the network for each virtual connection. ATM offers the possibility to realize resource savings in the total bandwidth needed when multiplexing traffic for many Variable Bit Rate (VBR) connections. However, the amount which can be saved depends heavily on the number of multiplexed connections, on the burstiness of the traffic they carry, on the correlation between them , and on the quality of service they require.

ITU-T has only standardized the Peak Cell Rate (PCR) as a throughput parameter up to now. The potential for gain in bandwidth by statistical multiplexing is recognized, yet parameters, and their use in a safe and robust connection acceptance control algorithm, are not standardized yet. These will be investigated in this project.

### 2.2.2 ATM B-ISDN Protocol Reference Model

The Open Standard Interconnect (OSI) model of the International Standard Organization (ISO) is very famous and used with success to model all sorts of communication systems. The same logical hierarchical architecture as used in OSI is used for the ATM B-ISDN network in Recommendation I.321. However, only the lower layers are explained. ITU-T has not yet determined the relation between ATM and OSI.

The B-ISDN Protocol Reference Model (PRM) for ATM is shown in Fig.2-2. As the N-ISDN PRM, it contains 3 planes: a user plane to transport user information, a control plane mainly composed of signalling information and a management plane, used to maintain the network and to perform operational functions. In addition, a third dimension is added to the PRM, called the plane management, which is responsible for the management of the different planes.

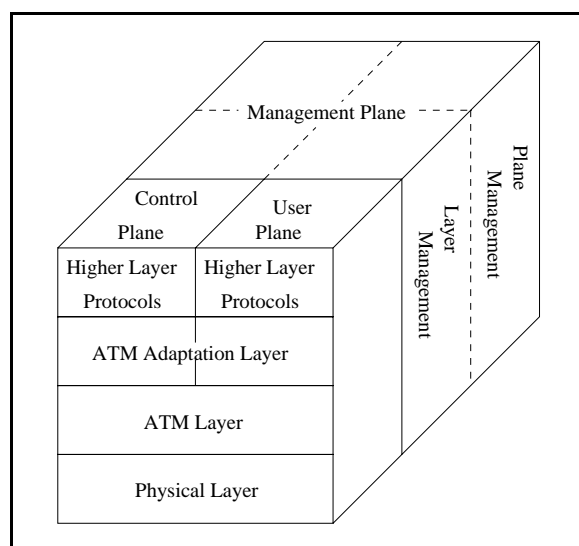


Figure 2-2 The B-ISDN Protocol Reference Model

### 2.2.3 Physical Layer

The physical layer transports ATM cells between two ATM entities. It consists of two sublayers: the Physical Medium (PM) sublayer and the Transmission Convergence (TC) sublayer.

The physical medium sublayer includes only physical-medium dependent functions and provides bit transmission capability, including bit-transfer and bit-alignment. It includes line coding and electrical-optical transformation.

The transmission convergence sublayer performs all those functions necessary to transform a flow of cells into a flow of data units (e.g. bits) which can be transmitted and received over a physical medium.

Going from the physical layer to the ATM layer, the flow of data (in OSI terms, *service data units*) crossing this boundary is a flow of valid cells. Valid cells are those whose headers have no errors, error checking on the header having been performed in the transmission convergence sublayer.

Going in the opposite direction, from the ATM layer to the physical layer, the ATM cell flow is merged with the appropriate information for cell delineation and it also carries operation and maintenance information relating to this cell flow.

### Transfer Capacity

ITU-T Recommendation I.432 defines two bit rates for the physical layer at the  $T_B$  reference point: 155520 kbit/s in both directions and 622080 kbit/s in at least one direction. The interfaces may be electrical or optical and it may use a cell-based structure or Synchronous Digital Hierarchy (SDH) framing.

The bit-rates above are the gross bit-rates of the physical layer and the overhead due to physical layer frame-structure octets or physical layer cells must be subtracted. The values available for ATM cells are shown in Table 2-2 and these correspond to the payload of SDH.

The maximum user bit rate is 48/53 of that available for cells and this too is shown in Table 2-1.

	lower bit rate	higher bit rate
	(kbit/s)	(kbit/s)
Gross physical layer bit rate	155520	622080
max bit rate available for ATM cells	149760	599040
max bit rate available for cell payload	135631	542526

Table 2-1 Physical Layer Parameter Values

### 2.2.4 Asynchronous Transfer Mode (ATM) Layer

Recommendation I.361 describes the coding of ATM cells in detail. The cell structure finally selected by ITU-R contains a 48 octet information field and a 5 octet header (Fig.2-3). The octets are sent in an increasing order, starting with octet 1 of the header. Within an octet, the bits are sent in a decreasing order, starting with bit 8. For all fields of an ATM cell, the first bit sent is also the Most Significant Bit (MSB).

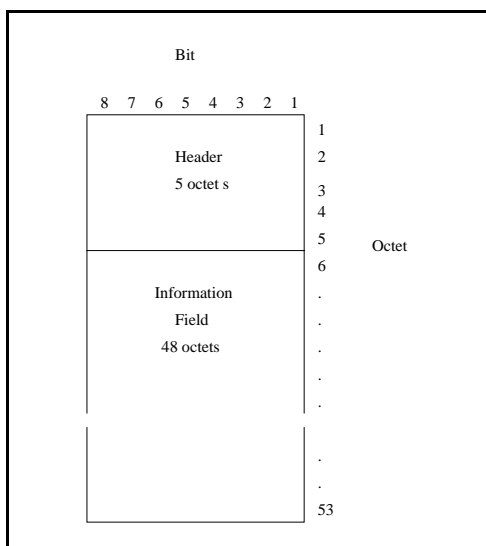


Figure 2-3 ATM Cell Structure

The ATM cell header consists of the following fields: Generic Flow Control (GFC), Virtual Path Identifier (VPI), Virtual Channel Identifier (VCI), Payload Type (PT), Cell Loss Priority (CLP), and Header Error Control (HEC).



The header format is different at a B-ISDN User Network Interface (UNI) than it is in a B-ISDN Network Node Interface (NNI), as illustrated in Figure 2-4.

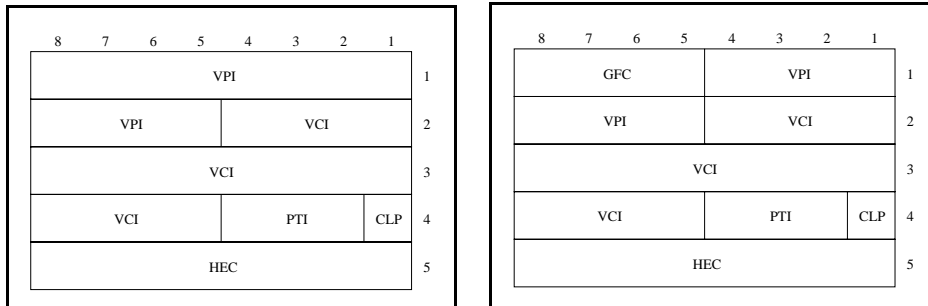


Figure 2-4 ATM Cell Header Structure at UNI and NNI

GFC is a four-bit field providing flow control at the UNI for the traffic originated at user equipment and directed to the network, and does not control the traffic in the other direction (i.e. network-to-user traffic flow). The GFC field has no use within the network and is meant to be used by access mechanisms that implement different access levels and priorities. Accordingly, this field is used as a part of the VPI at NNIs, providing enhanced path-identification capabilities. Two modes of operation are defined for the GFC field: uncontrolled access and controlled access. The former is expected to be used in early ATM deployments and has no impact on the traffic users send to the network. In the case of controlled access, the flow rate of cells generated by the users is controlled at the UNI.

ATM is a connection-oriented technique, and virtual circuits are required to be established between the end nodes before transmission can start. As with any other packet-switching network, routing of cells is performed at every node for each arriving cell. VPI, an 8 or 12-bit field, together with VCI, a 16-bit field, contain the routing information of a cell.

There are three bits in the ATM header to define the payload type. The seven values defined so far are given in Table 2-2. The other value of the PTI coding is reserved for a future function.

PTI	Meaning
000	User data cell, congestion not experienced, SDU type=0
001	User data cell, congestion not experienced, SDU type=1
010	User data cell, congestion experienced, SDU type=0
011	User data cell, congestion experienced, SDU type=1
100	Segment OAM flow-related cell
101	End-to-end OAM flow-related
110	Resource management cell
111	Reserved

Table 2-2 Payload Type Indicators

The CLP field of the ATM cell header is a 1-bit field used for cell-loss priority. Due to the statistical multiplexing of connections, it is unavoidable that cell losses will occur in B-ISDN. A cell with the CLP bit set may be discarded by the network during congestion, whereas cells with the CLP bit *not* set have higher priority and shall not be discarded if at all possible. Traffic control mechanisms therefore have to be designed to take account of the CLP.

The HEC field is used mainly for two purposes: to discard cells with corrupted headers and cell delineation. The 8-bit field, when used for the error check, provides single-bit error correction and a low-probability corrupted-cell delivery capabilities. The HEC value is equal to the remainder of the division of the product  $x^8$  and the polynomial of order 31 with coefficients being equal to the bits of the first four bytes of the header by the polynomial  $x^8+x^2+x+1$ .

### 2.2.5 ATM Adaptation Layer (AAL)

The role of the ATM adaptation layer is to provide for each service class the functionalities required in reaching the desired quality of service. It may therefore enhance the service provided by the ATM layer.

AAL supports higher layer functions for the user, management and control planes. It also supports connections between ATM and non-ATM interfaces. Information received by the AAL from higher layers is segmented or collected to be inserted into ATM cells. Cells received by the AAL from the ATM layer are reassembled to form the information or read out.

The services which will be transported over the ATM layer are classified in 4 classes, each of which has its own specific requirements towards the AAL.

To obtain the 4 classes, the services are classified according to 3 basic parameters:

1. *Time relation between source and destination:*

Some services have a time relation between source and destination, for some there is no such time relation. For instance, in 64 kbit/s PCM voice, there is a clear time relation between source and destination. On the other hand, information transfer between computers has no time relation. Sometimes services with a time relation are called real time services.

2. *Bit Rate:*

Some services have constant bit rate, others have a variable bit rate.

3. *Connection Mode:*

Services can be either connectionless or connection oriented.

Only 4 types out of theoretically 8 combinations of those 3 parameters result in valid existing services. Therefore ITU-T, has defined 4 classes, according to these basic parameters as described in Figure 2-5.

- In Class A, a time relation exists between source and destination. The bit rate is constant and the service is connection oriented. A typical example is voice of 64 kbit/s as in N-ISDN to be transported over ATM. The offering of this service over an ATM network is also sometimes called circuit emulation. Another example is fixed bit rate video.

- In Class B, again a time relation exists between source and destination, for a connection-oriented service. However, the difference with Class A is that Class B sources have variable bit rate. Typical examples are variable bit rate video and audio.
- In Class C, there is no time relation between source and destination and the bit rate is variable. The service is connection oriented. Examples are connection-oriented data transfer and signalling.
- Finally, Class D differs from Class C in being connectionless. An example of such a service is connectionless data transport (e.g. switched multimegabit data services).

	Class A	Class B	Class C	Class D
Timing between source and destination	Required		Not Required	
Bit Rate	Constant	Variable		
Connection Mode	Connection Oriented			Connectionless

Figure 2-5 Service Classes for Adaption

In general, AAL consists of the two sublayers illustrated in Figure 2-6.

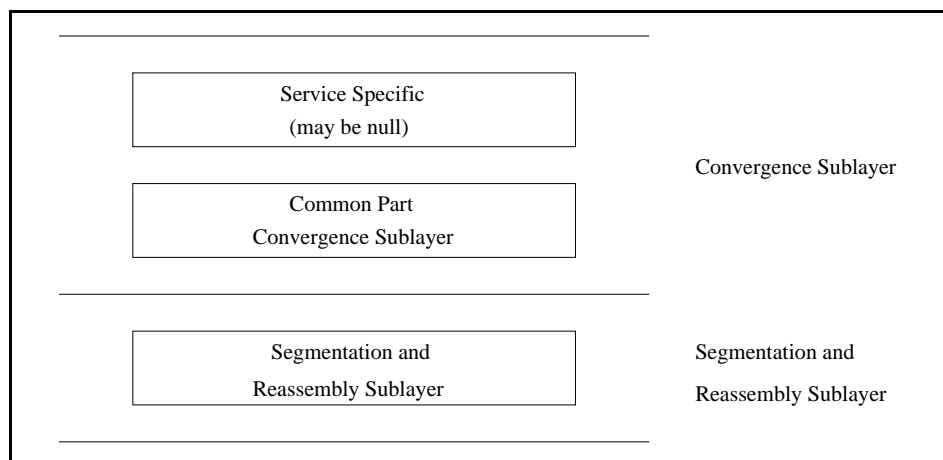


Figure 2-6 The AAL Structure

The transmit side Segmentation And Reassembly (SAR) layer receives CS-PDUs and segments (or collects in case of CBR services) them so that when the SAR header/trailer is added to the Protocol Data Unit (PDU), the final payload fits into one ATM cell (i.e. 48 bytes). On the receiving end, the SAR layer reconstructs the Convergence Sublayer (CS) PDUs from received cells and passes them to the CS. The CS sublayer is subdivided into Common Part CS (CPCS) and Service Specific CS (SSCS). The CPCS performs functions common to all AAL users, such as multiplexing and cell loss detection. The service specific requirements of different classes of users, for example timing recovery for real time applications, are implemented in the SSCS. For services that do not require any specific function, the SSCS may be null.

Recommendation I.363 describes the SAR and CS protocols in a certain combination to be applied to the service classes described above. However ITU-T states that other combinations may also be used, or that even other SARs or CSs may be defined.

Four types of AAL protocols have been recommended up to now by ITU-T, named AAL 1 , AAL 2, AAL 3/4 and AAL 5. Recommendation I.362 states that CBR services will utilize AAL Type 1, but other AAL protocols for CBR are for further study. Connectionless data services will use the Type 3/4 AAL. Frame Relay services will use AAL 5. The specific association of the other services with an AAL type is still further for study.

#### **2.2.5.1 AAL Type 1**

Constant Bit Rate (CBR) services require information to be transferred between source and destination at a constant bit rate, after a virtual connection has been set up. The layer services provided by the AAL type 1 to the user are:

- Transfer of Service Data Units (SDU) with a constant source bit rate, and their delivery with the same bit rate.
- Transfer of timing information between source and destination.
- Transfer of data structure information.

- Indication of lost or corrupt information which is not recovered by the AAL itself, if needed.

A number of error indications, such as corrupted user information, loss of timing, buffer overflow and underflow, may be passed from the user plane to the management plane.

The SAR and CS sublayer functions are not in scope of this project, but can be found in detail in [PRYC93] for all AAL types.

#### **2.2.5.2 AAL Type 2**

The type 2 AAL offers a transfer of information with a variable bit rate. In addition, timing information is transferred between source and destination. Since the source is generating a variable bit rate, it is possible that cells are not completely filled, and that the filling level varies from cell to cell. Therefore, more functions are required in the SAR, which has not yet been defined by the ITU-R (only a possible way of the SAR has been mentioned).

#### **2.2.5.3 AAL Type 3/4**

ITU-T recommends the use of AAL 3/4 for transfer of data which is sensitive to loss, but not delay. The AAL may be used for connection oriented as well as for connectionless data communication. The AAL itself does not perform all functions required by a connectionless service, since functions like routing and network addressing are performed on the network layer. Two modes of AAL 3/4 are defined:

i) *Message Mode*

The AAL-SDU is passed across the AAL interface in exactly one AAL Interface Data Unit (IDU). This service is provided for transport of fixed or variable length AAL-SDUs.

ii) *Streaming Mode*

The AAL-SDU is passed in one or more AAL-IDUs. Transfer of these AAL-IDUs may occur separate in time. The service provides transport of long

variable length AAL-SDUs. It also includes an abort service by which the discarding of a partially transferred AAL-SDU can be requested.

Both modes of service may offer the following peer-to-peer operational procedures:

i) *Assured Operation*

Every SDU is delivered without any content modification caused by errors. Any corrupted or lost CS-PDU is retransmitted. In addition, flow control is supported between the endpoints. The use of this procedure may be restricted to point-to-point AAL connections.

ii) *Non-Assured Operation*

In this case, an SDU may be delivered incorrectly or not at all. So, lost or corrupted CS-PDU are not retransmitted. The provision of flow control is optional.

#### **2.2.5.4 AAL Type 5**

According to the end-user equipment manufacturers and high speed, connection-oriented data service users, the AAL 3/4 as recommended by ITU-T is not really suited to their needs. The AAL 3/4 has a high overhead of 4 bytes per SAR-PDU of 48 bytes. Also the 10 bit Cyclic Redundancy Check (CRC) for detecting corrupted segments, and the 4 bit sequence number for detecting lost and misinserted segments, may not offer enough protection for conveying very long blocks of data.

Therefore the ATM Forum has specified a new type of AAL, called AAL 5. The objective is to offer a service with less overhead and better error detection below the CPCS layer. At this layer, the service of AAL type 5 shall be identical to the service provided by the CPCS of AAL type 3/4, except that no multiplexing is supported. If multiplexing is required at the AAL layer, it will occur in the SSCS layer.

The ATM Forum also specifies AAL type 5 for signalling across the UNI and NNI in the B-ISDN and within ITU-T there is a strong tendency to do the same, but no decision has been taken up to now.

## Chapitre 2 :

### Notions fondamentales de réseaux et évolution des besoins des applications multimédias

Ce chapitre décrit d'une façon sommaire, les concepts de base des réseaux de communication et résume les fondements de la conception pour la mise en place des réseaux, tout en analysant les points de blocages majeurs et met en évidence les obstacles qui empêchent les réseaux actuels à suivre convenablement l'augmentation des débits exigée par certaines nouvelles applications.

#### 1. Largeur de bande et limitation en débit :

Le débit maximum permis sur un canal de transmission a été toujours un critère de première importance. En 1928, Nyquist détermina les limites d'un canal de transmission de largeur de bande  $B$  en  $Hz$  et un débit  $D$  en Bauds [1,5].  $D \geq 2.B$

En 1948, Shannon, a pu déterminer le débit  $D$  d'une liaison ayant un certain rapport signal sur bruit [1,5].

$$D = B \cdot \log_2(1 + S/N) = 3,32 \cdot B \cdot \text{Log}_{10}(1 + S/N)$$

Débit en Kb/s	9.6	36	64	128	2048
Temps en seconde	833	222	125	63	4

Tableau 2.1. Temps de transfert d'un Mega-octet.

Il est clair que le débit d'information binaire peut être augmenté si la bande passante du canal de transmission est plus large et si le bruit est faible [1,5,6]. Pour un  $S/N$  de 30 dB, un circuit de 3100 Hz de largeur de bande devrait permettre un débit de 30 Kbps.

Les nouvelles techniques de modulation telles que la DMT et la CAP [1,3,4,5,6], permettent une exploitation rationnelle et optimale de la bande passante sur un canal de transmission, pouvant atteindre les 50 Mb/s (VDSL) sur des lignes téléphoniques conçues au préalable pour un débit de 64 Kbit/s.

A un tel débit, il est évident qu'on peut aisément acheminer de la vidéo, des canaux TV ainsi que le transfert de gros fichiers.



## 2. Supports de transmission :

Chaque support de transmission dispose d'une bande passante, caractérisant le spectre de fréquences qu'il peut accueillir [1,3,4,5]. La limitation de cette bande est due essentiellement à la nature du média installé, le tableau 2.2 ci-dessous résume les caractéristiques des médias les plus utilisés.

Support	Paire torsadée		Câble coaxial		Fibre optique	
Catégorie	Non Blindé	Blindé	Bande de base	Large Bande	Multimode	Monomode
Bande Passante	De 100 Kbps à 100 Mbps		Jusqu'à 100 Mbps		Très élevé du 100 Gbps	
Transmission	Faible	Moyenne	Bonne	Bonne	T. Bonne	T. Bonne
Sécurité	Faible	Moyenne	Faible	Bonne	Parfaite	Parfaite
Pas du répéteur	100 m	200 m	500m	1 Km	1 Km	10 Km
Installation	Simple	Moyenne	Moyenne	Complexe	Complexe	Complexe
Coût	Faible	Moyen	Elevé	Elevé	Très élevé	Très élevé
Distances	Faible	Faible	Modérée	Importante	Importante	Importante

Tableau 2.2 : Limites physiques des supports de transmission

## 3. Goulots d'étranglement :

Les réseaux de télécommunications sont interactifs, mais très limités en débits d'informations accessibles à la station finale (client, etc.). L'interconnexion de plusieurs réseaux ayant des débits différents crée au niveau des accès un phénomène de chute des débits appelé 'goulot d'étranglement' [1,5,6], caractérisé par des variations brusques de débits dans les réseaux commutés et surtout dans les réseaux de distribution.

Les débits varient selon les applications dans la limite de la bande passante du réseau. Un service vidéo interactif de type '*Video on Demand*' [3,4], qui consomme l'équivalent de 30 à 100 communications téléphoniques simultanées pour un seul poste de travail ne peut s'accommoder de ces goulots d'étranglement.

Les goulots d'étranglement demeurent parmi les obstacles majeurs qui favorisent la chute des débits et la l'apparition de la congestion sur les réseaux.

#### 4. Modèle OSI :

S'agissant de réseaux à différentes architectures mais nécessaires pour mettre en œuvre un réseau de transmission, la normalisation joue un rôle prépondérant. L'ISO (International Standards Organisation), organisme principal en la matière, a très tôt défini un modèle standard de référence du réseau en sept couches superposées (figure 2.3), appelé modèle OSI (Open System for Interconnexion), dans le but de rationaliser les différentes fonctions que doit remplir un réseau [1,2,3,4,5,6].

Couche	Fonction	Désignation des tâches
7	Application	Exploitation des données
6	Présentation	Présentation des données et codage.
5	Session	Ouverture des protocoles et administrations des liaisons.
4	Transport	Protocole niveau "4" (TCP, TP4, SPX, etc.)
3	Réseau	Protocole Niveau "3" (IP, IPX, etc.)
2	Liaison	Méthode d'accès (Ethernet, Token Ring, FDDI, etc.)
1	Physique	Câblage coaxial, Paire torsadée, Fibre Optique

Tableau. 2.3 : Hiérarchie des réseaux imposée par le modèle 'OSI'.

Les applications haut débit, ainsi que les communications interactives nécessitent une transmission en temps réel entre la source et la destination, de différents flots de données intégrés ou séparés. Parmi ces applications on note la vidéo téléphonie, la vidéoconférence (requérant l'échange de grandes quantités d'informations dans un temps bref et à un fort débit), la transmission d'images fixes ou animées (par exemple des graphiques générées en temps réel et permettant de visualiser les résultats de gros programmes de simulation), la transmission de documents multimédias, ainsi que les applications standards de l'OSI ; transfert de fichiers, terminal virtuel, utilisées à des débits élevés et sur de grandes distances.

Chaque application exige un certain nombre de paramètres : Vitesse de transmission minimale, tolérance d'erreurs, etc. qui forment les paramètres de qualité de service et exigences auxquels les réseaux doivent répondre.

Le modèle OSI demeure le standard le plus adopté dans les réseaux et l'interconnexion de réseaux et se présente comme le modèle de base pour toute nouvelle architecture de protocoles : ATM, TCP/IP, etc.

## 5. Le transport dans les réseaux :

La couche transport est chargée de la transmission fiable de données entre les stations finales d'un réseau.

Située entre la couche traitement (session) et le réseau de transmission, la couche transport apparaît comme une couche d'articulation dont la finalité est de réaliser une jonction adéquate entre les besoins applicatifs et les caractéristiques du réseau. Le service transport est assuré par un protocole établi entre deux entités terminales. Il a été classé en trois types de services [1,2,3,4,5,6] :

Service	Caractéristiques
A	Service parfait. Perte et duplication négligeables. Exemple : Réseaux locaux.
B	Paquets délivrés sans aucun problème. Possibilité de congestion, d'erreurs logicielles, etc. Exemple : réseaux publics X25.
C	Service peu fiable, des paquets sont perdus, ou dupliqués. Exemple : réseaux longue distance, ondes hertziennes, etc.

Tableau 2.4 : Types de service offerts par la couche réseau au protocole transport.

Le protocole de transport dépendra donc du type auquel la couche réseau appartient et de la situation à résoudre. Plus le service réseau est mauvais, plus le protocole transport est complexe. Dans ce contexte, il a été divisé en cinq classes :

Classe	Service	Caractéristiques
0	A	Classe de base. Pour les couches réseaux fiables et de hautes performances. Pas de contrôle d'erreurs ni de flux.
1	B	Rétablissement après Interruption involontaire, resynchronisation des communications. Aucun contrôle de transmission, confié à la couche réseau.
2	A	Pour des réseaux fiables. Transmission multiplexée point à multipoints.
3	B	Combinaison de classes 1 et 2. Réinitialisation et multiplexage. Contrôle de transmission.
4	C	Manque de fiabilité, contrôle de perte, duplications et demandes de réinitialisation.

Tableau 2.5 : Les différentes classes de protocole de transport

Bénéficiant des évolutions technologiques de ces dernières années, les nouvelles applications ont eu des besoins variés et deviennent difficiles à satisfaire sans une révision du

service transport standard [1,5]. Au début du présent paragraphe, il a été montré l'intérêt du protocole transport fourni aux applications dans le but d'assurer l'augmentation du débit de transmission, on distingue à l'heure actuelle deux générations de protocoles :

La première génération concerne les protocoles basés sur le modèle OSI tels que TP4 et XTP [3,4,6,7] ; ils ne sont pas conçus pour être performants en terme de débit, mais pour fournir aux utilisateurs un support de communication fiable et totalement ordonné.

La seconde génération, qui nous intéresse, tient compte des dernières évolutions technologiques. Ces protocoles plus performants que les précédents, sont destinés à des domaines d'applications variés. TCP/IP et ATM/AAL illustrent ce type de protocoles [52].

Ces derniers sont plus adaptés et plus souples à recevoir des applications à natures hétérogènes et à débits variables.

Quels que soit leurs objectifs, les protocoles de transport actuels sont tous basés sur l'un des modes opératoires suivants : le mode connecté ou le mode non connecté [3,4].

## **6. La congestion :**

Quand plusieurs paquets se présentent à la fois à l'accès d'un réseau, les performances de ce dernier se dégradent et la qualité de service offerte aux clients se retrouve compromise. Cette situation est appelée '**Congestion**', quand le nombre de paquets déposés dans le réseau est inférieur à la capacité de transport, ils sont correctement transmis, exceptés ceux qui subissent des erreurs de transmission [1,2]. Toutefois, si le trafic augmente, les interfaces ne sont plus capables de supporter la surcharge et c'est la perte des paquets ou du moins une mise en mémoire tampon provisoire durant un temps indéterminé.

La congestion peut survenir pour différentes raisons :

- Complexité et lenteur des procédures de traitement des paquets.
- Insuffisance de la capacité mémoire tampons des accès.
- Rupture momentanée des liens de transmission.

Un contrôle de la congestion s'impose pour s'assurer de la réussite du transport des paquets. Plusieurs solutions sont proposées :

**Pré allocation de tampons :** Le paquet d'appel progresse à travers le réseau en créant un circuit virtuel au fur et à mesure de sa progression. Quand il atteint sa destination, la route à suivre par les paquets de données suivants a été donc établie.

**Destruction des paquets :** À l'opposé du premier procédé, au lieu de réserver tous les tampons à l'avance, on n'en réserve aucun. Si le paquet arrive, sans trouver de tampons disponibles il est détruit. Les algorithmes mis en place, avertissent les interlocuteurs et gardent en mémoire une empreinte du paquet détruit, pour le revendiquer dès disponibilité des circuits mémoires.

**Contrôle isarithmique :** Dans cette méthode appelée isarithmique, parce qu'elle conserve constant le nombre de paquets, elle impose des jetons de circulations sur le réseau. Un paquet à émettre doit d'abord disposer d'un jeton, restitué une fois arrivé au destinataire. Cette règle simple assure que le nombre de paquets n'excédera jamais le nombre de permis initial.

**Contrôle de flux :** C'est un dispositif qui traite le trafic point à point entre un émetteur et un récepteur. Cela consiste à s'assurer qu'un émetteur rapide ne transmette pas plus de données que le réseau ne peut en traiter. Le contrôle de flux est le plus adapté à prévenir le problème de la congestion.

## 7. Les protocoles de transmission :

L'existence des réseaux à haut débit est nécessaire mais non suffisante pour l'application haut débit. A première vue, les protocoles semblent à peu près équivalents. Ils permettent d'obtenir un canal réel ou virtuel de transmission parfait à partir d'une ligne qui peut provoquer des erreurs de transmission. Plusieurs facteurs peuvent intervenir dans l'efficacité d'un protocole : Environnement d'implémentation, architecture du matériel et système d'exploitation [1,2,3,4,5]. On trouve aussi, cadence des trames d'acquittement, mode d'exploitation des lignes, taux d'erreurs sur la ligne, etc.

Il faudra optimiser en particulier au niveau de la couche transport afin d'éviter un ralentissement de la transmission [3,4,6]. En effet des expérimentations ont montré que pour certaines implémentations ; le débit utile au niveau de l'application ne dépasse pas 3 Mbps, ralentissement dû au protocole plutôt qu'à la vitesse de transmission sur le réseau.

La recherche de nouveaux protocoles a principalement deux motivations : les performances souvent moyennes des protocoles standards et la recherche de nouvelles

fonctionnalités. Les concepteurs des nouveaux protocoles visent à améliorer les performances même s'il s'agit de réduire les fonctionnalités [3,4,6].

## **8. Modélisation et description mathématiques :**

La conception ainsi que l'évaluation des performances des réseaux, sont basées sur la modélisation mathématique. Par exemple, dans un nœud de réseau de télécommunications, un grand nombre de canaux de données partagent les mêmes ressources : bande passante et buffers disponibles au niveau de ce nœud [1,2,3,4,5].

Savoir estimer le délai d'attente et la probabilité de perte de paquets au niveau d'un nœud constitue donc un aspect important du contrôle du réseau. Deux problèmes se posent :

- Trouver des modèles mathématiques qui représentent aussi fidèlement que possible les caractéristiques principales du trafic réel [1,7,9,10].
- Analyser ces modèles et calculer des bornes ou des approximations qui soient à la fois performantes et facilement implémentables [9,10].

L'utilisation des techniques de description est une étape essentielle dans la conception des systèmes de communications complexes avant de passer au stade de l'implémentation, elles offrent un cadre permettant de vérifier si les systèmes conçus ont, ou n'ont pas, les propriétés attendues et de faire une évaluation prévisionnelle des performances. Parmi les techniques de description, nous pouvons distinguer celles permettant une analyse qualitative : les modèles basés sur les réseaux de Pétri et ceux basés sur une analyse quantitative : les files d'attentes, et les chaînes de Markov [1,5,10].

Les modèles basés sur les réseaux de Pétri permettent la représentation des mécanismes principaux des systèmes tels que le parallélisme et la synchronisation. Tandis que les réseaux de files d'attentes et les chaînes de Markov sont des techniques utilisées pour analyser les performances des systèmes.

Chaque file d'attente représente une fonction de contrôle qui s'exerce dans un sens de transfert. La possibilité pour un utilisateur du service réseau d'ajouter des paquets dans une file est déterminée par le comportement de l'utilisateur qui retire des paquets de la même file d'attente et par l'état de cette file d'attente [1,2].

## 9. Besoins des applications multimédias :

L'avènement des communications multimédias à natures hétérogènes : voix, images, vidéo, données, etc. a exigé la mise en place de nouvelles techniques de transmission plus adaptées à véhiculer de tels types d'informations où ni les débits, ni la largeur de bande des applications ne sont connues à l'avance [1,2,3].

Au cours des dernières années, le monde de l'informatique et des transmissions a subi une évolution remarquable. Les nouvelles générations de communications multimédias, découlant de la puissance toujours croissante des processeurs, ont permis le développement de nouvelles applications haut débit : Internet, vidéoconférence, télévision interactive et vidéo sur demande, supportées par des réseaux à large bande [2,3]. Ces applications sont extrêmement gourmandes en débits et ont besoin d'une large variété de services que doivent maintenant offrir les systèmes de transmission [2,4]. Les réseaux sont donc contraints d'évoluer de manière à satisfaire ces nouvelles exigences, en devenant de véritables super autoroutes de l'information [3,4,5].

Le RNIS (Réseau Numérique à Intégration de Services) à large bande supporte des services mettant en oeuvre des débits constants ou variables, la transmission de données, de voix, d'images fixes ou animées, ou ce qui est particulièrement plus intéressant ; des applications multimédias susceptibles de combiner données, voix et image [1,5].

Les réseaux d'entreprise d'aujourd'hui peuvent être composés d'un grand nombre de stations et de serveurs, dont le nombre et la complexité sont difficiles à gérer. Mais arrivés à maturité, les réseaux locaux se structurent petit à petit au sein du réseau d'entreprise. L'interconnexion de réseaux locaux implantés sur plusieurs sites, met en oeuvre des techniques de transmission qui diffèrent certes, mais convergent obligatoirement vers un seul modèle de réseau [1,2].

Les réseaux haut débit sont donc de plus en plus performants et font appel aux techniques de transmission les plus avancées, l'augmentation des débits ne cesse de croître, des défis sont relevés chaque jour en vue de surmonter les limites [5,6,7].

De nouvelles applications qui conjuguent informatique et télécommunications sont mises au point quotidiennement et de nouveaux besoins en réseaux et en infrastructures sont exprimés pour les acheminer et leurs assurer le support fiable.

## 10. Analyse des besoins :

Les télécommunications à large bande sont devenues une réalité pour certains usagers qui sont reliés à des réseaux locaux d'entreprise (LAN), à des réseaux privés de proximité ou aux réseaux de données publics. L'évolution des réseaux de télécommunications répond toujours à des besoins et à des exigences exprimés par les utilisateurs de ces services [1,5,7].

### 1. Les besoins des usagers :

D'une façon générale, les usagers du monde multimédia ont des besoins très simples en matières de services et de réseaux de télécommunications [1,4,5,6] :

- Des services de transport à différentes vitesses et selon différents modes de transmission, avec une mise en place rapide pour permettre l'acheminement de nouvelles applications.
- La fourniture de tous les services à travers une interface de réseau unique pour des raisons de commodité.
- Des tarifs et des coûts raisonnables, facilitant l'extension à de nouvelles applications.

### 2. Les besoins des services professionnels :

C'est le monde des moyennes et grandes entreprises, les services concernés peuvent être offerts par les opérateurs de télécommunications ou mis en place par les entreprises qui, dans ce cas, préfèrent utiliser l'infrastructure déjà en place avant d'investir dans un nouveau réseau.

Les techniques de communication utilisées jusqu'à présent dans les applications professionnelles étaient largement dépendantes du type d'informations : réseaux X.25 ou relais de trame (*Frame relay*) pour les informations de type paquet, sur réseau commuté à liaisons louées ou multiplexées pour les informations de type circuit. D'une façon générale, les exigences des utilisateurs évoluent selon deux grandes tendances [1,2,3,4,5] :

- Le besoin d'une plus grande capacité émanant de l'augmentation constante des débits d'informations nécessaires tant sur le site de travail (LAN) qu'entre différents sites (WAN : Wide Area Network). Cette tendance est liée à l'introduction massive de l'informatique dans tous les secteurs, l'évolution des architectures de type client-serveur et des applications de travail réparti. Tous



ces facteurs poussent à la mise en place de réseaux de communications à haut débit.

- La recherche d'une plus grande simplicité pour transporter et gérer la très grande variété d'informations : voix, image, vidéo, etc. désormais utilisées dans différents secteurs : vidéoconférence, téléenseignement, bibliothèque virtuelle, etc.

### 3. Exigences en qualité de service :

Pour les supports loués auprès d'un opérateur, l'utilisation des paramètres de qualité de service (QoS) permet d'exprimer les caractéristiques d'une connexion de transmission, ils permettent aux utilisateurs de disposer d'une méthode pour spécifier leurs exigences et au fournisseur du service de disposer d'une base pour le choix du protocole.

Il est impératif de suivre l'évolution de la valeur des paramètres QoS (Tableau 2.6) durant toute la durée de la transmission et même de pouvoir renégocier de nouvelles valeurs suivant la demande du réseau ou de l'application [1,3,4].

Type d'information	Débit	Délai	Taux d'erreurs toléré
Voix	64 Kb/s	150 ms $\pm$ 5%	1%
Vidéo	140 Mb/s	150 ms $\pm$ 5%	0.1 %
Vidéo avec compression	34 Mb/s	150 ms $\pm$ 0.5 %	0
Terminal Virtuel	Faible	Faible	0
Transfert de masse	Important	1 s	0
Messagerie multimédia	Important	1 min ~ 1 heure	0

Tableau 2.6: Exemple de paramètres de Qualité de service

### 4. Evolution vers le haut débit et interconnexion de réseaux :

Les réseaux de transmission ont connu une évolution rapide durant la décennie précédente. Les avancées ont porté sur plusieurs domaines de la technologie et ont abouti au développement des réseaux à haut débit ayant des vitesses de transmission dépassant les 100 Gb/s [2,3,5,7].

La diversité des architectures des réseaux, des protocoles, des topologies et des médias en exploitation, impose une certaine discipline pour assurer la compatibilité des réseaux et de préserver la propagation des débits jusqu'aux applications. Ceci nous mène droit sur l'interconnexion de réseaux hauts débit.

L'interconnexion des réseaux hauts débit, implique des serveurs, des supports physiques, des protocoles et des techniques de transmission souvent divergentes [1,5,6].

### **5. Evolution des technologies :**

Un grand éventail de solutions est aujourd'hui offert aux entreprises, mais le choix demeure difficile suivant la situation devant laquelle on se retrouve et divers aspects doivent être pris en considération avant d'adopter une solution définitive [1,2,3,5]:

- Contrainte géographique : distances entre les sites à lier.
- Coût et temps des installations, de la maintenance, etc.
- Débits à acheminer.
- Infrastructures existantes, si elles peuvent être reconduites.
- Types d'applications et qualité de service.

### **11. La technologie xdsl (Digital Subscriber Line) :**

Le réseau téléphonique existant est susceptible de fournir de meilleures performances grâce aux technologies xdsl. A base de paires torsadées ; le réseau téléphonique actuel demeure la plus large plate-forme déjà en place, en empruntant ce réseau, les technologies xdsl apparaissent comme un très bon moyen permettant un accès rapide et peu coûteux depuis les foyers des abonnés ou des bureaux de travail à des applications multimédias et Internet à des débits variables (Tableau 2.7).

Les technologies xdsl offrent un moyen technologique simple, qui facilite à des prix attractifs et de hautes performances, à la fois pour les services existants mais aussi pour de nouveaux services offerts à l'abonné. Des offres de raccordement des abonnés pour des applications de vidéo à la demande (VoD) sont disponibles grâce à la technologie vdsl [1,4,5].

Même si la technologie xdsl est souvent une bonne solution à un tarif très intéressant, elle n'offre malheureusement pas toujours une liaison d'une qualité irréprochable. En effet, une ligne en xdsl est par définition constituée d'une ou de deux paires de fils de cuivre ; elle est donc influencée par des éléments externes, par la longueur du câble et la résistance ohmique de la liaison considérée [1,5,6].

Technique xdsl	Débits Descendant	Débits Ascendant	Nombre de paires	Distance	Domaines d'applications
ADSL	6,144 Mb/s	640 Kb/s	1	4 Km	Internet, Video on Demand
SDSL	2,048 Mb/s	2,048 Mb/s	1	3 km	Accès E1, Serveurs Internet
ISDN-DSL	160 Kb/s	160 Kb/s	1	5,5 Km	Voix et données
HDSL	1,544 Mb/s	2,048 Mb/s	2	4 Km	Accès E1 et Serveurs Internet
	2,048 Mb/s	1,544 Mb/s			
RADSL	32 Kb/s à 9 Mb/s	32 Kb/s à 1,5 Mb/s	1	5 Km	Multimédia interactive
VDSL	12,96 Mb/s	2 Mb/s à 20 Mb/s	2	1,5 Km	TVHD et vidéoconférence,
	25,92 Mb/s			1 Km	
	51,84 Mb/s			0,3 Km	

Tableau 2.7 : Tableau récapitulatif des technologies xdsl

Malgré cette limitation, on s'attend dans les années à venir à un impact significatif des technologies xdsl [1,2,3,5,6], intrinsèquement adaptées aux besoins en communication multimédia employant une large bande passante : accès à Internet à haut débit, services en ligne, vidéo sur demande, distribution de signaux vidéo, jeux interactifs, ainsi que la transmission de la téléphonie sur Internet grâce à la technologie VoIP (Voice over IP) [4,5,6].

## 12. Internet :

Il n'est guère nécessaire de présenter le réseau des réseaux, grande découverte de la fin du siècle. Il s'impose pour sa souplesse et les services qu'il offre, du courrier électronique aux applications multimédias en passant par le transfert de fichiers, voix et image [1,4,5,6]. L'Internet offre aujourd'hui des débits de plus en plus importants permettant d'acheminer des applications multimédias clips vidéo, transfert de fichiers, consultation de bourses.

L'Internet s'est lancé un nouveau défi : intégrer toutes les applications : voix, vidéo et données, unifier les différents réseaux mobiles et filaires pour devenir le réseau universel du multimédia temps réel, il doit se rénover sans pour autant renier ses principes fondamentaux, à savoir la simplicité, la robustesse et l'universalité.

L'Internet ; réseau ouvert, où la notion de distance perd sa signification, est souvent retenu comme solution de compromis pour les entreprises disposant de sites géographiquement éloignés [4,6].

### **13. Les recherches et les avancées technologiques :**

La recherche sur les réseaux à haut débit porte essentiellement sur les technologies de transmission et les applications multimédias. Le premier axe regroupe l'ensemble des techniques nécessaires à la construction de réseaux à haut débit et notamment la transmission et la commutation de données à plusieurs Gb/s. L'émergence de ces réseaux à haut débit ouvre la porte au développement d'un nouveau type d'applications réseaux à hauts débits intégrant la transmission de données, voix, vidéo et des images entre les entités applications.

Cependant, l'existence de ces nouveaux réseaux n'est pas suffisante pour permettre aux applications de bénéficier de l'augmentation des débits déjà réalisée au niveau de la transmission [2,4,5]. Le deuxième axe de recherche, concerne le développement des applications multimédias à haut débit, qui porte donc sur l'intégration de services, la normalisation des paramètres, le contrôle de la qualité des services, etc. [1,2,3,4,5,6]

Les travaux de recherche décrits en [9,10,11,12,13,14] reprennent les avancées technologiques entreprises pour la transmission et la commutation des données à haut débit. Les recherches en transmission ont pour but ; la construction de systèmes capables de moduler des signaux à plusieurs Gb/s. En commutation, il s'agit de concevoir et d'implémenter des commutateurs de paquets pouvant traiter plusieurs millions de paquets par seconde.

### **14. Evolution vers les hauts débits :**

La plupart des réseaux actuels sont conçus pour un type de service spécifique, ainsi, on optimise les performances de chacun de ces réseaux pour le service spécifique fourni aux utilisateurs : téléphonie, distribution TV, transfert de données. Par ailleurs, en utilisant un réseau préexistant fournissant une performance optimale pour un service donné, il n'est pas évident d'obtenir des résultats satisfaisants pour d'autres types de services [1,2,3,5].

