

Projet ARMOR

Architectures et Modèles de Réseaux

Rennes

THÈME 1B



*R*apport
d'Activité

2000

Table des matières

1	Composition de l'équipe	3
2	Présentation et objectifs généraux	4
3	Fondements scientifiques	5
3.1	Historique	6
3.2	Qualité de service	7
3.3	Contrôle dans les réseaux	8
3.4	L'Internet	10
3.5	Les techniques d'évaluation par analyse de modèles	12
3.6	Évaluation de performances des réseaux haut débit	13
4	Domaines d'applications	16
4.1	Panorama	16
5	Logiciels	17
6	Résultats nouveaux	19
6.1	Contrôle dans les réseaux	19
6.1.1	Ingénierie des réseaux IP	19
6.1.2	Ingénierie de trafic et protocole MPLS	21
6.1.3	Connexion et gestion des communications en groupe	22
6.1.4	IPv6	23
6.1.5	Évaluation de la qualité d'un flux multimédia	24
6.1.6	Sécurité	25
6.2	Analyse et dimensionnement	26
6.2.1	Modèles markoviens	26
6.2.2	Études analytiques de files d'attente fluides	28
6.2.3	Modélisation analytique du protocole TCP	29
6.2.4	Simulation	29
6.2.5	Dimensionnement de réseaux ATM	32
6.2.6	Génération de tests de logiciels par graphes stochastiques	33
6.2.7	Soutien intégré	33
7	Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)	34
7.1	ASIA (Accelerated Signalling of Internet over ATM), 1 98 C 531	34
7.2	RTIPA (Real Time Internet Platform Architectures), 2 99 C 1702	34
7.3	CARAT (Contrôle d'Accès et qualité de service dans les Réseaux ATM), contrat géré à l'ENST Bretagne	37
7.4	MIRADOR (Mécanismes de détection d'Intrusion et de Réaction aux Attaques en DOmaine militaiRe), contrat géré à l'ENST Bretagne	37
7.5	Contrôle d'accès et qualité de service dans les réseaux ATM (contrat géré à l'ENST Bretagne)	37

7.6	Analyse de la fiabilité et la vulnérabilité d'un système avec des données partielles (contrat géré à l'ENST Bretagne)	38
8	Actions régionales, nationales et internationales	38
8.1	Actions régionales	38
8.2	Actions nationales	38
8.3	Actions européennes	38
8.4	Actions internationales	39
8.5	Visites et invitations de chercheurs	39
9	Diffusion de résultats	39
9.1	Animation de la Communauté scientifique	39
9.1.1	Activités d'édition	40
9.1.2	Comités de programme	40
9.1.3	Participation à des colloques, séminaires, invitations	40
9.1.4	Organisation d'une rencontre sur IPv6	41
9.2	Enseignement	41
9.2.1	Enseignement universitaire	41
10	Bibliographie	41

ARMOR est un projet commun à l'Inria, au CNRS, à l'université de Rennes 1 et à l'école Nationale Supérieure de Télécommunications de Bretagne (ENST Bretagne). Il a été créé en mai 1999.

1 Composition de l'équipe

Responsable scientifique

Gerardo Rubino [DR Inria]

Assistante de projet

Gwënaelle Multon [vacataire Inria, jusqu'au 31/1/2000]

Fabienne Cuyollaa [TR Inria, à compter du 1/2/2000]

Personnel Inria

Bruno Sericola [CR]

Bruno Tuffin [CR]

Personnel de l'université de Rennes 1

Bernard Cousin [professeur]

Louis-Marie Le Ny [maître de conférences]

Raymond Marie [professeur]

Personnel de l'ENST Bretagne

Sylvain Gombault [ingénieur d'études]

Laurent Toutain [maître de conférences]

Personnel Insa de Rennes

Miklós Molnár [maître de conférences]

Ingénieurs experts

Phong Vi [à compter du 1/12/2000]

David Ros [à compter du 1/6/2000]

Chercheurs doctorants

Nelly Barbot [bourse AMA]

Atika Bousseta [convention Cifre, société Sofreten]

Stéphane Collas [convention Cifre, société Sofreten, à partir du 1/10/00]

Joël Corral [bourse France Télécom R&D]

Sophie Fortin [PRAG à l'IUT de Valence, à partir du 1/12/00]

Moulaye Hamza [bourse du gouvernement ivoirien]

José Incera [bourse du gouvernement mexicain]

Hélène Le Guen [convention Cifre, société Alitec, à partir du 1/3/00]

Octavio Medina [bourse du gouvernement mexicain]

Ana Minaburo [bourse du gouvernement mexicain]

Samir Mohammed [bourse du gouvernement égyptien]

Ahmed Mokhtar [bourse France Télécom R&D]

Nathalie Omnès [bourse France Télécom R&D]

Olivier Paul [bourse DGA]

Landy Rabehasaina [bourse Inria]

Miled Tezeghdanti [bourse Inria et Région Bretagne]

Chercheurs post-doctorant

Driss El Ouadghiri [à partir du 1/11/00]

2 Présentation et objectifs généraux**Résumé :**

L'objectif central du projet ARMOR est l'identification, la conception et la sélection des architectures les plus appropriées pour la mise en place d'un service de communication, ainsi que le développement d'outils (informatiques, mathématiques) pour la réalisation de ces tâches. Cet objectif est abordé sous deux angles complémentaires : les aspects qualitatifs des systèmes (architectures, protocoles, procédures de contrôle) et les aspects quantitatifs, indispensables pour dimensionner correctement ces architectures et ces services (évaluation des performances, de la sûreté de fonctionnement, de la qualité de service, de la vulnérabilité, de la performabilité).

Le projet s'intéresse aux problèmes posés, d'une manière générale, par la conception d'un service de communication. Un tel service nécessite à la fois de définir un certain nombre de fonctionnalités, de décider de l'endroit où celles-ci doivent se placer dans l'architecture et de dimensionner certains éléments du système.