Si on prend l'exemple des réseaux téléphoniques conçus pour un service à bande passante constante que l'on va utiliser pour transmettre un lot à débit variable, on est amené à constater que l'adaptation en est onéreuse. Le réseau RNIS permet de fournir des services hétérogènes sur un seul réseau alors qu'ils auraient pu être répartis séparément chacun sur leur réseau propre à un coût d'infrastructure supérieur, ce qui nous amène à un concept de qualité de service [1,4,5,6] pour :

- Les applications interactives.
- Les services de messagerie.
- Les services de recherche d'informations.
- Les services de diffusion TV, radio ou de données.
- Les besoins des réseaux hauts débits.
- La correction d'erreur de bout en bout.
- Le traitement d'un accusé de réception.
- Les flots de données.

L'ATM s'est avérée être la meilleure technique pour fédérer sur un même support des informations de natures très différentes, quels que soient les débits demandés ou l'étendue des réseaux considérés [1,2,7]. L'intérêt essentiel de l'ATM est de répondre efficacement aux exigences, tant dans les réseaux locaux que dans les réseaux de longues distances.

L'introduction de l'ATM sur le réseau de l'entreprise peut se faire à plusieurs niveaux tels que :

- Les réseaux locaux (LAN) ou les stations de travail, en complément des techniques traditionnelles (Ethernet).
- Les réseaux inter-entreprises (WAN), gérés par les opérateurs ou les entreprises elles-mêmes, utilisant des techniques d'accès existantes (relais de trame, MAN), peuvent concentrer les différents flux, sous forme de cellules ATM, vers les réseaux publics d'infrastructure.
- Les réseaux publics d'infrastructures grâce à l'introduction de commutateurs ATM, intègrent tous les services sur un même réseau et assurent l'interconnexion et l'interfaçage avec les autres réseaux existants (téléphonie, transmission par paquet, etc.).
- Offrir une plate-forme d'échange entre différents opérateurs d'un même service public (Opérateurs GSM, système interbancaires, interconnexion de bibliothèques virtuelles).
- Offrir des supports de connexion pour des stations terrestres de transmission par satellites.

## **15. Conclusion :**

La mise en place d'applications à haut débit, nécessite d'abord l'existence d'un support efficace pour la transmission de données avec un coût minimal. Il s'agit donc de spécifier d'abord les mécanismes appropriés qui vont permettre le développement d'un système fournissant les services requis et ensuite de décrire les besoins transport de ces applications.

La plupart des applications citées, exigent des flots de données variés, ayant des caractéristiques différentes et il est donc difficile de trouver un réseau qui répond à tous les besoins simultanément. Depuis les années 60-70, des réseaux indépendants sont utilisés pour le téléphone et la télévision, la transmission de données utilisait les liaisons téléphoniques ou télégraphiques à des débits très faibles. Chaque réseau était optimisé pour l'application supportée et ne pouvait pas transmettre efficacement d'autres types de trafic. Le défi reste tout de même de concevoir et de mettre en œuvre les mécanismes permettant de garantir les paramètres de qualité de service requis par chacune de ces applications.

L'objectif premier de la conception de l'ATM, était de s'accommoder de ces obstacles et de réussir des transmissions fiables à des hauts débits, en mettant au point des nouvelles techniques de commutation à travers des réseaux existants et évolutifs vers des technologies plus développées telle que la fibre optique et les circuits VLSI.

## Chapitre 3 :

### Principes de la technologie ATM

#### 1. Introduction :

La révolution technologique apportée par l'informatique et les télécommunications, a réalisé un rêve, où transmettre simultanément ; voix, image, vidéo et données est devenu une réalité. En effet l'ATM, ce nouveau mode de transmission capable d'acheminer des trafics hétérogènes, propose une solution capable de remplacer tous les réseaux. L'ATM prend de l'avance par rapport aux autres technologies grâce à une technique basée sur la commutation de cellules de taille fixe, ainsi qu'au multiplexage statique à travers des réseaux de files d'attente mises en place [1,2].

Le mode de transfert asynchrone (ATM) a été choisi parmi une vaste gamme de solutions techniques proposées à l'UIT. Les propriétés ayant orienté ce choix étaient :

- Unité de commutation de taille déterminée et relativement petite (53octets).
- Opération asynchrone entre l'horloge de l'expéditeur et l'horloge du destinataire.
- Utilisation d'étiquettes : (Virtual Channel Identifier (VCI)/Virtual Path Identifier (VPI)) au lieu d'adresses.
- Une commutation pour le routage des données.
- Pas de contrainte de protection réseau contre les erreurs de données.

Tout cela contribua à qualifier l'ATM de protocole de référence [2,7].

Dans les réseaux ATM, toutes les ressources disponibles peuvent être utilisées par tous les services, ainsi on obtient un partage optimal et équitable des ressources. A ce sujet l'ATM forum détermine un certain nombre de paramètres pour décrire la nature du trafic de l'application en même temps qu'il spécifie certaines procédures et fonctions pour gérer le trafic. On sait fort bien que les applications à acheminer seront de type multimédia incluant les données, la voix, l'image et la vidéo. Pour des raisons de coût, la plupart de ces applications sont compressées et présentent donc un débit variable à l'émission. Cette propriété de l'ATM : de la bande passante sur demande ; désigne l'ATM comme le réseau de l'avenir. On peut également qualifier l'ATM de réseau universel, puisque on n'a plus besoin

de concevoir, de contrôler, de manufacturer et d'entretenir qu'un réseau unique pour toutes les échelles géographiques et technologiques. Cette idée d'ATM d'utiliser le même format de transmission à travers une large gamme dans la hiérarchie des vitesses est attirante à la fois pour les fournisseurs du réseau local (LAN) et celui du réseau fédérateur (WAN).

## **2. Principes fondamentaux d'ATM :**

Comme présentée par la recommandation I.150 du UIT [11,12,13], on désigne l'ATM comme étant un mode de transfert par cellules d'une longueur déterminée de 53 octets. Chaque cellule comprend un champ d'information de 48 octets et un en-tête de 5 octets principalement utilisé pour déterminer le canal virtuel et pour réaliser le routage approprié. L'intégrité de la séquence des cellules est préservée au sein de chaque canal virtuel.

L'ATM est un protocole en mode connecté, les valeurs des identificateurs du canal virtuel sont attribuées pour chaque segment d'une connexion pendant la durée totale de celle-ci. Ce sont des canaux virtuels différents qui acheminent les informations de signalisation et d'utilisateur. Le champ de données de la cellule ATM se propage de façon transparente à travers le réseau [11].

Tous les services (voix, vidéo, données...) peuvent être acheminés par les réseaux ATM, également les services sans connexion. Une fonction d'adaptation est fournie pour accommoder tous ces services dans les cellules ATM et pour générer des fonctions de contrôle spécifiques à la transmission (récupération d'horloge, récupération de la perte de cellule, ...).

Etant donné que l'ATM fonctionne en mode connecté, des connexions sont établies pour la durée de l'appel. Cet établissement de connexion inclut l'allocation d'un couple VCI/VPI (Virtual Channel Identifier / Virtual Path Identifier) et aussi l'allocation des ressources nécessaires à l'accès de l'utilisateur à l'intérieur du réseau. Ces ressources se traduisant souvent en termes de débit. Un débit qui se négocie entre l'utilisateur et le réseau, et sera surveillé par le réseau afin d'assurer le respect de la valeur négociée par l'utilisateur.

## **3. La cellule ATM :**

Une première caractéristique importante des réseaux ATM est qu'il utilise le mode avec connexion pour transmettre des cellules de taille fixe à 53 octets ; 48 pour la charge utile et 5 pour l'en-tête, qui d'ailleurs diffèrent suivant le type de la connexion vers l'abonné (UNI) ou vers le réseau (NNI) (figure 3.1).



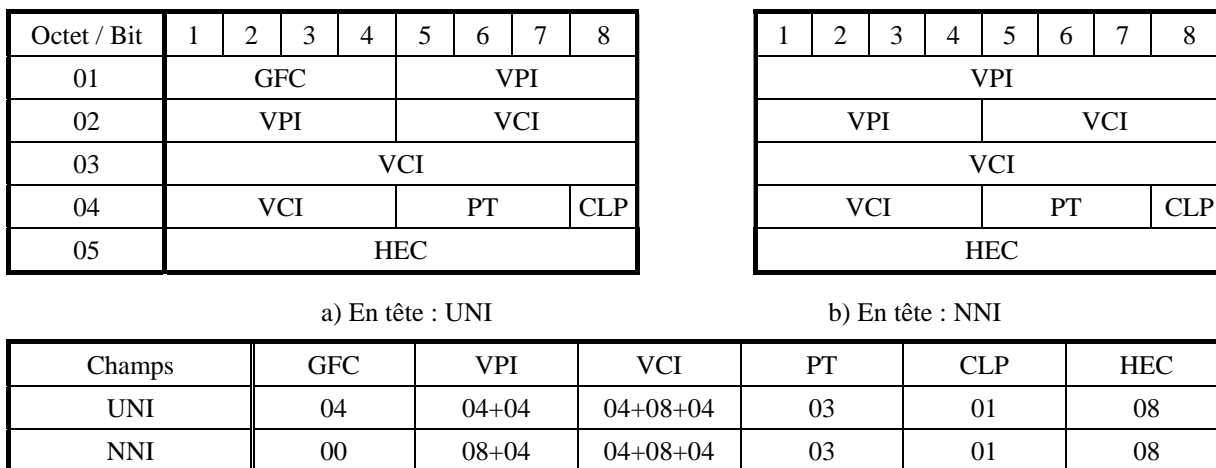


Figure 3.1 : Format de l'en tête de la cellule

### 4. Le modèle de référence ATM :

La technologie ATM est une technologie hybride, issue de la commutation de paquets de type X25 d'origine informatique et de la commutation de circuits de type ISDN (RNIS), d'origine téléphonique. L'ATM possède son propre modèle de référence, illustré par la figure 3.2, il diffère des modèles OSI et TCP/IP. Il se compose de trois couches principales : physique, ATM et adaptation à ATM.

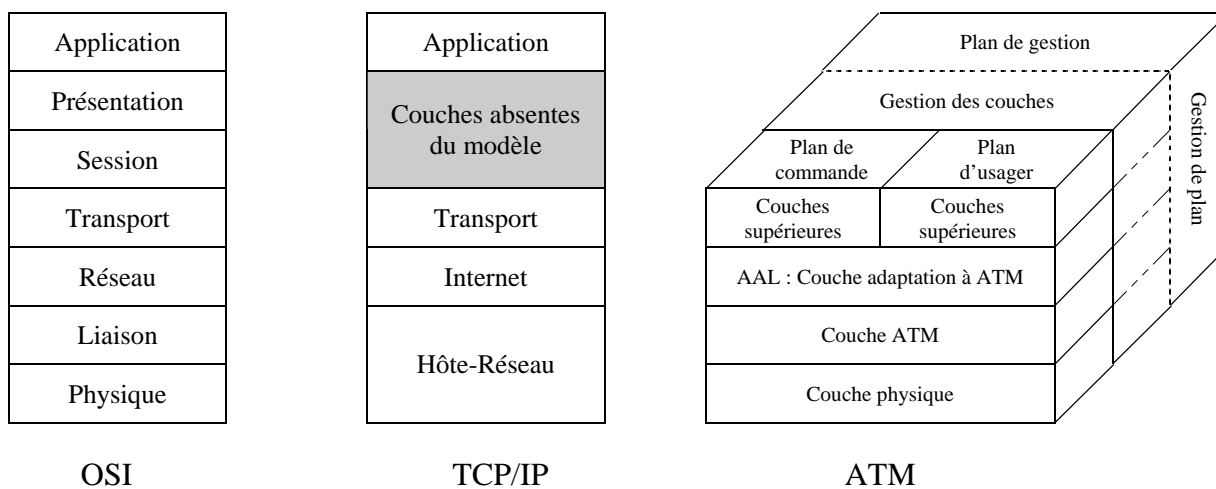


Figure 3.2 : Les modèles de référence

La couche AAL (ATM Adaptation Layer) a pour rôle de gérer l'interface avec les couches de protocoles situés chez l'utilisateur. Les fonctions de la couche AAL dépendent des exigences des couches supérieures. L'AAL doit supporter les besoins des différents utilisateurs du service d'AAL et donc permettre des protocoles multiples.

## 5. Le routage ATM :

L'ATM est une technique orientée connexion, ceci signifie que tout transfert d'information est composé de trois étapes : l'établissement de la connexion, le transfert des informations et la fermeture de la connexion.

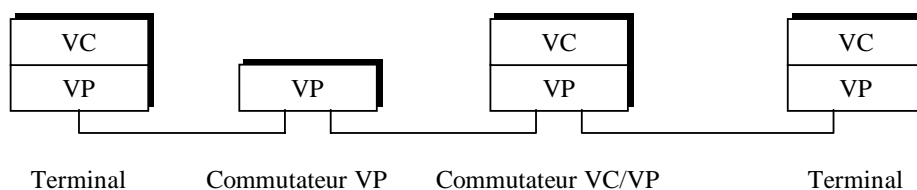


Figure 3.3 : Un circuit virtuel avec un commutateur ATM

Deux types de connexion sont définies : les connexions de voie virtuelle (VCC) et les connexions de conduit virtuel (VPC). Le VPC est considéré comme un ensemble de VCCs. Lorsque l'on doit réaliser la commutation et/ou le multiplexage des cellules, cela doit se faire d'abord sur VP, et ensuite sur VC. Sur la figure 3.3 nous y voyons une entité réalisant uniquement la commutation de VP et une autre entité réalisant la commutation à la fois de VP et de VC. La commutation VP peut cependant se révéler inactive qui se ramène à une pure commutation de VC [14,55].

Le circuit virtuel, ou VC (Virtual Channel), est un terme générique utilisé pour décrire la capacité de communication pour le transport des cellules ATM. Un identificateur de circuit virtuel, ou VCI, classiquement appelé référence de commutation, est affecté à une liaison de VC qui transporte des cellules ATM entre deux nœuds ATM. Le nœud ATM, dans lequel la valeur VCI est traduite, s'appelle aussi un commutateur ATM.

La connexion de circuit virtuel, ou VCC (Virtual Channel Connection), définit la connexion de bout en bout entre deux points d'accès à la couche AAL. Une VCC est composée de la concaténation d'un ou de plusieurs VC.

Le conduit virtuel, ou VP (Virtual Path), est un faisceau de VC. Tous les VC d'un faisceau ont les mêmes nœuds extrémité.

La connexion de conduit virtuel, ou VPC (Virtual Path Connection), est composée de la concaténation d'un ou de plusieurs VP. Le nœud ATM est alors appelé un brasseur.

### 6. La connexion ATM :

Une connexion ATM point à point met en relation une source et une destination à travers un réseau. Une connexion point à multipoint met en relation une source et plusieurs destinations. La dualité de l'identificateur des cellules permet d'exploiter deux types de connexion :

- Le conduit virtuel, identifié seulement par le VPI, le VCI n'étant pas "vu".
- La voie virtuelle identifiée par le couple VPI + VCI.

Un conduit virtuel contient un certain nombre de voies virtuelles et un lien de transmission peut contenir plusieurs conduits virtuels (figure 3.4).

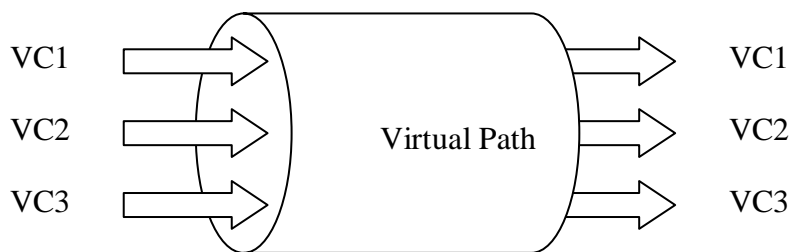


Figure 3.4 : Multiplexage de VC dans un VP

Selon qu'il analyse le VPI seul ou le couple VPI + VCI, un nœud commute un conduit ou une voie virtuelle. Dans le premier cas, les voies virtuelles sont transportées de bout en bout de façon transparente, à l'intérieur des conduits virtuels, tout en conservant leur identificateur, ceci est illustré par la figure 3.5. Une connexion est en fait définie par une concaténation d'identificateurs sur des liens physiques successifs entre les nœuds du réseau.

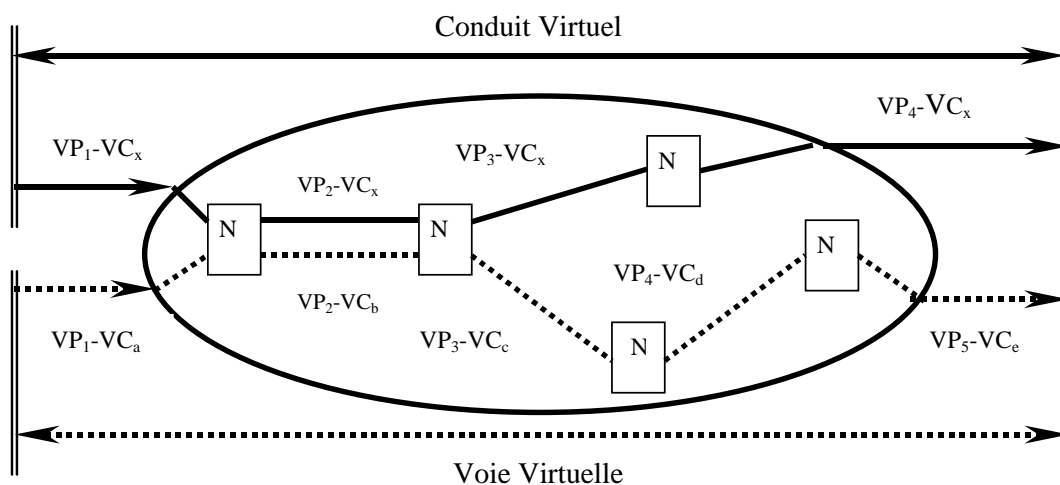


Figure 3.5 : Types de connexion ATM

Une connexion virtuelle peut être établie de deux façons :

- Par l'opérateur du réseau, à partir d'un centre de gestion. Il s'agit alors de connexions semi-permanentes, occasionnelles ou réservées et le nœud dans ce cas est un brasseur.
- Par les usagers eux-mêmes, en temps réel et pour une durée à priori indéterminée, grâce à un langage de signalisation spécifique. Le nœud est alors un commutateur d'appel qui traite la signalisation d'usager.

Les connexions semi-permanentes sont généralement des conduits virtuels, les connexions commutées d'appel sont des voies virtuelles.

## **7. La qualité de service et les paramètres de la connexion :**

L'ATM forum (organisme de normalisation ATM) a retenu que lors de l'établissement d'une connexion ATM, l'utilisateur doit négocier avec le fournisseur du réseau des paramètres de qualité de service. L'utilisation des paramètres de qualité de service (QoS) permet d'exprimer les caractéristiques d'une connexion. Ils permettent aux utilisateurs du service de disposer d'une méthode fiable pour spécifier leurs exigences et au fournisseur du service de disposer d'une base pour le choix du protocole. Après que l'application ait formulé ses besoins en terme de paramètres QoS, le réseau teste localement la possibilité d'assurer la qualité de service (à partir d'informations sur les performances du service réseau). Si le réseau peut fournir les services requis, il transmet ces paramètres au réseau homologue afin de négocier la qualité de service avec l'application désirée [2,3,5,66,68].

Les paramètres de qualité de service définis dans la recommandation. 84b du UIT [11,12,13], sont cités ci-après :

- 1) Délai d'établissement de la connexion.
- 2) Probabilité d'échec d'établissement de la connexion.
- 3) Débit.
- 4) Temps de transit.
- 5) Taux d'erreurs résiduelles.
- 6) Probabilité d'incidents de transferts.
- 7) Délai de libération de la connexion.

- 8) Probabilité d'échec de libération d'une connexion.
- 9) Protection des connexions.
- 10) Priorité d'une connexion.
- 11) Probabilité de rupture d'une connexion.

Les valeurs adoptées sont par la suite utilisées pour allouer les ressources au niveau des entités réseau. Une classe de qualité de service doit préciser des paramètres de connexion. Les paramètres de connexion ATM se répartissent en :

▪ **Paramètres de trafic :**

PCR (Peak Cell rate) : le débit crête, débit maximal souhaité.

SCR (Sustained Cell rate) : le débit moyen soutenu.

MBS (Maximum Burst Size) : taille maximale d'un pic de trafic.

MCR (Minimum Cell Rate) : débit minimal souhaité.

Les paramètres du trafic décrivent les caractéristiques inhérentes à la source du trafic. Ils sont déterminés par : le débit maximum (PCR), le débit soutenu (SCR), la taille maximum de rafale (MBS), le débit minimum (MCR) et la tolérance de la variation de délai de cellule (CDVT).

▪ **Paramètres de qualité de service :**

Les paramètres de QoS sont définis par un ensemble de valeurs qui sera négocié avec le réseau, de sorte que les valeurs statistiques mesurées lors du fonctionnement du réseau soient en accord avec les valeurs négociées. Les paramètres de QoS négociés lors de l'établissement d'une connexion ATM sont représentés par :

CTD (Cell Transfer Delay) : délai de traversée du réseau.

maxCTD Délai maximum de transfert de cellule.

CDV (Cell Delay Variation) : variation du délai.

CDVT (Cell Delay Variation Tolerance) : la tolérance de gigue.

CLR (Cell Loss Ratio) : Taux de perte des cellules = Cellules perdues/Cellules transmises.

BT (Burst Tolerance) : la durée des rafales tolérées.

## 8. Classes de services :

La qualité de service constitue un point particulièrement sensible puisque c'est l'élément qui permet de distinguer l'ATM des autres types de protocoles. Pour arriver à donner une qualité de service, il faut allouer des ressources, lesquelles sont parfois fortement sous-utilisées. De nombreux travaux de recherches ont été présentés à l'ATM Forum [14,16,17,18,19,20], et la solution retenue était d'identifier les classes de services à proposer aux clients :

**CBR (Constant Bit Rate) :** Ce service est destiné aux applications à débits constants ; caractérisés par une valeur PCR disponible durant toute la durée de la connexion et sensibles au délai d'acheminement des cellules (CTD) et à la régularité du débit des cellules (CDV) : Emulation de terminaux avec bande passante fixe, téléphonie, vidéoconférence, TV.

**VBR-rt (Variable Bit Rate - Real Time) :** Cette catégorie de service permet des transmissions à des débits variables sensibles aux contraintes temporelles c'est à dire celles nécessitant un délai et une variation de délai fortement limités, ce qui serait approprié aux applications audio et vidéo possédant un flux irrégulier. Les principales applications sont l'interconnexion des réseaux et la vidéo compressée. Les sources peuvent être caractérisées en termes de débit maximum (PCR), de débit soutenu (SCR) et de taille maximum de rafale (MBS). On attend des sources qu'elles transmettent à un débit qui varie avec le temps. On peut décrire le débit de la source comme étant sporadique. Le service VBR en temps réel peut soutenir un multiplexage statique de sources en temps réel.

**VBR-nrt (Variable Bit Rate – Non Real Time) :** réservée aux applications possédant un trafic irrégulier, sans contraintes temporelles fortes, telle que la vidéo de très haute qualité. Cette catégorie de service est adaptée aux applications en temps non réel présentant des caractéristiques de trafic sporadique et que l'on peut caractériser en termes de débit maximum (PCR), de débit soutenu (SCR) et de taille maximum de rafale (MBS). L'application peut s'attendre à un taux de perte de cellules faible pour les cellules respectant les termes du contrat du trafic. Aucune borne de délai n'est associée à cette catégorie de service. Le service VBR en temps non réel peut soutenir un multiplexage statique de connexions.

**ABR (Available Bit Rate) :** Qui permet d'utiliser la bande passante restante pour des applications qui ont des débits variables mais sensibles aux pertes. Un mécanisme de contrôle du flux est associé à la catégorie de service ABR. Il supporte plusieurs types de rétrocontrôles

pour contrôler le débit de la source en réponse aux caractéristiques changeantes de transfert de la couche ATM. Il est attendu à ce que la source adaptant son trafic en accord avec le rétrocontrôle, enregistre un taux faible de perte de cellules et obtienne une répartition équitable de la bande passante disponible selon la politique d'allocation spécifique du réseau. La variation du délai de la cellule n'est pas contrôlée dans ce service, même si les cellules admises ne sont pas retardées sans nécessité, le service ABR n'est pas conçu pour supporter des applications en temps réel. Un débit minimal doit être garanti pour que les applications puissent passer en un temps acceptable. Le temps de réponse n'est pas garanti dans ce service.

Lors de l'établissement d'une connexion ABR, la source détermine à la fois une bande passante requise maximale (PCR) et une bande passante minimale (MCR). Le MCR peut être nul. La bande passante disponible peut varier mais ne peut devenir inférieure à MCR.

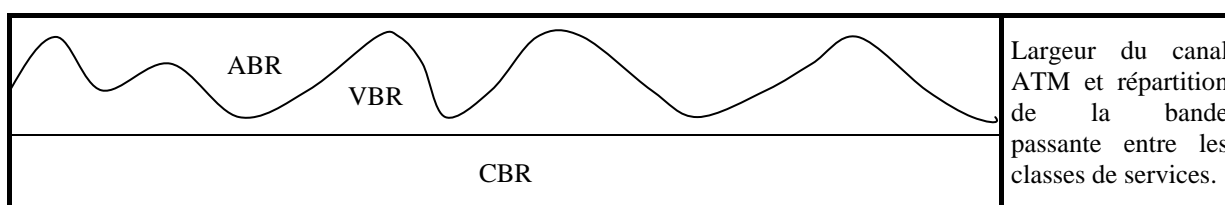


Figure 3.6 : Répartition de la bande passante sur un canal ATM

GFR (Guaranteed Frame Rate) : Un service amélioré du ABR, destiné aux applications qui nécessitent un minimum de débit garanti.

UBR (Unspecified Bit Rate) : La catégorie de service UBR est désignée pour les applications en temps non réel ne présentant pas de contraintes au niveau des délais et des variations de délai, ainsi qu'aux applications dépourvues d'exigence de débit et de délai. Il n'est spécifié aucune contrainte pour ce service ni sur les pertes, ni sur le temps de transport. Les applications traditionnelles en informatique en sont des exemples, tels que le transfert de fichiers et d'e-mail. Les sources UBR transmettent des cellules de façon sporadique. Le service UBR supporte un degré élevé de multiplexage statique parmi les sources, il ne spécifie aucune garantie de service liée au trafic. L'UBR n'influe pas sur la bande passante négociée pour la connexion. Il n'y a pas d'engagement sur le taux de perte de cellules expérimenté par une connexion UBR ou sur le délai de transfert des cellules de la connexion.

Le tableau 3.1 récapitule les caractéristiques des catégories de services proposés par l'ATM.

Garantie	Bande Passante	Variance du délai	Débit	Indicateur de Congestion
CBR	Oui	Oui	Oui	Non
VBR	Oui	Oui	Oui	Non
UBR	Non	Non	Non	Oui
ABR et GFR	Non	Non	Oui	Oui

Tableau 3.1 : Comparaison des classes de service

Ces catégories de service qui se distinguent entre celles en temps réel et celles en temps non réel ; possèdent certaines caractéristiques de trafic et définissent certaines exigences de qualité de service sur le flux. Des fonctions tels que le routage, le Contrôle d'Admission des Connexions (CAC) et l'allocation de ressources, se structurent différemment pour chaque catégorie de service (tableaux 3.2 et 3.3).

	CBR	rt-VBR	nrt-VBR	UBR	ABR
PCR et CDVT	Défini	Défini	Défini	Défini	Défini
SCR, MBS, CDVT	Non défini	Défini	Défini	Non défini	Non défini
MCR	Non défini	Non défini	Non défini	Non défini	Défini
Peak to Peak CDV	Défini	Défini	Non défini	Non défini	Non défini
Mean CTD	Non défini	Non défini	Défini	Non défini	Non défini
Max CTD	Défini	Défini	Non défini	Non défini	Non défini
CLR	Défini	Défini	Défini	Non défini	Défini

Tableau 3.2 : Normalisation des services

	Classe A	Classe B	Classe C	Classe D
Type de flux à acheminer	Constant	Variable		
Relation temporelle entre source et destination	Forte		Faible	
Type de connexion	Orienté connexion			Sans connexion

Tableau 3.3 : Classification des services

## 9. Fonctions et procédures de gestion du trafic :

C'est un véritable défi de concevoir des mécanismes de contrôle de flux efficaces pour les réseaux ATM, permettant d'utiliser au mieux les ressources du réseau et de satisfaire la qualité de service requise.

Après l'admission des trafics des services à débits constants (CBR) et à débits variables (VBR), il demeure aussi peu soit-il une bande disponible sur le canal, pour une



utilisation rationnelle de la totalité des capacités offertes par le lien ; l'ABR (Available Bit Rate) ; l'un des modes de transmission sur les réseaux ATM propose le partage de cette bande passante qui demeure disponible.

On définit le contrôle du trafic et les fonctions de contrôle de la congestion comme étant un ensemble d'actions prises par le réseau, c'est à dire par tous les éléments pertinents du réseau. Dans les réseaux ATM, une série de fonctions de contrôle du trafic et de la congestion se chargent du respect des objectifs de QoS assignés aux connexions ATM. Ces fonctions sont décrites dans [11,12,13,14] :

- Le contrôle d'admission d'une connexion.
- Le contrôle des paramètres d'usage.
- La sélection des cellules à éliminer.
- Le déroulement du trafic.
- L'indication explicite en aval de la congestion.
- La gestion des ressources en utilisant des voies virtuelles.
- Le rejet de trame.
- Le contrôle générique du flot.
- Le contrôle du flux ABR.

Pour une meilleure compréhension des problèmes de contrôle de trafic, nous allons passer brièvement en revue les procédures de contrôle d'admission de connexion (CAC) et de contrôle de paramètres d'usage (UPC).

#### **Contrôle d'admission de connexion (CAC) :**

On définit le contrôle d'admission de connexion (CAC) comme étant un ensemble d'actions prises par le réseau à l'établissement du canal virtuel commuté (SVC) ou par la gestion du réseau durant l'établissement du canal virtuel permanent (PVC) dans le but de déterminer si une connexion peut être établie ou doit être rejetée sur la base de la disponibilité des ressources dans le réseau. Un SVC est une connexion établie par l'intermédiaire d'une signalisation, par contre un PVC est une connexion avec une route statique définie à l'avance. L'information contenue dans le contrat du trafic est accessible à la fonction CAC. Le CAC utilise le contrat de trafic et sa connaissance du réseau pour déterminer [14,23,26] :

- Si la connexion peut être acceptée ou non.
- Les paramètres du trafic requis par l'UPC.
- Le routage et l'allocation des ressources du réseau.

On peut appliquer les différentes stratégies d'allocation des ressources du réseau aux flux de trafic avec  $CLP=0$  et avec  $CLP=1$ . De plus, une information telle que la mesure de la charge du réseau peut être utilisée lorsque l'on effectue le CAC. Ceci permet d'obtenir une utilisation plus performante du réseau tout en satisfaisant toujours aux objectifs de performance des applications. La fonction CAC est spécifique au réseau et n'affecte en rien la nature de l'information à acheminer [14].

#### **Contrôle de paramètres d'usage (UPC) :**

La recommandation I.371 [11,12,13,14] définit l'UPC comme étant un ensemble d'actions prises par le réseau pour diriger et contrôler le trafic. Son but principal est de protéger les ressources du réseau des transgressions aussi bien involontaires que celles ouvertement mal intentionnées qui peuvent affecter la QoS des connexions préalablement établies, cela en détectant les violations des paramètres négociés et en appliquant les actions appropriées. Ces actions, au niveau de la cellule, peuvent inclure [14,15,19,20] :

- Le transfert des cellules.
- Le marquage de la cellule en violation de contrat (suivant l'option du réseau).
- Le rejet des cellules.

Les VCCs et les VPCs s'occupent de diriger la tâche pour l'UPC selon les deux actions suivantes :

- D'abord, contrôler la validité des VPI et VCI (c'est à dire si les valeurs VPI/VCI sont associées à un des VCCs actifs) et contrôler le trafic pénétrant dans le réseau à partir des VCCs actifs dans le but d'assurer qu'il n'est pas en violation des paramètres sur lesquels on s'est accordé.
- Ensuite, contrôler la valeur de VPI (c'est à dire si les VPIs sont associées à un des VPCs actifs) et contrôler le trafic pénétrant dans le réseau à partir des VPCs actifs dans le but d'assurer qu'il ne transgresse pas les paramètres fixés

Les algorithmes UPC [19,26,30,32,33] sont spécifiques au réseau et sont implémentés sur une connexion au point où la première liaison se termine dans le réseau. Les caractéristiques suivantes des algorithmes UPC sont cependant recommandées :

- Capacité à détecter toute situation non conforme du trafic.
- Réponse rapide aux violations des paramètres.

## 10. Paramètres du transport ATM :

La couche AAL/ATM (ATM Adaptation Layer/ ATM) représente une technologie basée sur la commutation de cellules issue d'une évolution de la commutation de paquets (telles que le X25) et de la commutation de circuits utilisée en téléphonie. Il est conçu pour être intégré d'une façon souple afin de garantir de hautes performances (155 Mb/s, 622 Mb/s et plus). Pour assurer les services ci-dessus, quatre ALLs sont définies dans le modèle de protocole ATM déjà illustrée par la figure 3.1 :

**AAL1** : fournit un service d'émulation, service synchrone à débit constant orienté connexion.

**AAL2** : service synchrone (relation temporelle entre source et destination) à débit variable orienté connexion.

**AAL3/4** : service de type asynchrone à débit variable ; le service peut être orienté connexion ou sans connexion. Cette AAL est une concaténation des services fournis à l'origine par l'AAL3 et l'AAL4.

**AAL5** : service de type asynchrone à débit variable avec établissement de connexion. Cette AAL est en fait une AAL3/4 simplifiée de façon à augmenter le débit utile et les performances. La simplification a consisté à diminuer les contrôles d'erreurs effectués par AAL3/4 .

Pour le contrôle de transmission dans la couche transport, il s'agit d'analyser les différents besoins des applications et de trouver un système de transport qui puisse répondre à ces besoins en propageant les augmentations des débits jusqu'aux applications. Pour cela des mécanismes complexes basés sur l'utilisation de temporisations et sur des retransmissions ont été adoptés [2,4,14,26].

Les protocoles de transport classiques utilisent la numérotation de paquets et les accusés de réception pour détecter et corriger les erreurs de transmissions comme la perte, la

duplication ou le déséquencement de paquets et pour fournir le contrôle de flux de bout en bout, un mécanisme de contrôle total est utilisé pour détecter les altérations de paquets. Ces techniques ne sont pas bien adaptées pour contrôler les flots de données des applications haut débit [60]. En effet, ces techniques demandent d'importantes ressources de traitement et de place mémoire et il en résulte une augmentation des délais de transmission.

### **11. Signalisation sur les réseaux ATM :**

Dans les réseaux de transmissions à haut débit, deux types de signalisation existent : dans la bande (Réseaux TCP et OSI) et hors bande (Réseaux ATM). La signalisation consiste en un échange d'informations de contrôle entre les systèmes de transport communicants à travers un réseau. Son objectif est de permettre l'ouverture et la fermeture des connexions, ainsi que le contrôle des connexions. La signalisation peut être éventuellement effectuée [1,2,5,7]:

- Dans la bande : les informations de contrôle sont échangées avec les données utilisateur, par le biais d'une même connexion.
- Hors bande : une connexion supplémentaire est établie, uniquement dédiée au transfert des informations de contrôle ; dans ce cas, le système récepteur n'a pas à distinguer les informations de contrôle et de données.

### **12. Dimensionnement des services en débit :**

Dans les réseaux à large bande, les conduits de transmission sont partagés par des services hétérogènes (voix, données, image), qui diffèrent en débit, en durée moyenne de communications et en taux d'arrivée d'appels. Un contrôle des accès est donc nécessaire pour assurer la qualité de service requise pour chaque service transporté [71,.

Ce contrôle également appelé contrôle des admissions [19,26], repose sur le principe selon lequel la décision d'accepter un nouvel appel est déterminée par la moyenne  $b_i$  et la variance  $v_i$  du débit de chaque téléservice. Ces deux paramètres de caractérisation des appels peuvent être utilisés pour mettre en œuvre une fonction de contrôle des admissions convenant à chaque type de service.

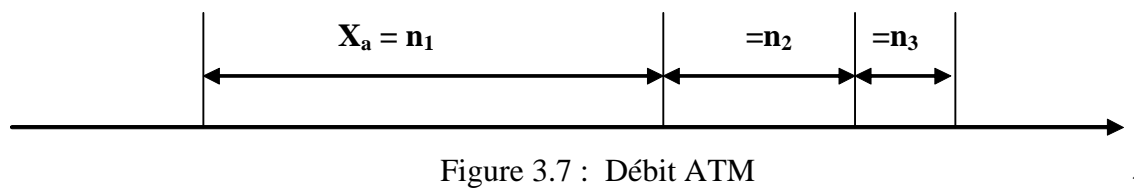
Cette fonction de contrôle n'accepte une nouvelle connexion que si la condition suivante est satisfaite :

$$\sum_i b_i + T \sqrt{(\sum_i v_i)} \leq PCR.L$$

Pour un taux de perte de cellules donné et une loi d'arrivée des cellules donnée,  $L$  est la charge moyenne de la liaison pour laquelle le tampon de sortie, en tête de la liaison, a été dimensionné. On désigne par PCR le débit binaire maximum admissible de la liaison considérée, tandis que  $T$  se réfère à la probabilité que le débit binaire instantané dépasse MCR.

### 13. Débit d'un Multiplex ATM :

Sur un multiplex ATM, deux cellules consécutives affectées à un circuit virtuel A sont séparées par un certain nombre de cellules non affectées (vides) ou affectées à d'autres circuits virtuels. Plus précisément, le temps séparant le début d'une telle cellule du début de la suivante, mesuré en nombre de cellules, est une variable aléatoire discrète  $X_a$  qui peut prendre comme valeur  $n_1, n_2, \text{etc.}$  Si  $P_a$  est la probabilité qu'une cellule soit affectée au circuit virtuel A, la loi de probabilité  $X_a$  est géométrique [1,9,10]. Il en résulte que la probabilité qu'il y ait  $n$  "cellules étrangères" (cellules appartenant à un autre circuit virtuel) entre deux cellules successives du circuit virtuel A est :  $P\{X_a = n+1\} = P_a(1 - P_a)^n$



Le Débit instantané d'information du circuit virtuel A, exprimé en nombre de cellule par seconde, est la variable aléatoire discrète :  $d_a = 1/X_a$

Il est limité par le débit physique du multiplex. Pour des cellules de 53 octets et à un débit de 600 Mbit/s,  $d_a$  ne peut dépasser  $1,4 \times 10^6$  cellules par seconde.

### Débit d'une connexion ATM :

Une connexion est caractérisée en tout point du réseau et en particulier à la source, par un processus stochastique défini par une suite de cellules ayant le même identificateur.

Deux cellules consécutives sont séparées par un intervalle de temps qui est une variable aléatoire  $X_a$  et qui contient des cellules vides et/ou des cellules appartenant à d'autres connexions du même multiplex. En supposant le processus stationnaire, la valeur moyenne

$E[X_a]$  permet de définir le débit moyen  $1/E[X_a]$  et la variance  $V[X_a]$  traduit les variations de débit autour de la valeur moyenne. L'inverse  $1/X_{\min}$  de la valeur minimale  $X_{\min}$  définit le débit crête (instantanée) de la connexion qui peut évidemment être égal au débit physique du lien de transmission, lorsque celui-ci ne porte qu'une connexion virtuelle [1,9].

Sans entrer dans les détails, on peut distinguer deux types de connexions selon la valeur de  $V[X_a]$  à la source :

- $V[X_a]$  nulle ou petite : ce sont les sources en temps réel, échantillonnées (audio et vidéo) qui engendrent des flux de cellules périodiques, et  $V[X_a]$  est la gigue introduite par le multiplexage de plusieurs flux.
- $V[X_a]$  grande : ce sont les sources de données informatiques qui engendrent des flux de cellules par rafales plus ou moins longues (paquets) à un débit crête instantané pouvant être très supérieur au débit moyen. On ne peut plus alors parler de gigue mais de sporadicité définie comme le rapport entre le débit crête et le débit moyen.

La traversée d'une file d'attente sera bien différente, dans les deux cas, pour le même débit moyen. Il est clair que l'arrivée d'une rafale suffisamment longue peut faire déborder la file et provoquer des pertes de cellules, non seulement dans la connexion considérée mais également dans les autres connexions empruntant la file, ce qui est plus grave.

Indépendamment des débits propres des sources, le multiplexage de connexions virtuelles par une file d'attente peut contribuer, en soit, à l'augmentation de  $V[X_a]$  et du débit crête instantané.

### **Etablissement d'une connexion ATM :**

L'ATM opère en mode connecté, la connexion doit être établie avant que les cellules ne soient effectivement émises. L'établissement est l'objet d'une procédure CAC (Call Admission Control : contrôle d'admission de connexion) qui peut aboutir à un échec lorsque les ressources nécessaires ne sont pas disponibles. Ces ressources sont de deux types :

- Suite d'identificateurs, de bout en bout, pour marquer les nœuds traversés et définir le routage des cellules.
- Bande passante correspondant au débit du service demandé et aux valeurs des paramètres d'usage utilisés et déclarés par l'utilisateur, pour spécifier la connexion.

En fait, la même concaténation d'identificateurs est réservée pour les deux sens de transmission (aller et retour), comme si la connexion était systématiquement bidirectionnelle. La bande passante, n'est pas nécessairement la même dans les deux.

Trois couples de paramètres d'usage sont utilisés en pratique :

1.  $(T, t)$  :  $T$  est l'intervalle de temps minimal séparant deux cellules consécutives émises par la source,  $1/T$  définissant en cellules par seconde le débit crête PCR (Peak Cell Rate) et  $t$  est la tolérance de gigue CDV (Cell Delay Variation) en secondes sur le débit crête.
2.  $(T_S, t_S)$  :  $T_S$  est l'intervalle de temps moyen entre deux cellules consécutives,  $1/T_S$  définissant le débit moyen SCR (Sustainable Cell Rate) et  $t_S$  la tolérance de gigue sur le débit moyen.
3.  $(T_m, t_m)$  :  $T_m$  est l'intervalle correspondant au débit minimal MCR (Minimal Cell Rate) garanti par le réseau et  $t_m$  est la tolérance de gigue associée.

Les tolérances de gigue autorisent les débits réels à être plus élevés que les débits déclarés auxquels elles sont associées, mais seulement pendant la durée limitée d'une rafale. A cet égard, les paramètres  $T$ ,  $T_S$  et  $t_S$  peuvent être combinés pour définir un autre paramètre d'usage : la longueur maximale MBS (Maximal Burst Size) des rafales.

#### **Police d'une connexion :**

Lorsque les valeurs des paramètres d'usage déclarés à l'établissement d'une connexion ne sont pas respectées, une file d'attente traversée par cette connexion peut déborder et provoquer des pertes de cellules inacceptables sur les autres connexions empruntant la même file. Il est donc impératif de contrôler en permanence le débit de toutes les connexions à l'entrée du réseau (interface UNI) et même entre deux réseaux appartenant à des opérateurs différents (interface NNI), de manière à pouvoir protéger les connexions conformes à leur déclaration contre les écarts accidentels ou intentionnels de celles qui ne le sont pas.