En ce qui concerne les réseaux proprement dits, nous nous intéressons principalement aux problèmes liés à l'Internet et aux protocoles IP et TCP. Nous considérons différents aspects de la structure des architectures des réseaux et des services. Ceci va depuis les problèmes d'organisation topologique des liaisons jusqu'à l'étude des techniques nécessaires pour faire cohabiter des protocoles conçus au départ pour des environnements différents, comme TCP et ATM, ou, dans le cadre du réseau Internet, pour assurer une transition «douce» de IPv4 vers IPv6. Nous nous intéressons également à des applications particulièrement importantes aujourd'hui, comme celle de la téléphonie sur un réseau IP, ou à l'intégration des technologies de transmission en mode paquet dans les réseaux mobiles de troisième génération.

Outre les aspects de nature qualitative, ces tâches demandent des outils d'analyse et d'évaluation quantitative. Il s'agit des technologies d'évaluation de *modèles*, depuis les techniques classiques de simulation à événements discrets jusqu'à celles plus récentes utilisant des modèles dits *fluides*, c'est-à-dire à variables d'état continues. Nous travaillons sur l'analyse quantitative de systèmes particuliers et également sur le développement de méthodes d'évaluation spécifiques.

Relations internationales et industrielles.

- partenaires industriels : France Télécom, Matra Ericsson, Alcatel, Philips, Siemens, Thomson TCC, EDF,...
- partenaires académiques : universités de Duke en Caroline du Nord, de Montevideo, Fédérale de Rio de Janeiro, Budapest, ... ; ITAM de Mexico, Polytechnique de Pomona en Californie, ...
- autres partenariats : CELAR (DGA), groupe G6 en France (sur IPv6), groupe régional Goëtic, ...
- d'autres cadres de coopération : projets RNRT (dont VTHD), européens (actuellement, dans le programme ITEA), réseau européen TF-TANT.

3 Fondements scientifiques

Résumé :

Les fondements scientifiques de nos travaux sont ceux de la conception de réseaux d'une part, et de leur analyse quantitative d'autre part. Ceci concerne d'abord les principes scientifiques sur lesquels reposent les principaux réseaux de communication, et en particulier les réseaux basés sur le protocole IP. Nous trouvons ensuite des théories mathématiques et des méthodes algorithmiques, numériques et non numériques, sur lesquelles s'appuient les outils d'analyse que nous développons. Ces fondements sont brièvement décrits dans la suite.

Mots clés : allocation de ressources, ATM, contrôle de congestion, contrôle de flux, contrôle de trafic, CoS (classe de service), différenciation de service, dimensionnement, disponibilité, fiabilité, files d'attente, IP, modèle à événements discrets, modèles fluides, multicast, multimédia, performabilité, performances, processus de Markov, processus stochastiques, protocoles, QoS (qualité de service), réseaux haut débit, réseaux maillés, réseaux, sécurité, simulation, sûreté de fonctionnement, tarification, TCP, techniques de Monte Carlo, UDP.

3.1 Historique

La conception de protocoles et de services dans les réseaux connaît depuis plusieurs années un fort regain d'intérêt. Les protocoles utilisés actuellement (TCP/IP, X25,...) ont tous été conçus dans les années 70 avec trois hypothèses majeures : un taux d'erreur élevé sur les voies physiques, une durée de traitement par les entités protocolaires plutôt courte par rapport à la durée d'émission et un coût de transmission élevé. Depuis les années 80, avec entre autre la généralisation des réseaux locaux, le développement des fibres optiques et la conception de nouvelles techniques de codage, les hypothèses de base ont été complètement modifiées (à l'exception du domaine des réseaux sans fil). Le taux d'erreur sur les voies physiques est devenu extrêmement faible et les débits élevés (de 10 Mbit/s à plusieurs Gbit/s). La durée de traitement par les entités protocolaires qui n'a pas été réduite dans les mêmes proportions est devenue importante par rapport au délai d'émission. Les ressources en bande passante augmentent plus rapidement que prévu, ou de manière équivalente, à capacité égale leur coût a diminué. Du point de vue des performances, les implications immédiates de ces changements sont essentiellement les suivantes :

- les éléments de commutation (routeurs, commutateurs,...) sont devenus les goulots d'étranglement du réseau du fait du traitement trop long de chaque entité d'information par rapport aux temps d'émission ;
- le coût de traitement des entités protocolaires sur les stations de travail réduit considérablement le débit que les applications seraient en droit d'espérer grâce aux capacités du support physique.

Les conséquences pour les réseaux sont :

- l'explosion du nombre d'entités connectées (ou d'abonnés) ; en particulier, dans le cas d'Internet, cela entraîne un énorme besoin d'adresses, qui deviendra critique dans peu d'années, et introduit des besoins spécifiques comme celui d'un adressage universel, indépendant de la localisation ;
- l'accroissement du trafic inter-réseaux locaux correspondant à la généralisation dans les applications du modèle client-serveur (en même temps, ce trafic est en train de changer de nature ; c'est la conséquence de la généralisation des applications audio et vidéo, et plus généralement des applications multimédia) ;

- la demande accrue de performance ou plus généralement de qualité de service, en partie due aux exigences associées avec les nouveaux types de trafic évoqués plus haut ;
- le passage, dans certains types de réseaux (typiquement, dans les réseaux d'interconnexion), de la réservation des ressources à l'utilisation de priorités, voire au gaspillage de bande passante étant donnée l'évolution du coût de la transmission.

3.2 Qualité de service

Il est difficile de concevoir aujourd'hui une solution dédiée à chaque besoin applicatif. On vise donc à fournir un *service* banalisé, qui doit pouvoir mettre à la disposition de chaque application des propriétés appelées collectivement «qualité de service» (QoS). Ce service doit donc être générique, mais en même temps adaptatif, car les propriétés de QoS pourront être très différentes d'une application à une autre. D'une certaine façon, le concept de QoS est un fil conducteur dans l'organisation de nos activités de recherche. Nos travaux visent à trouver des moyens pour l'obtenir et à développer des techniques pour l'évaluer. Dans tous les cas, nos efforts sont dédiés à mieux la comprendre. Le but ultime est toujours de donner aux utilisateurs ou aux applications une certaine QoS, c'est-à-dire un service de communication respectant des contraintes numériquement établies au travers d'indicateurs appropriés, en maximisant certaines fonctions et en optimisant l'utilisation des ressources du réseau.

La QoS n'est pas un concept formellement défini. Elle recouvre un ensemble de concepts concernant par exemple le temps de réponse (durée d'émission, délai d'acheminement, gigue,...), le débit (moyen, crête, minimal,...), le taux d'utilisation, les taux de perte et d'erreur, etc. Elle se combine également avec la sûreté de fonctionnement (la fiabilité, la disponibilité sous ses diverses formes –ponctuelle, asymptotique, sur un intervalle,...–, la sécurité,...), ou encore l'évolutivité et l'extensibilité des systèmes. Ces critères sont inégalement importants selon le domaine applicatif, et sont souvent contradictoires (dans le sens où ils ne peuvent pas être raisonnablement tous satisfaits à la fois, conduisant à la recherche de compromis). L'étude de la QoS peut être vue comme un problème multidimensionnel donnant lieu à des problèmes d'optimisation multicritères, dont on sait la solution difficile et très coûteuse. De plus, certains des paramètres de QoS ont une dimension psychosensorielle (qualité des images, certains aspects des temps de réponse,...) difficile à cerner formellement. C'est le cas typiquement de la qualité de restitution d'un document vidéo pour lequel il n'y a pas de mesure formelle efficace.

La QoS peut bien sûr être vue sous deux angles distincts selon que l'on s'y intéresse du point de vue de l'utilisateur (de l'application finale) ou du point de vue d'une entité composant l'architecture du système supportant l'application (le composant majeur étant pour nous celui qui rend le service considéré). Ceci est tout-à-fait classique en évaluation de performances. Ces deux points de vue conduisent à l'étude de paramètres spécifiques et parfois à la résolution de problèmes assez différents.

La QoS peut concerner deux situations bien différentes, selon qu'il s'agisse d'une architecture en boucle ouverte ou en boucle fermée. Dans le premier cas, il n'y a pas de *retour* d'information issue des autres composants de l'architecture ; c'est en général une approche de type préventif qui est adoptée au niveau de la QoS, par exemple lorsqu'on cherche à éviter a priori les congestions et les pertes ; le contexte principal où on la rencontre est celui des applications ayant de fortes contraintes d'interactivité (c'est-à-dire ayant de fortes contraintes de délai)

et de certaines situations ne tolérant aucune dégradation. En boucle fermée, l'environnement (éventuellement de bout en bout) restitue un signal qui permet d'adapter le comportement du composant aux besoins de l'application ou, réciproquement, d'asservir l'application aux contraintes posées par les composants utilisés. Cette approche est du type réactif, où l'on agit sur la source, de manière adaptative, pour la contraindre par exemple à diminuer son débit en cas de problème ; un exemple où l'on rencontre ce comportement est celui des applications de transmission de données, qui n'ont pas, en général, à respecter des contraintes temporelles fortes. Signalons que le délai introduit par les mécanismes de rétrocontrôle (*feedback*) n'est pas favorable au haut débit.

La QoS peut s'obtenir par un bon provisionnement des ressources. Il est donc nécessaire de disposer d'outils de monitoring précis qui peuvent permettre aux clients de renégocier et de vérifier les contrats passés avec les opérateurs. On peut se demander à quel niveau doivent se situer les différentes fonctions d'un système de communication, pour satisfaire les demandes en QoS tout en optimisant l'utilisation des ressources disponibles. Dans la mesure où certains services doivent être fournis en respectant des contraintes, on peut classer très schématiquement les multiples approches en deux classes : d'une part nous avons celles qui traitent le réseau comme une boîte noire et qui portent tout l'effort au niveau des applications ; d'autre part, nous avons celles qui cherchent à modifier le réseau lui-même, pour améliorer l'utilisation de ses ressources, voire pour rendre possible un service autrement difficile à satisfaire. Le cadre de nos études se situe dans ce dernier cas, pour une raison essentiellement économique : comme nous l'avons dit plus haut, un réseau est un système complexe difficile à contrôler de façon globale. Par exemple, nous pensons qu'il est difficile de maîtriser complètement le comportement des sources. Il s'agit dans un certain sens d'un problème quantitatif : s'il est concevable de contrôler individuellement une source particulière, il est beaucoup plus difficile de le faire pour tout un ensemble, ou bien cela impose trop de restrictions¹. Nous concentrons donc nos efforts sur le contrôle réalisé à l'intérieur du réseau, où en particulier on dispose d'informations plus précises pour agir.

3.3 Contrôle dans les réseaux

Pour satisfaire les besoins croissants des applications tout en assurant une utilisation efficace des ressources disponibles, les réseaux doivent être *contrôlés* de façon appropriée. Le contrôle peut prendre diverses formes et agir à différents niveaux. Les diverses formes de contrôle n'utilisent pas toutes le même type d'information et elles ne travaillent pas toutes à une même échelle de temps. Enfin, les différents types de contrôle ne se trouvent pas systématiquement dans tous les réseaux : leur usage est souvent spécifique au mode de transport de l'information.

Tout d'abord, nous avons le *contrôle d'admission*, dont le rôle est d'accepter ou de refuser les connexions, dans le cas de services fonctionnant en mode connecté (un réseau fonctionnant en mode non connecté accepte en principe tout le trafic offert et essaye de partager ses ressources équitablement). Cette décision dépend des caractéristiques des connexions en cours et de l'état du réseau. Plus spécifiquement, les dispositifs de contrôle basent leur décision sur des informations de nature statistique censées caractériser le réseau et la source pendant la durée

1. Ceci n'empêche pas l'existence d'une communauté scientifique très active travaillant dans cette direction (techniques de codage et de traitement du signal).

de la nouvelle communication (on ne réalise pas cette tâche en fonction d'un état instantané du système). L'une des difficultés principales pour mettre en place ce type de contrôle provient du fait que l'effet de la décision est irréversible, et que l'on doit tenir compte, par exemple, d'éventuelles augmentations postérieures du trafic rentrant en concurrence avec celui de la communication que l'on vient d'accepter.