L'UIT-T a normalisé, dans la recommandation I.371 [11,12,13,14], un algorithme dit VSA (Virtual Scheduling Algorithm) permettant de savoir si chaque cellule d'une connexion est conforme ou non au contrat négocié entre l'utilisateur et le réseau, en mesurant le temps qui la sépare de la cellule précédente. Une cellule non conforme peut être soit rejetée, soit marquée en positionnant à 1 le bit CLP pour être rejetée ensuite prioritairement en cas de congestion,

l'idée étant qu'il n'est peut être pas nécessaire de rejeter une cellule, même non conforme, si le réseau a des ressources disponibles pour l'acheminer [74].

L'algorithme VSA est mis en œuvre par un composant matériel opérant en temps réel aux débits élevés des connexions ATM qui peuvent atteindre 155 Mbit/s, voire 622 Mbit/s. En fait, il s'agit de deux algorithmes identiques mais armés sur des valeurs différentes à l'établissement des connexions permettent de contrôler deux des couples de paramètres d'usage définis au paragraphe précédent,  $(T, t)$  et  $(T_s, t_s)$  ou  $(T, t)$  et  $(T_m, t_m)$ , selon la classe de service utilisée.

### **Congestion, lissage et contrôle de flux:**

Revenons au modèle de la file d'attente recevant un flux de cellules contenant un certain nombre de connexions. Elles peuvent rencontrer un état de congestion, encore que la définition du phénomène demeure floue [14]. Le cas net est évidemment celui du débordement. Il y a plusieurs façons d'approcher le phénomène.

Une façon préventive globale est de surdimensionner la file en augmentant la longueur  $Q$  et/ou en réduisant le temps de service  $T_c$  pour absorber les pointes de débit. Une meilleure façon est de réduire préalablement, par lissage, la variance  $V[X_a]$  de chaque connexion traversant la file en espaçant les cellules consécutives au prix d'une mémorisation d'autant plus importante que  $V[X_a]$  est grande. Ceci suppose que l'on ait une connaissance à priori suffisamment précise des lois d'arrivée, ce qui reste problématique pour les services de données. En pratique, le lissage peut être effectué à l'entrée et/ou à la sortie d'un réseau pour réduire la gigue des connexions et optimiser l'utilisation de la bande passante disponible.

Une façon réactive consiste à utiliser un mécanisme de contrôle de flux qui surveille en temps réel l'état de la file et signale en amont, pour chaque connexion, le risque de congestion ; objet de notre présente thèse. Deux grandes variantes sont en compétition. Dans l'une, la source est autorisée à émettre au débit maximum mais par rafales de longueur limitée par un crédit alloué en fonction de l'état de la file. Dans l'autre, qui est actuellement préférée par le forum ATM [11,12,13], c'est le débit qui varie en fonction de cet état. Se pose alors le problème de la réduction équitable du débit des connexions rencontrant une situation de congestion.



## **14. Analyse objective des techniques ATM :**

Nous avons brièvement exposé dans ce chapitre les principes de base d'ATM et ses catégories de service. L'ATM fournit une adaptation pour les différentes unités de données de protocoles (PDU), ceci par l'intermédiaire d'une couche d'adaptation appropriée à la classe de service (CBR, rt-VBR, nrt-VBR, VBR et ABR). L'ATM garantit ainsi à chaque application la QoS requise. On obtient cette garantie de QoS grâce à certaines fonctions de gestion du trafic (CAC et UPC, etc.) implémentées dans les éléments du réseau. Avant de terminer ce chapitre, nous procédons à une analyse de certaines caractéristiques importantes d'ATM.

### **1. Modularité :**

Avantage : La modularité est énoncée comme une des propriétés d'ATM. Les facteurs clés sont : une architecture basée sur la commutation et une structure commune de la cellule partagée par tous les composants du système ATM.

Inconvénients : Bien que sur les réseaux ATM, on puisse faire face avec flexibilité aux demandes accrues de bande passante, le maximum de bande passante disponible pour un utilisateur demeure limité à la bande passante totale de la liaison. Le format uniforme de la cellule à travers une gamme de sous-réseaux est évidemment un point idéal, qui peut faciliter le traitement hardware pour obtenir de grandes vitesses de commutation.

Le coût de traitement pour chaque cellule ATM n'est cependant pas optimum à toutes les vitesses du réseau. Le coût de traitement d'une cellule ATM est relativement plus significatif au niveau des vitesses Gbit/s plutôt qu'au niveau des vitesses inférieures.

### **2. Multiplexage statique :**

Avantage : Une source avec un débit variable se caractérise par différents degrés d'activités durant la vie de la connexion. De nombreuses applications envisagées pour les futurs réseaux ATM développent un comportement semblable. Cela permet d'admettre un nombre plus grand de connexions grâce à une meilleure utilisation des ressources partagées.

Inconvénients : Le multiplexage statique se présente de façon paradoxale car la bande passante utilisable ne l'est pas totalement par peur d'une émergence soudaine du trafic sporadique [14]. Le multiplexage statique fonctionne bien lorsque de nombreuses sources sont multiplexées. ATM nécessite des procédures de CAC et de UPC pour déterminer la

quantité de bande passante allouée à une connexion et pour prévenir l'excès de trafic au-delà de la bande passante allouable. La détermination de la bande passante nécessaire pour une connexion n'est pas aisée [19]. L'algorithme UPC peut produire des pertes excessives de cellules lors d'une violation de contrat. Il est fort possible que l'on ne maîtrise pas pendant un certain temps les détails des procédures CAC et UPC convenant au multiplexage statique de divers types de trafic.

### **3. Intégration du trafic :**

Avantage : Grâce au format uniforme de la cellule on peut aisément intégrer, dans un réseau ATM, les données provenant de différentes sources. D'un autre côté, dans les réseaux de données, un paquet moins prioritaire peut se trouver retardé jusqu'à ce que la transmission d'un paquet plus prioritaire s'achève.

Inconvénients : Les cellules sont intégrées dans la couche ATM. Il n'est cependant pas toujours désirable de mélanger des cellules avec des exigences de QoS différentes. Par exemple, les cellules avec des exigences de perte réduite peuvent avoir à être envoyées avant des cellules pouvant supporter des retards. Ce qui implique qu'un algorithme de priorité se révèle nécessaire pour distinguer entre les cellules aux exigences de QoS diverses [20,21].

### **4. Simplicité du réseau :**

Avantage : Dans les réseaux ATM, on distingue trois formes de simplification des fonctionnalités des nœuds dans le réseau. En premier lieu, disposant de l'avantage d'un taux réduit d'erreur d'octet (grâce notamment à l'utilisation de la fibre optique), les erreurs de transmission ne sont pas contrôlées au sein des nœuds du réseau (excepté pour le contrôle d'en-tête de la cellule ATM). On s'occupe de la gestion des erreurs uniquement aux nœuds d'extrémités du réseau grâce aux mécanismes utilisateur. En deuxième lieu, puisque l'ATM garantit l'ordre de cellules dans le flux, la limite entre les différentes trames de données peut être facilement extraite par les récepteurs. Finalement, la commutation des cellules est simple grâce aux étiquettes de commutation pré-allouées pour l'ensemble de la voie à travers le réseau.

Inconvénients : On ne peut pas tenir la promesse d'une simplicité du réseau car des fonctions plus complexes s'imposent pour gérer les différentes qualités de service dans l'ATM.

## **15. Conclusion :**

L'objectif du présent chapitre, était de présenter la technologie ATM, exposer les solutions apportées et analyser la technique de multiplexage ATM et le mode orienté connexion et sans connexion d'une application multimédia, à travers un réseau à commutation ATM.

Le mode de transfert asynchrone (ATM) met en application des techniques de transmission très développées, s'impose aujourd'hui comme une technologie qui permettra l'entrée des télécommunications dans l'ère du multimédia et qui propulsera cette industrie dans le nouveau millénaire. L'ATM, propose dès aujourd'hui des solutions complètes pour bâtir les autoroutes de l'information qui constitueront le monde de demain.

La satisfaction des besoins des usagers passe par la disponibilité de techniques appropriées. Les systèmes de transmission tels que ceux à fibre optique ; peuvent écouler couramment des débits de l'ordre de 100 Mb/s. Mais la technique ATM est une solution d'une nouvelle génération de commutateurs à large bande. Elle permet non seulement de commuter de hauts débits binaires, mais également de mettre en œuvre des services de réseau à bande étroite et à large bande. Les réseaux ATM ont l'avantage de fournir des débits plus élevés sur des distances plus grandes. L'ATM est la technique adoptée pour les systèmes de commutation de la prochaine génération, déjà disponibles dans un nombre de réseaux ; téléphonie, Internet, WAN, etc.

## 4. TRAFFIC CONTROL IN ATM NETWORKS

The design of a suitable ATM traffic control is the most important challenge for the success of an ATM based B-ISDN. Therefore it has been the subject of vigorous research over recent years.

According to ITU-T Recommendation I.371, the primary role of *traffic control* procedures is to protect the network so that it can achieve the required network performance objectives, e.g. in terms of cell loss probability or cell transfer delay. The same recommendation defines ATM layer traffic control as the set of actions taken by the network to avoid congestion. The latter is defined as a state of network elements (e.g. switches, concentrators, cross-connects and transmission links) in which the network is not able to meet the negotiated quality-of-service objectives for the connections already established or for any new connection request, because of traffic overload or control-resource overload. Congestion can be caused by unpredictable fluctuations of traffic flows or by fault conditions within the network and is to be distinguished from queue saturation, which may happen while still remaining within the negotiated quality-of-service.

The objectives of ATM layer traffic control for B-ISDN can be summarized as follows:

- *Flexibility*: It should support a set of ATM layer QOS classes sufficient for all existing and foreseeable services.
- *Simplicity*: The challenge is to design a simple ATM layer traffic control mechanism which minimizes network equipment complexity while maximizing network utilization.
- *Robustness*: The requirement of achieving high resource efficiency under any traffic circumstance while maintaining simple control functions.

To meet the above objectives, the following two functions are prerequisite in ATM networks: Connection Admission Control (CAC) and Usage Parameter Control (UPC). The locations of these functions in ATM networks are shown in Figure 4-1.

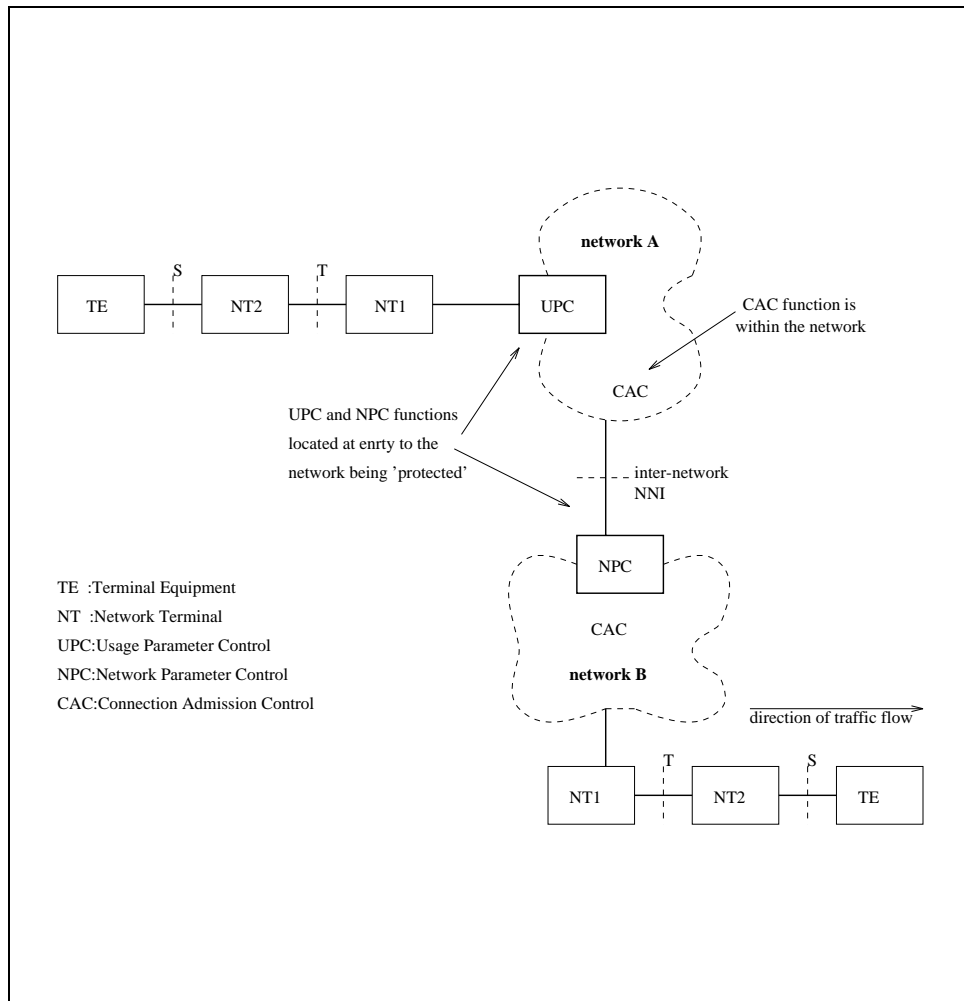


Figure 4-1 Location of traffic control functions

The concept of traffic control in ATM networks is simple. Users declare the traffic characteristics of their communication when they set up a connection, and the network assigns the resources necessary for this communication. If the assignment is impossible the connection is rejected. During communication, the network monitors the conformity between the declared traffic characteristics and the characteristics of the actual cell stream at the entrance of the network. If the network finds disconformity it imposes a penalty on the user. The control assigning resources and judging rejection or acceptance is called *Connection Admission Control (CAC)*, and the control monitoring the cell stream and imposing penalties is called *Usage Parameter Control (UPC)*.

#### **4.1 What Is Different In ATM Networks ?**

In circuit-switched networks, each connection is allocated a fixed amount of bandwidth, and a constant data rate in the network is provided to communicating entities throughout the duration of the connection. For example, in a telephone network each connection requires a 64-kbps channel. If a requested channel is available, the connection is established. Otherwise, it is rejected. This simple call admission procedure is sufficient to control traffic in circuit-switched networks since the dedicated bandwidth is always available for a connection and there is no contention for network resources once a channel is allocated.

On the other hand, traffic control is a much more complex task in packet-switched networks due to the random nature of the traffic arrival and contention for network resources. In these networks, a queue is associated with each link at every switching node in the network. As the arrival rate at a link approaches its transmission rate, the queue length grows dramatically. As a node becomes congested, buffers start to overflow (i.e. packets that arrive when the buffer is full are discarded). Dropped packets are eventually retransmitted by an upstream node (or by the source), causing the traffic load to further increase. As the number of retransmissions increases, more nodes become congested and more packets are dropped. Eventually, the network can reach a catastrophic state in which most of the packets in the network are retransmissions. The challenge in packet switching is to develop a framework that maximizes the utilization of network resources while controlling the traffic flow in the network so that the temporary periods of congestion that occur due to the stochastic nature of the traffic do not turn into sustained periods of congestion, which causes the network performance to degrade dramatically. In general, end-to-end flow control is used to avoid congestion in packet switched networks.

The end-to-end flow control (at the level of transport layer) is performed by a window mechanism monitored by the receiver. In case of congestion, the receiver informs the transmitter and asks it to reduce its output. A control information dialogue therefore takes place between the two communicating entities. At lower layers, feedback control data transfers occur for flow or error control purposes, and/or to notify of congestion.

The high transmission speeds of ATM networks limits the usage of flow control. The following table (Table 4-1) compares the transmission and propagation times in relation to the distance between both sites and the network throughput. The ATM cell length is 53 bytes=424 bits and the data speed is 150000 km/s on the fiber optic links.

- $T_t$  : Cell transmission time for a 424 bit cell,
- $T_p$  : Propagation time,
- T : Information transmitted during the  $T_p$  time.

Throughput	Distance	50 km	500 km	1000 km
64 kbit/s	$T_t(\mu s)$	6625	6625	6625
	$T_p(\mu s)$	333	3333	6667
	T(bit)	21	213	427
2 Mbit/s	$T_t(\mu s)$	212	212	212
	$T_p(\mu s)$	333	3333	6667
	T(bit)	667	6667	13333
	T(cell)	2	16	31
155 Mbit/s	$T_t(\mu s)$	2.74	2.74	2.74
	$T_p(\mu s)$	333	3333	6667
	T(bit)	51667	516667	1033333
	T(cell)	122	1219	2437
622 Mbit/s	$T_t(\mu s)$	0.68	0.68	0.68
	$T_p(\mu s)$	333	3333	6667
	T(bit)	207333	2073333	4146667
	T(cell)	489	4890	9780

Table 4-1 Transmission and Propagation Times

Note that with a bit rate of 155 Mbit/s, on a 500 km distance, the time from the cell transmission to its acknowledgement (2.3.33 ms = 6.66 ms) is 2432 times the cell transmission time. The sender can therefore emit 2432 cells (=1Mbit) before receiving any information about error or flow control from the other end.

The fact that the ratio of the propagation time to emission time increases drastically in high bandwidth networks leads to the result that the state of the network congestion evolves too quickly for all the feedback information to arrive soon enough. Therefore, flow control mechanisms based on network management information feedback are, alone, not effective in ATM networks.

Various control mechanisms have been proposed for ATM networks. These can be classified into two categories: reactive control and preventive controls.

Each class of control is applicable at different time scales. In particular, reactive schemes can necessarily operate at time scales greater than the propagation delay, whereas preventive techniques are designed to be effective at cell transmission times till the end of the connection duration.

#### **4.1.1 Reactive Control**

Reactive control is a technique used to recover from a congested state. The traffic flow at the access points, based on the current traffic levels, are regulated within the network; access points therefore require indicators of congestion to be fed back from network nodes with enough lead time to react effectively. There are several potential problems with a reactive control approach in a broadband network (see Table 4-1 for reaction time). The feedback control loop would be sensitive to transient traffic behaviour and network topology (i.e. propagation delay), making it difficult to avoid overreactions while at the same time ensuring the guaranteed QOS is met. It would also be difficult to determine which terminals or end systems should be throttled back when each may have such diverse bandwidth requirements. Reactive controls are therefore more appropriate for private, localized networks carrying homogeneous traffic where transport performance is not critical to the integrity of the connection, where all terminals or systems can be throttled back in a similar manner, and where the network users can be dependent upon to protect the integrity of the network.



### 4.1.2 Preventive Controls

In contrast to reactive control, preventive control techniques attempt to prevent congestion by taking appropriate actions before they actually occur. It provides a fair allocation of bandwidth by requiring at times of high network load levels, that each connection's traffic flow remains within specified bounds as negotiated.

A preventive flow control mechanism consists of:

- i) The *connection admission control* (call level). This control figures out if the network can (or cannot) accept a call. This decision is based on the new service criteria and on the network's present state.
- ii) The *access control* (cell level). After acceptance of the new traffic, the network must ensure that the new traffic characteristics are kept within the values of traffic parameters negotiated during the establishment period. This *policing* mechanism is called *usage parameter control* and *network parameter control*.

### 4.2 Connection Admission Control (CAC)

When using virtual circuits, data transfers are performed in three stages: virtual circuit (VC) establishment, data transfer, virtual circuit closure. At the admission control stage, the sender negotiates the quality of service parameters with the network. The connection admission control decides whether or not a connection can be accepted. CAC is defined as the set of actions taken by the network at the call set-up phase (or during call re-negotiation phase) in order to establish whether a VC or VP connection can be accepted or not. A connection request is accepted only when sufficient resources are available to establish the call through the whole network at its required *Quality Of Service* (QOS) and to maintain the agreed quality of service of existing calls. This also applies to re-negotiation of connection parameters within a given call.

The CAC has to be provided with the following information:

- Source Traffic Characteristics
- Required quality of service

The parameters to characterise traffic have not been yet completely determined by the various standards bodies, but several parameters have been proposed. Accurate and simple characterisation of traffic sources is very important. Bad characterisation of the source could cause wrong decisions by the CAC. The expected parameters as explained in Chapter 3 are listed below:

- Mean arrival rate of ATM cells ( $m$ )
- Peak arrival rate of the ATM cells ( $p$ )
- Burstiness ( $\beta$ )
- Peak duration ( $t_{on}$ )

#### **4.2.1 Bandwidth Allocation**

Bandwidth allocation deals with determining the amount of bandwidth required by a connection for the network to provide the required quality of service. There are two alternative approaches for bandwidth allocation: deterministic multiplexing and statistical multiplexing.

In deterministic multiplexing, each connection is allocated its peak bandwidth. Although this can eliminate cell level congestion almost totally, it goes against the philosophy of the ATM framework since it does not take advantage of the multiplexing capability of ATM and restricts the utilization of network resources.

An alternative method is statistical multiplexing. In this scheme, the amount of bandwidth allocated in the network to a VBR source is less than its peak, but necessarily greater than its average bit rate. This, allocated bandwidth which is less than the peak, is called *virtual* or *effective* bandwidth. Then, the sum of peak rates of connections multiplexed onto a link can be greater than the link bandwidth as long as the sum of their effective bandwidths is less than or equal to the provisioned link bandwidth.

The main difficulties in calculating the value of the effective bandwidth of a connection are:

- Guaranteeing the QOS requirements of individual connections;
- Assuring that the QOS provided to existing connections does not degrade to unacceptable levels when multiplexed together with new connections.

In order to solve the problem of determining the bandwidth requirements of connections the superposition of traffic arrivals has to be investigated.

#### **4.2.2 Superposition of Traffic Arrivals**

A main characteristic of ATM networks is that heterogeneous traffic is superposed. It is therefore important to superpose arrival process models when evaluating the performance of ATM networks. To model the superposed traffic, two methods can be considered:

- Statistics Superposition
- Model Superposition

The statistics superposition evaluates the statistics of the individual processes and then uses them to compute the statistics of the superposed process. The advantages of the statistics superposition are that the computation for it is easy and the state space does not grow (unlike the state space in model superposition). Simulations are used successfully for statistical superposition. If the characteristics for an individual source are known those for the superposition can be obtained directly by simulation and hence QOS parameters such as the CLP for each source can be calculated.

Model superposition, on the other hand, first determines models for individual processes and then superposes them to an superposed model. This method is only applicable when the individual models are MMPP, phase-type Markov renewals, Markovian Arrival Processes (MAP), discrete-time models with a Markov-modulated arrival, or a discrete-time MAP (DMAP). For example, if MMPPs are used as individual process models, the superposition can be described by an MMPP as explained in Section 3.4.5 .

### 4.2.3 CAC Algorithms

A variety of CAC algorithms have been proposed. The aim is to produce an algorithm that is simple (in terms of processing and storage requirements) and efficient (to allow statistical multiplexing gain).

In ATM networks the Cell Loss Probability (CLP) must be evaluated for connection admission control as stated before. If the traffic parameters are quantitative, and a user specifies their value, CAC must assign a bandwidth guaranteeing the CLP objective for any cell arrival process satisfying the specified traffic parameter values. In this section some algorithms are given to evaluate the CLP of  $N$  superposed identical sources, under the condition that only traffic parameter values are given.

#### 4.2.3.1 The Fluid Flow Model

In the physical model of [ANIC82] a buffer receives cells from a finite number of statistically independent and identical traffic sources that asynchronously alternate between exponentially distributed periods in the 'on' and 'off' states. In the on state the source transmits at a uniform rate. The buffer depletes uniformly with the allocated bandwidth rate of  $BW$  bits/s. This physical model is shown in Figure 4-2.

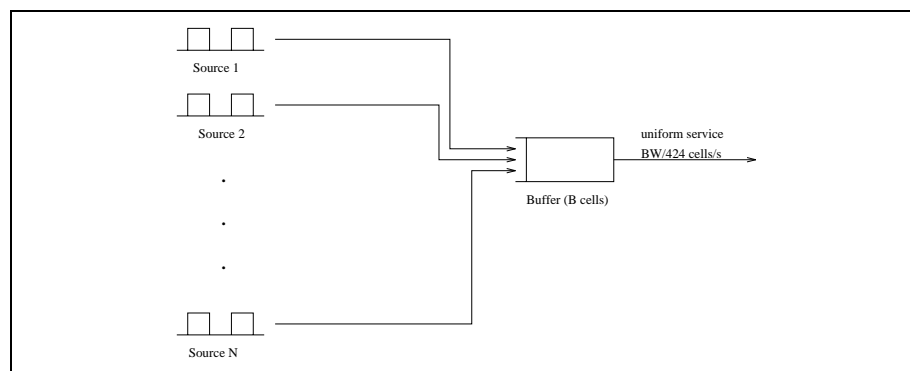


Figure 4-2 The Fluid Flow Model

The source model differs from the on-off source model presented in Section 3.4.1 only in the assumption of uniform generation and transmission of information. Here information is considered to have a continuous nature, as if it were a fluid; there is no discretization of information in cells. Similarly, service is carried out in a uniform manner, not on a per cell basis.

Without loss of generality, the unit of time is selected to be the average on period ( $t_{on}$ ). With this unit of time, the average off period is denoted by  $1/\lambda$ . That means

$$t_{off} = t_{on}/\lambda$$

$$\lambda = \alpha/(1-\alpha)$$

where  $\alpha = 1/\beta = m/p = t_{on}/(t_{on}+t_{off})$  denotes the on-state time fraction. Again, without loss of generality, the unit of information is chosen to be the amount generated by a source in an average on period. Thus, at the on state, the source transmits at the uniform rate of 1 unit of information per unit of time. The output link capacity is  $C = BW/p$  units of information per unit of time and the buffer size of  $B$  cells is converted to a buffer size of  $x = B \cdot 424/(p \cdot t_{on})$  units of information.

First let us find the overflow probability of the buffer, in order to calculate the cell loss probability.

Now, if at time  $t$  the number of on sources equals  $i$ , two elementary events can take place during the next interval  $\Delta t$ , a new source can start or a source can turn off. Since the on and off periods are exponentially distributed, the respective probabilities are  $(N-i)\lambda\Delta t$  and  $i\Delta t$ .

The differential equations governing the equilibrium buffer distribution can be derived as follows: If  $P_i(t,x)$ ,  $0 \leq i \leq N$ ,  $t \geq 0$ ,  $x \geq 0$  is the probability that, at a time  $t$ ,  $i$  sources are on and the buffer contents does not exceed  $x$ , then

$$P_i(t+\Delta t, x) = (N-(i-1))\lambda\Delta t P_{i-1}(t, x) + (i+1)\Delta t P_{i+1}(t, x)$$

$$+ [1 - ((N-i)\lambda + i)\Delta t] P_i(t, x - (i-C)\Delta t) + O(\Delta t^2) \quad (4.1)$$

These equations merely reflect the fact that only transitions between adjacent states are allowed. Passing to the limit  $\Delta t \rightarrow 0$  we obtain:

$$\frac{\partial P_i}{\partial t} + (i-C) \frac{\partial P_i}{\partial x} = (N-i+1)\lambda P_{i-1} - ((N-i)\lambda + i) P_i + (i+1) P_{i+1} \quad (4.2)$$

Our interest is only in time-independent, equilibrium probabilities. Therefore we define  $F_i(x)$  as the equilibrium probability that  $i$  sources are on and the buffer content does not exceed  $x$ , and set  $\partial P_i/\partial t=0$  to obtain the following set of equations:

$$(i-C) \frac{dF_i}{dx} = (N-i+1)\lambda F_{i-1} - ((N-i)\lambda+i)F_i + (i+1)F_{i+1} \quad 0 \leq i \leq N \quad (4.3)$$

In matrix notation,

$$\mathbf{D} \frac{d}{dx} \mathbf{F}(x) = \mathbf{M} \mathbf{F}(x) \quad , x \geq 0 \quad (4.4)$$

where  $\mathbf{D} = \text{diag}(-C, 1-C, 2-C, \dots, N-C)$  and

$$\mathbf{M} = \begin{bmatrix} -N\lambda & 1 & 0 & & & & & & & \\ N\lambda & -((N-1)\lambda+1) & 2 & 0 & & & & & & \\ 0 & (N-1)\lambda & -((N-2)\lambda+2) & 3 & & & & & & \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & 2\lambda & -(\lambda+(N-1)) & N & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & 0 & \lambda & -N & \cdot & \cdot \end{bmatrix}$$

Let

$$G(x) = Pr(\text{buffer content} > x) = 1 - \sum_{j=0}^N F_j(x) \quad , x \geq 0 \quad (4.5)$$

$G(x)$  is the probability of overflow beyond  $x$ .

The procedure of [ANIC82] to solve the differential equations in (4.4) to obtain the equilibrium probabilities  $F(x)$  and the probability of overflow  $G(x)$  is summarized below:

The procedure is based on using the expression:

$$F_j(x) = F_j(\infty) + \sum_{i=0}^{N-C-1} e^{z_i x} a_i \phi_i \quad (4.6)$$

$F_j(\infty)$  is the probability that  $j$  out of  $N$  sources are on simultaneously.

Obviously,

$$\sum_{j=0}^N F_j(\infty) = 1 \quad (4.7)$$

$$\sum_{j=0}^N F_j(x) = \sum_{j=0}^N F_j(\infty) + \sum_{j=0}^N \sum_{i=0}^{N-C-1} e^{z_i x} a_i (\Phi_i)_j \quad (4.8)$$

Substituting (4.7) in (4.8) yields:

$$G(x) = - \sum_{j=0}^N \sum_{i=0}^{N-C-1} e^{z_i x} a_i (\Phi_i)_j \quad (4.9)$$

$z_i$  are the negative eigenvalues of  $D^{-1}M$  and  $\Phi_i$  the associated eigenvectors.  $(\Phi_i)_j$  is the  $j$ th component of the  $i$ th eigenvector. Now, in [ANIC82] there is an explicit formula for the calculation of stable or negative eigenvalues:

$$z_i = \frac{-B(i) \pm \sqrt{B^2(i) - 4A(i)C(i)}}{2A(i)} \quad (4.10)$$

where

$$A(i) = (N/2 - i)^2 - (N/2 - C)^2$$

$$B(i) = 2(1 - \lambda)(N/2 - i)^2 - N(1 + \lambda)(N/2 - C)$$

$$C(i) = -(1 + \lambda)^2((N/2)^2 - (N/2 - i)^2)$$

The  $j$ th component of the  $i$ th eigenvector is calculated as follows:

$$(\Phi_i)_j = (-1)^{N-j} \sum_{m=0}^i \binom{i}{m} \binom{N-i}{j-m} r_{1i}^{(i-m)} r_{2i}^{(N-i-j+m)} \quad (4.11)$$

where

$$r_{1i} = \frac{-(z_i + 1 - \lambda) + \sqrt{(z_i + 1 - \lambda)^2 + 4\lambda}}{2\lambda} \quad (4.12a)$$

$$r_{2i} = \frac{-(z_i + 1 - \lambda) - \sqrt{(z_i + 1 - \lambda)^2 + 4\lambda}}{2\lambda} \quad (4.12b)$$

Finally, the coefficients  $a_i$  in the solution expression are obtained from:

$$a_i = - \left( \frac{\lambda}{1+\lambda} \right)^N \prod_{n=0}^{N-C-1} \frac{z_n}{z_n - z_i}, \quad n \neq i, \quad 0 \leq i \leq N-C-1 \quad (4.13)$$

Having developed the analytical formula for buffer overflow, the ATM cell loss probability can easily be obtained. Considering that information is lost whenever the incoming flow from the  $i$  sources being at the on state exceeds the service rate  $C$  and the buffer is filled beyond  $x$ , the actual buffer size. Hence

$$CLP = \sum_{j=C+1}^N (j-C) (F_j(\infty) - F_j(x)) \quad (4.14)$$

$$CLP = \sum_{j=C+1}^N (j-C) \left( - \sum_{i=0}^{N-C-1} e^{z_i x} a_i (\phi_i)_j \right) \quad (4.15)$$

This formula can be used to calculate the cell loss probability resulting from the superposition of  $N$  identical ATM sources on an ATM link. A BASIC program used to investigate the accuracy of this analytical method is given in Appendix B.1. The formula has the advantage of taking into consideration all of the system parameters, including the buffer size of the multiplexer queue as well as the burst length of the multiplexed sources. For these reasons it is expected to perform better than the following approximation methods.

#### 4.2.3.2 The Approximate Flow Model

This approximation considers only the dominant eigenvalue  $z_0$ , hoping that the remaining negative eigenvalues do not contribute significantly to the final result. The cell loss probability of (4.15) becomes

$$CLP = \sum_{j=C+1}^N (j-C) \left( -e^{z_0 x} a_0 (\phi_0)_j \right) \quad (4.16)$$



The constant  $a_0$  is:

$$a_0 = - \left( \frac{\lambda}{1+\lambda} \right)^N \prod_{n=1}^{N-C-1} \frac{Z_n}{Z_n - Z_0} \quad (4.17)$$

and  $(\Phi_0)_j$  is as follows:

$$(\Phi_0)_j = \binom{N}{j} \left( \frac{N}{C} - 1 \right)^{N-j} \quad 0 \leq j \leq N \quad (4.18)$$

In order to investigate the accuracy of the approximate flow formula the program in Appendix B.2 will be used for different source characteristics.

#### 4.2.3.3 The Binomial Model

This algorithm for the calculation of the cell loss probability is accurate if the ratio  $(B \cdot 424) / (p \cdot t_{on}) = x$  is close to zero.

If  $BW$  is the transfer rate of the output link, then the maximum number of identical sources which is acceptable to be in the on state without any cell losses is:

$$C = BW/p \quad (4.19)$$

As the number of the on state sources becomes larger than  $C$ , the output link is not able to carry the requested bandwidth and losses of cells occur. If  $i$  sources are in the on state then the cell loss is approximated by:

$$i \cdot p \cdot BW \quad (4.20)$$

The probability for a particular number of sources to be at the on-state is binomially distributed with parameters  $N$  and  $\alpha = 1/\text{burstiness}$ . The probability of having  $i$  sources in the on state is equal to:

$$\Pr(i \text{ sources at the on state}) = \text{bin}(N, i, \alpha) \quad (4.21)$$

Using these formulas the total rate of the lost ATM cells due to the lack of available bandwidth can be calculated. Dividing the rate of ATM lost cells with the maximum number of the generated cells  $Np\alpha$ , the ATM cell loss probability is obtained:

$$CLP = \frac{\sum_{i=C+1}^N (i-C) \text{bin}(N, i, \alpha)}{N\alpha} \quad (4.22)$$

This is the cell loss probability where each expression has been divided by the peak rate  $p$ , where

$$bin(N, i, \alpha) = \binom{N}{i} \alpha^i (1 - \alpha)^{N-i} \quad (4.23)$$

This binomial formula has already been used in [SYKA92] with success, as the buffer size to burst length ratio, for the specific source types considered there, was close to zero. The above formula implies that cell loss will occur in case of an overload situation (input flow is greater than BW). This assumption is more or less justified when many connections are multiplexed and the bursts are long enough compared to the buffer size, so that the buffer is filled up with the first cells of a long burst and the following cells are lost. The program for this formula is provided in Appendix B.3.

#### 4.2.4 Accuracy of Algorithms

In this section a number of simulation and numerical results is provided to evaluate the performance of three analytical models developed for the calculation of the ATM cell loss probability. This check on the performance behaviour of each model is carried out for the traffic sources which cover most of the services of the future B-ISDN (Table 3-1). The three analytical models considered are: the fluid flow model, the flow approximation model and the binomial model.

In order to evaluate the performance of the three analytical models, the Block Oriented Network Simulator (BONeS) Designer has been used. The simulation model, which is explained in Chapter 6 consists of  $N$  identical on-off source models with source parameters from Table 2-1. All ATM sources are superposed into a FIFO queue and, according to the allocated output link BW, the cell loss probability is obtained. The size of the multiplexer queue may range from 1 up to 100 cells and all bit rates are divide by 424 (53 bytes) to obtain cells/s instead of Mbit/s. Note that the total BW allocated to the output link is  $N$  times the effective BW of each source.

The ATM cell loss probability as computed by the three analytical models (using the programs in Appendix B), for a general broadband service source is compared with the simulation results in Figure 4-3, 4-4 and 4-5.

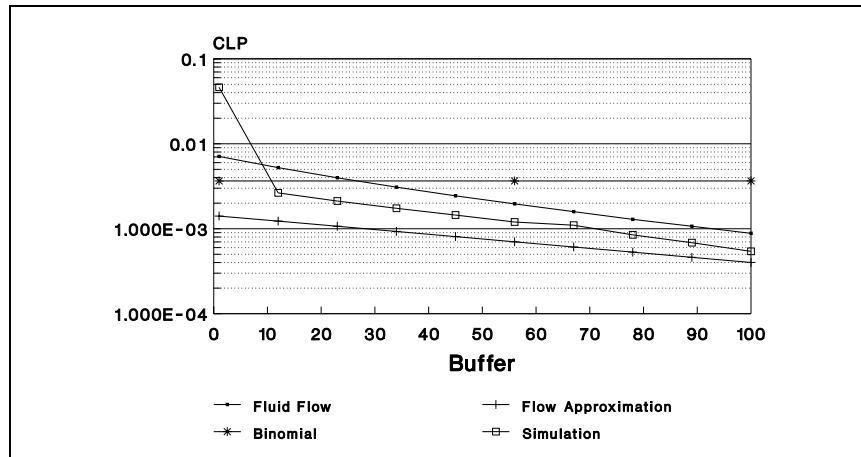


Figure 4-3 10 Broadband Sources, each with effective BW=5 Mbit/s

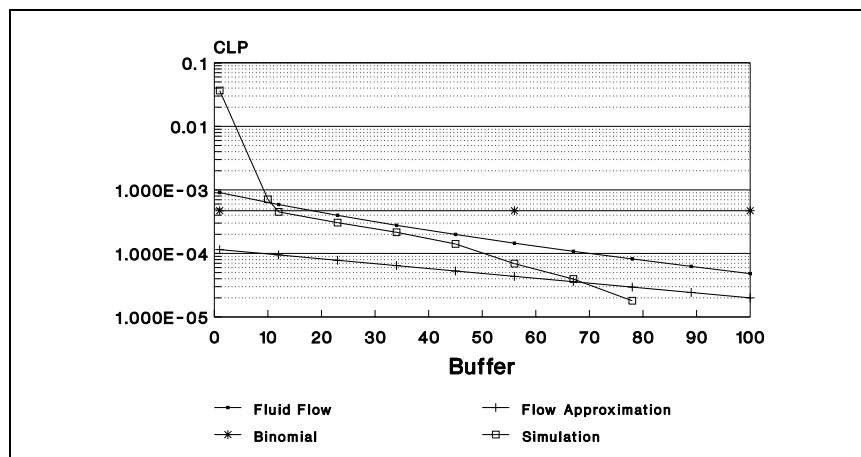


Figure 4-4 10 Broadband Sources, each with effective BW=6 Mbit/s

From Figure 4-3, 4-4 and 4-5, where broadband sources with relative large burst length (118 cells) are multiplexed, it can be remarked that the fluid flow model is accurate but overestimates the CLP, which leads to the result that more effective BW is allocated to the source than necessary using this algorithm. Analytical results from the binomial model, although independent of the buffer size, are very close to those obtained by the simulation program as well. On the other hand, the performance of the flow approximation method, for that particular source type is poor. It underestimates the CLP and this lead to the result that the effective BW allocated to the source according to this algorithm doesn't provide the required QOS.

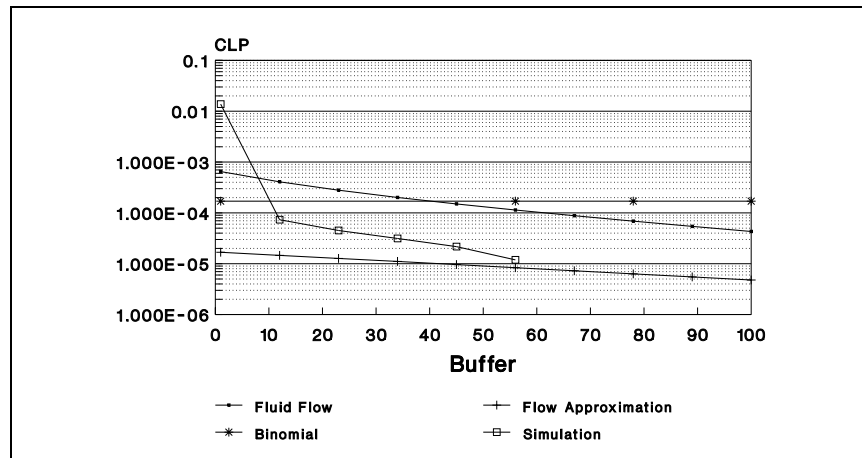


Figure 4-5 20 Broadband Sources, each with effective BW=5 Mbit/s

Comparing Figure 4-3 and 4-5 it can be seen that the CLP decreases for the same effective BW allocated to each individual source, as the number of superposed sources increases. If Figure 4-3 and 4-4 are compared it can be observed that increasing the effective BW, decreases the CLP, as expected. Note that the only region where all analytical models perform poor is for small buffer sizes up to 15 cells.

Now, this can be explained by the fact that all queuing models for the approximation of the statistical multiplexing of on-off traffic sources can be classified according to the time scale at which congestion phenomena occur. Two categories are considered: "cell scale" queuing models, which analyses queues due to simultaneous arrival of cells from different sources, and "burst scale" queuing models, which account for fluctuations observed over several cell inter-arrival times [NORR91]. All analytical models discussed so far are for the *burst scale*. The *cell scale* is discussed shortly for completeness of the analysis.

### Cell Scale Model

In the cell scale, where the short term fluctuations are taken into account, a non-correlated arrival process can approximate the real superposition process very well. In order to evaluate the behaviour of the queue the M/D/1-S model can be used for low

values of the buffer capacity. It has already been proved in [SYKA92] that this model performs very well for small buffer size up to 20 cells. The M/D/1-S queue analysis is given in Appendix C together with a program that calculates the CLP for a given buffer size and load. The results obtained using this program are satisfactory and confirm that this model can be used for small buffer sizes.