Le réseau gère ou contrôle ensuite son fonctionnement au niveau du *routage*, en sélectionnant le chemin que les informations vont suivre. Cette gestion est faite en fonction de critères divers et en tenant compte de l'état global du système ; comme nous allons le voir, le mode de connexion affecte aussi l'algorithme de routage. Le routage peut être statique ou dynamique. Les routes statiques sont figées dans le système et changées manuellement ou très lentement. Dans le cas d'utilisation d'algorithmes qui évaluent les routes entre deux sites de manière permanente, le routage est dit dynamique. Pour les réseaux fonctionnant en mode non connecté tels que les réseaux IP, le routage dynamique peut affecter la route de chaque paquet transmis. Deux paquets consécutifs peuvent ne pas suivre le même chemin à cause d'un changement dans les tables (et arriver à la destination dans l'ordre inverse à celui de leur émission). Dans le cas des réseaux qui fonctionnent en mode connecté, il est rare (sauf certains cas de téléphonie où un re-routage est effectué) que les circuits soient modifiés durant leur vie. Ceci n'empêche pas d'avoir un algorithme de routage dynamique dans ces réseaux. Lorsque cette décision de modifier le routage est prise pour éviter des parties saturées du réseau (typiquement dans le cas de la commutation de paquets), on parle de *contrôle de congestion*. On parle aussi de contrôle de congestion à propos de mécanismes utilisés pour restreindre l'accès à une ressource surchargée, à l'intérieur du réseau. Ce type de contrôle peut être vu comme l'un des aspects de l'administration des réseaux, concept bien entendu beaucoup plus général.

Les réseaux fonctionnant en mode datagramme ou par circuits virtuels peuvent décider de limiter le nombre d'unités d'information envoyées à chaque instant pour éviter la formation de points de congestion. On parle alors de *contrôle du flux*. Signalons que ces décisions sont prises en général en temps-réel, en tenant compte d'indicateurs d'état instantané. Le premier exemple de ce type de mécanisme est le contrôle par *fenêtre coulissante*, soit au niveau d'un lien, soit de bout en bout. Une technique proche et particulièrement importante dans le cadre des réseaux ATM, est celle de la « mise en forme » du trafic *traffic shaping*, où l'on cherche à modifier certaines caractéristiques du trafic sortant d'une source pour qu'il rentre dans le réseau en vérifiant des propriétés données. Il ne faut pas confondre contrôle de flux et contrôle de congestion. Le premier est plus général, et on peut dire, entre autres, qu'il est mis en place par exemple pour assurer le second. Le second a pour objectif de s'assurer que le réseau peut transporter, selon les spécifications, le trafic qui lui est offert. Le contrôle du flux est toujours lié à une source et à un récepteur. On peut classer les techniques de contrôle de flux en techniques en boucle ouverte et en boucle fermée. Le *traffic shaping* est un exemple de technique utilisée en boucle ouverte et les fenêtres coulissantes sont le mécanisme de contrôle principal en boucle fermée. Il faut souligner que lorsqu'on parle de contrôle de flux en boucle ouverte, on doit aussi intégrer les techniques de contrôle d'admission dont on a déjà parlé.

Enfin, nous avons le problème du partage de la capacité d'un nœud. Celui-ci doit décider de la fraction de la bande passante et des ressources de stockage qui doivent être allouées. On parle alors d'*allocation de ressources*. Cette allocation peut être statique et rester fixe pendant toute la communication, ou variable, et s'adapter ainsi à l'évolution de l'état du système. Dans ce

dernier cas il s'agit aussi de décisions temps-réel, comme pour le contrôle de flux. Le problème est en général associé à la transmission en mode connecté mais pas exclusivement (cf. RSVP dans le cadre des évolutions prévues du réseau Internet).

Observons que des problèmes spécifiques peuvent apparaître lorsque l'on connecte des réseaux de natures différentes, par exemple, fonctionnant dans des modes distincts. Un exemple est celui posé par le routage de paquets IP sur un réseau de transport ATM, c'est-à-dire, un réseau travaillant en mode datagramme utilisant les services d'un système de transport fonctionnant en mode connecté (par circuits virtuels). En particulier, il faut qu'au niveau des utilisateurs, des mesures de Qualité de Service (QoS, voir plus loin) respectent certaines contraintes, ce qui conduit à des mécanismes de contrôle qui doivent être relativement sophistiqués pour tenir compte de cette hétérogénéité de supports.

3.4 L'Internet

L'une des caractéristiques de l'Internet est l'absence d'état global dans le réseau ; sa principale implication est le fonctionnement en mode datagramme. Pour chaque information élémentaire (paquet), la décision de routage est prise localement et indépendamment des autres informations. Grâce à la gestion du réseau ce comportement simple n'est pas synonyme d'anarchie. Ainsi, par exemple, le déséquilibrage de paquets qui est un problème inhérent au fonctionnement en mode datagramme, est en pratique relativement rare pour un flux donné. Une autre incidence de cette absence d'état global est le paradigme de bout-en-bout selon lequel le contrôle est reporté aux extrémités du réseau. Un exemple en est le contrôle de flux et d'erreur du protocole TCP. Le contrôle de flux de TCP est un mécanisme essentiel à la bonne marche du réseau, en particulier celui de TCP qui représente une bonne part du trafic sur l'Internet. Il permet d'adapter le rythme d'émission des données au rythme de consommation de celles-ci par le destinataire et d'éviter une saturation des équipements intermédiaires. L'émetteur n'a pas la connaissance ni du chemin pris par les paquets, ni de la capacité des liens, ni de leur taux d'occupation instantané. Pour estimer le débit et optimiser la connexion sans nuire au réseau, l'émetteur se base sur le taux de perte observé sur ses paquets, c'est-à-dire sur les informations contenues dans les acquittements.

Les mécanismes de contrôle de flux mis en place dans l'Internet se sont avérés résistants au facteur d'échelle, et ont permis de construire le grand réseau que l'on connaît actuellement. Cependant, l'influence de ces mécanismes sur le comportement global du réseau est mal comprise. En particulier, il est difficile de déterminer la frontière précise à partir de laquelle une amélioration des performances d'un (type de) flux nuit au fonctionnement global du réseau. Pourtant, la connaissance du comportement global de TCP est nécessaire pour pouvoir améliorer la qualité de service. L'approche analytique fournit des modèles relativement grossiers et ne permet pas d'appréhender finement le comportement d'un flux. La simulation permet une étude plus fine mais n'autorise qu'un nombre limité de connexions simultanées inférieur de plusieurs facteurs à ce que l'on rencontre dans les réseaux d'opérateurs. Le paradigme de bout-en-bout est en train d'évoluer vers un contrôle possible aux frontières entre deux domaines (entre un site et son fournisseur d'accès ou entre fournisseurs d'accès, la notion de domaine ou de système autonome étant définie initialement pour le routage). Cette tendance a été mise en œuvre dans un premier temps pour augmenter la sécurité des sites avec le contrôle

d'accès à l'aide de routeurs filtrants et les architectures firewall. Avec des protocoles comme COPS, il est même possible d'associer un flux à un utilisateur, dans le but de contrôler ou de facturer l'utilisation des ressources. De plus, le contrôle aux frontières de domaine est en train de se développer avec l'introduction de la différenciation de service dans le réseau. La différenciation de service permet au routeur de traiter différemment les paquets. Les paquets dont le traitement doit être différencié du Best-Effort sont marqués comme appartenant à une certaine classe de service. Le fournisseur vérifie la conformité de ce marquage avec un contrat passé au préalable. Si ce contrat n'est pas respecté, les paquets peuvent être détruits, retardés pour être mis en conformité avec le contrat ou voir leur priorité baissée pour être rejetés plus facilement en cas de congestion. Ces différents traitements sont sélectionnés en fonction de la classe de service spécifique.

Cette absence d'état global n'empêche pas la mise en place d'états locaux pour optimiser le fonctionnement d'un équipement. Par exemple, des caches mis en place dans les routeurs permettent d'optimiser le relaiage des trames une fois qu'un flux a été identifié. Mais cet état peut être étendu à l'ensemble d'un domaine. Ainsi le protocole MPLS permet de mieux gérer les flux à l'intérieur d'un réseau d'opérateur. Une étiquette est ajoutée au paquet à l'entrée dans le réseau. Cette étiquette peut être associée à un identificateur de voie logique pour les réseaux ATM ou Frame Relay. L'opérateur peut gérer un agrégat de flux correspondant par exemple au trafic d'un Réseau Privé Virtuel. Ce type de mécanisme est l'objet d'intenses recherches à l'heure actuelle, recherches auxquelles notre groupe participe.

Enfin, signalons que des domaines jusqu'à présent sans grand intérêt pour la communauté scientifique comme celui des procédures de facturation des services réseaux font maintenant l'objet de recherches intenses de nature mathématique, conséquence du fait qu'un meilleur contrôle d'un réseau tel que l'Internet peut, en principe, être obtenu via des mécanismes de tarification sophistiqués. Il faut observer que la future génération de l'Internet sera encore plus consommatrice en ressources que l'actuelle, conséquence entre autre de l'intégration des réseaux télévisés et téléphoniques. Dès lors, le système de tarification actuel basé sur un abonnement fixe, indépendant de l'utilisation, est une stimulation à la consommation qui, bien qu'ayant été très utile au démarrage du réseau, devient impossible à gérer si l'on souhaite faire de ce dernier un réseau multi-service efficace. De nombreuses théories mathématiques de tarification basées sur l'utilisation ont été récemment développées afin de satisfaire différents critères de qualité de service et de répondre à des règles d'utilisation équitables, elles aussi mathématiquement définies. Les méthodes de tarification peuvent être rangées en différentes classes :

- Tarification basée sur la réservation de bande passante. Cette théorie s'appuie sur le protocole RSVP.
- Tarification dite «du métro parisien» où le réseau est séparé en sous-réseaux de même fonctionnement et sans garanties de service mais avec des prix différents ; on espère ici que les sous-réseaux les plus chers seront les moins engorgés.
- Tarification basée sur la priorité pour le service à chaque nœud : les classes prioritaires seront plus chères. Deux sous-classes de tarification peuvent être décrites : soit le prix par paquet pour chaque classe est fixé à l'avance, soit, pour chaque classe, il dépend du niveau d'engorgement du réseau afin de stimuler une utilisation en période creuse. Ici

encore il n'y a pas de garantie de service, mais juste une idée de garantie de service en moyenne.

- Une autre possibilité est d'utiliser des enchères (éventuellement toutes les T unités de temps pour simplifier la gestion du réseau) pour décider les requêtes qui vont être servies.
- Il existe aussi le modèle dit de la capacité espérée où les paquets ne sont servis différemment qu'en cas de congestion.
- Enfin, la tarification basée sur le taux de transfert : soit le prix souhaité est fixé par le client et une répartition équitable des vitesses de transfert est calculée, soit les vitesses de transfert sont demandées et un prix équitable est calculé par le réseau.

3.5 Les techniques d'évaluation par analyse de modèles

Rappelons d'abord les différents types d'approches que l'on peut suivre pour l'évaluation d'un modèle. La situation idéale est celle où le modèle est suffisamment simple ou suffisamment «régulier» pour permettre un traitement analytique. À l'opposé, lorsqu'il représente un système avec beaucoup de détails, conséquence de la complexité de ce système, il peut être trop difficile de mettre en évidence des relations explicites. Dans ce cas, on peut être amené à réviser une étude par simulation. À mi-chemin entre les deux, on peut envisager une résolution numérique, qui n'apporte pas autant de connaissances sur le système que le traitement analytique, mais qui a sur la simulation l'avantage d'apporter des solutions (numériquement) exactes, et parfois représenter un coût de calcul moins important. Enfin, il est souvent possible d'approcher les résultats cherchés (soit dans une analyse mathématique, soit dans une étude numérique), avec des compromis acceptables entre la qualité du résultat et le coût nécessaire pour l'obtenir.