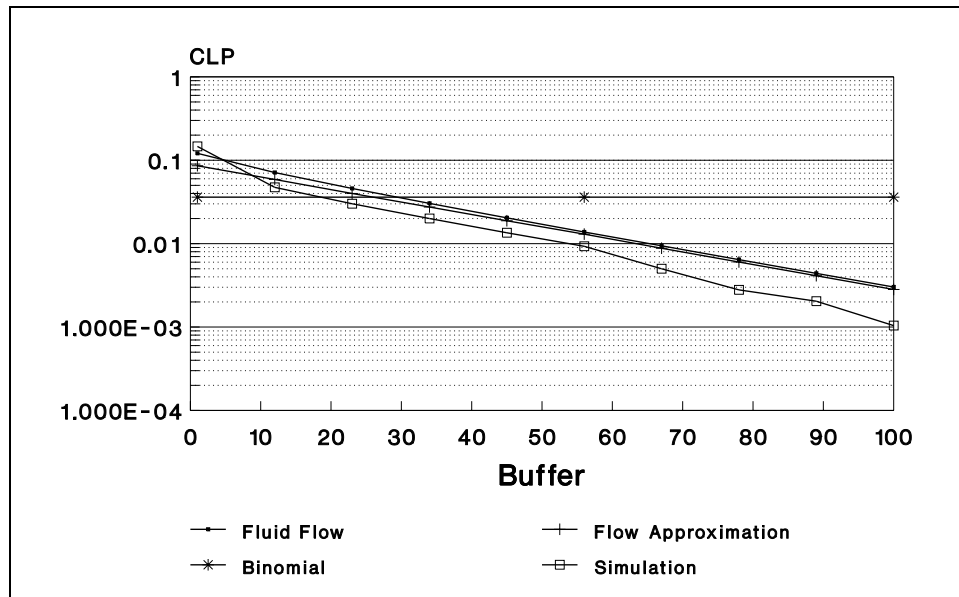


Figure 4-6 10 Packet Voice Sources, each with effective BW=16 kb/s

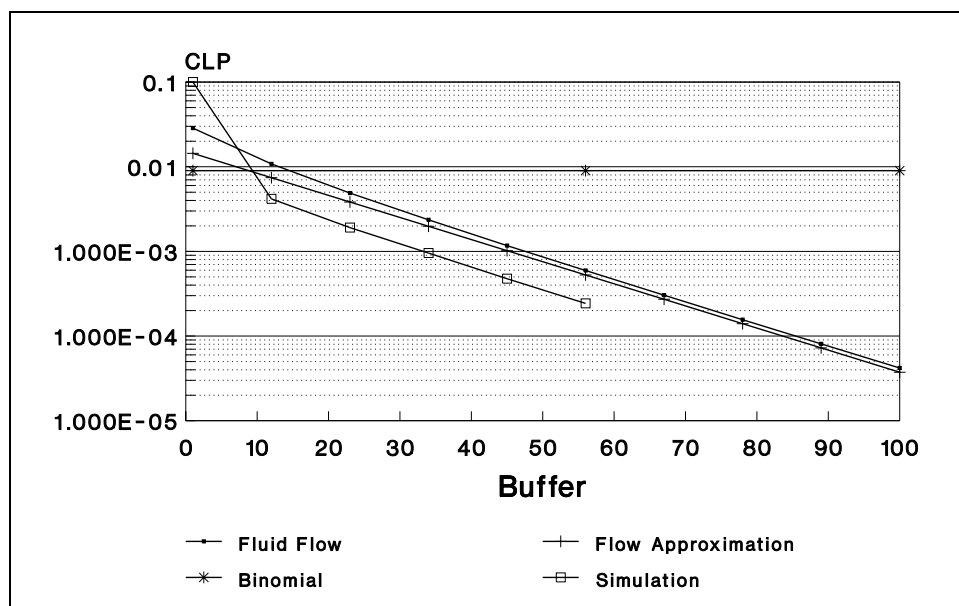


Figure 4-7 10 Packet Voice Sources, each with effective BW=19.2 kb/s

In Figure 4-6 and 4-7 the ATM cell loss probability as computed by the three analytical models for packet voice is compared with simulation results. From these figures, where sources with low mean rate and small burst length (27 cells) are multiplexed, it can be observed that the performance of the fluid flow model is again as good as it was for the broadband source. Moreover, the performance of the binomial model is inaccurate, while the performance of the flow approximation model is fine.

From all the above figures we can remark that the fluid flow model has a very satisfactory performance while the performance of the binomial and the fluid flow approximation model may be either good or poor depending on the particular source types. In particular, when the burst length of the multiplexed source is large in comparison to the buffer size the performance behaviour of the binomial model is very accurate. Exactly the opposite behaviour characterizes the flow approximation model. Thus, the flow approximation and binomial model complement each other over a different range of traffic characteristics.

After checking the appropriateness of the analytical models, the effective bandwidth required by an individual source can be calculated. For a given QOS parameter, expressed in terms of CLP, the effective BW can be determined either iteratively or, by an algorithm searching for the appropriate value of the effective bandwidth for a given CLP. The fluid flow model has been used for the determination of the effective bandwidth, since its performance behaviour is better than this of the binomial and flow approximation model as it has already been proved.

In Figure 4-8 the CLP of the broadband source is presented as a function of the buffer size. It can be observed that for  $N=25$ , where the output link BW is nearly 150 Mbit/s, the effective BW per source is 5.5 Mbit/s for QOS  $10^{-6}$ . The same QOS is obtained by allocating 6 Mbit/s per source for  $N=20$  sources and more than 7 Mbit/s per source for  $N=10$  sources.

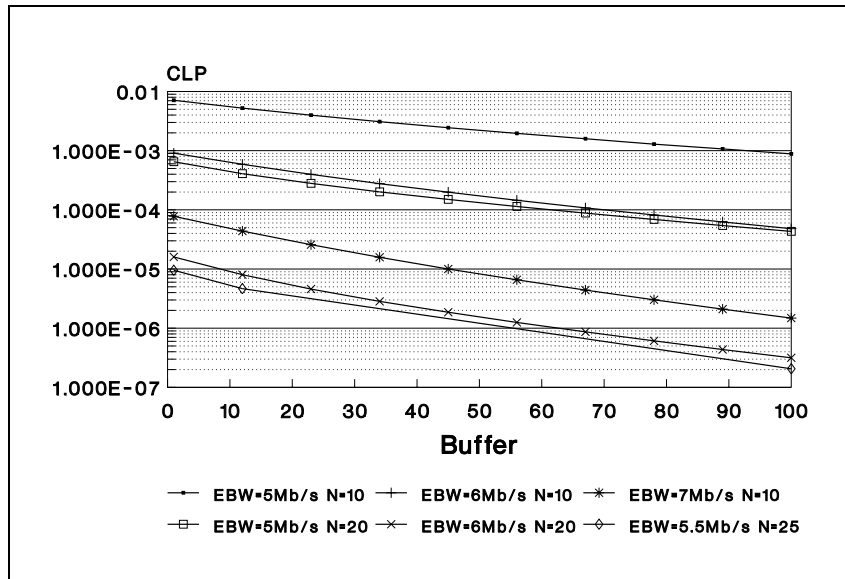


Figure 4-8 CLP of Broadband Source for various N and effective BW values

Finally, Figure 4-9 shows the CLP of the packet voice source as a function of buffer size. Note that for a buffer size of 56 and CLP  $10^{-5}$  the effective BW per source for N=10, N=30 and N=50 sources respectively is 22.4 kbit/s, 19.2 kbit/s and 17.9 kbit/s. This shows that the multiplexing gain increases (effective BW allocated to each source decreases) as the number of multiplexed sources increases.

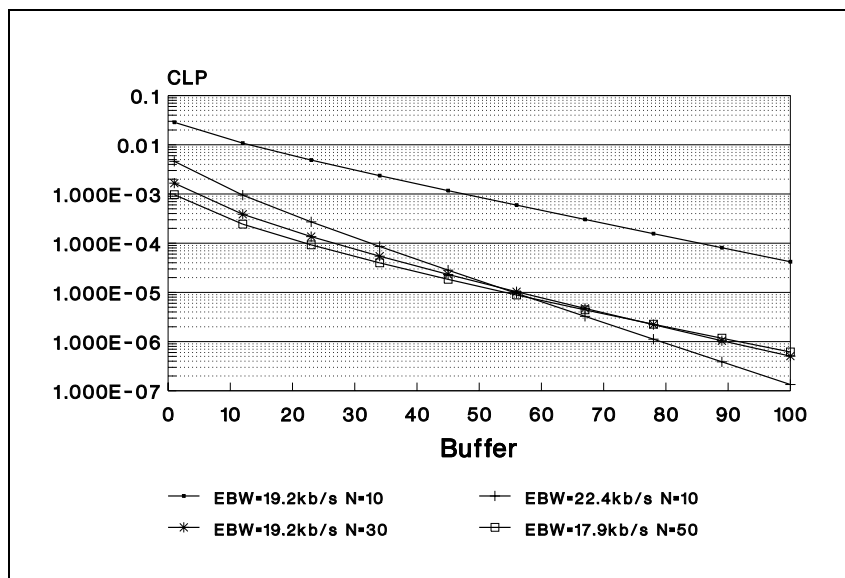


Figure 4-9 CLP of Packet Voice Source for various N and effective BW values

#### 4.2.5 Results and Discussion

Comparing the analytical models with the simulation, it was observed that the fluid flow model performs very well in determining the CLP for different source types. It can therefore be used to allocate an effective bandwidth to each individual source according to its QOS requirement. Although this algorithm allocates more BW to the source than necessary, it guarantees that the QOS requirements are met. However there are some considerations that BW is wasted using this algorithm and that more sources could be multiplexed, achieving more multiplexing gain. These considerations are not completely justified because it has to be ensured that the link rate is never exceeded, which is provided by this algorithm by leaving some margin. It has already been stated that the sum of the effective bandwidths of connections of any link should not exceed a suitable fraction of the link rate, e.g. 90% [DECI90], which is automatically satisfied by the fluid flow model.

The required QOS affects the effective bandwidth assigned to the source entering the ATM network. As the tolerable CLP becomes lower, the effective BW assigned to each source increases.

For the same traffic load of two different source types, the effective bandwidth is seriously affected from the number of multiplexed sources. For a specific CLP and a high output link BW (100-150 Mbit/s) the effective bandwidth assigned to every packet voice (narrowband) source is very close to the average bit rate demand of the source and consequently a high multiplexing gain is achieved. On the other hand the effective BW assigned to every broadband source is close to peak rate demand resulting in a limited multiplexing gain.

Thus it seems that for a constant traffic load the effective BW tends to the average bit rate demand of the source as the number of multiplexed sources is increased, resulting in high utilization of the network resources.

It can be remarked that the effective bandwidth is also affected from the burst length of the multiplexed sources. As the activity (burst length) of the multiplexed source



increases the effective BW tends to the peak rate demand of that source.

To conclude, the bandwidth which is assigned to the source entering the ATM network is strongly dependent on the particular traffic characteristics of that source.

### **4.3 Usage parameter control (UPC)**

Usage Parameter Control (UPC) and Network Parameter Control (NPC) perform similar functions at different interfaces: the UPC function is performed at the user-network interface, whereas the NPC function is performed at the internetwork network node interface (Figure 4-1). Because of the identical nature of the functions being performed, the following sections will consider only UPC, but the same discussion is applicable to NPC.

#### **4.3.1 Usage Parameter Control (UPC) Functions**

Usage parameter control (also called *policing*) is defined as the set of actions taken by the network to monitor and control traffic in terms of conformity with the agreed traffic contract at the user access. The main purpose is to protect network resources from misbehaviour that could affect the quality-of-service of other established connections. It does this by detecting violations of negotiated parameters and taking appropriate actions.

The monitoring task for usage parameter control and network parameter control is performed by:

- Checking the validity of VPI and VCI value (i.e. whether or not valid VPI/VCI values have been assigned)
- Monitoring the traffic entering the network from each active VCC and VPC in order to ensure that parameters agreed upon are not violated. This monitoring action is performed at the termination of the first VC link for virtual channel connections and the first VP link for virtual path connections.

The requirement where the UPC function is to be situated again illustrates the advantages of the VP concept within ATM networks. If a customer has VP that is established as a user-to-user VP, there is no requirement to perform UPC on the individual VCs, only on the VP as the VC link is not terminated within the network.

#### **4.3.2 UPC Actions**

If UPC detects a violation of the negotiated traffic contract, it can either discard cells or tag them for discard when the network is congested. The tagging method has not yet been decided. One promising way for tagging is to use the cell loss priority (CLP) bit in the header. When a cell with CLP=0 is tagged, UPC sets the CLP of that cell to 1. The tagged cell becomes indistinguishable from the cells that originally had CLP=1. An alternative tagging method would use a payload type field in the cell header to express the tag. I.371 recommends that for the UPC of the peak cell rate of a connection, to monitor the cell stream with CLP=0 and the total cell stream of a connection.

#### **4.3.3 Usage Parameter Control (UPC) Algorithms**

A specific control algorithm has not been standardised. However, a number of desirable features of the control algorithm can be identified as follows:

- Capability of detecting any illegal traffic situation
- Selectivity over the range of checked parameters (i.e. the algorithm could determine whether the user behaviour is within an acceptance region)
- Rapid response time to parameter violations
- Simplicity of implementation

Several methods to control peak-rate, mean-rate and different load states within several time-scales have been studied. The *leaky bucket* is generally agreed to achieve the best performance compromise of the mechanisms studied. Its advantages are its simplicity and flexibility. A detailed explanation of the leaky bucket is given in Chapter 5.

## **Chapitre 4 :**

### **Les techniques de contrôle de la congestion.**

#### **1. Introduction :**

L'ATM, un des modes de transmission retenu pour les autoroutes de l'information, son étude pose de nombreux problèmes techniques aussi nombreux que complexes et variés : retards dans l'acheminement des cellules, cumul et destruction de cellules non admises, apparition de la congestion sur le réseau, etc.

De nombreux travaux de recherches se sont axés sur l'étude du passage des cellules d'une même communication lors de la traversée du réseau ATM : apparition de la congestion [14,20,21,23,26], cumul des retards [10,12,14] et commutation [8,16,18], d'ailleurs un exposé sommaire à ce sujet est inséré en annexe 1.

Le présent chapitre s'intéresse au phénomène de la congestion, non par omission des autres obstacles, mais il est évident qu'un dimensionnement parfait du réseau, peut largement contribuer à minimiser les effets dus aux retards et à la commutation [8,10,12,14,16,18].

#### **2. Gestion du trafic :**

La gestion du trafic est un des points clés du développement des réseaux ATM. En effet, ce mécanisme joue un rôle fondamental dans la résolution du compromis entre l'utilisation des ressources et la qualité de service offerte [14,20].

La souplesse de l'ATM à fournir de large bande passante et à acheminer des trafics avec des exigences de qualité de service différentes, ne peut se concrétiser que grâce à une gestion irréprochable du trafic. La gestion du trafic regroupe les procédures de contrôle sur le réseau, l'admission des cellules sur le multiplex et le routage des circuits et des conduits virtuels, des notions déjà exposés au cours du chapitre précédent.

Deux types de contrôles sur le réseau ATM peuvent être envisagés : un contrôle préventif du trafic et un contrôle réactif de la congestion. Pour permettre une bonne compréhension du sujet, il a été jugé utile de commencer notre exposé par une description des mesures préventives dictées par le réseau pour éviter l'apparition de la congestion, pour entamer ensuite et en détails la technique des Resources Management (RM) une des techniques proposée pour le contrôle réactif.

### **3. Le contrôle préventif du trafic :**

Comme son nom l'indique, le contrôle préventif consiste à prendre des mesures à priori, visant à minimiser la probabilité de l'apparition d'une congestion et négocier avec le client des paramètres visant à limiter le débit avant l'admission des cellules sur le réseau. Par exemple, les réservations de la bande passante ou des mémoires dans le réseau font partie du contrôle préventif [13,15,19]. Le fait que la connexion déclare le débit d'émission est aussi utilisé pour des actions préventives. La philosophie du contrôle préventif est de protéger le réseau contre les rafales de données et ce afin de pouvoir assurer une qualité de service satisfaisante.

#### **3.1. Connection Admission Control : CAC**

Le contrôle de trafic dans les réseaux ATM se base sur la déclaration des paramètres de trafic et la conformité du trafic à ces paramètres. En effet, lors de la demande d'établissement d'une connexion, l'utilisateur déclare un certain nombre de paramètres décrivant son trafic [1,2,5,8]. Comme expliqué au chapitre précédent ; ces paramètres sont utilisés par le réseau pour prendre des mesures préventives afin d'éviter les congestions. Outre les paramètres de trafic, l'utilisateur spécifie les valeurs désirées des attributs de qualité de service (QoS) requise par la connexion [15,30,64,65]. Par exemple, le délai et le taux de perte sont des attributs de la qualité de service [10,15]. Le réseau décide alors d'accepter ou de refuser la connexion selon qu'il estime pouvoir, ou non, satisfaire les contraintes de QoS spécifiées. La procédure qui lui permet de décider s'appelle procédure de contrôle d'admission ou CAC (Connection Admission Control). La fonction CAC désigne l'ensemble des actions effectuées par le réseau afin de vérifier si un appel peut être accepté ou doit être rejeté [32,33,62], elle représente également :

- La première ligne de défense du réseau.
- L'élément chargé de négocier avec les clients les paramètres de trafic à acheminer.

Il est important de noter que les fonctions CAC ne sont pas normalisées, celles-ci resteront à la discrétion de l'opérateur fournisseur du réseau. La conception des fonctions CAC performantes reste de nos jours un sujet de recherche et de développement ouvert à toutes les approches [8,15,18,19,22,32].

### 3.2. User Parameter Control UPC.

Un mécanisme de contrôle appelé UPC (User Parameter Control) est mis en place pour veiller au respect des contrats. Le contrôle est fait à la volée et en temps réel, et les cellules non conformes peuvent être rejetées, retardées ou admises, selon la politique de l'opérateur. Le réseau définit une politique d'allocation et de partage de ses ressources entre les connexions, dont le but est de respecter la qualité de service négociée tout en maximisant l'utilisation des ressources du réseau. Ce mécanisme a la charge de :

- Superviser le trafic en conformité avec les contrats.
- Protéger le réseau contre la violation des contrats.
- Décider de la suite à réserver aux cellules en dépassement.
- Eventuellement détruire les cellules en violation avec les contrats.

### 3.3. Conclusion :

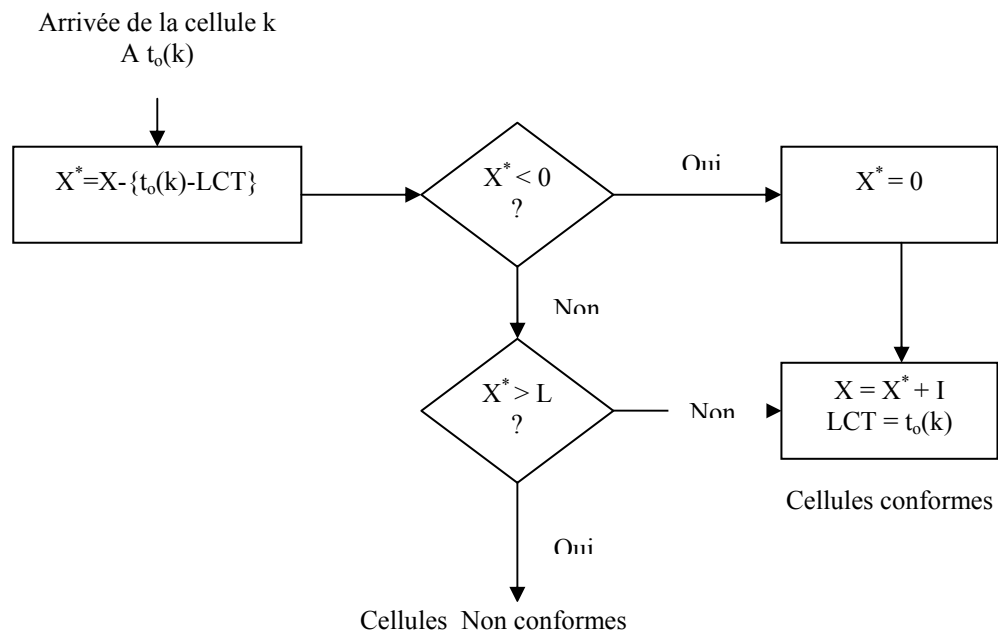
Le but du contrôle du trafic est de permettre de réaliser le bon compromis entre l'utilisation de ressources et la qualité de service. Les mécanismes de contrôle du trafic essaient donc d'anticiper l'apparition de la congestion, malheureusement imprévisible. La nature aléatoire du trafic peut entraîner une mauvaise paramétrisation des mécanismes de contrôle du trafic. Le but du contrôle de la congestion est justement de minimiser les conséquences de la congestion en réduisant son intensité, sa durée et son étendue.

Plusieurs techniques de contrôle préventives du trafic ont été proposées dans nombreuses références bibliographiques basées sur différentes approches : réseaux de neurones [15,25], logique floue [8,19,54,57], leaky bucket [9,19,41,45,49,53].

### 3.4. Leaky Bucket :

L'algorithme du leaky bucket ou le GCRA a été normalisé par le ATM-forum [19,45,49,53] pour le contrôle préventif de la congestion par un contrôle de la conformité des cellules aux termes du contrat prédéfini à l'UNI, il répond au schéma décrit par la figure 4.1.

Basée sur les modèles fluides [9] ; la technique du leaky bucket (seau percé) fait appel à un principe d'attribution de jetons aux différentes sources qui empruntent le canal suivant un paramètre appelé compteur.



La figure 4.1 : Principe du leaky bucket

Il y a un certain nombre de variables requises pour définir l'algorithme. Le dernier instant de conformité (The Last Compliance Time) (LCT) est défini comme étant le dernier instant qu'une cellule conforme a traversé le canal. Le volume du seau rempli, est représenté par une variable  $X$ , l'algorithme définit également une seconde variable auxiliaire  $X^*$  afin d'estimer et prédire la valeur du compteur. Le compteur peut autoriser le passage de cellules conformes jusqu'à une certaine limite donnée par  $L$ . Pour chaque cellule qui traverse le canal ; le compteur est incrémenté par  $I$ . Le rôle du leaky bucket intervient quand la cellule  $k$  arrive au temps  $t_0(k)$ , les variables  $L$  et  $I$  indiquent le mode opératoire de l'algorithme.

Quand une cellule  $k$  arrive au temps  $t_0(k)$ , la variable  $X^*$  est placée à la valeur du compteur au moment  $t_0$ . Ceci est donné par :

$$X^* = X - (t_0(k) - LCT)$$

Si ceci est inférieur à zéro, alors la cellule est conforme et le compteur  $X^*$  est placé à zéro et la cellule est autorisée à passer.

Quand une cellule conforme est passée, le compteur  $X$  doit être mise à jour par l'incrément de  $I$  :

$$X = X^* + I \text{ et } LCT = t_0(k).$$

Si le seau n'est pas totalement vide, alors il faut vérifier que la limite n'a pas été dépassée  $X^* \geq L$ . Dans le cas contraire, la cellule est non conforme et aucune mise à jour n'est effectuée sur les variables.

#### **4. Le contrôle réactif de la congestion selon le ATM forum :**

Le forum ATM recommande un schéma basé sur le débit pour effectuer le contrôle de la congestion des flots ABR. Ce schéma est censé partager la bande passante disponible sur une liaison.

À l'inverse du contrôle préventif, le contrôle réactif agit en fonction de l'évolution de l'état de la congestion qui surgit sur le réseau à la suite d'un dépassement de la capacité du canal par le flux des données arrivées [21,29,31] :

$$\text{Total des débits en entrées} > \text{Capacité disponible du canal}$$

##### **4.1. Analyse du phénomène :**

Plusieurs facteurs peuvent favoriser l'apparition d'une congestion, conséquence d'un dépassement du taux de service sur un nœud du réseau, [14,23,29], effet observé suite :

1. A une insuffisance de l'espace mémoire des buffers, ce qui peut causer la destruction des cellules ou du moins introduire des retards.

2. A la lenteur des liaisons : Goulots d'étranglement. Les liaisons à haut débit ne peuvent à elles seules assurer la réussite d'une transmission, une dégradation de cette dernière peut se manifester suite à des arrivées simultanées à haut débit de sources différentes et à la même destination.

3. Lenteur des processeurs, chargés du traitement des données sur le canal de transmissions.

##### **4.2. Les techniques de contrôle de la congestion :**

Dans tous les cas de figures, le réseau accepte toutes les connexions et tant qu'il n'y a pas de congestion, celles ci peuvent émettre au débit qui leur convient. La mesure de la congestion peut se faire de plusieurs manières (en mesurant les pertes, les délais, le remplissage des buffers, etc.) par le réseau ou par les équipements terminaux [50]. Si une congestion se déclare la source est invitée à diminuer son débit. Le principe du contrôle réactif est de pouvoir partager les ressources par le maximum de connexions pour optimiser l'utilisation du réseau [24]. De ce fait, ce type de contrôle peut être approprié aux connexions

de données qui peuvent s'adapter aux conditions du réseau. Cependant, il n'est pas adapté aux connexions qui nécessitent une garantie de qualité de service tels que les services vidéo en temps réel [29,31].

Pour contrôler la congestion sur un réseau ATM, différentes solutions basées sur le contrôle et l'adaptation du débit ont été proposées, cela va de la simple indication de la congestion (ERICA : Explicit Rate Indication for Congestion Avoidance [2,14,21,36]), à des solutions plus élaborées fournissant explicitement des valeurs de contrôle du débit à la source [28,33,39]. Le choix d'une technique dépend surtout de l'ampleur du phénomène, sa durée, la complexité du réseau, les exigences des clients, les tolérances des qualités de services, etc.

Parmi les nombreux algorithmes développés et fondés sur le débit pour le contrôle de la congestion, le forum ATM recommanda le principe du Resource Management (RM), un schéma basé sur le débit pour effectuer le contrôle de congestion des flots ABR admis sur la bande passante qui demeure disponible sur le lien ATM :

$$\text{Cap ABR Total} = \text{Cap du lien} - \text{Cap VBR} - \text{Cap CBR}.$$

Ce schéma est censé suivre l'évolution du phénomène et dicter à la source le débit auquel elle doit émettre [14,28].

## 5. Le principe du Resource Management :

### 5.1. Introduction :

Pour ce principe, la source génère d'une façon régulière des cellules de Resource Management (RM, chacune contient un champ pour le débit explicite) et la destination les retourne à la source (figure 4.2). Chaque commutateur du chemin peut alors réduire le débit explicite dans la cellule RM si celui-ci est au-dessus du débit que les commutateurs du réseau peuvent soutenir sur le chemin en aval. Les commutateurs ont la possibilité d'ajuster le débit explicite en aval ou en amont du chemin.

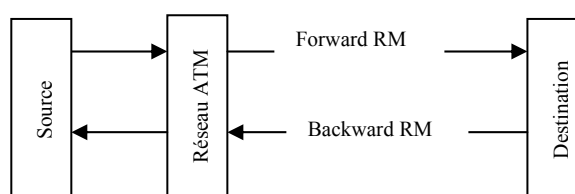


Figure 4.2 : Principe du Resource Management (RM)



La cellule RM contient également le CCR débit courant de la source lors de son émission [15]. Ceci aide les commutateurs à allouer équitablement la bande passante disponible [24,27]. Dans la section suivante, nous décrivons la structure de cellules de RM, le comportement de la source, de la destination et du commutateur pour le contrôle de flot ABR selon la recommandation de forum ATM ver [33,39].

## 5.2 Le principe de la gestion des ressources :

Le contrôle de la congestion basé sur le principe du Resource Management (RM) repose sur un échange périodique des cellules de contrôle identifiées par la source et la destination.

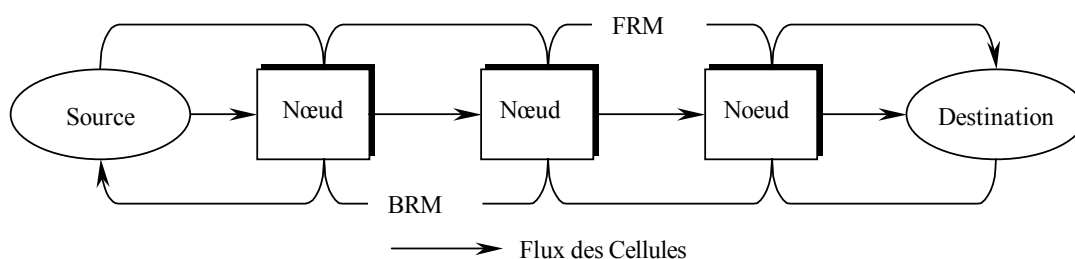


Figure 4.3 : Contrôle de la congestion pour un trafic ABR point à point.

Un débit minimum (Minimum Cell Rate : MCR) et un débit Maximum (Peak Cell Rate : PCR) sont négociés au préalable avec la source lors de la connexion au réseau. La source envoie alors des Forward Resource Management (FRM) et effectue un contrôle dynamique en s'appuyant sur les messages de Backward Resource Management (BRM) reçus du réseau et/ou de la destination (figure 4.3), on définit en conséquence le débit autorisé à la source (Allowed Cell Rate : ACR), en succession au débit courant CCR (Current Cell Rate). On a toujours :

$$MCR \leq CCR \leq PCR \quad \text{et} \quad MCR \leq ACR \leq PCR$$

Si le MCR négocié est différent de zéro, alors on suppose que les ressources sont réservées dans des nœuds du réseau pour s'assurer d'une part que le retour des BRM n'occasionne jamais la chute du débit de la source au-dessous du MCR et d'autre part que la perte de cellules (CLR) reste dans une limite acceptable [51]. La politique du ATM Forum [14,33,39,43] adoptée par les éléments du réseau stimule et encourage à augmenter le débit et permet de garantir que le CLR négocié pour des connexions clients obéit au comportement

prédéfini. Les points suivants récapitulent les propriétés importantes ayant abouti à cette politique du service ABR : [42,43] :

- Le but du service ABR est de fournir un accès rapide à la bande passante disponible sur le réseau dans la limite de son débit maximal (PCR) :
- Un comportement de référence pour la source, la destination ainsi que pour les commutateurs est spécifié.
- Le service ABR ne tient pas compte de l'indicateur de priorité de perte des cellules (CLP) (c'est à dire que toutes les cellules de données ABR doivent avoir  $CLP=0$ ) sauf pour les cellules (RM) destinées au contrôle de la congestion.
- Aucune connexion ne devrait être arbitrairement défavorisée ou favorisée, bien que des ressources puissent être allouées selon une politique définie.
- Un flot ABR a deux composants : le MCR, qui pourrait être à zéro, pour lequel il y a un engagement quantitatif de la part du réseau et un ACR ; le composant élastique pour lequel l'engagement fait par le réseau est seulement d'assurer la disponibilité de la bande passante à partager par tous les flux ABR point à point.
- Lors de l'établissement d'une connexion avec  $MCR=0$ , la fonction de CAC (Connection Admission Control) ne bloquera pas la connexion sous prétexte que la bande passante est allouée à d'autres connexions. L'établissement de connexions ABR avec  $MCR>0$  peut être bloqué.
- Le réseau n'effectue pas de contrôle de congestion pour les applications ayant négocié un  $MCR=0$ .

### 5.3. Structure des cellules RM :

Les cellules FRM envoyées par la source sont constituées de plusieurs champs d'informations et indicateurs primordiaux pour la prise de décision par tous les composants du réseau. Les cellules RM sont employées pour transporter des informations sur l'état du réseau tels que la disponibilité de la bande passante, l'état de la congestion et la congestion imminente à la source, le tableau (4.1) représente les différents champs et leur position dans la cellule RM.

L'en-tête : Les cinq premiers octets d'une cellule RM sont l'en-tête standard de la cellule ATM, avec PTI=110 pour un VCC et VCI=6 pour un VPC.

ID : C'est l'identificateur de protocole. L'UIT a assigné à ce champ la valeur 1 dans le cas d'un service ABR.

DIR : (Direction) Le champ de DIR indique la direction de la cellule RM par rapport au flux de données auxquels on l'associe. La source positionne DIR=0 et la destination positionne DIR=1. Un élément du réseau ne modifie pas le bit de direction sauf lorsqu'il retourne une cellule RM.

BN : Une cellule RM de Backward Explicit Congestion Notification (BECN) peut être générée par le réseau, dans ce cas, la cellule RM doit avoir BN=1 pour indiquer que la cellule est générée par un commutateur, et DIR=1 pour indiquer qu'il s'agit d'un flux amont.

Les cellules RM générées par la source doivent avoir BN=0.

Champ	Octet	Bit(s)	Sémantique
L'en-tête	1-5	Tous	L'en-tête de cellule ATM
ID	6	Tous	Identificateur du protocole.
DIR	7	8	Direction de la cellule RM.
BN	7	7	RM de Backward Explicit Congestion Notification (BECN)
CI	7	6	Indicateur de congestion
NI	7	5	Indicateur de non-augmentation de débit.
RA	7	4	Requête / accusé de réception.
Réservé	7	3-1	Non utilisé pour le ABR du forum ATM
ER	8-9	Tous	Débit explicite
CCR	10-11	Tous	Champ du débit courant
MCR	12-13	Tous	Champ du débit minimum.
QL	14-17	Tous	Taille de la file d'attente.
SN	18-21	Tous	Numéro de séquence.
Réservé	22-51	Tous	Réservé
Réservé	52	8-3	Réservé
CRC-10	52	2-1	Réservé
	53	Tous	

Tableau 4.1 : Les champs et leur position en cellule RM.

CI : (Congestion Indication), l'indicateur de congestion (CI=1) est utilisé pour obliger la source à diminuer son débit (ACR). La source positionne CI=0, quand elle envoie une

cellule FRM. En renvoyant une cellule BRM, la destination positionne  $CI=1$  pour indiquer que la cellule de donnée reçue précédemment a eu le bit EFCI positionné. Les commutateurs ne sont pas autorisés à changer le bit CI de 1 à 0.

NI : (Non Increase), le bit de non-augmentation est employé pour empêcher la source d'augmenter son débit ACR. Contrairement à  $CI=1$  ;  $NI=1$  n'implique pas une diminution du débit. Il est typiquement employé quand un commutateur constate que la congestion est imminente. Les commutateurs ne sont pas autorisés à changer le bit NI de 1 à 0.

RA : Non utilisé pour le ABR du forum ATM. Cependant, il peut être positionné selon la recommandation I.371 d'UIT-T.

ER : (Explicit Rate), le débit explicite est employé pour limiter le débit ACR de la source à une valeur spécifique. Il est positionné initialement par la source à un débit demandé (tel que le PCR). Il peut plus tard être réduit par n'importe quel élément de réseau sur le chemin, à une valeur que l'élément peut soutenir.

CCR : (Current Cell Rate), le champ de débit courant (CCR) est positionné par la source à son ACR courant quand il génère une cellule FRM. Ce champ peut être employé pour faciliter le calcul de ER (Explicit Rate) et ne peut être changé par les éléments de réseau. Pour des cellules BECN :  $CCR=0$ .

MCR : (Minimum Cell Rate), le champ de MCR est positionné par la source à la valeur négociée pour la connexion. Ce champ peut être employé par des commutateurs pour faciliter l'allocation de la bande passante. Pour des cellules de BECN :  $MCR=0$ .

QL : Non-utilisé pour le ABR du forum ATM. Cependant, il peut être positionné selon la recommandation I.371 d'UIT-T.

SN : Non-utilisé pour le ABR du forum ATM. Cependant, il peut être positionné selon la recommandation I.371 d'UIT-T.

Des cellules RM pour le flot ABR sont envoyées avec  $CLP=0$  et sont appelées des cellules *in-rate*. Des cellules RM avec  $CLP=1$  peuvent être envoyées également, on les appelle les cellules *out-of-rate*.

## 6. Comportements des éléments du réseau :

### 6.1. Le comportement d'une source :

Les points suivants définissent le comportement de la source pour la transmission et la réception de cellules RM.

1. Avant qu'une source envoie sa première cellule, elle positionne son débit ICR (Initial Cell Rate) à une valeur ne dépassant pas le débit (PCR). La première cellule in-rate envoyée par la source est une cellule FRM.
2. Quand une cellule BRM est reçue avec  $CI=1$ , ACR est alors réduit d'au moins (ACR).(RDF) (Rate Decrease Factor), à condition que le nouveau débit ne soit pas inférieur au MCR. Dans ce dernier cas ACR est positionné à MCR. Si la cellule BRM indique :  $CI=0$  et  $NI=0$ , alors le débit ACR peut être augmenté par (ACR).(RIF) (Rate Increase Factor), mais il ne doit pas être supérieur au débit PCR. Si la cellule BRM indique :  $NI=1$ , le débit ACR n'est pas augmenté.

### 6.2. Le comportement d'une destination :

Les points suivants récapitulent le comportement d'une destination lors de la réception d'une cellule FRM. Se référer à [28,33,39] pour de plus amples détails.

- Quand une cellule de données est reçue, la destination sauvegarde l'état du bit EFCI (pour chaque VC).
- A la réception d'une cellule FRM, la destination retourne la cellule BRM pour la renvoyer à la source. Les champs de RM sont inchangés exceptés :
- Le bit de direction, DIR, passe d'aller (forward) à retour (backward).

Si l'état sauvegardé du bit EFCI est positionné, la destination alors positionne  $CI=1$  dans la cellule RM et l'état sauvegardé du bit EFCI est remis à zéro.

La destination (ayant une congestion interne) peut réduire ER à une valeur de débit qu'il peut soutenir et/ou positionner  $CI=1$  ou  $NI=1$ .

Une destination peut générer une cellule BRM sans avoir reçue une cellule FRM. Le débit de ces cellules BRM (soit in-rate soit out-of-rate) est limité à 10 cellule/s par connexion.

### **6.3. Le comportement d'un commutateur :**

Les points suivants illustrent le comportement d'un commutateur quand une cellule RM ou une cellule de données arrive [14,29].

Un commutateur exécute une des méthodes suivantes pour le contrôle de la congestion aux points où se constituent des files d'attente :

Marquer le bit EFCI : Le commutateur peut positionner le bit EFCI dans l'en-tête des cellules de données.

Marquer le débit relatif : Le commutateur peut positionner CI=1 ou NI=1 dans les cellules FRM.

Marquer le débit explicite : Le commutateur peut réduire le champ ER dans les cellules FRM.

Un commutateur peut générer des cellules BRM. Le débit de ces cellules RM (soit in-rate soit out-of-rate) est limité à 10 cellule/s par VC.

Des cellules RM peuvent être transmises dans le désordre par rapport aux cellules de données. L'ordre dans le flot de cellules RM doit par contre être maintenue.

### **6.4. Le comportement d'une connexion ABR point à multipoint :**

Le comportement d'une connexion ABR point à multipoint est fonctionnellement divisé en celui des sources, celui des destinations, celui des commutateurs et celui des nœuds de branchement. Selon leurs définitions fonctionnelles, une source et une destination sont situées respectivement de part et d'autre des nombreuses voies de la connexion point à multipoint à chacune des extrémités. Une voie est définie comme étant n'importe quel segment point à point de la connexion point à multipoint.

Une voie peut être classifiée dans l'état 'non-réceptive', si elle n'a pas transmis (ou retourné) de cellules BRM vers la source depuis un certain temps. Cette durée dépend des caractéristiques du réseau et doit être suffisante pour conclure à l'indisponibilité de la voie. Autrement, la voie est dans l'état 'réceptive'. Un nœud de branchement est situé à l'intersection de deux ou plusieurs voies. Il duplique des cellules voyageant de la source aux destinations et consolide les messages de rétrocontrôles voyageant des destinations vers la source.

Concernant le comportement des nœuds dans les connexions point à multipoint, un nœud de branchement ABR duplique les cellules de données et les cellules RM reçues de la source sur chaque voie, chaque fois que la voie est dans l'état 'réceptive'.

Un nœud de branchement ABR transmet des cellules BRM vers la source. Ceci peut être fait en consolidant l'information des cellules FRM et des cellules BRM. Ces dernières circulent des destinations vers la source dans chacune des voies qui se trouvent dans l'état 'réceptive'.

Les nœuds de branchement peuvent envoyer à la source moins de cellules BRM qu'ils en reçoivent des destinations d'une connexion point à multipoint.

Un même lien de transmission ATM reliant plusieurs sources à leurs destinations respectives (point à point et point à multipoint) peut se voir acheminer des cellules FRM destinés au contrôle du réseau et la surveillance de l'apparition de la congestion.

## **7. Conclusion :**

Le contrôle de la congestion a un rôle essentiel dans le fonctionnement d'une connexion ABR soit point à point soit point à multipoint. Le forum ATM recommande, pour le flux ABR, d'utiliser le schéma de contrôle de congestion basé sur le débit dont les caractéristiques importantes : le format de la cellule RM, le comportement de la source, de la destination et du commutateur, sont décrites dans ce chapitre. Le contrôle de la congestion pour un trafic ABR point à multipoint définit et introduit de nouvelles notions (partage de la bande passante disponible sur le lien, compromis de débit entre les différentes destinations, etc.) ainsi que le comportement des éléments du réseau dans la connexion point à multipoint, selon la recommandation du forum ATM.

La consolidation des différentes informations (le bit CI, le champ ER et le bit NI) portées par les cellules BRM (traversant les liens vers la source) à un nœud de branchement admet différentes solutions. Les différentes stratégies d'implémentation conduisent à définir différentes cellules RM consolidées, ce qui influe sur les performances d'un schéma de contrôle de la congestion.

Les politiques de fonctionnement pour les connexions ABR point à multipoint dépendent de leur implémentation. Une implémentation possible, respectant les caractéristiques mentionnées ci-dessus, exige que la source du réseau multipoint transmette des données à une vitesse que la voie la plus lente (la plus obstruée) peut supporter, bien que

toutes les voies et destinations doivent supporter, à tout moment, un débit supérieur ou égal au MCR de la connexion.

Il est clair que seule une modélisation du phénomène peut permettre par une approche descriptive ; une meilleure connaissance du problème et mettre en place des dispositions pour garantir une transmission fiable point à point et point à multipoints [25,28,30].

Grâce au principe du Resource Management ; une technique d'ailleurs rapidement adoptée par d'autres réseaux et d'autres protocoles ; la technologie ATM a pu s'imposer et tirer profit de la grande souplesse proposée aux clients et répondre aux exigences ardues des qualités de service sollicitées par les différentes applications multimédias. Le principe du Resource Management demeure le schéma le plus utilisé et la méthode la plus explorée pour le contrôle de la congestion sur les réseaux ATM acheminant des trafics ABR.

Dans le prochain chapitre, nous présenterons une mise en application de l'algorithme Resource Management pour répondre à une apparition de la congestion sur un réseau ATM acheminant un trafic ABR point à point. Puis élargir et explorer ce principe, au cours du sixième chapitre, à un modèle de trafic ABR point à multipoint.



## 5. THE LEAKY BUCKET

The leaky bucket is generally agreed to achieve the best performance compromise of the mechanisms studied for policing. It was first introduced in [TURN86]. Since then a number of variants have been proposed. The basic idea behind this approach is that each incoming cell adds one token to the leaky bucket if there is at least one token space available. Tokens 'leak' at a constant rate out of the bucket. The size of the bucket imposes an upper bound on the burst length and determines the number of cells that can be transmitted back to back, controlling the burst length. Provided that the burst is short, the bucket will not fill and no action will be taken against the cell stream. However, if a long burst of higher-rate cells arrives, the bucket will overflow and the UPC function will take actions against cells in that burst. The tolerance allowed for the connection depends on the size of the bucket ( $M$ ) and the leaky rate ( $l$ ), which are also the parameters of the leaky bucket.

The selection of the leaky bucket parameters is very complex and is one of the major problems which will be tried to solve in this project. Although it is easy to police the peak rate, the average bit rate is not so easy to police. In particular setting the leaky rate to the average cell generating rate is not sufficient because sources generate traffic at their peak rates during their active periods and do not generate any traffic during their silent periods. A large number of cells in this setting would either be discarded or marked, independent of whether the source is conforming to its connection parameters or not.

### 5.1 Analysis of the Leaky Bucket using the Fluid Flow Model

The leaky bucket to be analyzed comprises of a token pool connected to a server. The mechanism it is based on requires each cell to add one token to the token pool before entering the network. The token pool size is  $M$ . Tokens are leaking at a constant rate of  $1/l$ . In fact, this token pool is a mere counter. The service discipline is FIFO in order to preserve the cell sequence. The mean rate  $1/l$  represents the resources allocated to the services; the negotiated throughput is therefore guaranteed.

As illustrates in Figure 5-1, cells can only enter the network if the leaky bucket is not full (counter is less than  $M$ ).

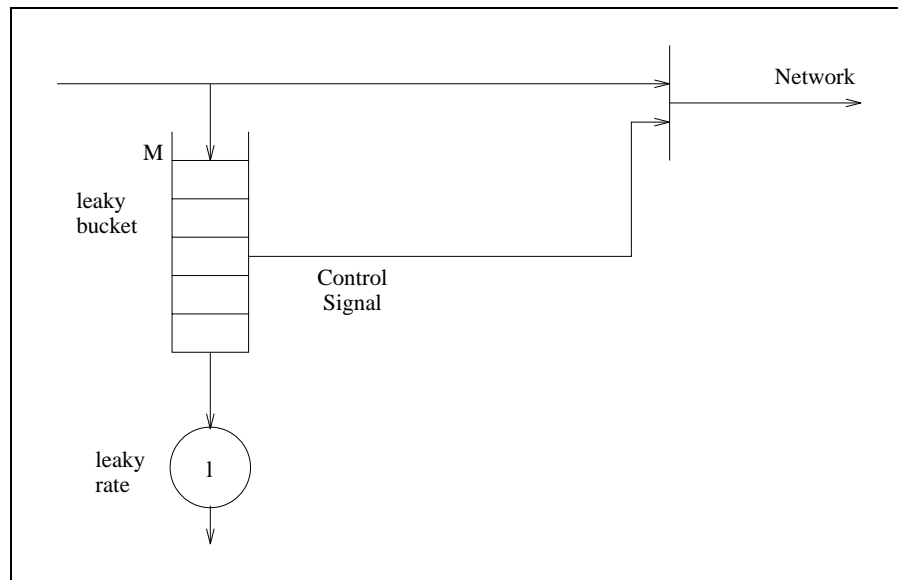


Figure 5-1 Leaky Bucket Policing Mechanism

According to the fluid flow approximation [ANIC82], [BUTT91] the bit flow is considered as a continuous variable.  $Y$  and  $X$  are the continuous buffer states in the instants where two consecutive bursts arrive (Fig 5-2).

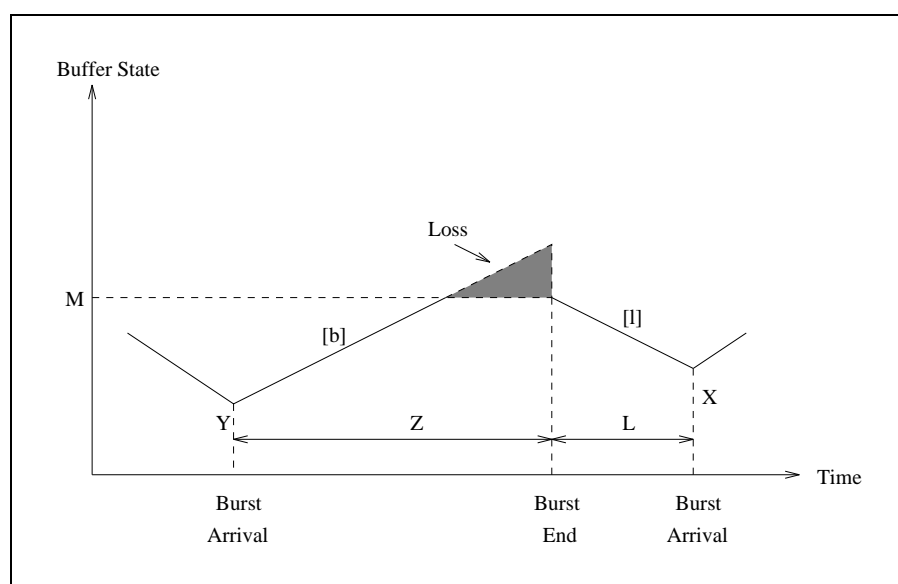


Figure 5-2 The Fluid Flow Approximation

During the burst, whose duration is  $Z$ , the buffer state grows at rate:

$$b=p-l \text{ bits/s}$$

After the burst, during the inactivity period of duration  $L$ , the buffer state decreases at the rate of  $l$  bits/s.

At the instant a burst begins, the buffer state is a Markov chain, described by the equation:

$$X = Y + b \cdot Z - l \cdot L$$

We assume that  $l < p$ , otherwise the buffer is always empty.

The calculations to obtain the formula for the cell loss probability (5.1) can be found in [BUTT91]. A program written in BASIC to do the calculations is given in Appendix D. The source model used for the calculations is the on-off model.

$$CLP = \frac{p-a}{P} \cdot \frac{\lambda_1 - \lambda_2}{\lambda_1 e^{(\lambda_1 - \lambda_2)M} - \lambda_2} \quad (5.1)$$

$$\lambda_1 = \frac{1}{t_{on} \cdot b} \quad \lambda_2 = \frac{1}{t_{off} \cdot a}$$

$p$ : peak arrival rate of the ATM cells when source is at the on-state

$l$ : leaky rate

$M$ : leaky bucket size

$t_{on}$ : the average duration of the on-state (peak duration)

$t_{off}$ : the average duration of the off-state (silence duration)

## 5.2 Control of the Peak Rate

As mentioned before, the ITU-T has recommended only to control the peak rate, and the other traffic parameters remain unstandardised. The interarrival time of the cells during the burst is  $1/p$ . The peak rate is easily controlled by setting the leaky rate equal to the peak rate and the LB size  $M$  (token number) to one.

If the negotiated peak rate (inter-arrival time) is normalized to one, the behaviour of the leaky bucket can be investigated for violation of the negotiated (normalized) peak rate.

Let  $Y$  be the factor of increase in the normalized negotiated peak rate.

$$\text{Actual Peak Rate} = Y \cdot \text{Negotiated Peak Rate}$$

In Figure 5-3 and 5-4 the computed CLP for broadband services and packetized voice, using the analytical formula (5.1) is compared with simulation results. The characteristics of each source was given in Table 3-1 and the simulation model is explained in Section 6.

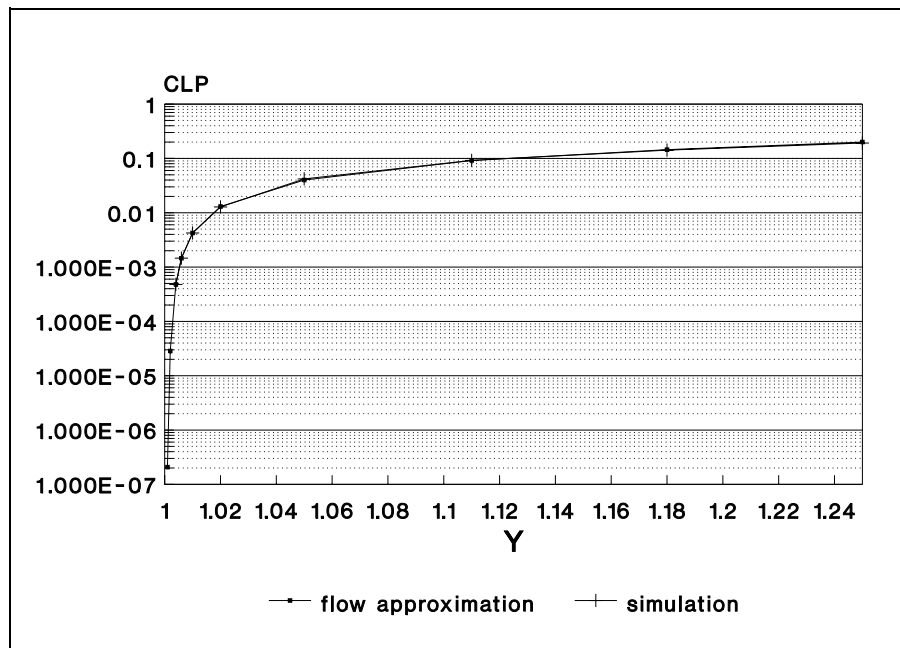


Figure 5-3 Peak Rate Variation Effects on CLP of Broadband Source

The simulations show that the accuracy of the analytical model is very accurate and that the leaky bucket performs very well when policing the peak rate. The cell loss probability indicates the ratio of send cells to rejected cells. Note, that when the normalized peak rate is one (traffic source conforms to negotiated peak rate), no cells are discarded. However, as the peak rate of the source increases more cells are discarded. Finally, if the source doubles its peak rate half of the cell are rejected.

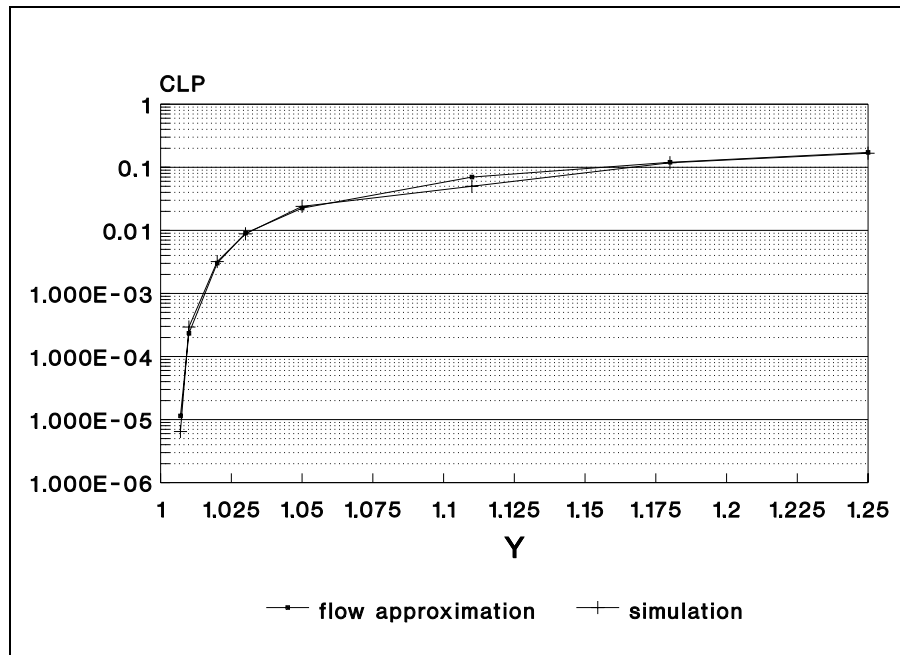


Figure 5-4 Peak Rate Variation Effects on CLP of Packet Voice Source

Although setting  $l \approx p$  is effective in controlling the peak rate, it is not effective at controlling the mean rate (or burstiness) of the source. It is possible to dimension the leaky bucket in such a way that the peak bit rate entering the network cannot exceed, for any user behaviour, a given value  $p_N$  greater than  $p$  (the negotiated peak rate). In symbols:

$$p_N = \varepsilon \cdot p$$

where  $\varepsilon$  is a safety factor greater than 1 and fixed by the network manager.

For satisfying the condition above it is sufficient to set the leaky rate  $l$  equal to  $p_N$ . So, it is guaranteed that the peak bit rate of the source will never exceed  $p_N$ .

## 5.2 Control of the Mean Rate

Although, the peak rate was effectively and simply controlled by setting the leaky rate to the peak rate, it is not effective controlling the mean rate by setting the leaky rate equal to the mean rate. This is due to the fact that cells arrive at peak rate during the burst. Calculations and simulation results show that the leaky rate must be higher than the mean bit rate in order to achieve the required QOS.

Expressing the leaky rate in symbols yields:

$$\text{Leaky Rate (l)} = E \cdot \text{Mean Bit Rate}$$

where  $E > 1$ . The question now becomes: which value of  $E$  and  $M$  (token number) should be used in order for a well behaved source to experience a loss probability of the same order as its QOS ? Due to the oversize factor  $E$ , it is expected that some sources may exceed the declared mean rate and yet go undetected.

First the leaky rate has been set near to the mean bit rate for packetized voice and broadband services. Again, simulations have been used to prove the accuracy of the analytical results. Because simulations take a long time, they were only made for a QOS requirement of  $2 \cdot 10^{-3}$  ( $M=5000$ ) for broadband services and  $2 \cdot 10^{-4}$  ( $M=2000$ ) for packetized speech ,so that it was feasible to compare analytical with simulation results.

The figures below (5-5 and 5-6) show the cell loss probability as a function of the increase in mean bit rate for various leaky rates. In symbols:

$$\text{Actual bit rate} = Y \cdot \text{negotiated mean bit rate (m)}$$

where  $Y$  is the factor of increase in the normalized negotiated mean bit rate.

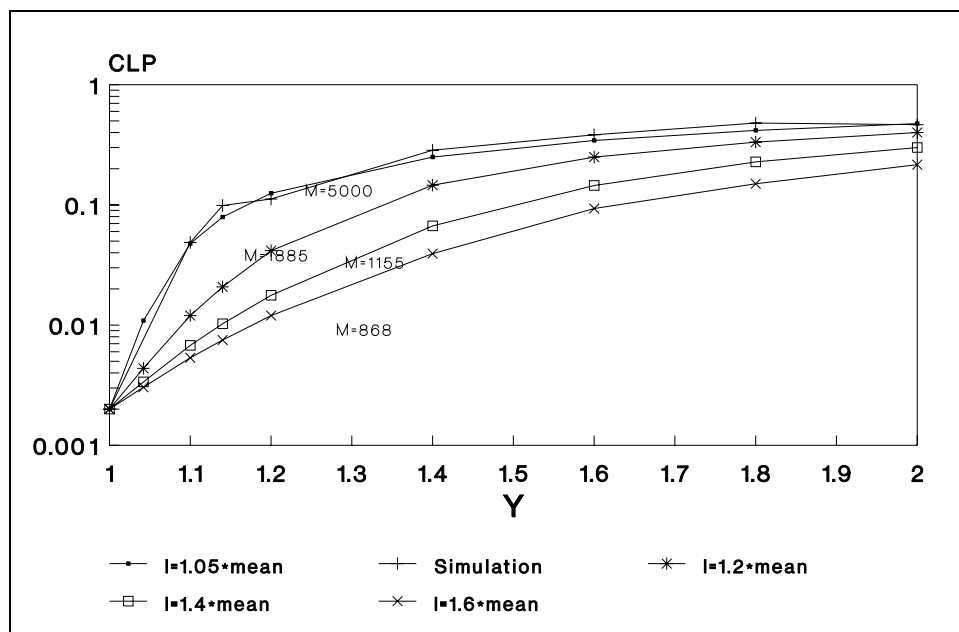


Figure 5-5 Mean Rate Increase Effects on CLP for Broadband Source

Having observed that the analytical results are accurate and that a high LB size  $M$  is necessary for  $l \approx m$ , the leaky rate was increased. Figure 5-5 and Figure 5-6 show the CLP of the LB for broadband services and packetized voice respectively.

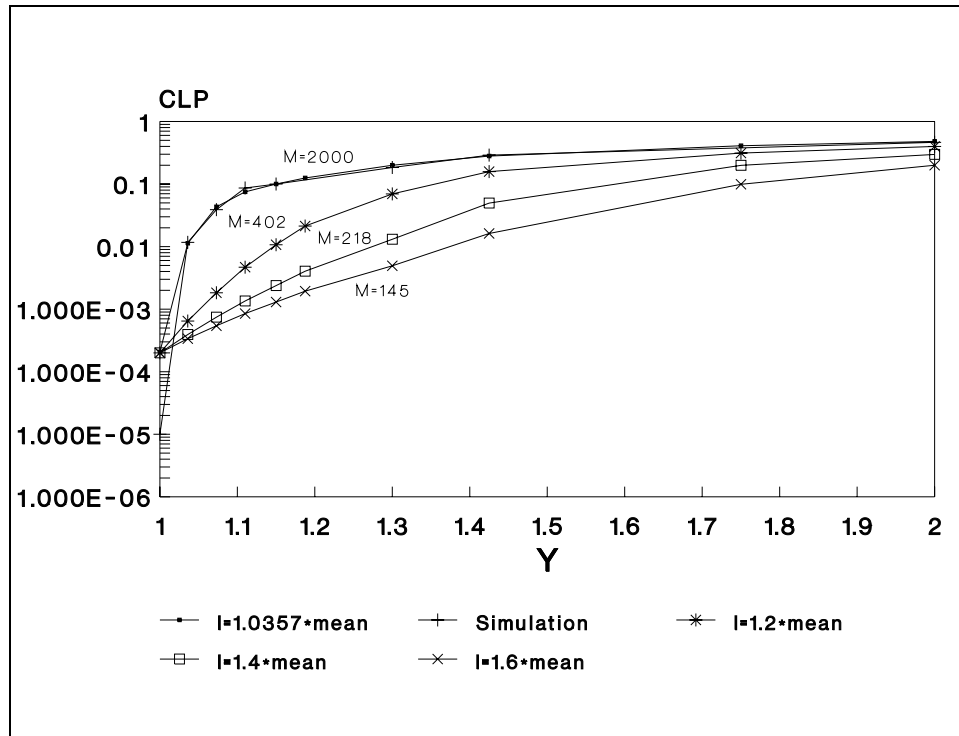


Figure 5-6 Mean Rate Increase Effects on CLP for Packet Voice Source

It can be seen that the larger the LB size  $M$  (token number) the better the control. However, this comes at a cost : the reaction time also increases. In other words, the lag time between the jump in average bit rate and its detection becomes large. Note that  $M$  decreases as the leaky rate increases for the same QOS. This provides a fast reaction to big jumps in the mean rate. However, because of the increase in the leaky rate small increases in the average go undetected.

These considerations show that there is a trade-off between the LB size  $M$  and the leaky rate  $l$ . The LB approaches the ideal behaviour as  $M$  increases and  $l$  decreases. In the limit the leaky rate  $\rightarrow$  mean bit rate, as  $M \rightarrow \infty$ . At the other end we note that a leaky bucket with very low  $M$  and high  $l$  (near peak) provides almost no control.

It is again possible to dimension the leaky bucket in such a way that the mean bit rate entering the network cannot exceed a given value  $m_N$  greater than  $m$ . As in the case of peak rate control, the mean rate can be controlled by setting:

$$l = m_N = E \cdot m$$

where  $E$  is a factor greater than one and  $m_N$  is the mean bit rate entering the network. Again note that the greater  $E$ , the smaller the LB size  $M$ , and the faster is the control.

In order to be able to chose the necessary LB parameters according to the requirements of the service, the analytical model was run for various QOS requirements. Using figures 5-7, 5-8 and 5-9 the leaky bucket parameters can be determined for different QOS classes. Depending on the leaky rate chosen ( $l=E$  negotiated mean bit rate),  $M$  can easily be found from the figures.

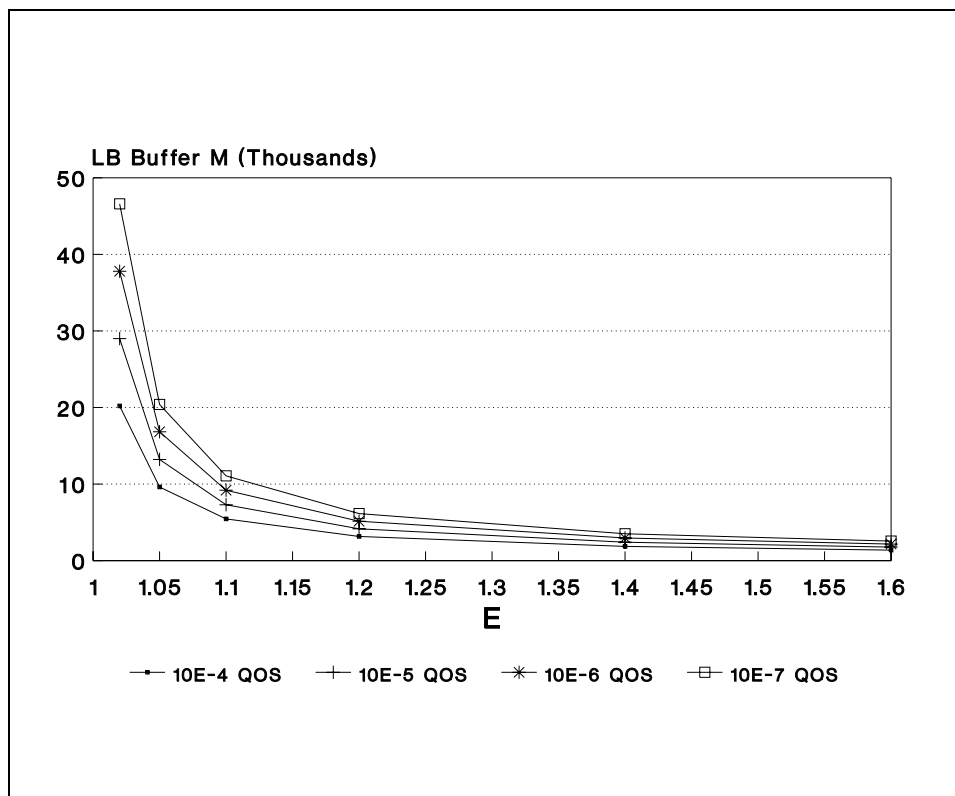


Figure 5-7 LB Parameters for various QOS classes of Broadband Source



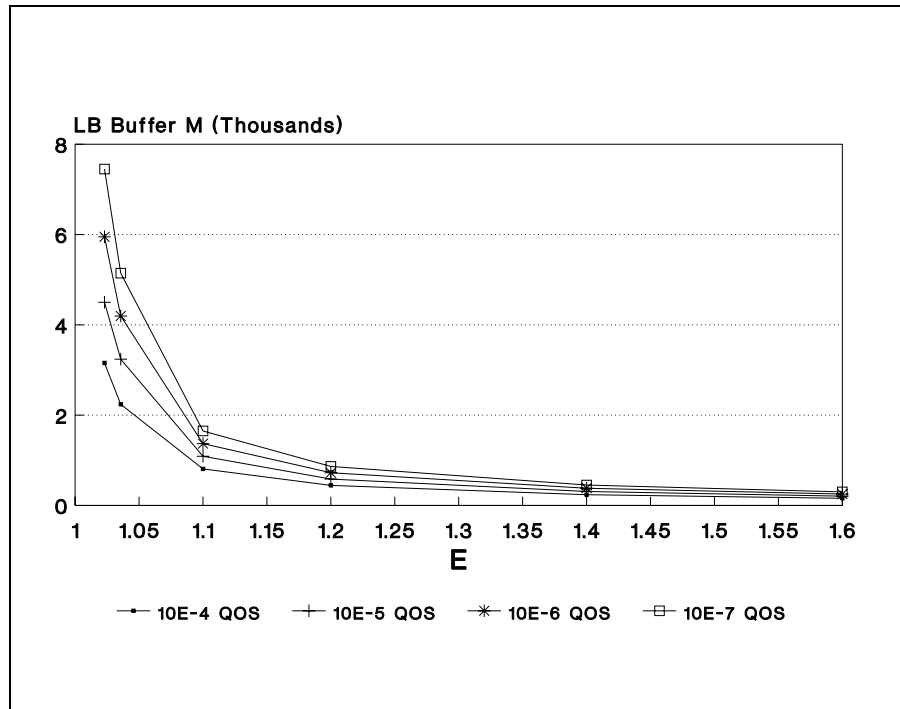


Figure 5-8 LB Parameters for various QOS classes of Packet Voice Source

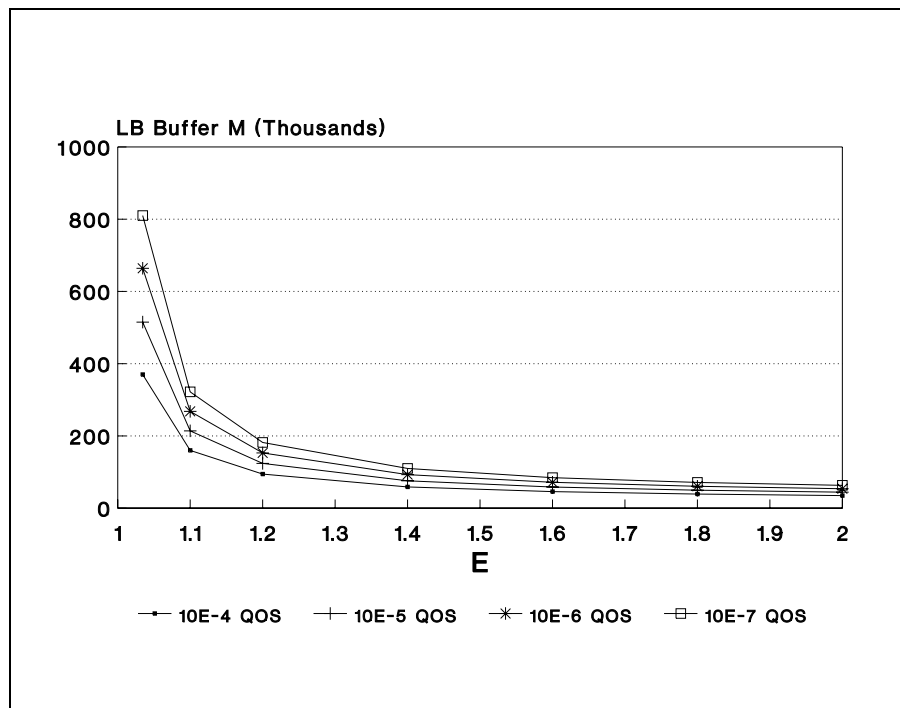


Figure 5-9 LB Parameters for various QOS classes of Still Picture Source

In general, the choice of the best compromise between rate enforcement and prompt reaction will be determined by the application at hand. In some cases however, both properties are required. In this case multiple LB's in parallel can be used with different LB size ( $M$ ) values. A cell is discarded whenever one of the buckets overflows. It would obviously be impractical to maintain a very large number of LB, because of the associated processing at the entry nodes. However, it makes practical sense to maintain two buckets. One which is small and used to detect big and sudden jumps in rate and a large bucket to trap small, but prolonged step increases in rate.

### 5.3 Different Leaky Bucket Types

The two types of enforcement action that can be taken within the leaky bucket scheme, and whether or not there is a user buffer, give rise to four different versions of the leaky bucket. In scheme 1, which was analyzed in this Chapter, the arriving cell is dropped if it arrives at a time when the LB buffer is full.

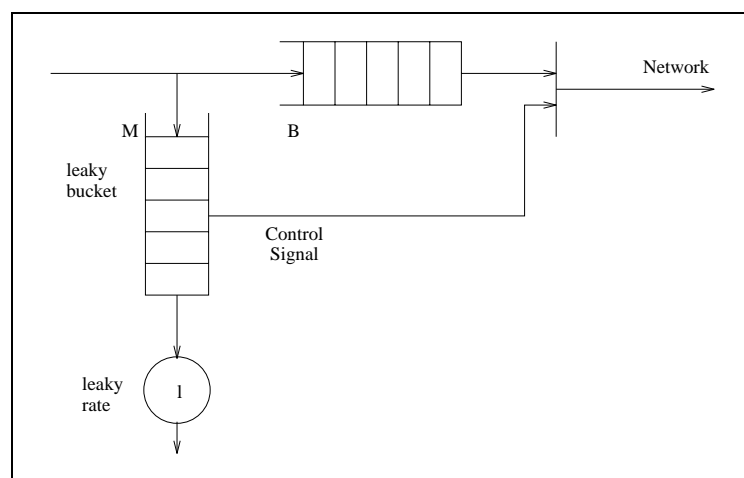


Figure 5.10 Leaky Bucket with user buffer (B)

Instead of dropping cells arriving at a time when the LB buffer is full, in scheme 2 these are placed in a user buffer as illustrated in Figure 5-10. If there is a cell waiting in the queue when the LB buffer is not full, the first cell in the queue will immediately add a token and enter the network. The buffer size is finite and cells arriving at a time the user buffer is full are discarded. In the buffered version, the leaky bucket operation is no longer transparent to the user due to delays introduced

by buffering. This is the main reason why this scheme has not been analyzed. Also, it was observed from the simulations that the user buffer improves the CLP only slightly depending on the burst length of the source. Since the user buffer size is dependent on the burst length it further increases the complexity of the LB, adding one more parameter to be determined.

An alternative to discarding cells before they enter the network is to allow them to enter and discard them within the network at the congested nodes. The main reasoning behind doing so is to increase the resource utilization in the network. Furthermore, due to the statistical nature of the user traffic, this approach provides a safeguard mechanism towards penalizing sources for not knowing their traffic characteristic more accurately or for transmitting excess traffic in a short period of time. Schemes 3 and 4 are essentially the same as schemes 1 and 2, except that schemes 3 and 4 allow cells of nonconforming sources to enter the network. It is however necessary to guarantee that the traffic of conforming sources is not negatively affected due to this excess traffic. It has still not been standardized how to mark cells which do not conform to the negotiated parameters and therefore further work can be done in this field.

#### **5.4 Results and Discussion**

The peak cell rate of the source, which is defined as the inverse of the minimum interarrival time  $T$  between 2 consecutive cells is easily controlled using the leaky bucket. The leaky rate is simply set equal to the peak rate and the token number ( $M$ ) to one.

Tolerances can be introduced in UPC/NPC functions. It is sufficient to set the leaky rate equal to  $p_N$  which is greater than the peak rate ( $p_N = \epsilon p$ ). The safety or tolerance factor ( $\epsilon$ ) has to be determined by the network manager.

There is a trade off between the LB parameters ( $l$  and  $M$ ) to police the mean rate of the source. For a leaky rate near the mean bit rate the LB size has to be large. This has the disadvantage that an increase in mean bit rate is detected late, although the

control is very good. On the other hand, if the LB size is dimensioned small to detect violations of the negotiated mean rate very fast, the leaky rate has to be high, which leads to the result that small increases in mean bit rate are not detected.

The choice of the best compromise between rate enforcement and prompt reaction has to be determined according to the individual application. If both properties are required two LB's in parallel can be used with different LB size  $M$  and leaky rate parameters.

One leaky bucket is not effective for policing both the peak rate and the mean rate of the traffic source at the same time. To solve this problem two leaky buckets in series can be used (*Dual LB mechanism*). The first LB should control the peak rate (interarrival time between cells). A LB with the leaky rate set to the peak rate can be used and cells which don't conform to the negotiated peak rate are simply dropped.

After ensuring the control of the peak rate, the mean rate of the source can be controlled by another LB in series. The parameters of this LB can be determined from Section 5.2. As stated there is a trade-off between high reaction time and high sensitivity in detection of violating cells. If both are required a mechanism consisting of a LB to control the peak connected in series with two LB's in parallel to control the mean bit rate is the ideal solution (*Triple LB mechanism*).

Although this proposed mechanism requires 3 LB's to control the source parameters it performs very well and is not very complex. Note that the burstiness is also controlled since  $\beta = p/m$ . Further improvements could be achieved by marking cells instead of dropping them in case of violation of the agreed parameters.

The new *triple leaky bucket mechanism* is shown in Figure 5-11. The parameters of the small and large buffer can be found as a function of the leaky rate from Figure 5-7, 5-8 and 5-9 for broadband sources, packet voice and still picture sources respectively.

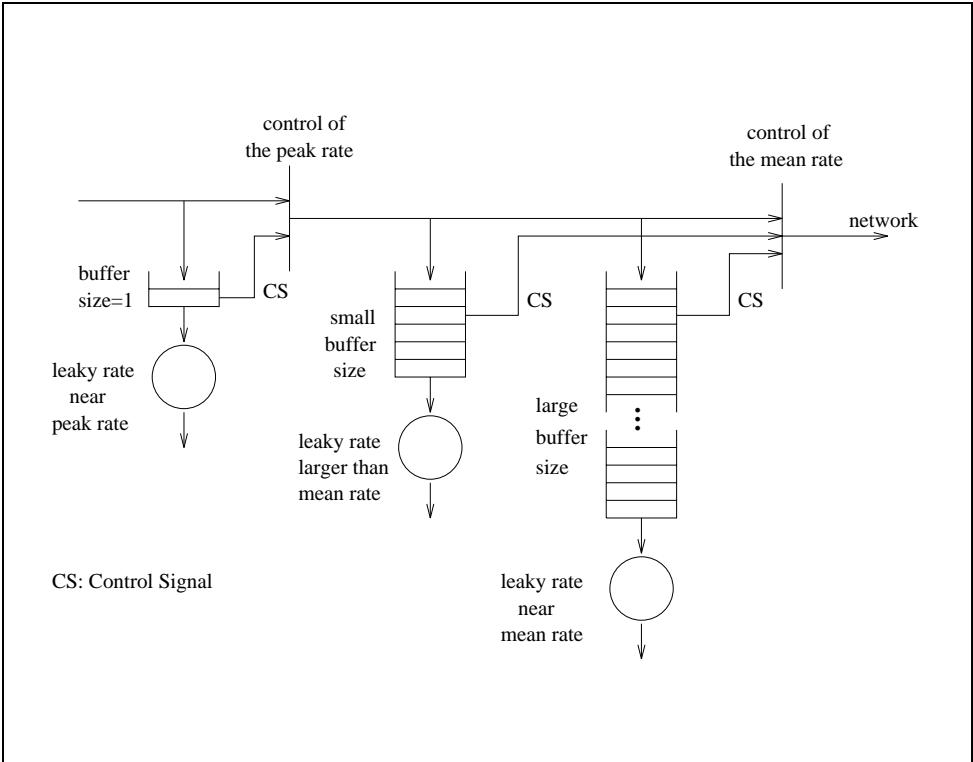


Figure 5-11 Triple Leaky Bucket Mechanism

## **Chapitre 5 :**

### **Contrôle de la congestion d'un trafic ABR point à point**

#### **1. Introduction :**

Le contrôle de la congestion est un des aspects fondamentaux de la conception d'un réseau de communication ATM, dont dépendent fortement les performances de ce réseau (délai, variations de délai, utilisation de la bande passante, probabilité de perte) et par conséquent la qualité de service offerte aux utilisateurs. Un bon algorithme de contrôle doit être capable d'utiliser au maximum les ressources du réseau, accepter autant de trafic que possible, mais sans atteindre de situation de surcharge, car elle peut engendrer des blocages au niveau d'un nœud et tout le réseau peut basculer dans un état de congestion [2,24,26].

L'étude de l'ABR ; une des classes de service proposées par la technologie ATM, destinée à des applications qui exploitent la bande passante de la liaison demeurant disponible par des services plus exigeants ; soulève de nombreuses difficultés techniques, parmi celles-ci ; l'apparition de la congestion sur un des nœuds de la liaison [2,14,24,26,56].

Le but du contrôle de la congestion est de minimiser les conséquences de la congestion en réduisant son intensité, sa durée et son étendue. Ce chapitre, aborde ce problème et propose un algorithme d'adaptation du débit de la source suivant l'évolution de l'état de congestion du nœud par une approche réactive, pour proposer dans le prochain chapitre une nouvelle approche en vue de contrôler et suivre l'effet de la congestion sur des connexions ATM acheminant un trafic ABR point à multipoints.

#### **2. Problématique :**

La technologie ATM propose des services ABR point à point recommandés pour les applications tels que la téléphonie et le transfert de fichiers, ainsi que des services ABR point à multipoints ; qui conviennent parfaitement à des applications tels que : le téléenseignement, vidéoconférence, etc. Mais l'apparition de la congestion, dont l'ampleur varie sur le réseau d'une artère à une autre, peut gravement compromettre la qualité de service offerte, d'où la nécessité d'une surveillance permanente du phénomène pour assurer une exploitation rationnelle et optimale des ressources du réseau [8,10,11,12,14,56].

### 3. Aperçu sur les travaux antérieurs

Plusieurs travaux ont été réalisés pour approcher le phénomène de la congestion, [8,9,10,11,12,14]. Pour un trafic ABR point à point donné, les cellules acceptées peuvent traverser de nombreux nœuds intermédiaires du réseau avant d'atteindre leur destination, mais c'est en général à un nœud précis que peut apparaître le problème de la congestion : goulot d'étranglement ; là où la bande passante est la plus étroite. Les procédures de contrôle doivent estimer les ressources disponibles sur le canal et adapter le trafic soumis au réseau en fonction des paramètres mesurés.

Le travail présenté à travers ce chapitre s'inscrit dans le cadre de la stratégie du contrôle réactif et fait appel à une approche très intelligente qui consiste à faire circuler sur chaque artère du réseau (de la source à la destination) ; des requêtes périodiques identifiées par la source et la destination, ce principe appelé RM (Resource Management) exposé au cours du chapitre précédent, fait l'objet de recommandations de la part du ATM-Forum et de l'ITU [11,12,13], en vue d'une exploitation idéale de cette source périodique d'informations sur l'état général du réseau.

### 4. Modèle point à point :

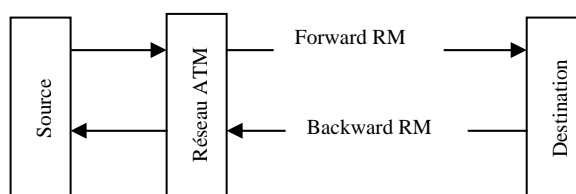


Figure 5.1 : Principe du RM.

Rappelons que le principe du RM point à point [22,26,28] se base sur l'envoi et la réception de requêtes périodiques (Figure 5.1). Le procédé RM repose donc sur un échange périodique d'informations entre la source et la destination. La requête de contrôle RM, circule de la source vers la destination, elle est appelée FRM (Forward Resource Management), et le paquet BRM (Backward Resource Management) circulent en sens inverse.

Le contrôle au niveau de la source porte sur le débit  $R_e(n)$ , variable autorisée par l'algorithme dans l'intervalle  $n$ , entre l'émission de la  $n$ -ième et de la  $(n+1)$ -ième requête

(Figure 5.2). Le nième paquet de BRM, en réponse à la nième requête, contient les informations sur le  $(n-1)$ -ième intervalle de mesure, mais ne peut être pris en compte par la source que pour l'intervalle  $(n+1)$ . Nous supposons que la source est saturée (pratiquement, il y a toujours des données à transmettre), et  $R_e(n)$  est dans ce cas simplement le taux émis par la source durant tout l'intervalle  $n$ . Le taux d'émission  $R_e(n+1)$  est donc défini en fonction des mesures de l'intervalle  $(n-1)$ .

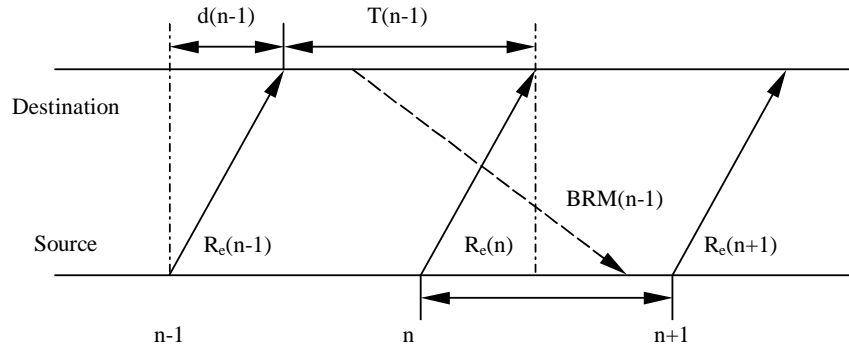


Figure 5.2 : Chronologie des phases de contrôle point à point

Le contrôle du taux  $R_e(n)$  se fait suivant un algorithme exécuté au niveau de la source. Notons  $d_t(n)$  le délai total du nième paquet de requête de la source jusqu'à la destination. Nous supposons que  $d_t(n)$  est la somme d'un délai de propagation fixe  $d_p(n)$  et d'un délai d'attente  $d_q(n)$  dans les buffers du réseau qui varie selon l'encombrement :

$$d_t(n) = d_p + d_q(n).$$

Soit  $T_r(n-1)$  l'intervalle de temps au niveau de la destination qui sépare la réception du  $(n-1)$ -ième et du  $n$ -ième paquet de requête. L'intervalle de temps qui sépare l'émission de ces deux paquets par la source est égal à  $T$ , on a donc

$$d_t(n-1) + T_r(n-1) = T + d_t(n) \quad (5.1)$$

ce qui entraîne, en notant  $\Delta T(n-1) = T_r(n-1) - T$  la différence des intervalles de temps entre source et destination :

$$d_q(n) = d_q(n-1) + \Delta T(n-1) \quad (5.2)$$

L'équation précédente donne le moyen de calculer une valeur estimée  $d_e(n)$  du délai  $d_q(n)$  en mesurant les intervalles de temps  $T_r(n-1)$ . Avec une valeur initiale  $d_e(0) = 0$ , on pose :



$$d_e(n) = d_e(n-1) + \Delta T(n-1) \quad (5.3)$$

la valeur estimée  $d_e(n)$  est alors égale à  $d_q(n)$  à une constante d'erreur près, car les deux suivent les mêmes variations.

L'algorithme de la source est exécuté au début de chaque intervalle de mesure, au moment d'envoyer un nouveau paquet de requête. On définit deux modes de fonctionnement  $M1$  et  $M2$ , selon que le réseau semble être chargé ou non. Le mode  $M1$  est le mode normal d'utilisation, lorsque le réseau est en bonne condition et que le délai estimé  $d_e(n)$  ne dépasse pas un certain seuil de tolérance  $T_q$ , avec  $0 < T_q < T$ . si la valeur  $d_e(n)$  est stable ou diminue, la source est alors autorisée à augmenter le taux d'émission  $R_e(n)$  d'une valeur  $R_{inc}$ . Lorsque  $d_e(n)$  dépasse le seuil  $T_q$ , le mode devient  $M2$  et le taux d'émission autorisé  $R_e(n)$  est réduit, la nouvelle valeur  $R_e(n+1)$  étant inférieure à  $R_e(n)$  de la différence  $R_e(n)$  et  $R_e(n-1)$ , avec un paramètre  $\theta < 1$ .

Si le paquet de BRM n'est pas encore reçu au moment d'effectuer ces opérations, et donc si le taux  $R_r(n-1)$  n'est pas connu, des mesures plus sévères sont prises pour réduire le taux  $R_e(n)$ . Nous supposons dans la suite que cette situation ne se produit pas. L'algorithme exécuté au moment de l'émission du paquet de requête  $n+1$  est le suivant :

- Si  $d_e(n) \leq d_e(n-1)$  et le mode est  $M1$ , alors  $R_e(n+1) = R_e(n) + R_{inc}$ , et le mode reste  $M1$ . Dans ce cas, on a  $d_e(n-1) < T_q$  car le mode de l'intervalle précédent est  $M1$ , et donc  $d_e(n) < T_q$ .

- Si  $d_e(n) > T_q$ , ou si le  $n$ -ième paquet de BRM n'a pas été reçu, alors, mode =  $M2$  et

$$R_e(n+1) = R_e(n) - \theta \min(R_e(n), R_e(n-1)). \quad (5.4)$$

- Dans tous les autres cas,  $R_e(n+1) = R_e(n)$  et le mode =  $M1$ .

## 5. Simulation :

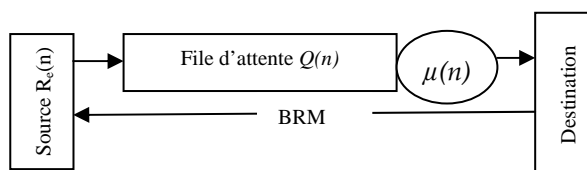


Figure 5.3 : Nœud intermédiaire d'une liaison point à point.

Soit  $\mu(n)$  le taux de service disponible au nœud intermédiaire pendant le nième intervalle de mesure. Nous supposons que  $\mu(n)$  est constant durant tout cet intervalle, entre l'arrivée dans la file d'attente des paquets de requête  $n$  et  $n+1$ , mais peut varier d'un intervalle au suivant : la bande passante disponible pour la connexion considérée varie en fonction des autres connexions qui passent par ce nœud. Nous représentons les variations de  $\mu(n)$  par une marche aléatoire dans un intervalle  $[\mu_m, \mu_M]$ .

Nous faisons l'hypothèse que la valeur estimée  $d_e(n)$  du délai d'attente  $d_q(n)$  du nième paquet de requête est exacte, et nous posons  $d(n)=d_e(n)=d_q(n)$ . Soit  $Q(n)$  la longueur de la file d'attente au moment où le nième paquet de requête y est admis, on a donc :

$$d(n)=Q(n)/\mu(n) \quad (5.5)$$

Il va de soit, que les valeurs de  $R_e(n)$ ,  $\mu(n)$  et  $Q(n)$  sont à valeurs dans  $N$  (nombre entiers), on peut compter par exemple  $R_e(n)$  et  $\mu(n)$  en nombres entiers de cellules/s et  $Q(n)$  en nombre de cellules. L'évolution du système décrite ci-dessus, avec le calcul de  $R_e(n+1)$ ,  $\mu(n+1)$  et  $Q(n+1)$  en fonction du passé du système jusqu'au temps  $n$ , découle simplement de la définition de l'algorithme RM donnée au cours des chapitres 3 et 4, avec l'hypothèse que le paquet de BRM  $n$  est bien reçu par la source avant le début de l'intervalle  $n+1$ .