Dans les vingt dernières années, on a vu se développer considérablement l'ensemble des techniques mathématiques et algorithmiques de résolution de problèmes de base. Les progrès significatifs des techniques d'évaluation associés à l'augmentation considérable de la capacité de calcul des machines permettent aujourd'hui de traiter des problèmes de plus en plus complexes, avec des tailles des données de plus en plus importantes. L'une des conséquences de ceci est que la construction même des modèles, de façon fiable et efficace, n'est plus un problème secondaire mais est devenu un problème central. En outre, d'autres problèmes apparaissent, aussi bien dans le monde des techniques numériques que dans les méthodes de simulation. Du point de vue des premières, la résolution numérique de systèmes d'équations de grande taille (millions ou milliards d'équations et d'inconnues, voire une infinité) n'est pas une tâche aisée. En ce qui concerne la simulation, la prise en charge de la rareté de certains événements (la défaillance d'un système ou la perte d'une cellule dans un commutateur ATM) est un problème non trivial.

Parallèlement, les transformations technologiques dans le monde des communications ont apporté de nombreux problèmes nouveaux, à plusieurs niveaux. D'abord, les mesures usuelles de performance et de sûreté de fonctionnement, traditionnellement utilisées en informatique, ne sont plus suffisantes pour cerner un certain nombre d'aspects de ces systèmes. On parle maintenant de *performabilité* et, comme on l'a vu plus haut, de QoS. Ensuite, des approches nouvelles voient le jour : on commence à s'intéresser de plus en plus à des techniques déterministes et à l'analyse des cas les pires (*worst case analysis*), on travaille à des échelles de

temps qui étaient auparavant inhabituelles, ce qui conduit à travailler dans des formalismes de modélisation nouveaux comme les modèles *fluides* (voir ci-après), on introduit des concepts nouveaux comme celui de *bande passante équivalente* qui à leur tour amènent des classes de problèmes spécifiques.

Enfin, signalons que même au niveau de la simulation de type événementielle, il y a d'importants problèmes de recherche à résoudre. Un exemple de référence est celui de la simulation d'un réseau ATM au niveau cellule. Une représentation à ce niveau implique un très grand nombre d'événements pour simuler de très courtes périodes de temps. Par exemple, la simulation d'une activité durant 3 secondes sur un lien à 155 Mbit/s nécessite le traitement d'environ 10^6 événements. Si l'utilisateur veut valider des taux de perte inférieurs à 10^{-9} , ce type de simulateur doit faire face au problème de l'obtention d'estimations précises pour des probabilités d'événements très rares.

3.6 Évaluation de performances des réseaux haut débit

Regardons maintenant de plus près certains problèmes nouveaux posés par l'évaluation des performances et plus généralement de la QoS, dans le cadre des réseaux haut débit. Les premières difficultés liées à ces problèmes d'évaluation concernent la modélisation du trafic et du processus des arrivées aux différents nœuds d'un réseau de communication. On distingue généralement trois échelles de temps différentes pour la modélisation du trafic, qui sont l'échelle des cellules (nous empruntons la terminologie à celle de la technologie ATM), l'échelle des rafales et l'échelle des appels.

- À l'échelle de temps des cellules, le trafic consiste en des entités discrètes, les cellules, produites par chaque source à un taux qui est souvent plus faible de quelques ordres de grandeur que le taux maximal des liens de sortie des nœuds.
- À l'échelle de temps des rafales, la granularité fine de l'échelle cellules est ignorée et le processus d'entrée est caractérisé par son taux instantané. Les modèles fluides apparaissent alors comme un outil de modélisation naturel.
- L'échelle des appels, caractérisée par les temps de séjour des appels arrivant ou par leurs demandes de service, représente la plus grande des trois échelles de temps décrites. Celle-ci est l'échelle de temps classique dans les études de performance (par exemple, dans les études liées aux architectures en informatique). Aujourd'hui, les caractéristiques des réseaux de communication posent des problèmes nouveaux, même à cette échelle. À titre d'exemple, on peut associer à chaque appel un réel appelé *bande passante effective*, compris entre le débit moyen et le débit crête requis et qui décrit la quantité de bande passante qui doit être allouée à cet appel de manière à conserver la probabilité de perte de cellules en dessous d'un certain seuil.

Les échelles de trafic auxquelles nous nous intéressons plus particulièrement, pour le moment, sont l'échelle des cellules et l'échelle des rafales. En effet, il s'agit des domaines où les problèmes à résoudre sont les plus novateurs et difficiles. Lorsqu'elle est pertinente, l'étude à l'échelle des appels dispose d'un très grand nombre d'outils d'analyse éprouvés.

L'échelle des cellules. À cette échelle, le trafic consiste en des entités discrètes, les cellules, produites par chaque source. Les processus d'arrivée généralement utilisés dans ce contexte pour modéliser le trafic sont des processus d'arrivée par groupes markoviens, aussi notés BMAP (*Batch Markovian Arrival Process*).