$R_e(n+1)$  se calcule en fonction de  $R_e(n-1)$ ,  $R_e(n)$ ,  $d(n-1)$ ,  $d(n)$ , et  $Op(n)$  étant le mode d'opération, égal à M1 ou M2, de la manière suivante :

Le nouveau taux d'émission  $R_e(n+1)$  est alors donné par :

- Si  $d(n) > T_q$ , alors :

$$R_e(n+1) = R_e(n) - \theta \min(R_e(n-1) - R_e(n)).$$

alors  $Op(n+1) = M2$ , sinon,  $Op(n+1) = M1$ .

- Si  $d(n) \leq d(n-1)$  et  $Op(n) = M1$ , alors :

$$R_e(n+1) = R_e(n) + R_{inc}.$$

- Dans les autres cas,  $R_e(n+1) = R_e(n)$ .

Nous calculons enfin  $Q(n+1)$  en fonction de  $Q(n)$ ,  $R_e(n)$ , et  $\mu(n)$  lors du  $n$ ème intervalle, les données arrivent dans la file d'attente avec le taux  $R_e(n)$ , et le taux de service est égal à  $\mu(n)$ , pendant une durée égale à  $T$ . L'évolution de la longueur de la file d'attente est donc simplement donnée par :

$$Q(n+1) = Q(n) + T[R_e(n) - \mu(n)] \quad (5.6)$$

On voit que le processus défini par les grandeurs :  $\{Q(n-1), Q(n), R_e(n-1), R_e(n), \mu(n-1), \mu(n), Op(n)\}$  est une chaîne de Markov sur un espace d'états inclus dans  $N^6$  sur deux modes  $\{M1, M2\}$  opérationnels. Une propriété remarquable de la chaîne de Markov ainsi définie est que les variables  $R_e(n)$  et  $Q(n)$  sont bornées [9,14,20,24,27]: il existe donc une valeur maximum finie du taux d'émission autorisé par l'algorithme, ainsi qu'une longueur maximum finie de la file d'attente. L'état initial de ce processus est tel que  $Q(n)=0$  et  $R_e(n)=0$  pour  $n=0$ . L'étude du comportement du processus est détaillée dans [9,14,20,24,27], où il est montré la convergence du système vers un régime stationnaire.

Dans notre modèle modifié de l'algorithme RM, nous avons considéré que la détection de signes de congestion repose uniquement sur l'estimation  $d_e(n)$  de délais de transmission, en fonction d'un seuil de tolérance  $T_q$ . L'objectif de l'algorithme est d'empêcher les réseaux d'atteindre un état de congestion. Si malgré tout la congestion se produit, un mécanisme de "time-out" est prévu pour réagir: si le paquet de BRM n'est pas reçu par la source au bout d'un certain temps  $T_{out}$ , le taux  $R_e(n)$  est divisé par 2. Dans les études de simulation menées dans [8,9] pour les conditions normales d'utilisation de l'algorithme, on observe que le délai de retour ne dépasse jamais  $T_{out}$ , et le mécanisme de time-out n'intervient donc pas. Pour cette raison, nous ne considérons pas de mécanisme de time-out dans notre modèle. D'autre part, l'ajustement du taux  $R_e(n)$  en fonction des informations du paquet de BRM se fait dès que ce paquet est reçu par la source. Nous avons supposé au contraire que le changement de  $R_e(n)$  est effectué au début de l'intervalle de temps.

## 6. Exemples numériques :

Nous présentons pour conclure quelques résultats de simulation qui illustrent le comportement de la chaîne définie précédemment. Les paramètres du modèle sont les

suivants:  $T=150ms$ ,  $T_q=20ms$ ,  $R_{inc}=35$  cellules/s,  $\mu_m = 230.10^3$  cellules/s,  $\mu_M = 240.10^3$  cellules/s. La durée de simulation est égale à  $30s$ .

Nous considérons les valeurs suivantes pour :  $\theta=0.5$ ,  $\theta=0.8$  et  $\theta=0.9$ . Dans chaque cas, nous calculons la longueur  $Q(n)$  de file d'attente, comparée au seuil de tolérance  $\mu(n).T_q$  correspondant au délai  $T_q$ , et le taux  $R_e(n)$  comparé à la bande passante  $\mu(n)$ .

On remarque sur les figures 5.4, 5.6 et 5.8 de  $Q(n)$  que le délai  $d(n)$  oscille constamment entre 0 et  $T_q$ , avec des pics qui sont de l'ordre de grandeur de  $T_q$ . L'algorithme réagit donc manière satisfaisante l'augmentation de délai et empêche  $d(n)$  de devenir trop grand, mais présente un problème d'oscillation, avec des variations rapides et répétées de  $d(n)$ .

Sur les figures 5.5, 5.7 et 5.9 mettant en évidence la comparaison de  $R_e(n)$  et  $\mu(n)$ , on observe que le mécanisme d'adaptation de taux fonctionne correctement :  $R_e(n)$  suit  $\mu(n)$  de relativement près, et cette adaptation est meilleure, dans ce modèle, pour un paramètre  $\theta$  proche de 1.

Le calcul des meilleurs paramètres  $\theta$  et  $R_{inc}$  pour un modèle donné est un problème difficile. D'une manière générale pour ce type d'algorithme de contrôle de flux, il existe un compromis entre adaptabilité rapide face à des changements d'état du réseau et stabilité du comportement stationnaire. Si l'on désire l'adaptabilité, rapide de l'algorithme, le taux  $R_e(n)$  doit pouvoir varier rapidement pour que la source puisse s'adapter au plus vite aux conditions du réseau et on doit donc avoir un taux de décroissance  $\theta$  assez petit pour que  $R_e(n)$  soit fortement réduit si nécessaire et une valeur  $R_{inc}$  assez grande pour que  $R_e(n)$  augmente rapidement. Mais avec  $\theta$  petit et  $R_{inc}$  grand, on peut avoir de brusques variations de  $R_e(n)$  qui produisent des oscillations importantes de  $Q(n)$ . Inversement, si l'on désire un comportement stationnaire le plus régulier possible, par exemple dans le cas où  $\mu(n)$  varie peu, le taux  $R_e(n)$  lui aussi doit varier peu pour éviter les brusques oscillations et il faut alors choisir une valeur de  $\theta$  proche de 1 et un paramètre  $R_{inc}$  petit.

On peut aborder le problème de compromis par optimisation des paramètres ou par une adaptation dynamique du contrôle comme celle proposée dans [9,14,24] on peut également étudier le problème avec plusieurs points de congestion entre la source et la destination.

## 7. Conclusion

La congestion est un problème paralysant de l'ATM. On a proposé à travers ce chapitre une approche algorithmique pour un contrôle réactif de ce phénomène, basée sur le principe du Resource Management, appliqué à un modèle de liaison point à multipoints. Cet algorithme fait appel à une technique très simple de contrôle. L'approche aux réseaux ATM est réalisée par des hypothèses. L'originalité du travail est cette modification ou adaptation, en partant du principe qu'un système de commutation par paquets mal conçu, crée des congestions dans l'écoulement des données, très paralysant pour les communications interactives et temps réel, et qui provoque également des surcharges au niveau des nœuds d'accès.

On peut ainsi poursuivre de l'algorithme par la recherche des paramètres optimaux pour un modèle donné. D'autres extensions envisageables sont les modèles avec plusieurs connexions multiplexées dans un même canal et contrôlées chacune par le RM, un point crucial développé au cours du prochain chapitre.

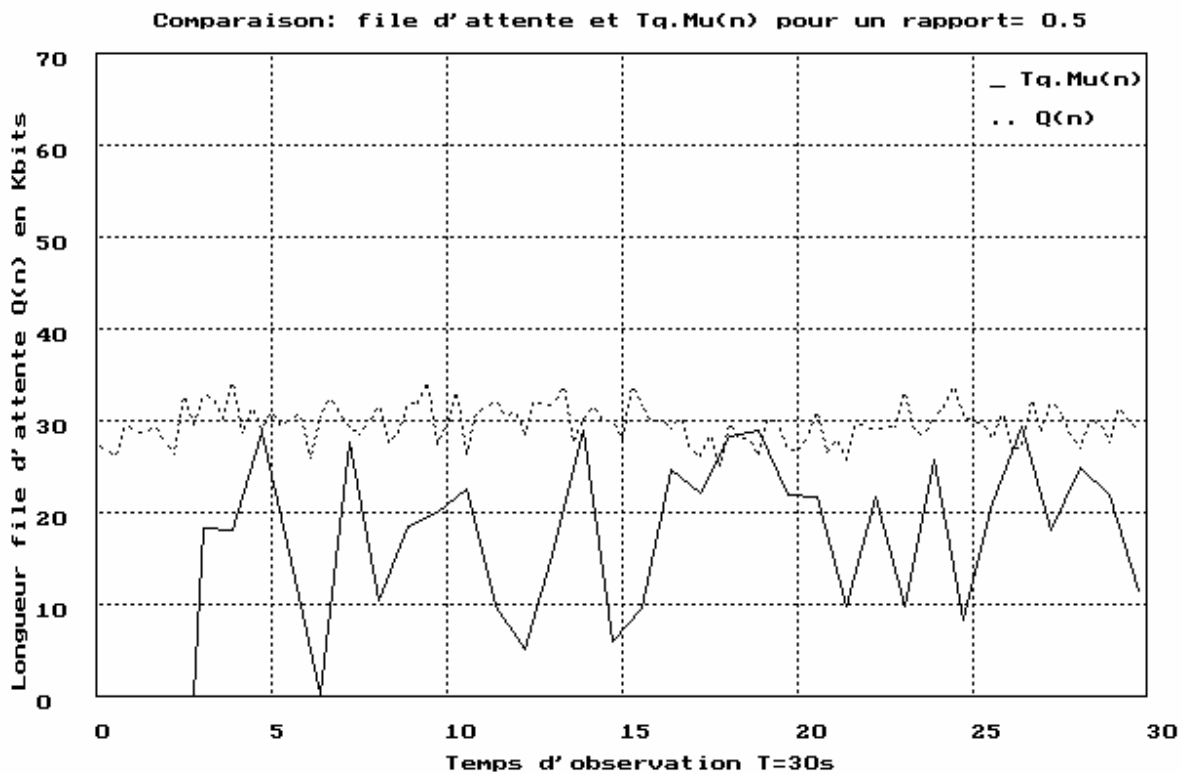


Figure 5.4 : Comparaison de la file d'attente et  $Tq.Mu(n)$  : Rapport = 0.5

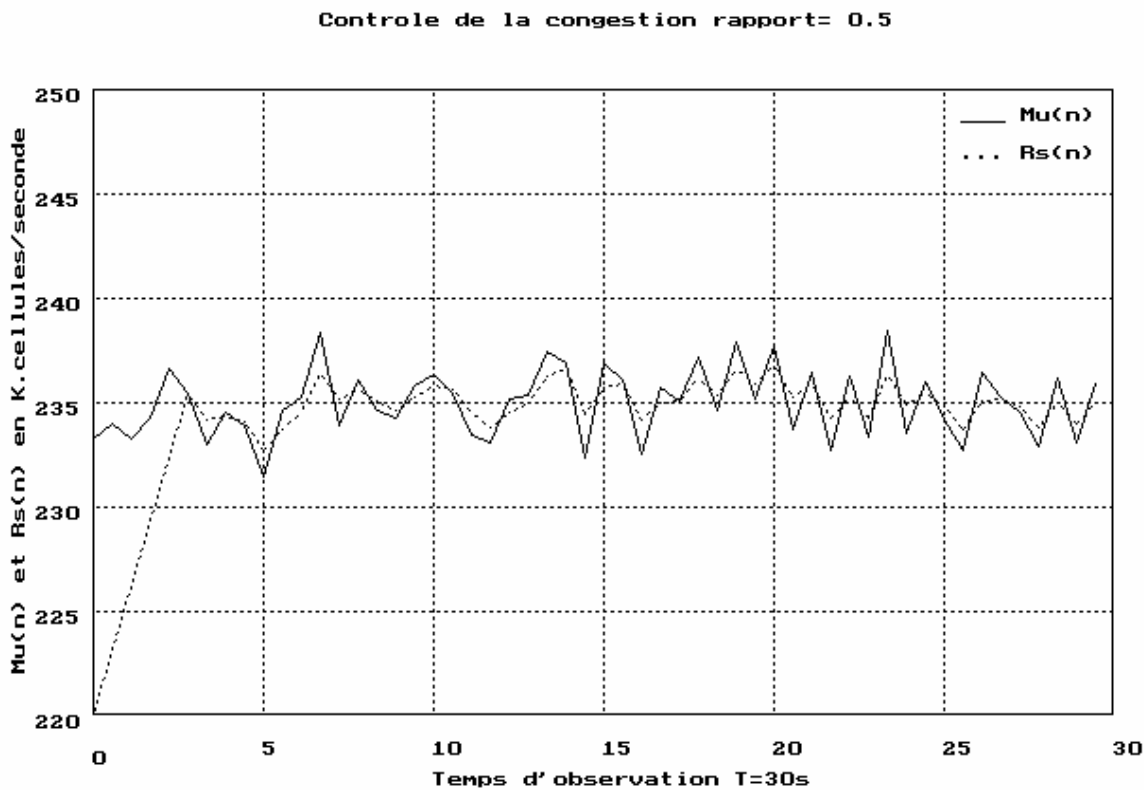


Figure 5.5 : Contrôle de la congestion : Rapport = 0.5

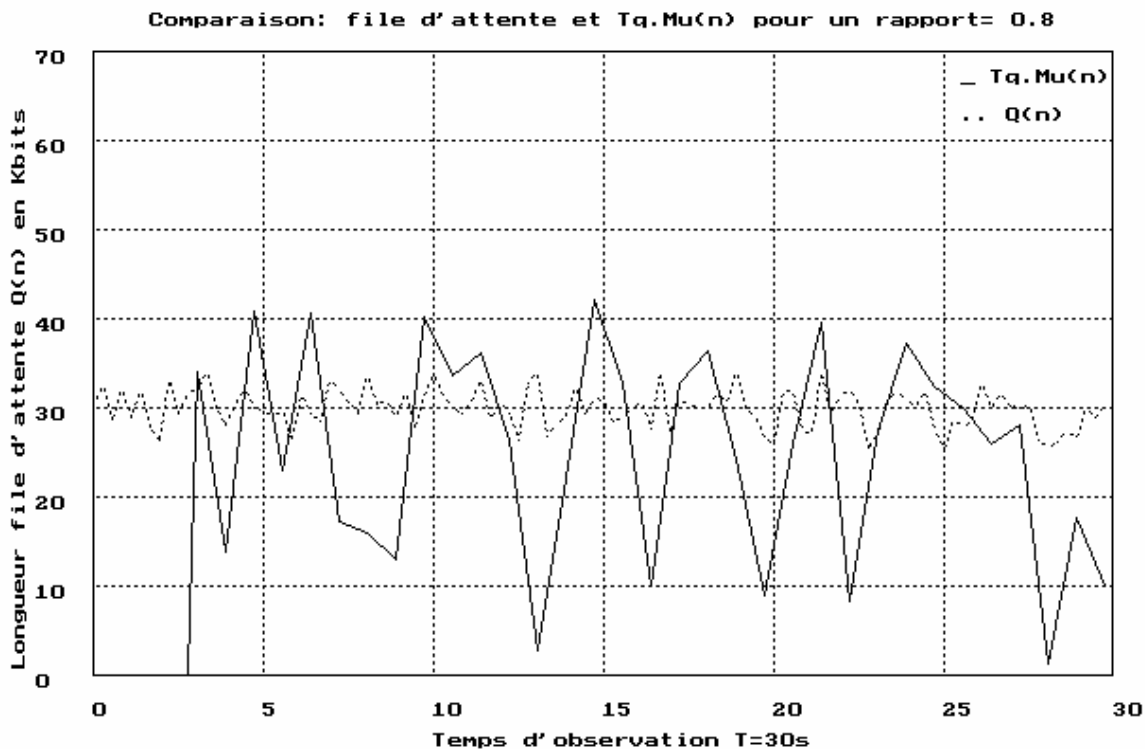


Figure 5.6 : Comparaison de la file d'attente et  $Tq.Mu(n)$  : Rapport = 0.8

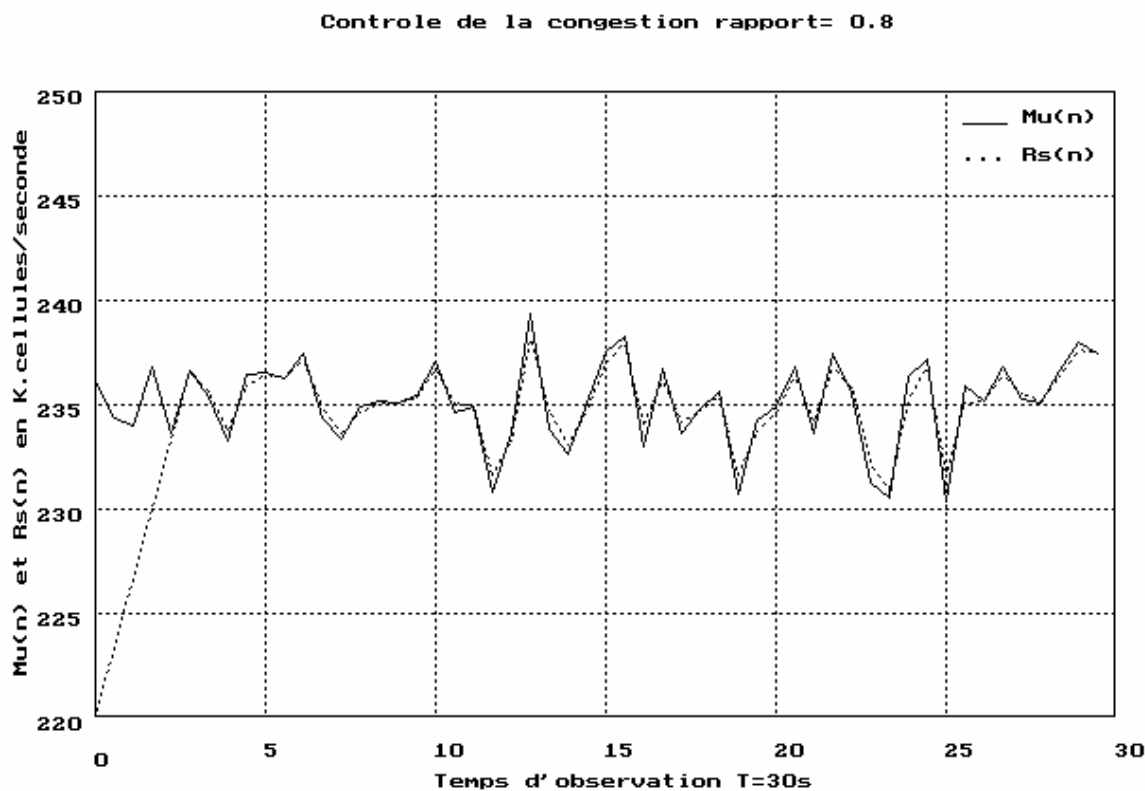


Figure 5.7 : Contrôle de la congestion : Rapport = 0.8

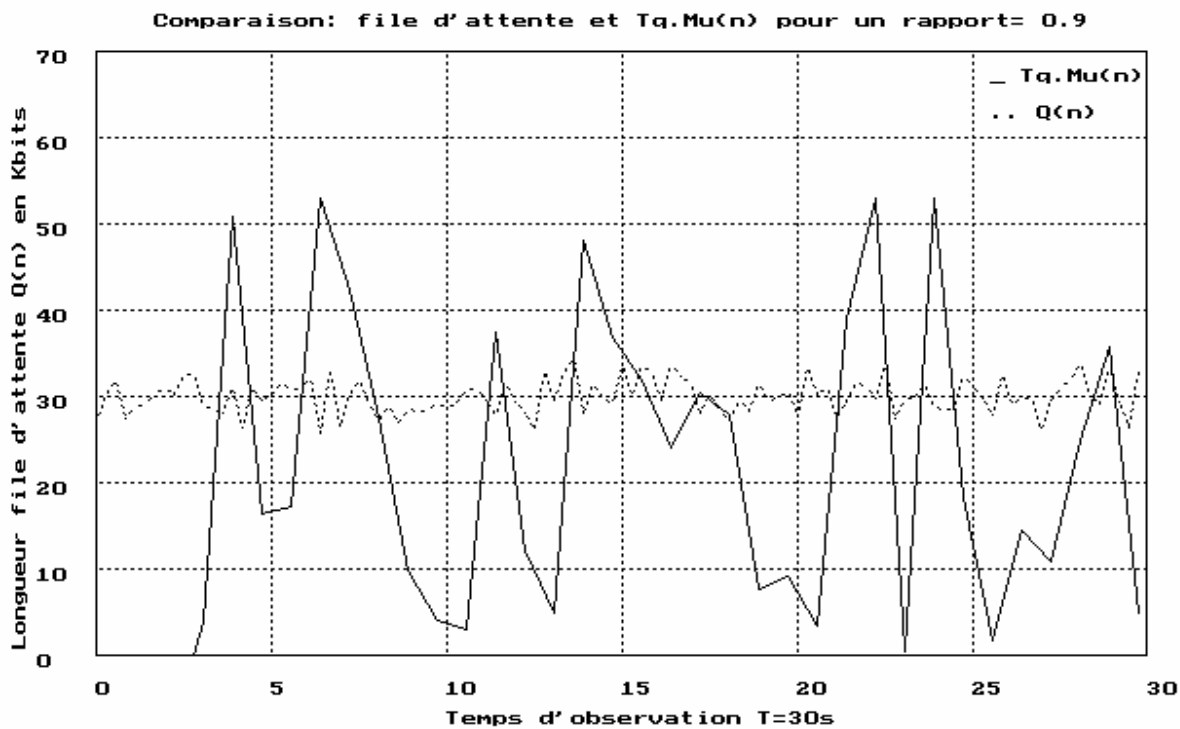


Figure 5.8 : Comparaison de la file d'attente et  $Tq \cdot \mu(n)$  : Rapport = 0.9

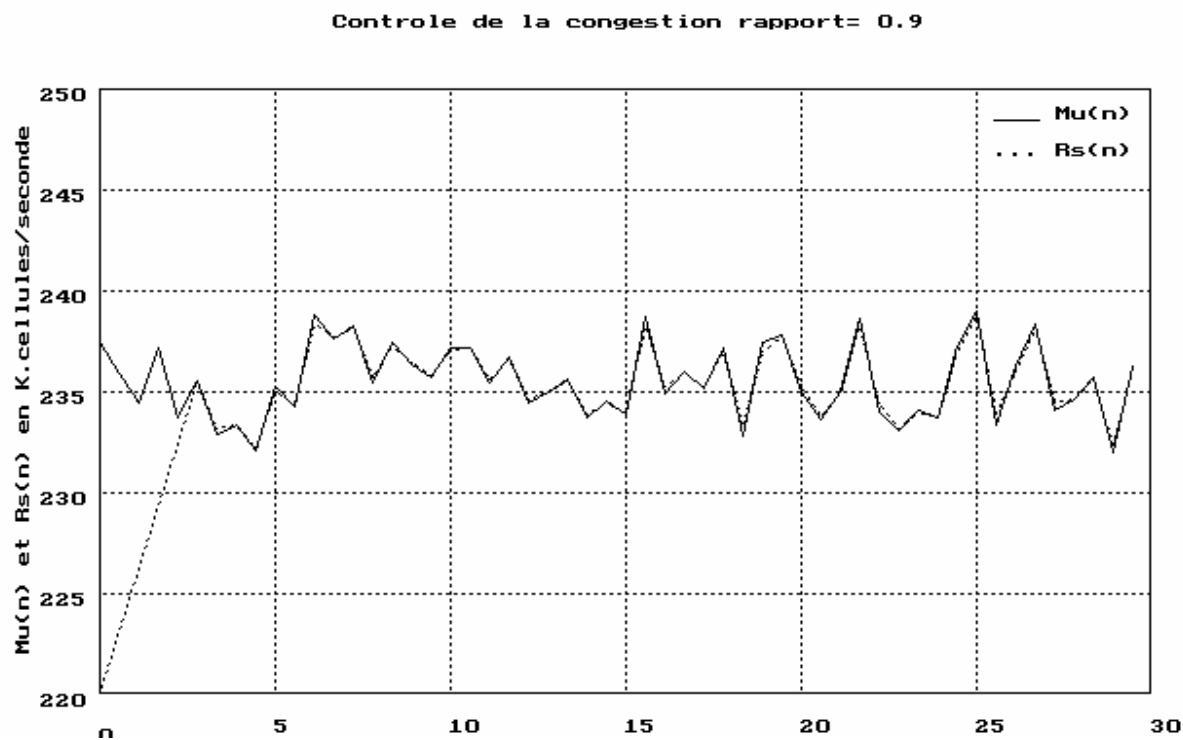


Figure 5.9 : Contrôle de la congestion : Rapport = 0.9



## Chapitre 6 :

### Contrôle de la congestion d'un trafic ABR point à multipoint.

#### 1. Introduction

Dans le chapitre précédent, nous avons abordé le problème du contrôle de la congestion survenue lors de l'acheminement d'un trafic ABR point à point, grâce à l'une des approches les plus recommandées par le Forum ATM pour réagir à une telle situation ; en l'occurrence la méthode du Resource Management. Il est clair que la reconduction systématique d'un tel principe sur un réseau ABR point à multipoints serait plus compliquée.

#### 2. Modèle point à multipoint :

Le Forum ATM ainsi que de nombreux instituts de recherche portent leur attention sur les nouvelles applications mettant en place des connexions ABR point à multipoint. Dans de nombreuses nouvelles applications on retrouve des situations dans lesquelles une source doit transmettre une même information à plusieurs destinataires. La gestion du trafic ABR pour des connexions point à multipoint suppose que le débit de la source soit limité par le débit minimum autorisé par toutes les artères concernées par cette communication.

Plusieurs approches ont été proposées pour maîtriser le contrôle de la congestion sur des liaisons point à multipoints [13,18,22,23,30].

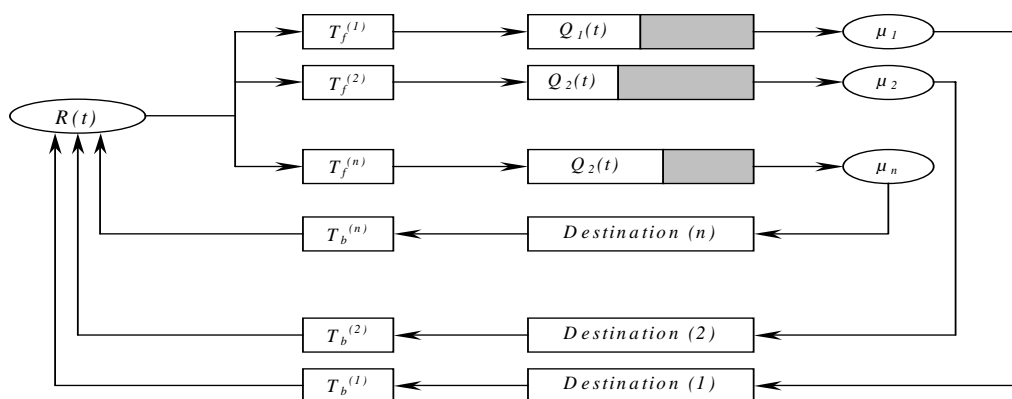


Figure 6.1 : Représentation d'une connexion point à multipoints

Le premier modèle proposé pour approcher cette extension, s'appuyait sur la multiplication de la connexion ABR point à point comme unité de base, au nombre des destinations du nouveau schéma point à multipoint (figure 6.1).

C'est un modèle qui regroupe les indications d'une liaison ABR point à multipoints et fait ressortir les paramètres permettant de surveiller la totalité des artères et détecter les signaux d'une éventuelle apparition de la congestion.

Le principe du RM point à point est reconduit et comme illustré par le modèle présenté par la figure 6.1, la source émet vers chaque destination un paquet de requêtes FRM toutes les  $\Delta$  unités, la période  $\Delta$  étant identifiée également par les destinations. Emettre une requête consiste simplement à marquer une cellule de manière spéciale, pour qu'elle soit reconnue par les destinations comme étant une requête. Dès qu'une destination reçoit une requête, elle envoie en retour un paquet BRM<sub>i</sub> sur le dernier intervalle de mesure. Le BRM<sub>i</sub> retourné à la source, est porteur d'informations sur la qualité de l'artère (i) qu'il contrôle, ces informations sont réparties en champs : NI : No Increase, CI : Congestion Indication, ER : Explicit Rate, CCR : Current Cell Rate, BCI (Buffer Congestion Indication), NMQ (New Maximum Queue). A la réception de ces paquets de réponse BRM, en provenance des destinations, la source adapte en conséquence le taux d'émission.

## 2.1 Phases du contrôle et algorithme :

Pour des commodités de calculs, on introduit les paramètres suivants :

- $R(t)$  : Débit de la source. Le contrôle du taux  $R(t)$  s'effectue suivant un algorithme exécuté au niveau de la source pour déterminer le ACR.
- $m$  : Références des artères actives de la liaison point à multipoints du réseau.
- $\mu_i$  : la bande passante disponible sur l'artère  $i$  ( $1 \leq i \leq m$ ) est représentée par les variations de  $\mu_i(t)$  qui suit une marche aléatoire dans un intervalle limité par deux valeurs  $[\mu_{mi}, \mu_{Mi}]$ .
- $T_f^{(i)}$  : Total des retards cumulés par le paquet FRM.
- $T_b^{(i)}$  : Total des retards cumulés par le paquet BRM.
- $T_i = T_f^{(i)} + T_b^{(i)}$  : le temps total d'un aller retour du RM.
- $Q_i(t)$  : longueur de la file d'attente de l'artère  $i$ .

Sachant que les valeurs du temps  $T_i$  et la largeur de la bande passante, peuvent varier d'une artère à une autre, plusieurs hypothèses ont été introduites pour encadrer ce phénomène [13,18,37], on tiendra compte de :

- La valeur maximale de  $T_i$  :  $T_{max}$  ; indique l'artère la plus obstruée.
- La source émet au rythme du lien le plus obstrué, donc le plus affecté par la congestion (il n'est pas forcément celui qui dispose de la bande passante la plus étroite).
- L'artère la plus obstruée peut changer, à tout moment du contrôle.
- A tout moment du contrôle, il n'existe qu'une seule artère considérée comme la plus obstruée.

## 2.2 Inconvénients :

Ce modèle présentait de nombreux inconvénients :

- La source prend en charge l'envoi d'un nombre de FRM équivalent au nombre des destinations, ce qui contribue à la surcharge des files d'attente du réseau et exigent une opération de commutation alors qu'ils sont porteurs de la même information
- Tous les BRM en provenance des destinations aboutissent directement à la source, ce qui exige un traitement pour une prise de décision afin de fixer le nouveau ACR.
- Le retour des BRM au nombre des destinations, qui empruntent des chemins hors bande pour aboutir à la source, surchargent le réseau et de ce fait participent à la dégradation de la bande disponible.

Pour ces motifs et pour de nombreux autres relatifs à la signalisation et la surcharge sur le réseau ATM [13,18,22,37], ce modèle a été abandonné au profit de nouveaux concepts basés sur :

- Le développement de la notion de source virtuelle et de destination virtuelle qui fait que chaque commutateur (Switch) est en mesure de se substituer à la source et aux destinations situées en amont du réseau.
- La puissance croissante des organes de commutation.

### 3. Le nouveau modèle :

Dans ce chapitre nous présentons une nouvelle technique illustrée par la figure (6.2) et inspirée du principe des sources virtuelles et des destinations virtuelles. Dans cette nouvelle technique nous proposons que les cellules FRM soient dupliquées (au niveau des commutateurs : switch), identiquement comme les cellules de données, à toutes les voies attachées à un nœud de branchement. En retour, quand les cellules BRM dupliquées sont renvoyées par les destinations, il y a deux options possibles :

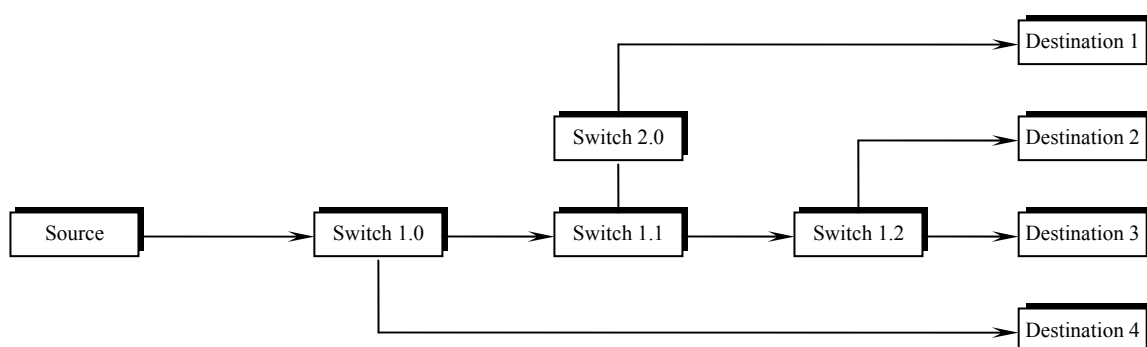


Figure 6.2 : Nouveau modèle de connexion point à multipoint

1. Toutes les cellules BRM retournent à la source, cette option, toutefois, évite l'unification des cellules BRM au niveau des nœuds de branchement mais consomme de façon excessive la bande passante si le nombre de voies dans un réseau point à multipoint est important. De plus, la source va alors être obligée d'identifier le nombre de cellules BRM reçues, pour effectuer un contrôle efficace.
2. Dans la seconde option, il y a une unification des cellules BRM au niveau des nœuds de branchement. La source reçoit alors seulement une cellule BRM et réagit comme si elle était la source d'une connexion point à point. A l'heure actuelle, le Forum ATM ne spécifie pas d'algorithme d'unification des cellules, bien qu'il existe un certain nombre de propositions dans ce sens [13,22,50,59].

Depuis que le schéma de contrôle de congestion fondé sur le débit a été adopté par le Forum ATM, [11,12,13], pour la connexion ABR point à point et point à multipoint, de nombreux travaux de recherches ont proposé des algorithmes d'unification des cellules et seront présentés dans la prochaine section.

#### 4. Algorithme d'unification des cellules :

Cette section est le récapitulatif de plusieurs articles ayant proposé des approches qui ont finalement inspiré les concepteurs d'algorithmes d'unification des cellules précédemment proposés dans le contexte de connexions ABR point à multipoint [13,18,22,35,37].

Un registre de débit minimum explicite (Minimum Explicit Rate : MER) et deux indicateurs CI (Congestion Indication) et NI (No Increase) sont largement utilisés dans les algorithmes proposés. Le MER stocke la valeur minimale des débits ER (Explicit Rate) parmi celles indiquées par les cellules BRM reçues des différentes artères du réseau point à multipoint et stocke également la valeur du débit de cellule autorisé moyen (Mean Allowed Cell Rate : MACR) calculé localement lors de la réception de chaque cellule FRM en provenance de la source. Les valeurs de CI et NI sont mises à jour en effectuant une opération logique 'OU' avec leurs valeurs respectives transportées par une cellule BRM qui vient d'être reçue et les valeurs de CI et NI calculées. MER est initialisé à la valeur du débit crête de cellules alors que CI et NI sont initialisés à zéro.

1. K-P Laberteaux and all [21,42,43] ont présenté des approches fondées sur le débit pour des connexions ABR point à multipoint. A la réception de la première cellule FRM, un noeud de branchement calcule les valeurs ER, CI et NI en fonction de son niveau de congestion local, met à jour MER, CI et NI et retourne une cellule BRM. Ce schéma n'attend pas de contrôle en retour de la part de toutes les artères. Un noeud de branchement a une tâche supplémentaire qui consiste en la génération de cellule FRM à la réception d'une cellule FRM en provenance de la source.
2. X. Zhang [18,23,63], également Y. Zhao et W. Tihua [31] ont proposé un Algorithme d'extension point à multipoint (MEA) selon lequel chaque paire destination-source se comporte comme si elle était dans un environnement point à point. Chaque artère de la connexion point à multipoint est définie comme une connexion point à point indépendante, tel que chaque noeud de branchement reçoit au moins une cellule BRM de chaque artère.
3. Raj Jain and all [11,12,13] a présenté au Forum ATM différentes propositions et approches qu'on résume comme suit :
  - (a) Dans une première approche ; un noeud de branchement envoie une cellule BRM à la réception d'une cellule FRM, quand au moins une cellule BRM a été

reçue d'une destination. En plus du MER, CI et NI, il y a une valeur supplémentaire "au moins une BRM" qui est stockée dans chaque VC point à multipoint.

- (b) Dans une deuxième approche ; le noeud de branchement ne génère pas de cellule BRM, mais renvoie à la source, la cellule BRM (ayant les valeurs minimums), reçue d'une destination immédiatement après qu'une cellule FRM ait été reçue au niveau du noeud de branchement.
  - (c) Dans la troisième approche proposée par Raj Jain [13] ; une cellule BRM est envoyée à la source seulement quand les cellules BRM ont été reçues de la part de toutes les artères et destinations.
4. Trois autres algorithmes sont présentés dans [22] et sont brièvement décrits ci-dessous. Les auteurs définissent dans [22] les conditions de surcharge et de sous-charge d'une artère.
- (a) **Algorithme à indication rapide de surcharge** : un registre LastER maintient la dernière valeur du débit ER du noeud de branchement. Cet algorithme compare la valeur MER avec la valeur LastER. Si la valeur MER est beaucoup plus faible que la valeur LastER, alors un contrôle en retour immédiat est envoyé à la source.
  - (b) **Algorithme à option de contrôle de ratio RM** : un registre supplémentaire SkipIncrease est introduit pour éviter le problème de surcharge de cellules BRM de l'algorithme précédent.
  - (c) **Algorithme de calcul immédiat de débit** : cet algorithme prend non seulement soin de la condition de surcharge dans une artère, mais également de la situation de surcharge potentielle au noeud de branchement même.

#### **Remarques :**

Tous les algorithmes d'unification des cellules fonctionnent sur le principe du 'OU' logique pour déterminer CI et NI, et sur l'opération 'min' pour la valeur du MER. Un état de congestion de très courte durée sur l'un des noeuds de branchement au moment de l'envoi de la cellule BRM réduit le débit de la source et ainsi cause une sous utilisation des ressources disponibles du réseau.

Le tableau 6.1 fournit une comparaison des algorithmes d'unification des cellules proposés.

Algorithmes	1	2	3.a	3.b	3.c	4.a	4.b	4.c
Complexité	Haut	Haut	Haut	Bas	Med	>Med	>Med	>>Med
Réponse transitoire	Rapide	Lent	Med	Méd	Lent	Rapide	Rapide	Rapide
Bruit de consolidation	Haut	Bas	Med	Med	Bas	Bas	Bas	Bas
Ratio BRM/FRM	1	$\leq 1$	$< 1$	$\leq 1$	$\leq 1$	$> 1$	1	1
Sensibilité	Haut	Haut	Haut	Bas	Med	>Med	Med	Med

Tableau 6.1: Comparaison des algorithmes d'unification des cellules proposés

De plus, les algorithmes d'unification des cellules perturbent l'équilibre de service entre les flux ABR point à point et point à multipoint, car ils partagent la même liaison donc la même bande passante disponible. Nous proposons donc d'utiliser, au niveau des commutateurs, un algorithme de priorité. Cet algorithme observe le débit auquel les files d'attente, pour des connexions point à point et point à multipoint sont servies et en fonction de celui-ci leur assigne certains niveaux de priorité.

## 5. Algorithme de priorité :

L'algorithme de priorité est un organisateur de services pour la classe de service ABR qui sélectionne la cellule appropriée parmi les files d'attente bloquées (point à point et/ou point à multipoint) au moment où il y a de la bande passante disponible au port de sortie. L'algorithme de priorité proposé définit deux variables : Priorité Normale (Normal Priority : NP) et Priorité Point à multipoint (Point to multipoint Priority : MP).

### 1. Priorité Normale NP :

La priorité normale (NP) est associée à toutes les files d'attente ABR quelque soit leur nature, point à point ou point à multipoint. NP est initialisée à zéro et est incrémentée de un en fonction du débit de cellule moyen autorisé (Mean Allowed Cell Rate : MACR) en cellules/s. La valeur MACR est mise à jour à la réception de chaque cellule FRM. La valeur initiale de MACR est au plus l'ICR de la source. La valeur NP d'une file d'attente ABR est décrémentée de un à chaque service de ses cellules.

Dans notre mise en oeuvre de l'algorithme de priorité, une combinaison de contrôle en retour par une indication binaire et de contrôle en retour par un débit explicite est utilisée au

niveau de chaque commutateur, pour déterminer MACR. A la réception de chaque cellule FRM ; MACR est mis à jour comme suit :

- file d'attente dans un état de congestion :

$$\text{MACR} = \text{MACR} + (\text{ACR} - \text{MACR}) * \text{AVF} \text{ si } \text{MACR} > \text{ACR}$$

- file d'attente dans un état de non congestion :

$$\text{MACR} * \text{VCS} < \text{ACR}$$

AVF signifie AVerage Factor (en général égal à 1/16 ) et VC Separator ( $\text{VCS} \leq 1$ ). L'état de congestion est déterminé par la longueur de la file d'attente.

## 2. Priorité point à multipoint MP :

La priorité point à multipoint (MP) est seulement utilisée pour les files d'attente ABR point à multipoint. Nous définissons deux niveaux de seuil associés aux longueurs des files d'attente point à multipoint qui sont mcast-active et mcast-sommeil. Ces seuils sont indépendants des seuils déjà existants (Thigh et Tlow) dont les commutateurs sont normalement munis pour déterminer le niveau de congestion de leur file d'attente locale. Typiquement, si la taille de la file d'attente dépasse Thigh, alors la congestion est déclarée au niveau du commutateur de cette file d'attente. Quand la file d'attente commence à se vider, la condition de congestion est conservée jusqu'à ce que la longueur de la file d'attente tombe en-dessous de Tlow. Initialement, toutes les files d'attente point à multipoint ont une valeur MP neutre et elles sont mises à jour de la façon suivante :

- **MP active** : une file d'attente ABR point à multipoint dont la longueur dépasse mcast-active prend la valeur MP active.
- **MP sommeil** : si une file d'attente ABR point à multipoint se retrouve en-dessous du niveau mcast-sommeil, alors elle prend la valeur MP sommeil.
- **MP neutre** : si une file d'attente ABR point à multipoint ne se retrouve dans aucun des deux cas précédents, alors sa valeur MP est neutre.

Quelque soit la valeur NP associée, une valeur MP active donne à la file d'attente point à multipoint la priorité maximale pour le service, alors que la valeur MP sommeil lui



donne la priorité minimum. La valeur MP neutre d'une file d'attente point à multipoint n'a aucune influence et les cellules sont sélectionnées en fonction des valeurs NP de leurs files d'attente respectives. Une file d'attente point à multipoint ne peut rester avec une valeur MP sommeil plus d'un certain temps. Cette limite de temps est déterminée par la fréquence des cellules RM c'est à dire (Nrm). Ceci assure que les cellules ne peuvent rester longtemps dans une file d'attente point à multipoint.