Un BMAP est un processus de Markov bidimensionnel $\{A(t), J(t)\}$ où la variable $A(t)$ compte le nombre d'arrivées sur l'intervalle $(0, t)$ et où la variable $J(t)$ représente la *phase* du processus. Le nombre de phases du processus est en général fini. Le générateur infinitésimal du processus est donné par la matrice

$$\begin{bmatrix} D_0 & D_1 & D_2 & D_3 & \cdot & \cdot & \cdot \\ & D_0 & D_1 & D_2 & \cdot & \cdot & \cdot \\ & & D_0 & D_1 & \cdot & \cdot & \cdot \\ & & & D_0 & \cdot & \cdot & \cdot \\ & & & & \cdot & \cdot & \cdot \end{bmatrix}$$

où les D_k , $k \geq 0$, sont des matrices carrées de dimension égale au nombre de phases du processus. Pour $k \geq 1$, les matrices D_k contiennent les taux de transition concernant les arrivées de taille k , avec le changement de phase approprié. La matrice D_0 contient, en dehors de sa diagonale, les taux de transition correspondant à un changement de phase sans arrivée de cellules. La matrice $D = \sum_{k=0}^{\infty} D_k$ est le générateur infinitésimal du processus de Markov $\{J(t)\}$. Le taux moyen d'arrivée en équilibre λ du processus $\{A(t), J(t)\}$ est

$$\lambda = \pi \sum_{k=1}^{\infty} k D_k \mathbf{1},$$

où π est le vecteur ligne des probabilités stationnaires du processus $\{J(t)\}$ et $\mathbf{1}$ est le vecteur colonne dont toutes les composantes valent 1.

Les BMAP forment une classe très large. De nombreux processus d'arrivée familiers peuvent être vus comme des BMAP particuliers. Notamment, en prenant $D_0 = -\lambda$, $D_1 = \lambda$ et $D_k = 0$ pour $k \geq 2$, on obtient un processus de Poisson de taux λ . Un processus de renouvellement de type phase, de représentation (α, T) est un BMAP avec $D_0 = T$, $D_1 = -T\mathbf{1}\alpha$ et $D_k = 0$ pour $k \geq 2$. Si D_1 est diagonale, et $D_k = 0$ pour $k \geq 2$, on obtient un processus de Poisson dont le taux est modulé par un processus de Markov de générateur infinitésimal $D = D_0 + D_1$. Ce dernier cas particulier de BMAP est aussi appelé un MMPP (Markov Modulated Poisson Process). De plus, tout processus ponctuel peut être approché par un BMAP. Enfin, il est à noter que la superposition de n processus BMAP indépendants est encore un processus BMAP. Cette propriété est particulièrement intéressante pour la modélisation du multiplexage statistique de sources dans les réseaux haut débit.

À l'aide de ces processus BMAP, on peut par exemple modéliser le comportement d'un nœud d'un réseau de communication par une file d'attente BMAP/G/1 à capacité finie ou infinie dans le but d'évaluer des mesures de qualité de service comme la loi du nombre de clients en attente, la loi du temps d'attente ou la probabilité de perte de cellules dans le cas d'une capacité finie. Un tutoriel portant sur l'étude de cette file d'attente se trouve dans

[Luc93]. Dans le cas d'une modélisation avec une échelle de temps discrète, on obtient de manière similaire au cas du temps continu, des processus d'arrivée, notés D-BMAP qui conduisent à l'étude de files d'attente discrètes du type D-BMAP/D/1. La fine granularité de l'échelle de temps des cellules pose le problème du grand nombre de paramètres à évaluer pour définir le processus des arrivées, et l'une des principales difficultés rencontrée lors de l'étude des files d'attente associées concerne le temps de calcul des mesures recherchées. En effet, les processus BMAP ou D-BMAP sont définis par un certain nombre de matrices dont la taille pose bien évidemment les problèmes classiques de complexité des calculs.

L'échelle des rafales. À l'échelle de temps des rafales, le trafic est considéré comme continu, c'est pourquoi on parle de modèles fluides, et ce trafic est en général caractérisé par son taux instantané. Les plus connus de ces modèles sont les processus dits *on/off* et leurs superpositions. On dit que le trafic provenant d'une source est *on/off* s'il alterne entre des périodes d'activité (les périodes *on*) et des périodes de silence (les périodes *off*). Les taux de transmission sont supposés constants durant chaque période *on*. L'hypothèse de base est que ces processus sont des processus de renouvellements alternés. L'état de la source est alors décrit par un processus semi-markovien. Lorsque ces périodes suivent des lois de type phase, le processus devient markovien et le taux d'entrée devient modulé par un processus de Markov.

En régime transitoire, on considère un buffer de taille finie ou infinie dont les taux d'entrée et de sortie sont fonctions de l'état d'un processus de Markov $\{X_s, s \geq 0\}$ sur un espace d'états S , avec générateur infinitésimal A . Si Q_t désigne la quantité de fluide dans le buffer à l'instant t et si ϱ_i (resp. c_i) désigne le taux d'entrée (resp. de sortie) dans le (resp. du) buffer lorsque le processus $\{X_s\}$ est dans l'état i , alors le couple (X_t, Q_t) forme un processus de Markov. La loi du couple (X_t, Q_t) est donnée par l'équation aux dérivées partielles

$$\frac{\partial F_i(t, x)}{\partial t} = -\eta_i \frac{\partial F_i(t, x)}{\partial x} + \sum_{r \in S} F_r(t, x) A(r, i), \quad (1)$$

où $\eta_i = \varrho_i - c_i$ et où l'on a posé $F_i(t, x) = \Pr\{X_t = i, Q_t \leq x\}$. La mesure qui nous intéresse dans ce contexte est la loi du processus d'occupation Q_t du buffer.

Si maintenant X représente l'état stationnaire du processus $\{X_s\}$ et si Q représente la quantité de fluide dans le buffer en régime stationnaire, alors sous les hypothèses classiques de stabilité, on a l'équation différentielle suivante :

$$\eta_j \frac{dF_j(x)}{dx} = \sum_{i \in S} F_i(x) A(i, j),$$

où $F_j(x) = \Pr\{X = j, Q \leq x\}$. Ces travaux concernent non seulement le calcul de la loi de Q [AMS82], mais aussi l'obtention de bornes [LNT97] de cette loi ou d'équivalents de la queue de sa

-
- [Luc93] D. M. LUCANTONI, «The BMAP/G/1 queue: A tutorial», in : *Performance Evaluation of Computer and Communications Systems*, L. Donatiello, R. Nelson (éditeurs), Lectures Notes in Computer Science 729, Springer Verlag, p. 330–358, 1993.
- [AMS82] D. ANICK, D. MITRA, M. M. SONDEHI, «Stochastic theory of a data-handling system with multiple sources», *Bell System Tech. J.* 61, 8, 1982, p. 1871–1894.
- [LNT97] Z. LIU, P. NAIN, D. TOWSLEY, «Exponential bounds with applications to call admission», *Journal of the ACM* 44, 3, 1997.

distribution dans le but de contrôler l'admission de nouvelles sources par le respect de critères de qualité de service [EM93].