### **Principes :**

A chaque fois qu'il a à sélectionner une cellule, à un port de sortie, parmi les files d'attente ABR d'une session bloquée, l'algorithme de priorité procède de la façon suivante :

1. Tester si une (des) file(s) d'attente point à multipoint avec une (des) valeur(s) MP active(s) est (sont) présente(s), si NON alors aller à l'étape 2, si OUI alors :
  - (a) S'il existe une file d'attente point à point ayant une valeur NP plus grande que celle(s) de(s) file(s) d'attente point à multipoint et qu'elle a une longueur plus grande que Thigh alors servir la file d'attente point à point. Aller à l'étape 4.
  - (b) Si la valeur NP la plus grande, parmi celles des files d'attente bloquée (point à point ou point à multipoint), est celle d'une file d'attente point à point, alors incrémenter de 1 sa valeur NP.
  - (c) S'il y a plus d'une file d'attente point à multipoint avec une valeur MP active alors servir la file d'attente point à multipoint dont la valeur NP est plus grande que celle(s) des file(s) d'attente point à multipoint avec des valeur(s) MP active(s). Aller à l'étape 4.
  - (d) Servir la file d'attente point à multipoint, ayant une valeur MP active et aller à l'étape 4.
2. Tester si une (des) file(s) d'attente ayant une (des) valeur(s) MP neutre(s) est (sont) présente(s), si NON alors aller à l'étape 3, si OUI alors procéder de la façon suivante :
  - (a) Exclure la(les) file(s) d'attente point à multipoint avec valeur(s) MP sommeil, s'il y en a, servir la file d'attente (point à point ou point à multipoint) qui a la plus grande valeur NP. Aller à l'étape 4.
3. S'il y a au moins une file d'attente point à multipoint ayant la valeur MP sommeil, procéder de la façon suivante :

- (a) S'il y a des file(s) d'attente point à point bloquée alors :
  - Servir la file d'attente point à point qui possède la valeur NP la plus grande parmi celles des files d'attente point à point.
  - Si la valeur NP la plus grande, parmi celles des files d'attente bloquée (point à point/point à multipoint) est celle d'une file d'attente point à multipoint, alors incrémenter de 1 sa valeur NP. Aller à l'étape 4.
- (b) Sinon servir la file d'attente point à multipoint avec la valeur NP la plus grande parmi celles des files d'attente bloquée. Aller à l'étape 4.

4. Décrémenter de un la valeur NP de la file d'attente.
5. Aller à l'étape 1 pour choisir la prochaine cellule à extraire.

## **6. Architecture de l'environnement et simulation :**

Comme le montre la figure 6.3, l'environnement de simulation est composé d'une application ABR point à point (Source Available Bite Rate Unicast (point à point) : SABRU), d'une application ABR point à multipoint (Source Available Bite Rate Multicast (point à multipoint) : SABRM) avec deux destinations (Destination Available Bite Rate Multicast (point à multipoint) : DABRM1 et DABRM2) et d'une application source VBR (Source Variable Bite Rate : SVBR). Les commutateurs ATM désignés par 'Switch : SW'. Les deux applications ABR ont un PCR=60 Mbits/s alors que l'application VBR a un PCR=50 Mbits/s. Le débit de l'application VBR suit une loi de Poisson avec des rafales d'une durée moyenne de 100  $\mu$ s et une sporadicité (durée entre les rafales) moyenne de 50  $\mu$ s. Toutes les applications ont un volume de données à émettre de 40 Mbit. Les liens sont tous à 100 Mbit/s mis à part le lien3 qui est à 150 Mbit/s. D'autre part, le lien lien3 est emprunté par les cellules de données des trois applications et est de ce fait sujet par moments à la congestion. De là, le rôle de l'algorithme de priorité au port de sortie qui sert le lien3 au commutateur 'sw2' devient important et affecte l'ordre de service aussi bien de la file d'attente de l'application point à point que celle de l'application point à multipoint.

Trois aspects importants ont été considérés dans l'analyse de l'algorithme de priorité : la variation du débit, la longueur des files d'attente et la capacité de transfert des données. Pour toutes les simulations, Thigh et Tlow ont été fixés respectivement à 20 et 10 cellules alors que les valeurs mcast-active et mcast-sommeil sont modifiés afin d'observer leur effet

sur le contrôle de la congestion et ainsi de déterminer les valeurs adéquates pour des valeurs de Thigh et de Tlow données. Dans cette section, les résultats de simulation sont présentés par des figures disposées en deux colonnes, celle de gauche montre les résultats avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b et ceux de la colonne de droite avec l'algorithme d'unification des cellules 4.

### **Variation du débit :**

Afin de mesurer la variation du débit d'une application ABR, nous avons supposé des hypothèses relatives aux débits de transmission sur chaque lien, types d'applications, etc.

La figure 6.4 montre la variation de débit de la source (SABRM) d'un trafic ABR point à multipoint dans différentes configurations. Cette variation est déterminée par le niveau d'utilisation du lien lien7 à différents instants. Le débit moyen dans la figure 6.4 (c) est de 55,78 Mbit/s alors que sans algorithme de priorité ; il est de 53,5472 Mbit/s ; ceci représente un gain de 4,2 % pour le débit de l'application point à multipoint lorsque l'algorithme de priorité est appliqué. Les figures 6.4 (e), (g) et (i) montrent comment mcast-active et mcast-sommeil influent sur la performance de l'algorithme de priorité.

Les cellules ABR point à point (SABRU) partagent la bande passante disponible avec des cellules ABR point à multipoint (SABRM) au niveau du commutateur 'SW2' lorsqu'elles sont transmises à travers le lien3. Il est clair que les paramètres mcast-active et mcast-sommeil affectent, non seulement la variation du débit de la source ABR point à multipoint mais aussi celui de la source (SABRU) ABR point à point, comme le montre la figure 6.5. En utilisant l'algorithme d'unification des cellules 4.b sans l'algorithme de priorité, le débit moyen de la source (SABRU) ABR point à point est de 54,6027 Mbit/s, figure 6.5 (b). Avec l'algorithme de priorité, celui-ci passe à 56,4186 Mbit/s (figure 6.5 (d)) d'où un gain de 3.32 %.

Notons que des valeurs de mcast-active et de mcast-sommeil légèrement inférieures, respectivement à Thigh et à Tlow permettent une meilleure stabilisation des débits des sources aussi bien pour l'ABR point à point que l'ABR point à multipoint avec les deux algorithmes d'unification des cellules. Nous considérons les valeurs mcast-active=17 et mcast-sommeil=7 comme adéquates pour l'environnement de simulation considéré. De ce fait, les simulations sont effectuées avec ces deux valeurs chaque fois qu'un algorithme de priorité est utilisé.

L'algorithme de priorité permet d'améliorer l'utilisation de la bande passante disponible. Ceci peut être observé sur la figure 6.6 où l'utilisation globale (par VBR et les deux flux ABR) du lien lien3 est montrée.

Notons qu'avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b, il y a une amélioration de (0,7%) de l'utilisation de la bande passante si l'algorithme de priorité est activé (figure 6.6 (a) et (c)). Par contre, dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 4.b, l'amélioration est de 0,27 % (figure 6.6 (d)).

Une observation importante peut être faite dans ce cas concernant la variation de l'utilisation de la bande passante. En effet, lorsque l'algorithme d'unification des cellules 3.b est utilisé, l'algorithme de priorité engendre une amélioration de 10,41 % alors que celle-ci est de 8,01 % dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 4.b.

#### **Longueur des files d'attente :**

Nous avons observé la taille des files d'attente au niveau des commutateurs 'SW2' et 'SW3' pour les trafics ABR point à point et pour les flux ABR point à multipoint.

Au niveau de 'SW3', il n'y a pas de changement notable dans la taille de la file d'attente ABR point à point avec et sans algorithme de priorité (respectivement figures 6.7 (c), (d) et figures 6.7 (a), (b)). Ceci est dû aux paramètres de l'environnement de simulation qui font que 'SW3' est le plus souvent non congestionné.

Au niveau de 'SW2', avec l'algorithme d'unification des cellules 4.b, on observe une diminution de la taille des files d'attente de ABR point à point lorsque l'algorithme de priorité est utilisé (figures 6.8 (b) et (d)). Avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b, les tailles croissent légèrement en cas d'utilisation par l'algorithme de priorité (figures 6.8 (a) et (c)).

Nous remarquons une décroissance considérable de la taille des files d'attente de ABR point à multipoint au niveau de 'sw2' lorsqu'un algorithme de priorité est utilisé avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b (figures 6.9 (a) et (c)). D'autre part, on observe une croissance à certains moments dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 4.b (figure 6.9). Ceci est dû au renforcement du service d'équilibrage de l'algorithme de priorité

### Capacité de transfert de données :

La troisième propriété à observer est la capacité de transfert des données d'une application. Avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b, il y a plus de cellules transmises (par unité de temps) pour l'application ABR point à point par rapport à l'application ABR point à multipoint. Ce phénomène est inversé, dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 4.b. Ceci explique la nécessité de la présence de l'algorithme de priorité pour rétablir l'équilibrage de service entre les flux ABR point à point et ABR point à multipoint. Le nombre de cellules transférées pour un intervalle donné, dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 3.b s'accroît de 1,4 % avec l'algorithme de priorité alors que cet accroissement est de 0,6 % dans le cas de l'algorithme d'unification des cellules 4.b.

### Analyse :

De la discussion des résultats de simulation, il ressort que l'algorithme de priorité ainsi proposé assure l'équilibrage de service entre les flux ABR point à point et ABR point à multipoint tout en améliorant l'utilisation de la bande passante. Les différents algorithmes d'unification des cellules proposés pour le flux ABR point à multipoint, bien qu'ils améliorent le flux ABR point à multipoint, peuvent pénaliser le flux point à point qui partage la bande passante disponible d'un même lien. Le tableau 6.2 ; résume nos conclusions sur l'algorithme de priorité. La mention 'Maintien' désigne le maintien d'une propriété (par exemple la variation de débit du flux ABR point à point avec l'algorithme d'unification des cellules 3.b). La mention 'Amélioration' indique quant à lui son amélioration, alors que la mention 'Dégradation' désigne une dégradation intermittente d'une priorité.

Algorithme d'unification	Variation de débit		Taille de file d'attente		Transmission de données	
	P à P	P à MP	P à P	P à MP	P à P	P à MP
Algorithme 3.b	Maintien	Amélioration	Maintien	Amélioration	Amélioration	Amélioration
Algorithme 4.b	Amélioration	Maintien	Maintien	Dégradation	Amélioration	Amélioration

Tableau 6.2 : Effet du niveau des priorités

L'algorithme d'unification des cellules 4.b est plus complexe que l'algorithme 3.b. Nous avons remarqué que l'algorithme pénalise le flux ABR point à point. D'autre part, l'algorithme 3.b étant plus simple et relativement plus lent et ne peut pas assurer au flux ABR point à multipoint un partage équitable. Nous suggérons que l'algorithme d'unification des

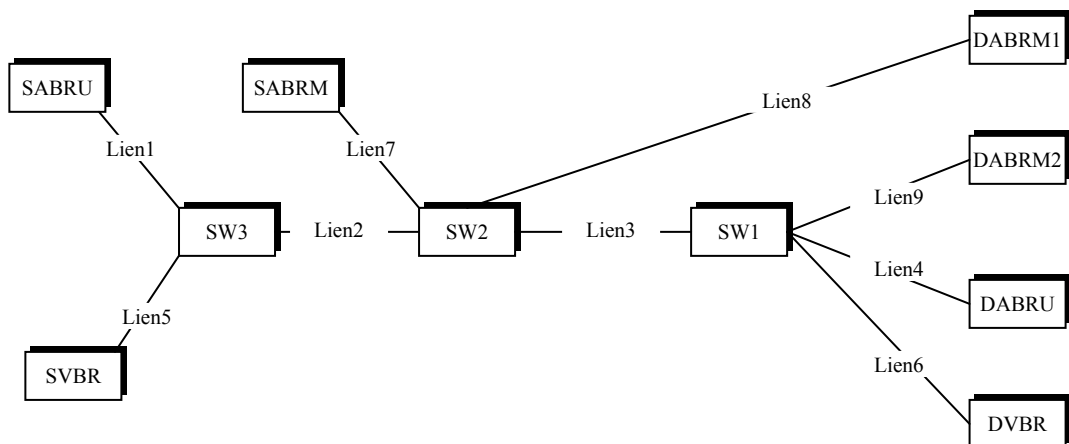
cellules 3.b soit mis en œuvre en association avec l'algorithme de priorité pour les deux raisons suivantes :

- La complexité combinée des deux algorithmes est comparable à celle de l'algorithme d'unification des cellules 4.b.
- La performance de la combinaison des deux algorithmes est comparable à celle de l'algorithme d'unification des cellules 4.b. De plus, on assure l'équilibre de services entre les flux point à point et ABR point à multipoint ce qu'aucun des algorithmes d'unification des cellules n'assure sans l'algorithme de priorité.

## **7. Conclusion :**

Dans ce chapitre, nous avons abordé le problème de la congestion des connections ABR point à multipoint. Nous avons présenté les problèmes liés à la mise en œuvre de la technique d'unification des cellules aux noeuds de branchement. Une partie du chapitre présente les différentes propositions d'algorithmes d'unification des cellules avec leurs avantages et leurs inconvénients respectifs.

Un manque d'équilibre de services entre les flux point à point et ABR point à multipoint est observé lorsqu'un algorithme d'unification des cellules est mis en oeuvre au niveau des commutateurs. L'évolution des algorithmes d'unification des cellules a optimisé le flux ABR point à multipoint mais en engendrant une dégradation du flux ABR point à point si ce dernier partage la même bande passante. Dans ce contexte, nous avons proposé un algorithme de priorité qui permet d'assurer l'équilibrage de service attendu sans effet négatif sur les propriétés du flux ABR (point à point / point à multipoint) tels que la variation de débit, la taille des files d'attente et le transfert de données. L'algorithme de priorité attribue certains niveaux de priorité (NP et MP) qui aide la sélection à la file d'attente. Pour NP, la file d'attente (point à point / point à multipoint) obtient un traitement équitable à tout instant, alors que MP accroît ou décroît la priorité d'une file d'attente point à multipoint selon son niveau de congestion. En plus de l'équilibre de services, l'algorithme de priorité améliore de manière notable l'utilisation de la bande passante des liens et ce quelque soit l'algorithme d'unification des cellules utilisé. Il en découle un accroissement du volume d'information transmis par une application ABR (point à point ou point à multipoint) durant un intervalle de temps donné.



SABRU	Source of Available Bite Rate Unicast (point à point)
SVBR	Source of Variable Bite Rate
SABRM	Source of Available Bite Rate Multicast (point à multipoint)
DVBR	Destination for Variable Bite Rate
DABRU	Destination for Available Bite Rate Unicast (point à point)
DABRM	Destination for Available Bite Rate Multicast (point à multipoint)

Figure 6.3 : Architecture du réseau ATM à simuler

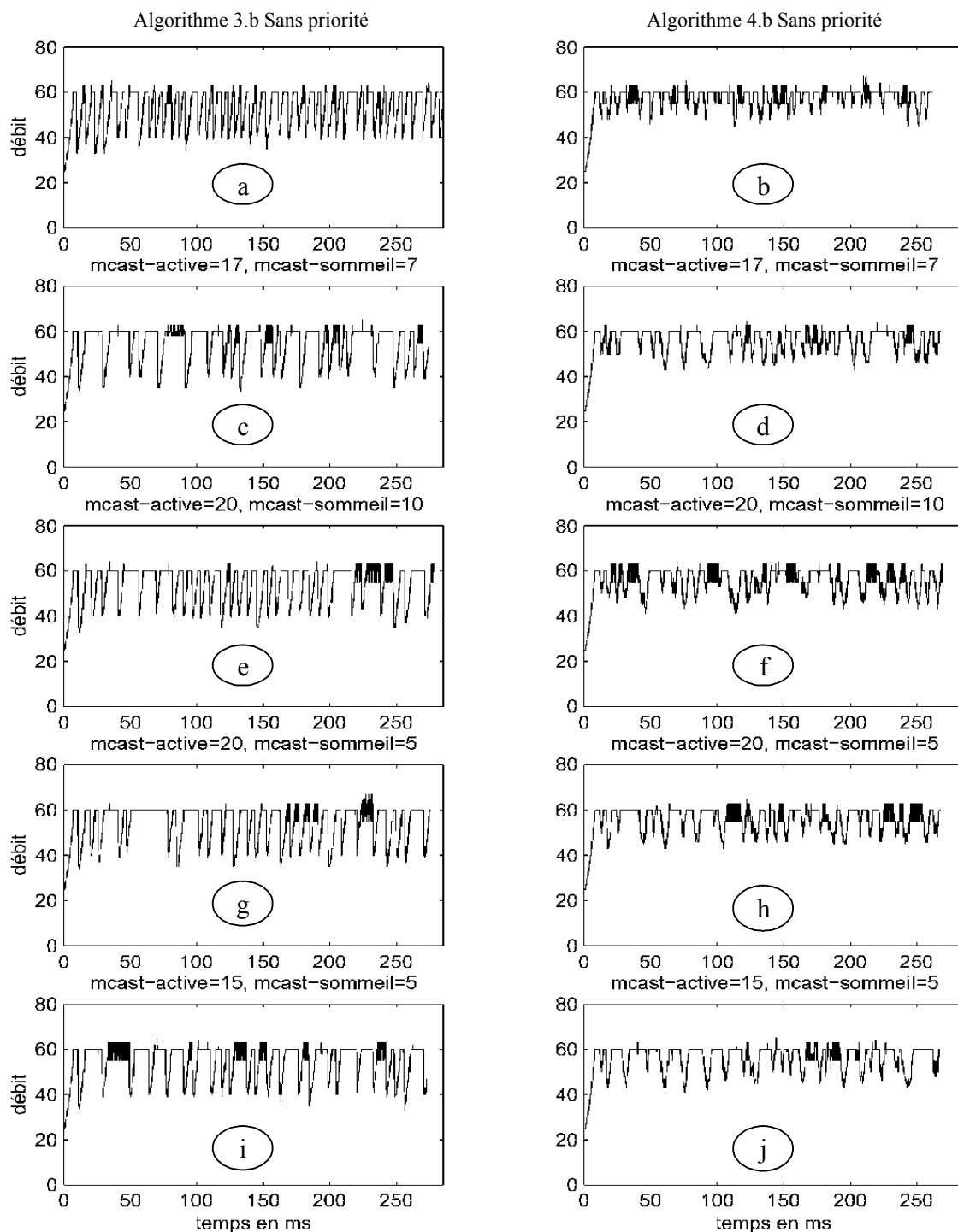


Figure 6.4 : La variation du débit de la source : SABRM



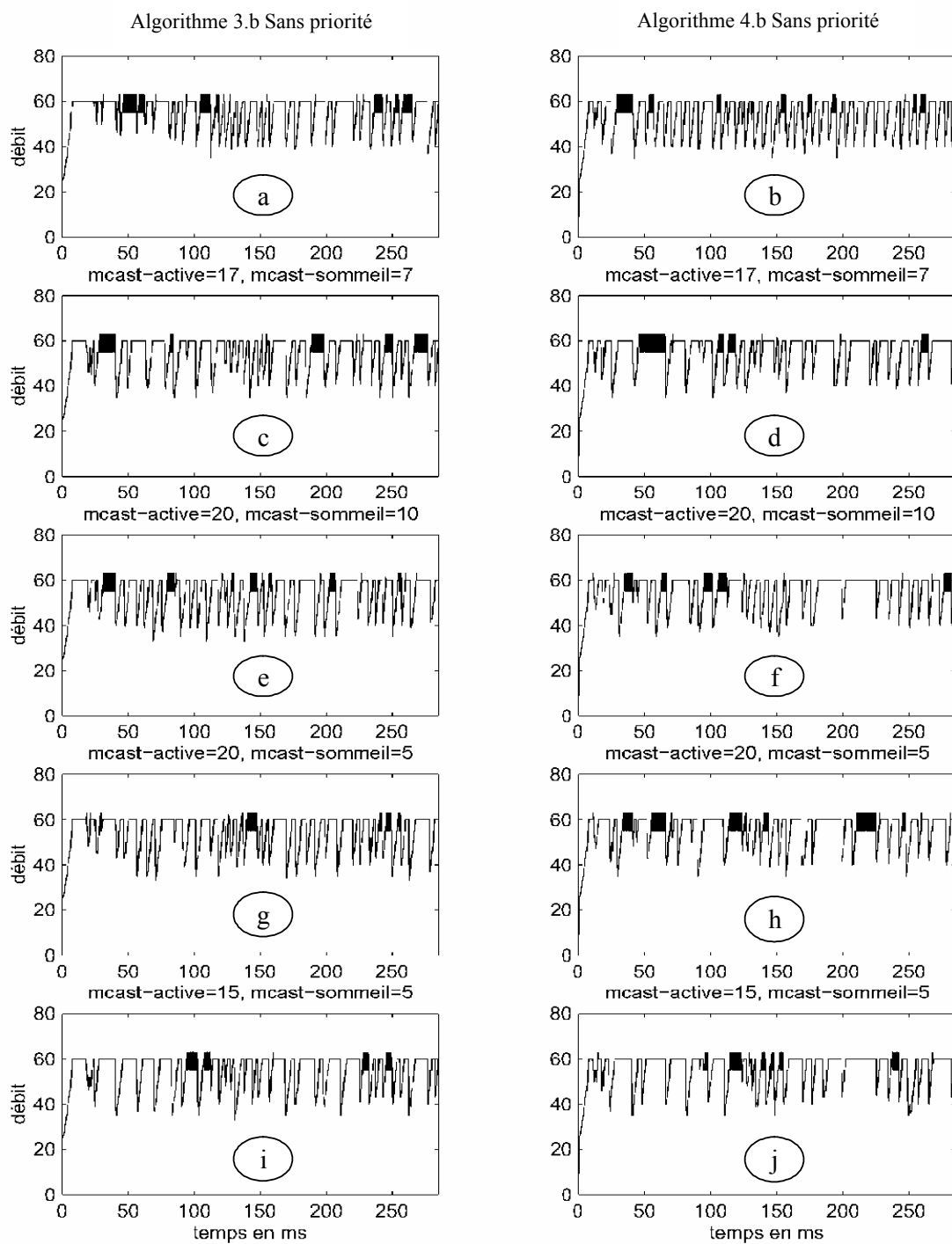


Figure 6.5 : La variation du débit de la source : SABRU

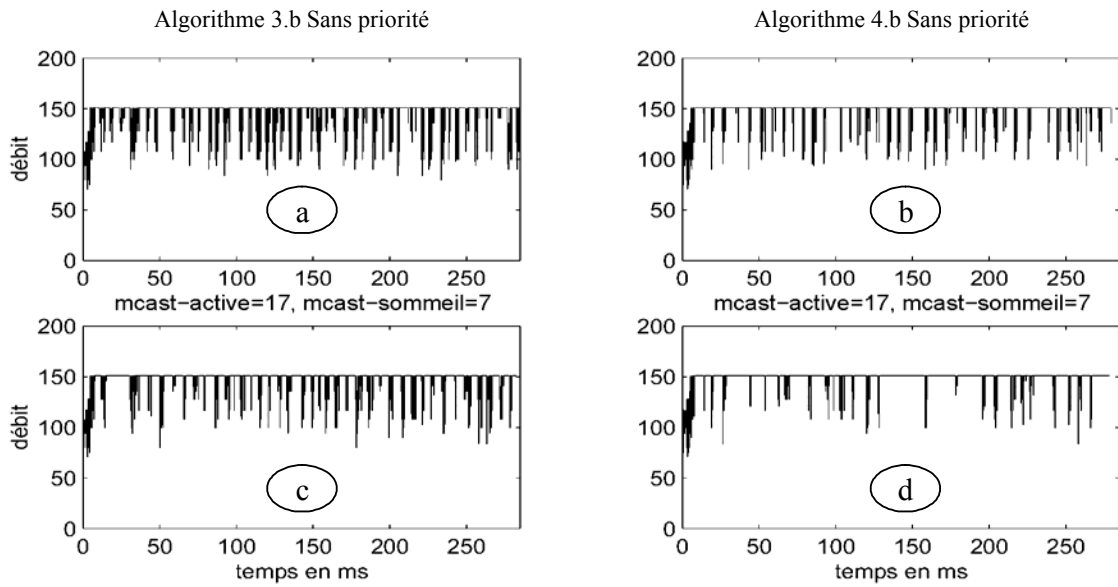


Figure 6.6 : L'utilisation de la bande passante du lien3.

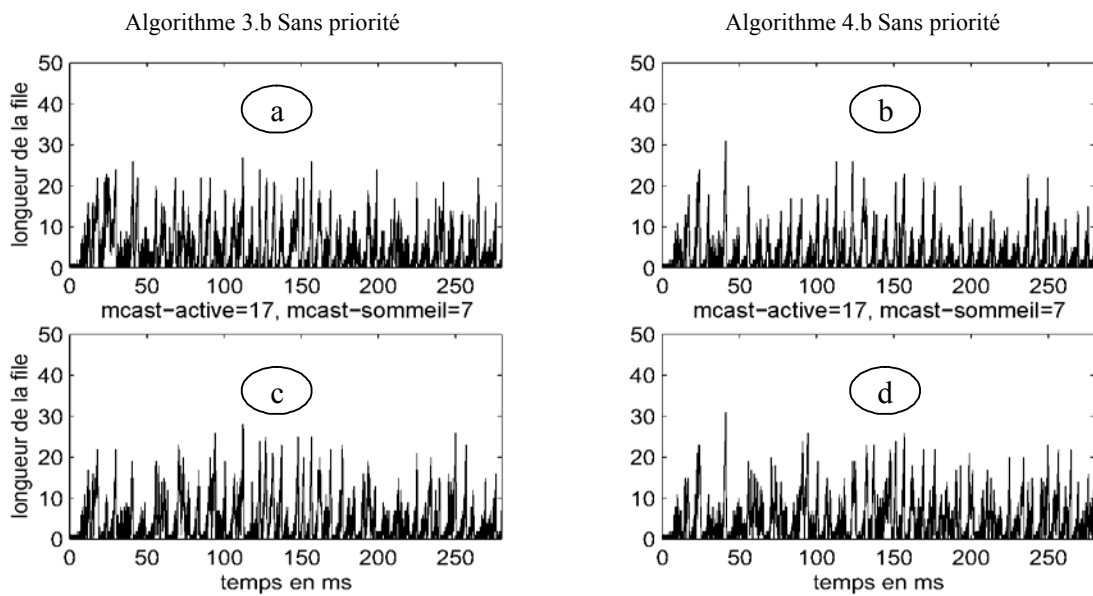


Figure 6.7 : La taille de la file d'attente point à point ABR au Switch3.

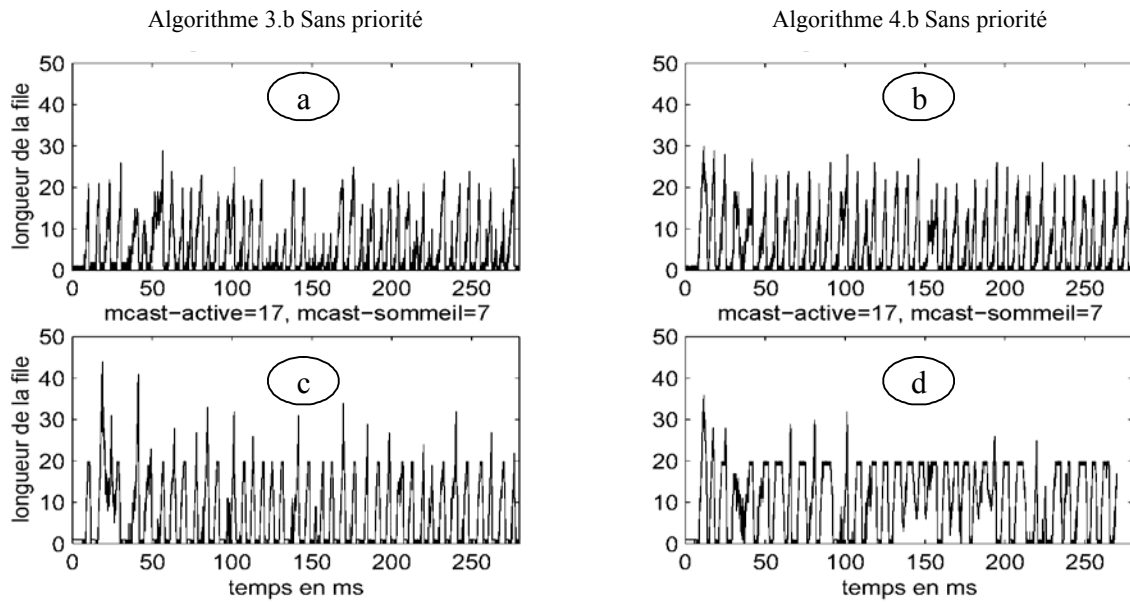


Figure 6.8 : La taille de la file d'attente point à point ABR au Switch2.

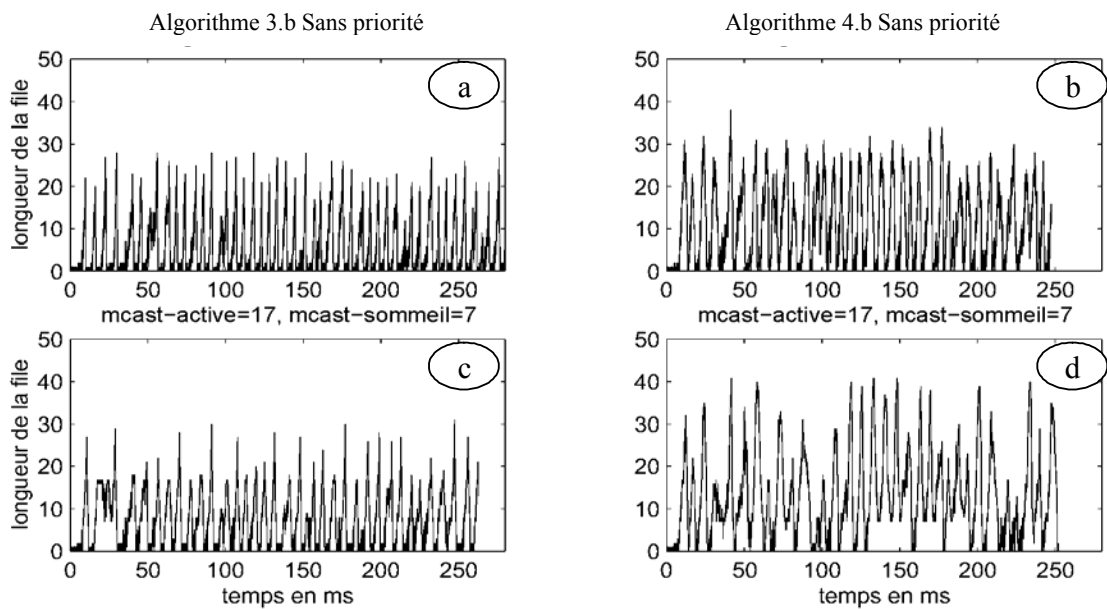


Figure 6.9 : La taille de la file d'attente point à multipoint ABR au Switch2.

## 7. CONCLUSIONS AND SUGGESTIONS FOR FURTHER WORK

Three CAC algorithms for the calculation of the ATM cell loss probability have been defined and compared to simulation results. The fluid flow model, which takes into account the buffer size of the ATM multiplexer queue as well as the burst length of the ATM source performed very satisfactorily for different traffic sources as it has been proved in Chapter 5.

It has also be shown that the *effective bandwidth* allocation scheme can be applied in ATM networks resulting in more effective utilization of the network resources in comparison to the case where a peak bandwidth allocation scheme is applied. The utilization of the ATM network resources is, however, dependent on the type of sources entering it.

The Leaky Bucket (LB), which is generally agreed to achieve the best performance of the UPC mechanisms, was analyzed to determine its effectivity in policing source parameters. For a source with both the burst and silence duration exponentially distributed (on-off source model) an explicit formula for the calculation of the CLP of the LB mechanism was defined using the fluid flow approach. The accuracy of this formula was proven by comparing simulation and numerical results. Then on the basis of that formula numerical evaluations were done with the aim of assessing the effectiveness of the LB mechanism.

The conclusions are that: One leaky bucket alone is not sufficient to police both the peak rate and the mean rate of the source. The peak bit rate can be controlled rather easily, setting the leaky rate near to the source peak rate with one token. However the mean bit rate, and thus the burstiness, can only be controlled by at least one more LB whose parameter setting strongly depends on the source characteristics to be controlled. The numerical results presented as figures in Chapter 5 show that a very high LB size must be used in order to sensitively detect violations of the mean rate (by setting the leaky rate near the mean rate). This implies that a very long time is necessary to detect a violation of the mean bit rate. On the other hand, if a small LB

size is chosen, for fast reaction, the leaky rate must be much higher than the mean bit rate, so that the source can increase its mean rate up to the leaky rate, without any action being taken.

Considering this trade-off, and the fact that both sensitivity to detect violations of the mean bit rate and fast reaction is necessary in most cases, a new policing mechanism called the *triple leaky bucket mechanism* has been proposed. This mechanism consists of one LB policing the peak rate and two LBs policing the mean rate and thus the burstiness. Details about this new mechanism are given at the end of Chapter 5.

The algorithm proposed in [AKIM93] to represent  $n$  on-off source models by a 2-state MMPP was also investigated. Although this algorithm was promising it turned out to have limitations. The comparison of the superposed on-off simulation and the MMPP simulation results showed that the accuracy of the two state MMPP is not sufficient since the results obtained underestimated the CLP of the real system.

To conclude, a complete preventive control mechanism, consisting of connection admission control and usage parameter control has been defined by the results of Chapter 4 and Chapter 5.

Further work can be done to investigate the effects of cell marking instead of cell dropping. An important decision which has to be made is the way of marking these cells so that in case of congestion, they can be discarded.

The CAC algorithm used (fluid flow) to determine the effective bandwidth allocated to each source has only been tested for superposition of homogeneous sources (for simplicity). The effects of multiplexing heterogeneous traffic, and the validity of a modified version of this algorithm have to be checked.

## Chapitre 7 :

### Conclusion Générale

Cette thèse propose un Etat de l'Art du contrôle de la congestion et des mécanismes de surveillance des débits sur un trafic ABR.

Deux voies de recherche ont été explorées pour résoudre ce problème :

- Une approche réactive pour un ABR point à point.
- Un arbitrage des commutations pour un ABR point à multipoint.

La technique ATM, et malgré la grande souplesse qu'elle apporte aux problèmes rencontrés sur les réseaux actuels, présente certains aspects problématiques qui peuvent se révéler paralysants, si aucune analyse du moins approximative ne soit mise au point en vue d'approcher ces problèmes par des modèles mathématiques basés sur les processus aléatoires et les files d'attente.

On s'est intéressé en premier lieu ; à la technologie ATM et en particulier aux techniques du contrôle de la congestion qui peut apparaître à travers les nœuds du réseau, ainsi que les différentes approches mises en place. Nous avons présenté d'abord les mécanismes utilisés lors du passage de la cellule et les différents paramètres négociés avec les sources pour minimiser d'une part le risque d'apparition de la congestion et garantir d'autre part une qualité de service déjà négociée.

Ceci nous a amené à passer en revue les travaux de recherches déjà entamés dans ce domaine, basés essentiellement sur la gestion des ressources pour contrôler le taux d'émission autorisé pour chaque source.

Nous avons également proposé une amélioration à un système de réaction à la congestion, qui combine contrôle de bout en bout et scrutation périodique du réseau, pour détecter des signes de blocage et une répartition du trafic en dépassement avant d'opter pour la destruction des cellules et éviter ainsi d'atteindre le blocage total du réseau.

Il a été également mis en évidence des résultats de comparaison avec d'autres techniques et montré que le nouveau algorithme ainsi développé répond à un large nombre d'exigences, tout en essayant de garantir la qualité de service.

Bien que nos solutions ne s'appliquent qu'aux réseaux ATM, elles pourraient être facilement étendues à d'autres réseaux à haut débit et à exigence de qualité de service, tels que le TCP/IP, puisque ceux-ci sont à même de rencontrer les mêmes types de problèmes.

### **Perspectives futures :**

A travers cette thèse, il a été démontré l'intérêt que détient la technologie ATM dans la réussite d'une communication multimédia. L'ATM est né d'un besoin exprimé par les industriels, exploitants, et chercheurs, elle apporte une solution optimale et rationnelle en vue de sauvegarder les acquis actuels (installations, équipements, etc.) et tout en assurant des transmissions fiables et à haut débit jusqu'aux applications. Notre étude se voulait une base pour les recherches futures orientées vers les réseaux de transmissions.

La souplesse apportée par cette nouvelle technologie la préconise pour supporter d'autres nouvelles technologies prometteuses, ADSL, Internet, WAN.

La nouvelle technologie ATM tire avantage du multiplexage statistique en allouant une bande passante inférieure à celle qui serait nécessaire si tous les canaux se trouvaient à leur taux d'émission maximum. Cette économie se fait à un prix : le risque de débordement de buffers et de congestion du réseau.

Le problème de congestion de réseau entraîne pour les utilisateurs principalement deux types d'inconvénients qui peuvent se conjuguer. Le premier est l'apparition de délais d'attente très importants des données transmises, qui gêne le trafic temps réel. Le second est la probabilité non négligeable de perte de paquets, qui perturbe la transmission de fichiers sans erreur.

L'ATM est basé sur un seul format de cellule, pouvant être exploité par tous les réseaux locaux et métropolitains.

L'ATM demeure la technique de base de la nouvelle génération de réseaux à transport de paquets IP. Ce succès a pour origine la possibilité d'effectuer des études d'ingénierie permettant de bien dimensionner un réseau complexe.

Ceci est justifié par la grande confiance des opérateurs de télécommunications dans l'ATM. En effet, cette technique est aujourd'hui parfaitement maîtrisée et l'on est capable de bien la dimensionner. De plus, elle offre des garanties de qualité de service, qui lui confèrent un atout supplémentaire.

La définition de QoS citée ci-dessus implique que le niveau d'attribution du service à une application ne dépend pas seulement de son type propre, mais aussi des attentes de l'utilisateur, ce qui évidemment complique la classification des applications en classes différentes de service prédéfinies. Le problème se complique lorsque nous envisageons des applications futures, qu'on pourra cependant les classer en trois catégories majeures :

Les applications à débit constant : Est rassemblée dans cette catégorie toute application pour laquelle une valeur fixe de bande passante est réservée durant toute la durée de la connexion, par exemple, les applications de communication interpersonnelle comme le téléphone, le vidéo-phone, la vidéo-conférence, etc.

Les applications à débit variable : Ce genre d'applications a généralement une borne maximum de délai, ce qui signifie que le délai de transfert point à point est toujours inférieur ou égal à une borne calculée pour satisfaire les exigences de l'application. Ces applications peuvent être ou non en temps réel et sont généralement sujettes à un mécanisme de contrôle de trafic. On range dans cette catégorie des applications telles que la vidéo sur demande, VoD, le travail coopératif synchrone et les jeux distribués, etc.

Les applications élastiques : Les applications de type courrier électronique, transfert de fichiers, etc. ne nécessitent pas de borne de délai et leur taux de perte peut varier de façon significative puisque déterminé par la charge du réseau, d'où l'intégration des différents services à nature élastique. Ces applications peuvent être ou ne pas être sensibles aux pertes de données. Le trafic best effort sur l'Internet n'y est pas sensible alors que le taux de perte des applications utilisant le service ABR Available Bit Rate dans le réseau ATM est assuré de demeurer dans les limites tolérables.



**Abstract:**

The development of ATM as a new technology recommended by the ITU for the high speed multimedia telecommunications networks: voice, data, image, video, etc. as well as the simultaneous transmission of heterogeneous traffics; faced the congestion phenomenon that appears on a network node, a factor that constitutes a major paralyzing obstacle for the evolution and the extension of this technology.

This thesis discusses the congestion control on an ABR point to point traffic of an ATM node and tries to approach the phenomenon by a descriptive study based on three stages: detect the signs of a possible congestion, evaluate the extent of the phenomenon and adapt the source rate according to the availability of the bandwidth.

Finally we propose an adaptation of a reactive control algorithm for the sources rate in order to follow the evolution of the congestion phenomenon and then extend the application of this algorithm to a point to multipoint ABR traffic in order to guarantee an optimal use of the network available resources.

**Key words:** Multimedia Applications, ATM, Congestion Control, Resource Management, ABR Traffic.

## **Résumé :**

Le développement de la nouvelle technologie ATM recommandée par l'UIT pour les réseaux de télécommunications multimédias à haut débit : voix, données, image, vidéo, etc. ainsi que la transmission simultanée de trafics à natures hétérogènes ; s'est heurté au phénomène de la congestion qui surgit sur un nœud du réseau, un fait qui constitue un obstacle majeur et paralysant pour l'évolution et l'extension de cette technologie.

Cette thèse s'intéresse en premier lieu, au contrôle de la congestion d'un trafic ABR point à point sur un réseau ATM et tente d'approcher le phénomène par une étude descriptive basée sur trois étapes : détecter les signes d'une éventuelle congestion, évaluer l'ampleur du phénomène et adapter le débit de la source suivant la disponibilité de la bande passante de la liaison.

On proposera dans ce contexte un algorithme de contrôle réactif basé sur des coefficients d'adaptation du débit à la source, suivant l'évolution du phénomène de la congestion sur un trafic ABR point à point, afin de garantir une utilisation optimale des ressources disponibles sur le réseau.

On abordera en deuxième lieu ; le contrôle de la congestion pour les applications ABR point à multipoint acheminées sur les réseaux ATM, on proposera dans cette orientation un nouveau schéma qui met en application deux techniques : l'unification des cellules et l'arbitrage sélectif au niveau de la commutation suivant un algorithme de priorité pour atteindre un triple objectifs : une utilisation rationnelle des ressources disponibles sur le réseau, des systèmes stables pour une transmission fiable et une commutation rapide et efficace.

**Mots clés :** Applications multimédias, ATM, contrôle de congestion, Resource Management (RM), trafic ABR.

ملخص :

(ATM)

(UIT)

...

:

.

ATM

(ABR)

:

.

.

:

(ABR)

## Sites et liens web traitant la technologie ATM

### ❖ Documentations :

- <http://www.cse.wustl.edu/~jain/atmforum.htm> : Site du Pr. Raj Jain regroupant une riche collection de documents relative aux réseaux haut débit, ATM, etc. Il offre également des travaux de recherche de références à ces sujets.
- [http://www.mfaforum.org/tech/atm\\_specs.shtml](http://www.mfaforum.org/tech/atm_specs.shtml) : Site du ATM-Forum, des white-papers, documents techniques, ainsi que de nombreux articles qui décrivent la technologie ATM. Des travaux de recherches y sont régulièrement publiés.
- [http://www.ece.eng.wayne.edu/~czxu/pub\\_year.html](http://www.ece.eng.wayne.edu/~czxu/pub_year.html) Site du Pr. Cheng-Zhong Xu, de très bons articles qui traitent la technologie ATM, le contrôle de la congestion, etc.
- <http://arxiv.org/> documents techniques de transmissions.
- <http://ieee.ca/links.htm> Site de l'IEEE Canada, qui permet des liens vers des sites techniques.

### ❖ Constructeurs et équipementiers ATM :

- <http://cio.cisco.com/warp/public/614/12.html> le Site du constructeur des équipements CISCO.
- [www.protocols.com](http://www.protocols.com) Un site qui décrit les protocoles de réseau WAN, LAN, ATM data communications et aux télécommunications.
- [www.infonet.ca](http://www.infonet.ca) ATM InfoNet Technologies Inc. est un fournisseur de connexions Internet commerciales et résidentielles depuis octobre 1995 et qui se base sur la technologie ATM.

- [www.iec.org/online/tutorials/atm\\_fund](http://www.iec.org/online/tutorials/atm_fund) Site offrant des ressources indispensables pour la maîtrise de la technologie ATM.
- [The Cell Relay Retreat](#) : Un site qui traite les techniques de relais de trames, ATM.
- [ATM Solutions, Inc.](#) Un site qui aborde l'apport de la technologie ATM sur le marché mondial des équipements de transmissions.
- [www.ibiblio.org](http://www.ibiblio.org) : Guide pratique de la gestion d'ATM sous Linux.
- [www.microsoft.com](http://www.microsoft.com) Le site de Microsoft qui donne des informations sur le mode de transfert asynchrone (ATM, Asynchronous Transfer Mode), le logiciel de services ATM, etc.
- [www.htrr.ups-tlse.fr](http://www.htrr.ups-tlse.fr) ATM : Concepts de base ? avantages offerts par la taille de la cellule ATM ? on trouve ici des réponses à de nombreuses questions techniques traitant l'ATM.
- [www.ossir.org/sur/supports/1998/atm/](http://www.ossir.org/sur/supports/1998/atm/) La sécurité des réseaux ATM, les particularités des réseaux ATM (Asynchronous Transfer Mode), commutation ATM, etc.
- [www.cne.gmu.edu/modules/atm/Texttut.html](http://www.cne.gmu.edu/modules/atm/Texttut.html) : Contrôle de la congestion, ATM Internetworking, Applications ATM.
- [www.networkworld.com](http://www.networkworld.com) ATM (Asynchronous Transfer Mode) Un descriptif de la technologie ATM, avantages, apports techniques.

## SUMMARY

The Asynchronous Transfer Mode (ATM) has been developed as a vehicle for multimedia communications and is widely regarded as the most important and fastest-growing communications technology of this decade.

ATM is more than just a new communication protocol, it provides a common underlying transport mechanism for all communications applications, including data, voice, imaging and video, and by imposing no restriction on technology, protocol or performance, ATM has rapidly progressed through International Standards Organisations. The visibility of this progress has encouraged early acceptance of ATM by Industry, Government and Research Organizations. However, despite this progress, there are several aspects of ATM which have still not been resolved, the most important being the problem of traffic control. The aim of this project has been to investigate the use of *preventive control* mechanisms in solving this problem.

Preventive Control consists of Connection Admission Control (CAC) and Usage Parameter Control (UPC). The CAC is responsible for allocating resources dependent on the type of traffic the user wishes to send over the network, for each connection set-up. The role of the UPC is to police established connections and ensure that the users' traffic conforms with the requirements agreed during connection establishment.

The CAC allocates resources according to the characteristics of the traffic source. Accurate and simple characterisation of the different possible sources is therefore very important. This research began, therefore, with an examination of the various traffic models that are available. The most versatile of these models - the on-off model - has been used to construct a number of computer simulation models with which to examine the accuracy of various CAC algorithms. Of these, the Fluid Flow, the Flow Approximation, and the Binomial algorithms have been examined closely and it was found that the algorithm using the Fluid Flow approach, which takes into account parameters such as the buffer size of the ATM multiplexer queue and the data burst length, performed best for different traffic sources.

It has also been found that a bandwidth allocation scheme based on the *effective bandwidth* of the traffic source (as opposed to the peak bandwidth) can be applied in ATM networks, resulting in multiplexing gain and, therefore more effective utilization of the network resources.

Emphasis in this project is given to the investigation of the Leaky Bucket (LB) as UPC. The aim was to determine its effectivity in policing various sources parameters. An analytical model was needed for this purpose because of the long time needed to obtain results from simulations. The fluid flow approach has been used to define the analytical model of the LB. The model and simulation results have then been compared in order to determine the accuracy of the model which was very good. Then on the basis of the analytical model, numerical evaluations have been done with the aim of assesing the effectiveness of the LB in policing various source parameters.

The results obtained show that one leaky bucket is not sufficient to police the peak rate and the mean rate of the source. At least two leaky buckets are necessary to police both parameters. Although the peak rate is easily controlled by setting the leaky rate near to the peak rate, the control of the mean rate is much more complex.

The numerical results obtained show that there is a trade-off between sensitivity to detect violations of the mean rate and fast reaction. A high LB size must be used in order to sensitively detect violations of the mean rate (by setting the leaky rate near the mean rate). This implies that a very long time is necessary to detect violations. If however a small LB size is chosen for fast reaction, small increases in the mean rate are not detected.

Considering this trade-off a triple leaky bucket mechanism is proposed which is able to control the most important parameters of the source, namely the mean rate, peak rate and burstiness. This new mechanism consists of one LB policing the peak rate and two LBs policing the mean rate and thus the burstiness.

---

**REFERENCES and BIBLIOGRAPHY**

- [AKIM93] AKIMARU H. and KAWASHIMA K., "Teletraffic: Theory and Applications", Springer Verlag, 1993
- [ANIC82] ANICK D., MITRA D. and SONDHI M.M., *Stochastic Theory of Data-Handling Systems with Multiple Sources*, Bell System Technical Journal, Vol.61, No.8, October 1982
- [ARMB92] ARMBRÜSTER Heinrich and WIMMER Klaus, *Broadband Multimedia Applications using ATM Networks: High Performance Computing, High-Capacity Storage, and High-Speed Communication*, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, December 1992
- [BONE92a] *Block Oriented Network Simulator (BONeS) Designer User's Guide* , Comdisco Systems Inc., Version 2.0.1 , April 1992
- [BONE92b] *Block Oriented Network Simulator (BONeS) Modelling Reference Guide* , Comdisco Systems Inc., Version 2.0.1 , April 1992
- [BONE92c] *Block Oriented Network Simulator (BONeS) Core Library Guide* , Comdisco Systems Inc., Version 2.0.1 , April 1992
- [BUTT91] BUTTO' M.,CAVARELLO E. and TONIETTI A., *Effectiveness of the "Leaky Bucket" Policing Mechanism in ATM Networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, April 1991
- [COHE91] COHEN J.W. and PACK Charles D, "Queueing, Performance and Control in ATM", ITC 13, Elsevier Science Publishers B.V., 1991
- [CUTH93] CUTHBERT L.G. and SAPANEL J.C., "ATM: The Broadband Communication Solution", Institution Of Electrical Engineers, 1993
- [DANT93] DANTHINE A. AND SPANIOL O., "High Performance Networking IV", Elsevier Science Publishers B.V., 1993
- [DECI90] DECINA Maurizio and TONIATTI Tizina, *On Bandwidth Allocation to Bursty Virtual Connections in ATM Networks*, ICC'90
- [ECKB92] ECKBERG A.E. ,*B-ISDN/ATM Traffic and Congestion Control*, IEEE Network, September 1992
- [ELWA93] ELWALID A.I. and MITRA D., *Effective Bandwidth of Bursty, Variable Rate Sources for Admission Control to B-ISDN*, IEEE Globecom 93



- [GALA89] GALASSI G., RIGOLIO G. and Fratta L., *ATM: Bandwidth Assignment and Enforcement Policies*, IEEE Globecom 1989
- [GERS91] GERSHT A. and LEE K.J., *A Congestion Control Framework for ATM Networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, September 1991
- [GRÜN91] GRÜNENFELDER R., COSMOS J., MANTHORPE S. and ODINMA-OKAFOR A., *Characterization of Video Codecs as Autoregressive Moving Average Processes and Related Queueing System Performance*, IEEE J. Selected Areas in Communications, March 1991
- [HONG91] HONG D. AND SUDA T., *Congestion Control and Prevention in ATM Networks*, IEEE Network Magazine, July 1991
- [IDE88] IDE I., *Superposition of Interrupted Poisson Process and its Application to Packetized Voice Multiplexer*, 12th Int. Teletraffic Congress, 1988
- [ITUT93] ITU-T Recommendation I.371, Traffic Control and Resource Management in B-ISDN, March 1993
- [JEFF90] JEFFREY Alan, "Linear Algebra and Ordinary Differential Equations", Blackwell Scientific Publications, 1990
- [LAW91] LAW Averill M. and KELTON David W., "Simulation, Modelling and Analysis", McGraw-Hill, 1991
- [MONT90] MONTEIRO J.A.S., GERLA Mario and FRATTA Luigi, *Leaky Bucket Input Rate Control in ATM Networks*, ICC 1990
- [NOMU89] NOMURA M., FUJII T. and OHTA N., *Basic Characteristics of Variable Rate Video Coding in ATM Environment*, IEEE J. Selected Areas in Communication, May 1989
- [NORR91] NORROS I., ROBERTS J., SIMONIAN A. and VIRTAMO T., *The Superposition of Variable Bit Rate Sources in an ATM Multiplexer*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, April 1991
- [ONVU94] ONVURAL Raif O., "Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues", Artech House, 1994
- [PRYC93] PRYCKER Martin de, "Asynchronous Transfer Mode: Solution for B-ISDN (2nd ed.)", Ellis Horwood Limited, 1993
- [RATH91] RATHGEB Erwin P., *Modelling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, April 1991

- [ROBE91] ROBERTS James W., *Variable-Bit-Rate Traffic Control in B-ISDN*, IEEE Communications Magazine, September 1991
- [SAIT94] SAITO Hiroshi, "Teletraffic Technologies in ATM Networks", Artech House, 1994
- [SYKA92] SYKAS E.D., PASCHALIDIS I.Ch. and VLAKOS K.M., *Congestion Avoidance in ATM Networks*, IEEE INFOCOM'92
- [TURN86] TURNER J.S. , *New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age ?)*, IEEE Communications Magazine, October 1986
- [WOOD90] WOODRUFF Gillian M. and KOSITPAIBOON Rungroj, *Multimedia Traffic Management Principles for Guaranteed ATM Network Performance*, IEEE Journal on Selected Areas in Communication, April 1990
- [YANN93] YANNIS Viniotis and ONVURAL Raif O., "Asynchronous Transfer Mode Networks", Plenum Press, 1993

## Glossaire:

- **Application haut débit** : Application réseau nécessitant l'échange d'un large volume de données dans un laps de temps réduit non nécessairement en temps réel par exemple le transfert de gros fichiers, mais aussi la transmission d'images vidéo.
- **Applications interactives** : Application à travers un réseau faisant appel à des techniques de traitement temps réel, communication téléphonique, vidéo sur demande, visiophonie, travail coopératif, etc.
- **Application multimédia** : Application réseau échangeant des flots de données (standards et temps réel).
- **Application réseau** : Logiciel tournant sur un système final et échangeant des données avec entité, homologue dans le même ou dans un autre système final.
- **Application temps réel** : Application haut débit interactive ou pas échangeant des données temps réel. (Exemple : Transmission d'images animées).
- **Commutation orientée connexion** : Dans un réseau, il s'agit d'une communication qui nécessite l'établissement d'une connexion entre la source et la destination avant d'être traitée.
- **Commutation sans connexion** : Communication permettant de transférer des informations sur un réseau sans avoir à établir de connexion de bout en bout.
- **Contrôle de cadence** : Une technique qui consiste à limiter le débit de transmission d'un émetteur en imposant un délai d'attente après chaque paquet et/ou chaque groupe de paquets.
- **Données standards** : Données transmises avec un pourcentage de perte nul. En cas de perte, ces données seront retransmises par la source afin d'assurer la fiabilité, de la transmission. (Exemple: contenu d'un fichier, courrier électronique).
- **Données temps réel** : Données ayant des contraintes strictes sur les délais de transmission. Si ces données ne sont pas reçus à la destination avant un délai donné elles seront considérées comme perdues (non valides) et ne seront pas retransmises. (Exemple: voix paquetisée ou image vidéo).
- **Flot de données** : flux unidirectionnel de données transmises en séquence.
- **Internet** : L'Internet est un système global d'information résultant de l'interconnexion de milliers de réseaux logiquement reliés par un système d'adresses uniques,

fondé sur le protocole Internet IP. Il gère les communications faisant appel aux protocoles de transmission TCP/IP afin de fournir des services privés ou publics de haut niveau.

- **Modèle stream** : Mode de transmission dans lequel toutes les données sont délivrées à l'utilisateur de service transport destination dans le même ordre dans lequel elles étaient transmises. Pour cela, les données altérées ou perdues sont retransmises, les données dupliquées sont écartées et les données reçues hors séquence sont remises en séquence.

- **Réseau haut débit** : Réseau permettant un débit supérieur ou égal à 100 Mbit/s au niveau de la couche physique.

- **Synchronisation de flot de données** : Assurer le passage simultané de données spécifiques appartenant à des flots distincts à une couche supérieure.

- **Système d'exploitation temps réel** : Système d'exploitation permettant de satisfaire des contraintes de temps spécifiées en ce qui concerne le lancement et la terminaison des processus. Ceci nécessite que l'ordonnancement des processus soit effectué selon des algorithmes basés sur des mécanismes de priorités dynamiques avec préemption.

- **Système final** : Système implémentant les couches supérieures du modèle OSI (transport, session, présentation et application).

- **W.W.W** : World Wide Web, Réseau mondial de serveurs interconnectés qui permet aux utilisateurs d'accéder rapidement à l'information, par l'Internet.

- **TCP/IP** : Protocole de transmission utilisé sur Internet, basé sur le paquetage des données et l'organisation des réseaux en pages web identifiées par des adresses IP composées de quatre composants.

**Abréviations et acronymes cités dans le mémoire :**

Abréviation	Désignation
AAL	ATM Adaptation Layer
ABR	Available Bit Rate
ABT	ATM Block Transfer
ACR	Allowed Cell Rate
ADSL	Asymmetric Digital Subscriber Line
ASIC	Application Specific Integrated Circuit
ATM	Asynchronous Transfer Mode
AUU	ATM User indication, "the bit", end of AAL5 block marker
AVA	ATM Video Adaptor
B-ISDN	Broadband Integrated Services Digital Network
BRM	Backward Resource Management
BCI	Buffer Congestion Indication
BT	Burst Tolerance
CAC	Connection Admission Control
CAP	Carrierless Amplitude and Phase modulation
CBR	Constant Bit Rate
CCITT	Comité Consultatif International Télégraphique et Téléphonique (ITU-TS)
CCR	Current Cell Rate
CDV	Cell Delay Variation
CDVT	Cell Delay Variation Tolerance
CI	Control Indication (flag)
CLP	Cell Loss Priority
CLR	Cell Loss Ratio
CRC	Cyclical Redundancy Check
CTD	Cell Transfer Delay
DMT	Discrete Multi Tone modulation
DQDB	Dual Queue Data Bus
DSP	Digital Signal Processor
DTR	Deterministic Bit Rate
EATM	EISA ATM (an adaptor)
ECA	Enhanced Convolution Approach
EDL	Ethernet Data Link
EFCI	Explicit Forward Congestion Indication
ER	Explicit Rate
ERICA	Explicit Rate Indication for Congestion Avoidance
FAS	Framing and Sequencing
FCAC	Fuzzy CAC
FCFS	First Come First Served
FDDI	Fiber Distributed Data Interface
FF	Fluid-Flow model
FIFO	First In First Out

---

FRM	Forward Resource Management
GCRA	Generic Cell Rate Algorithm
GFC	Generic Flow Control (a 4 bit field in a B-ISDN cell header)
GMDP	General Modulated Deterministic Process
GVP	Group Virtual Path
H.261	A constant bit rate video compression standard.
HDSL	High-bit Digital Subscriber Line
HEC	Header Error Check (an 8 bit CRC in a B-ISDN cell)
ICR	Initial Cell Rate
IDSL	ISDN Digital Subscriber Line
IRQ	Interrupt Request
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISDN-DSL	Integrated Services Digital Network - Digital Subscriber Line
ISO	International Standards Organisation
ITU	International Telecommunication Union
JPEG	Joint Photographic Experts Group (a video compression standard)
LAN	Local Area Network
LCT	Last Compliance Time
MAC	Media Access Control
MACR	Mean Allowed Cell Rate
MAN	Metropolitan Area Network
MBS	Maximum Burst Size
MCR	Minimum Cell Rate
MEA	Multipoint Extension Point Algorithm
MER	Minimum Explicit Rate
MMDP	Markov Modulated Deterministic Process
MMPP	Markov Modulated Poisson Process
MPEG	Motion Picture Experts Group (a video compression standard)
NI	No Increase (Flag)
NMQ	New Maximum Queue
NNI	Network Interface
NP	Network Provisioning
NRM	Network Resource Management
OS	Operating System
OSI	Open Systems Interconnection
PC	Probability of Congestion
PCR	Peak Cell Rate
PDH	Plesiochronous Digital Hierarchy
PDU	Protocol Data Unit.
PME	Petite et Moyenne Entreprise.
PTM	Packet Transfer Mode
PVC	Permanent Virtual Channel.
QoS	Quality of Service.
RACE	Research and development in Advanced Communication technologies in Europe
RADSL	Rate Adaptive Digital Subscriber Line

---

RDF	Rate Decrease Factor
RIF	Rate Increase Factor.
RISC	Reduced Instruction Set Computer
RM	Resource Management. (Forward and backward)
RPC	Remote Procedure Call
SBR	Statistical Bit Rate
SCR	Sustainable Cell Rate
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SDL	Standard Data Link
SDSL	Single-pair Digital Subscriber Line
SES	Source End System
SMDS	Switched Multi-megabit Data Service
SONET	Synchronous Optical Network
STM	Synchronous Transfer Mode
SVC	Switched Virtual Channel
TAT	Theoretical Arrival Time
TAXI	Transparent Asynchronous Transmitter/Receiver Interface
TCP/IP	Transmission Control Protocol / Internet Protocol
TDM	Time Division Multiplexing
UBR	Unspecified Bit Rate
UNI	User Network Interface
UPC	Usage Parameters Control
VBR	Variable Bit Rate
VBRV	Variable Bit Rate Video
VCI	Virtual Channels Identifier
VDSL	Very High Speed Digital Subscriber Line
VLSI	Very Large Scale Integration
VPI	Virtual Path Identifier
VS/VD	Virtual Source / Virtual Destination
WAN	Wide Area Network

## **Annexe 1:**

# **Analyse de la commutation ATM**

## **1. Introduction :**

La révolution technologique apportée par l'informatique et les télécommunications, a réalisé un rêve, où chacun pourra être relié à travers le monde d'une façon beaucoup plus complète que par le téléphone pour transmettre ; voix, image et données.

L'ATM, est l'un des modes de transmission envisagé pour les autoroutes de l'information de l'an 2000. Son étude pose de nombreux problèmes techniques. Les problèmes que soulèvent ses possibilités futures de transfert de l'information sont aussi nombreux que complexes et variés.

De nombreux travaux de recherches se sont axés sur l'étude du comportement des cellules d'une même communication lors de la traversée du réseau. Ce qui exige un dimensionnement parfait du réseau.

Le présent chapitre analyse un thème qui a fait la force de la technique ATM. En effet l'ATM prend de l'avance grâce à la technique de commutation de cellules, ainsi qu'au multiplexage à travers des réseaux de files d'attente mises en place.

Ce chapitre, aborde ces problèmes sur trois fronts : la description des techniques de commutation, la modélisation et l'analyse du problème des retards sur les réseaux ATM. Finalement, il propose l'amélioration d'un algorithme pour prévenir les situations de congestion. Les théories de probabilités et la modélisation sont utilisées conjointement pour évaluer les performances des réseaux.

## **2. La commutation ATM :**

La technique de transmission temporelle asynchrone (ATM) est en pleine explosion. On peut même penser que, à terme, un grand nombre de réseaux de transmission seront fondés sur l'ATM. L'ATM est un ensemble de compromis techniques, parmi ceux ci, le choix essentiel a été le découpage de toutes les informations en cellules de 53 octets chacune. Chaque cellule est une entité dont l'en-tête assure l'acheminement. De plus, toutes les cellules



d'une même communication empruntent la même route à travers le réseau ATM : cette contrainte assure la conservation de l'ordre d'arrivée des cellules conformément à celui de l'émission et facilite la détection de perte des cellules.

L'un des problèmes majeurs est alors la résolution des conflits lors de la traversée des carrefours indispensables à l'acheminement de ces cellules. Ce problème fait l'objet d'étude de plusieurs thèses [59,61,67,69,72,73,75]. Toutefois ils abordent sommairement le problème de l'architecture des commutateurs.

L'objet de la première partie du présent chapitre est d'attirer l'attention sur le fait qu'un dimensionnement suffisant des artères d'entrée et de sorties d'un commutateur n'implique pas nécessairement la même propriété au niveau des bus internes du commutateur. Ceci conduit à étudier une notion de "compatibilité ATM" dont on note qu'elle n'est pas satisfaite par certaines structures de commutateurs [52,58]. Dans le cas spécifique des réseaux ATM, cette incompatibilité pourrait conduire à des blocages inacceptables si l'on se tient à  $1.E^{-9}$  quant à la probabilité de blocage de bout en bout.

Cette propriété de Compatibilité ATM, est assez facile à obtenir quand le nombre d'entrées et de sorties est faible.

### **A. Architecture des commutateurs ATM :**

La situation est la suivante. Il y a  $m$  artères à l'entrée et  $n$  artères à la sortie (très souvent  $m=n$ ) sur chaque artère d'entrée circulent, sans discontinuité, des cellules de longueur fixe. Chacune des cellules non vides doit être dirigée vers une artère de sortie bien précise. Les cellules vides peuvent ne pas être écoulées et permettent de rattraper certains retards.

La seule contrainte est que le nombre de cellules devant être dirigées vers une artère de sortie donnée est compatible avec le débit de cette artère, cette compatibilité n'excluant pas une surcharge durant un intervalle de temps très court, cette surcharge est absorbée par une mémoire tampon placée en tête de l'artère de sortie. Pour simplifier, nous supposons par la suite que toutes les artères, en entrée et en sortie, ont le même débit, que l'on appellera  $D$ . on se donne aussi un coefficient de sécurité  $\lambda$  de surcharge (par exemple  $\lambda = 0.8$ ) et on suppose que, sur chaque artère en entrée, le nombre de cellules non vides est inférieur ou égal à  $\lambda D$  et de même pour les cellules non vides destinées à une même artère de sortie.

Pour assurer la commutation, on dispose d'artères de liaison et d'éléments de commutation. Pour simplifier, on va supposer aussi que chaque élément de commutation admet la structure suivante (figure 1)

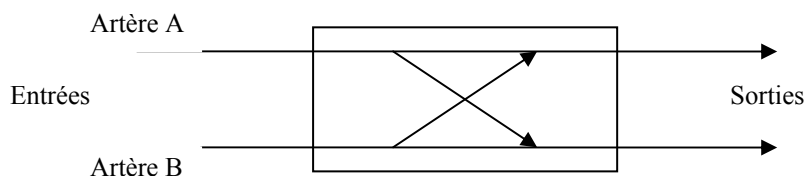


Figure 1 : Unité de commutation ATM 2x2

Par la suite, pour faciliter l'expression, nous appellerons aiguillage de tels éléments de commutation.

On conçoit facilement qu'à base de tels dispositifs élémentaires, on puisse construire des modules de commutation plus complexes. De plus, à chaque aiguillage peut être associée une mémoire tampon (Buffer) qui accueille les cellules issues de l'artère A, destinées à l'artère B mais qui n'ont pas encore de place sur cette artère B.

## B. L'approche de Clos :

On considère donc le cas où il y a 4 artères numérotées de 1 à 4, qui traversent le réseau de Clos [28] (figure 4.2.2). Chaque artère rencontre un premier aiguillage: les cellules qui sont destinées, en sortie, à une artère de même parité continuent leur route ; les autres sont orientées vers un bus de liaison qui rejoint une artère de l'autre parité. Ensuite, chaque artère rencontre un deuxième aiguillage qui oriente chaque cellule vers l'artère de sortie adéquate.

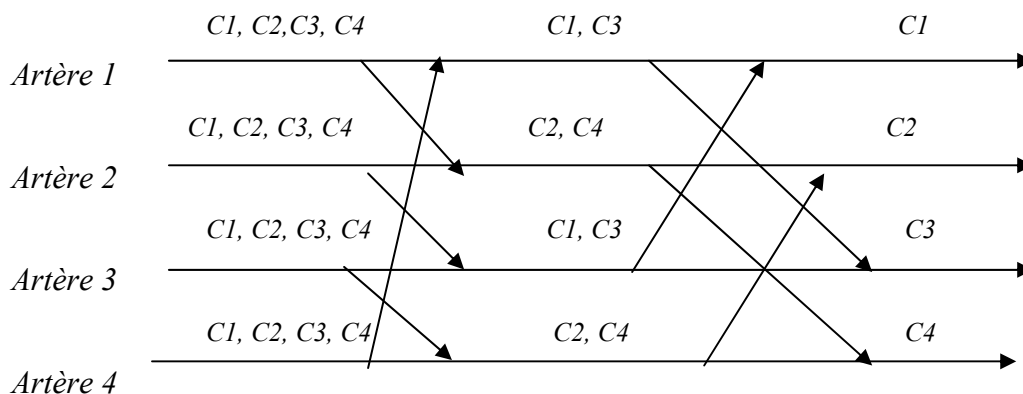


Figure 2 : Les cellules de type  $C_i$  sont destinées en sortie à l'artère

L'avantage essentiel de ce dispositif est de nécessiter assez peu d'aiguillage, dans ce cas, 8 aiguillages suffisent alors que le système qui sera étudié plus loin en exige 12 (sinon  $4.4=16$ ) pour un même résultat. De plus, ce gain dans le petit nombre d'aiguillages nécessaires est d'autant plus sensibles que le nombre d'artères en entrée et en sortie est grand.

Par contre, ce dispositif possède un inconvénient qui peut se révéler majeur dans le cas des réseaux ATM, il concerne la mémoire tampon.

Considérons la situation suivante : à un instant donné, l'artère 1 reçoit un débit  $d$  destiné à l'artère 4 et l'artère 2 reçoit un débit  $d'$  qui doit ressortir par cette même artère 2. Entre le premier et le deuxième aiguillage, ces débits  $d$  et  $d'$  doivent circuler sur la même portion interne de l'artère 2.

Pour certains types de communication, ceci ne pose pas de problème car la probabilité d'avoir assez longtemps  $d+d'$  supérieur à  $D$  est quasi-négligeable. Par contre, notamment dans le cas des réseaux ATM, cette probabilité peut s'avérer trop élevée pour être acceptable.

Cette probabilité est actuellement difficile à évaluer de façon précise car on ne dispose pas suffisamment d'informations sur les caractéristiques des communications qui utiliseront les réseaux ATM. Toutefois, on peut penser qu'il y aura une probabilité  $q$  non négligeable que certaines communications utilisent, à elle seule, un peu plus de la moitié du débit  $D$  une artère durant un délai  $\tau$ . La probabilité pour que de telles communications empruntent la même artère à l'intérieur du réseau de Clos décrit ci-dessus, durant un délai supérieur à  $\tau/2$ , est supérieure à  $q^2/2$  (puisque la moitié des communications sont dans cette situation de conflit potentiel) : il y a peu de chance que  $q^2/2$  soit inférieur au nombre typique  $1E-9$ .

Or, si le débit  $d+d'$  sur une artère est supérieur à  $D$  durant un délai  $\tau/2$ , la mémoire tampon doit avoir un espace supérieur à :

$$(d+d'-D)\tau / 2, \quad (1)$$

Ce qui peut être considérable (plusieurs milliers de cellules, sinon plus) alors que les mémoires rapides actuellement disponibles n'offrent que 64, 128 ou, au mieux, 256 octets.

De plus, nous nous sommes limités à une situation simplifiée à l'extrême mais il est facile de concevoir d'autres blocages plus subtils dus au fait que quelques communications à haut débit utilisent temporairement la même artère d'un réseau en dépassant la capacité interne de cette artère.

Enfin, nous n'avons pas tenu compte de la formation inévitable de trains de cellules, ce qui ne peut qu'augmenter les risques de blocages.

### C. Réseau "ATM compatible" :

Ceci nous conduit à introduire la "notion de compatibilité" ATM. Si  $D$  est le débit d'une artère et  $\lambda$  un coefficient de sécurité, avec  $\lambda < 1$ , on dira qu'un système de commutation est « ATM compatible » si, pour chaque artère interne de ce système, le flux théorique qui traverse cette artère est à chaque instant, inférieur ou égal à  $\lambda D$  sachant, par ailleurs, que cette contrainte est assurée pour les artères en entrée et en sortie.

Ce flux théorique ne tient pas compte des trains des cellules dus aux retards pris lors de la traversée des carrefours précédents. Ce flux théorique est la somme des débits crêtes des communications actives autorisées, sur l'artère considérée, à l'instant donné.

Il est facile de concevoir un système de commutation qui respecte cette compatibilité ATM à condition d'y mettre un nombre d'aiguillages suffisant.

En effet, appelons  $a(k)$ ,  $1 \leq k \leq m$ , les  $m$  artères d'entrée et  $b(k)$ ,  $1 \leq k \leq n$ , les  $n$  artères de sortie. Il suffit de mettre  $n$  aiguillages, sur chaque artère d'entrée.

Plus précisément, soit  $p(j,k)$  le  $j$ -ième aiguillage,  $1 \leq j \leq n$ , de l'artère  $k$ ,  $1 \leq k \leq m$  ; il suffit de faire passer l'artère de sortie numérotée  $j$  par tous les aiguillages  $p(j,k)$ ,  $1 \leq k \leq m$  (et ceux-là seulement) pour assurer une commutation ATM compatible. Il faut alors  $m.n$  aiguillages.

Dans la situation évoquée plus haut, à savoir  $m=4$  et  $n=4$ , il faut donc 16 aiguillages au lieu de 8. On note que, en fait, le dernier aiguillage de chaque artère d'entrée est un simple accès à l'artère de sortie : en fait il n'y a donc que  $m.(n-1)$  vrais aiguillages : cela fait tout de même 12 aiguillages au lieu de 8 pour notre exemple.

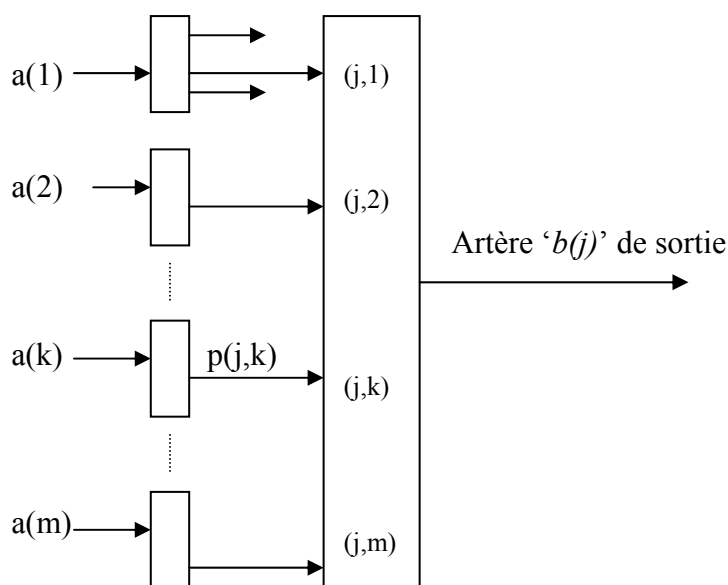


Figure 3 : Commutation sur réseau ATM compatible

### Disponibilité d'un réseau 'ATM compatible' :

Il ne faudrait pas croire qu'un réseau ATM compatible, au sens introduit précédemment, ne peut pas connaître de blocage. En effet, même si, sur chaque artère, interne ou externe, la somme des débits théoriques instantanés est, à chaque instant, inférieur à  $\lambda D$ , il peut y avoir des blocages dus à la formation de trains de cellules : ceci provient des retards pris lors de la traversée de carrefours successifs.

Tant que  $m$  et  $n$  sont petits, imposer  $m.n$  aiguillages (ou  $m(n-1)$  aiguillages) à l'intérieur du commutateur reste d'un coût raisonnable. Par contre, si  $m$  et  $n$  sont très grands, il peut être intéressant d'améliorer le modèle. Pour ce faire, trois voies sont possibles.

On peut d'abord essayer de construire des variantes de réseaux telles que la probabilité de ne pas respecter la compatibilité ATM soit très faible. L'inconvénient majeur de cette méthode [13], est de nécessiter des hypothèses sur les types de flux qui emprunteront les réseaux ATM et ces hypothèses seront toujours susceptibles d'être en cause alors qu'il sera difficile de modifier le matériel une fois mis en place.

Une deuxième voie [16], probablement plus réaliste, est de diminuer  $m$  et  $n$  par une meilleure organisation du réseau global. Plus précisément, on peut imaginer que, par exemple, l'ensemble des artères qui vont de Constantine à Alger, soit découpé en sous ensemble disjoints. Comme si les villes de départs ou d'arrivées étaient distinctes. Les commutateurs

fonctionneraient alors par sous ensemble : l'un des sous ensemble contiendrait essentiellement les communications qui, allant de Constantine à Alger ; sont destinées vers l'étranger.

Il est clair que le choix des sous ensembles et, notamment, de leur taille est un problème complexe qui dépasse largement le cadre de la présente sensibilisation à ce problème.

Notons, par ailleurs, que même si les liaisons entre les aiguillages sont assurées par des bus distincts les uns des autres, les blocages évoqués précédemment peuvent avoir lieu au niveau des aiguillages : Par contre, et c'est la troisième voie envisageable [17,18], on peut éviter les blocages précités, si les aiguillages ont une vitesse de service deux fois plus rapide que celle des artères en entrée et en sortie.

En fait la technologie actuellement disponible permet d'envisager des aiguillages 8 fois, voire 16 fois, plus rapides que les artères d'entrées et de sorties. En combinant les techniques, on peut, par exemple, multiplexer 64 artères en entrée et 64 artères en sortie avec 64 aiguillages dont chacun a un débit 8 fois plus rapide que chaque artère en ayant un réseau ATM compatible.

#### **D. Conclusion :**

La commutation par cellules de taille fixe, est la base de l'architecture ATM et constitue l'innovation de cette technique, le dimensionnement des liaisons et des circuits de commutation et leurs architectures, vise en premier lieu à réduire au maximum les retards et les congestions.

Le problème est localisé au niveau des cellules ayant déjà été acceptées sur le multiplex et qui exigent une opération de commutation sur une artère de sortie pour arriver à destination. Trop attendre un traitement ou détruits par manque d'espace mémoire sur les buffers, constituent des handicaps pour les travaux de recherches sur la technologie ATM.

### 3. Analyse des retards dans les réseaux ATM :

#### A. Choix du modèle :

Dans les réseaux ATM, le flux des arrivées des cellules en provenance de l'ensemble des communications à faible débit peut être modélisé par un flux poissonnien [47,48,49] : si le nombre de telles communications est de quelques centaines, la pertinence d'une telle modélisation n'est pas contestable, du moins en première approximation.

La plupart des algorithmes mis au point [25,30], s'adaptent immédiatement au cas où on remplace cette hypothèse d'arrivées poissonniennes par une autre loi d'arrivées dans la mesure où il y a indépendance du nombre d'arrivées entre  $t$  et  $t+1$  par rapport aux événements antérieurs à l'instant  $t$ .

Or, dans de très nombreux travaux, on suppose que les arrivées sont du type 0-1, ou géométriques, au sens : entre  $t$  et  $t+1$  il y a arrivée d'une cellule avec la probabilité  $\mu$  ( $0 < \mu < 1$ ) et pas d'arrivée avec la probabilité  $(1 - \mu)$ . Les algorithmes mis au point dans [25,30] sont utilisables avec une telle hypothèse et conduisent à des calculs informatiques nettement plus rapides que ceux associés à une loi d'arrivées poissonniennes.

La question c'est donc de savoir si l'hypothèse des arrivées 0-1, est une simplification raisonnable. Il n'y a évidemment pas de réponse universelle à une telle question. Pour faire avancer la réflexion, nous allons étudier, dans deux cas particuliers révélateurs, ce qui se passe si on remplace l'hypothèse poissonnienne en supposant donc implicitement qu'on est dans un cas où elle est incontestable par l'hypothèse d'arrivées 0-1, et retenir le modèle le plus descriptif des retards sur le multiplex ATM.

#### B. Processus de base :

##### Processus 1 :

Nous allons commencer par le cas le plus simple des modèles, que nous rappelons brièvement. Ce modèle est un processus markovien  $X$  qui évolue à temps discret et qui est à valeurs entières. Sa loi d'évolution est définie par la relation :

$$X(k+1)=[X(k)-1]^+ + A(k)$$

où  $y^+ = \sup\{0, y\}$  et  $A(k)$  est une variable aléatoire entière indépendante de  $X(k)$  et de loi fixe.

Ce processus  $X$  modélise les retards pris par les cellules ou encore le nombre de cellules en attente à l'accès à une artère de débit fixe sur laquelle il n'y a pas d'autres cellules, la loi de  $A(k)$  déterminent la loi du flux des arrivées.

L'étude du régime stationnaire de  $X$  dans le cas où  $A(k)$  suit une loi de Poisson de paramètres  $\mu$ . On montre, par exemple que, en régime stationnaire, l'espérance de  $X(k)$  vaut :

$$\beta = \mu + \mu^2/2(1 - \mu) \quad (2)$$

Considérons maintenant le cas où on suppose que  $A(k)$  suit la loi 0-1 suivante :

$$\text{Proba}[A(k)=1] = \mu \quad \text{et} \quad \text{Proba}[A(k)=0] = 1 - \mu \quad (3)$$

Des calculs élémentaires montrent que, en régime stationnaire, la loi associée de  $X$  est :

$$\text{Proba}[X(k)=1] = \mu \quad \text{et} \quad \text{Proba}[X(k)=0] = 1 - \mu \quad (4)$$

Les algorithmes proposés, montre que la convergence vers ce régime est stationnaire est très rapide : pour les applications aux réseaux ATM, c'est donc évidemment ce régime stationnaire qui joue le rôle le plus important. Or, on vient de noter que la loi stationnaire associée aux arrivées 0-1 est profondément différente de la loi stationnaire associée aux arrivées poissonniennes.

Notamment, dans le cas 0-1, l'espérance de  $X(k)$  tend vers  $\mu$  tandis que le cas poissonnien, cette même espérance tend vers  $\beta$  (défini ci dessus) et  $\beta$  tend vers l'infini quand  $\mu$  tend vers la valeur cruciale 1 alors que la moyenne de la loi des arrivées est la même dans les deux cas.

## Processus 2 :

Nous allons maintenant considérer le cas de l'exemple limite [47]. Rappelons d'abord brièvement ce modèle : c'est un processus de markov  $X$ , qui évolue à temps discret et qui est



à valeurs entières. Soit  $\eta$  un entier fixé,  $\eta > 1$  : nous allons nous limiter au cas  $\eta = 2$ . L'évolution du processus  $X$  est défini comme suit :

Pour  $k$  multiple de  $\eta$  (donc,  $k$  est pair) :  $X(k+1) = A(k) + X(k)$

Pour  $k$  non multiple de  $\eta$  (donc,  $k$  est impair) :  $X(k+1) = A(k) + [X(k) - 1]^+$

Où  $A(k)$  est une variable aléatoire entière indépendante de  $X(k)$  qui suit la loi de Poisson de paramètre  $\mu$ ,  $0 < \mu < 1/2$ . Ce processus modélise le nombre de cellules en attente à l'accès à une artère de débit fixe et soumise à un flux d'arrivées qui est le mélange d'un flux fixe de période  $\eta = 2$  et d'un flux poissonnien de paramètre  $\mu$ .

Les études décrivent et montrent, par exemple, que, en régime stationnaire, l'espérance de  $X(k)$  vaut :

$$\beta = \mu / (1 - 2\mu) \quad (5)$$

considérons le cas où  $A(k)$  suit la loi 0-1 suivante :

$$\text{Proba}[A(k)=1] = \mu \text{ et } \text{Proba}[A(k)=0] = 1 - \mu$$

Nous allons reprendre l'étude complète en utilisant la démarche proposée dans [16]. On pose :

$$R = X(k\eta), U = X(k\eta + 1), V = X(k\eta + 2), Y = (U - 1)^+, A = A(k\eta), B = A(k\eta + 1).$$

La loi d'évolution expliquée plus haut donne  $U = R + A$  et  $V = Y + B$ . on pose :

$$r_k = \text{Proba}[R=k] \text{ et de même pour } u_k \text{ et } v_k.$$

On a :

$$u_0 = (1 - \mu)r_0,$$

$$u_j = (1 - \mu)r_j + \mu r_{j-1}, \text{ pour } j > 0.$$

$$v_0 = (1 - \mu)(u_0 + u_1),$$

$$v_1 = \mu(u_0 + u_1) + (1 - \mu)u_2$$

$$v_j = \mu u_j + (1 - \mu)u_{j+1}, \text{ pour } j > 1.$$

En régime stationnaire  $r_j = v_j$

$$r_0 = (1 - \mu)r_0 + (1 - \mu)^2 r_1,$$

$$r_1 = \mu r_0 + 2\mu(1 - \mu)r_1 + (1 - \mu)^2 r_2,$$

$$r_j = \mu^2 r_{j-1} + 2\mu(1 - \mu)r_j + (1 - \mu)^2 r_{j+1}, j > 1.$$

L'étude classique de cette suite définie par récurrence donne :

$$r_0 = (1 - 2\mu)/(1 - \mu)$$

pour  $j > 0$  :

$$r_j = \frac{1 - 2\mu}{\mu(1 - \mu)} \left(\frac{\mu}{1 - \mu}\right)^{2j},$$

L'espérance de cette loi géométrique vaut :

$$E(R) = (1 - \mu) \mu / (1 - 2\mu)$$

On remarque donc que si l'on remplace la loi de Poisson de moyenne  $\alpha$  par la loi 0-1 de même moyenne, l'espérance des retards en régime stationnaire passe de

$$\frac{\alpha}{1 - 2\alpha} \hat{a}(1 - \alpha) \frac{\alpha}{1 - 2\alpha}$$

### C. Conclusion :

Les retards que prennent les cellules d'une communication dans la traversée d'un réseau ATM, est un problème crucial : si ces retards sont trop élevés, les buffers ne peuvent pas accueillir toutes les cellules en attente et une partie de celles-ci sont perdues, ou du moins l'apparition de congestion.

Les modèles proposés à travers les références bibliographiques, donnent les lois du nombre de cellules en attente aux divers carrefours et donc la loi du nombre de cellules détruites ainsi que la probabilité d'apparition de congestion, sont en fonction de la taille des buffers.

Dans le seul but de ne pas encombrer le fascicule, on s'est limité à rappeler les modèles utilisés. De plus amples détails sont cités dans les références bibliographiques : [16,17,18] ainsi que [46,47,48,49], sur lesquels on s'est basé.

Il n'est pas possible de résumer ces travaux en quelques lignes. Nous avons simplement attiré l'attention sur deux points. D'une part, on n'utilise jamais le fait que les arrivées à un système de commutation au cœur du réseau sont poissonniennes ou géométriques car de telles hypothèses semble tout à fait irréalistes sur un réseau ATM.

D'autres part, on a commencé par étudier le système comme s'il n'y avait pas de blocage : ceci est pénalisant puisque certaines cellules qui seraient détruites dans la réalité ne le sont pas dans certains modèles théoriques. Toutefois, cette pénalisation est extrêmement légère et donc refuser cette simplification du modèle est une complication théorique inutile. L'excès de cellules, crée des congestions, un handicap pour les communications interactives et temps réel.