4 Domaines d'applications

4.1 Panorama

Mots clés : Extranet, ingénierie des réseaux, Internet, Intranet, multimédia, opérateurs, QoS, télécommunications, téléphonie.

Résumé :

Nos domaines d'application principaux sont ceux de la conception de réseaux, aussi bien au niveau de l'infrastructure de transport de l'information qu'à celui des protocoles utilisés dans les différentes couches du réseau. Notre expertise se focalise aujourd'hui sur la technologie IP dans divers contextes (IP et QoS, IP et sécurité, IP et mobilité, IP et téléphonie,...), et sur les outils d'analyse et de dimensionnement : configuration d'architectures de télécommunication, recherche des goulots d'étranglement, comparaison des politiques d'allocation des ressources du réseau, etc. Nos travaux sur les protocoles et sur les mécanismes de contrôle trouvent également des applications avec des technologies autres que IP, par exemple, dans le cas des supports de transport ATM. Les problèmes de cohabitation de technologies distinctes sont aussi sources de nombreuses applications : IP et ATM, IP et WDM, IPv4 et IPv6, etc. Dans le domaine de l'ingénierie du trafic et du dimensionnement des systèmes, l'évolution technologique pose de nombreux nouveaux problèmes d'analyse de performances. Hors ces domaines centraux, d'autres sujets importants où l'analyse quantitative joue un rôle central sont, par exemple, l'analyse des méthodes de contrôle ou les problèmes posés par la tarification, qui intéressent pour des raisons évidentes les opérateurs.

Le premier domaine dans lequel l'expertise du projet est sollicitée est celui des réseaux IP. Le contexte usuel est celui des industriels désirant développer de nouvelles techniques de contrôle, à différents niveaux, ou celui d'un utilisateur qui doit mettre en place un système de communication ou faire évoluer un système existant. Ceci peut concerner un aspect spécifique du système considéré (par exemple, un problème de facturation), ou un type particulier de réseau (par exemple, un problème de configuration dans le cas de l'utilisation de lignes asymétriques comme dans la technologie ADSL), ou encore une famille de services (par exemple, une politique de sécurité).

D'autres applications majeures de nos travaux et de notre expertise concernent les problèmes de cohabitation de technologies. On y trouve les différents aspects liés au développement explosif du monde IP : IP sur couche de transport ATM, ou sur WDM, les problèmes spécifiques liés non pas à la technologie IP courante mais à la future version IPv6, y compris

[EM93] A. ELWALID, D. MITRA, «Effective bandwidth of general markovian traffic sources and admission control of high speed networks», *IEEE/ACM Transactions on Networking* 1, 3, 1993.

ceux de la transition entre les deux versions du protocole. À ceci s'ajoutent d'autres problèmes tels que ceux posés par l'utilisation d'ATM au-dessous du futur protocole IPv6, avec comme objectif d'offrir une certaine QoS aux utilisateurs. Les extensions IP mobile, IP cellulaire, les aspects liés à la sécurité dans le monde IP ou à la diffusion en multicast de l'information, sont également des domaines d'application importants.

Nous pouvons aussi classer les domaines principaux d'application des activités de recherche d'ARMOR par type de service concerné. Dans ce cas, l'expertise passée et présente des membres de l'équipe concerne principalement deux services majeurs : le transport de flux multimédia et la téléphonie sur technologie IP. Dans le premier cas se trouvent les problèmes de conception de mécanismes adaptés à des classes de flux particuliers et des objectifs de QoS spécifiques, aussi bien au niveau de l'accès au réseau que dans les nœuds intermédiaires. Dans le second cas, il s'agit des nombreux problèmes liés au développement des applications de téléphonie sur une structure IP qui n'a pas été conçue pour de telles applications. Citons, par exemple, l'utilisation de *passerelles*, la mise en œuvre de fonctions de contrôle, la mise en œuvre d'une technologie IP *native* (c'est-à-dire, sans utilisation de mode connecté), la facturation, etc.

Dans les aspects liés à l'analyse et au dimensionnement, nous apportons nos compétences dans l'utilisation des différentes méthodologies associées (mesures, simulation, techniques dites *analytiques*) mais aussi dans le développement de nouveaux outils, mathématiques et informatiques. Nous développons des modèles destinés à capter des aspects spécifiques des systèmes, liés par exemple à la QoS. Nous développons également de nouvelles méthodologies de simulation, pour pallier certaines limitations des techniques existantes. Enfin, il faut observer que les réseaux offrent maintenant des services avec un certain niveau de redondance, ce qui conduit à des problèmes de sûreté de fonctionnement. Notre groupe a maintenant une longue expérience dans l'étude spécifique de cet aspect des systèmes et des problèmes associés tels que l'analyse de la performabilité, ou de la vulnérabilité (notion visant à quantifier la robustesse d'un maillage sans tenir compte de la fiabilité de ses éléments).

5 Logiciels

Plate-formes expérimentales. Nous avons mis en œuvre et nous maintenons une plate-forme IPv6 intégrant différents mécanismes proposés récemment dans le cadre de la QoS dans les réseaux IP (RSVP, différenciation de services, techniques d'ordonnancement). Il s'agit d'un support de recherche qui, de plus, permet à notre groupe et à des acteurs extérieurs, de tester ces nouvelles technologies. Cette plate-forme fait partie du réseau expérimental IPv6 français (le *G6-bone*), lui-même inclus dans le réseau mondial expérimental IPv6, le *6-bone*. Elle est maintenant le Point d'Interconnexion Régional pour la Bretagne et les pays de Loire (c'est-à-dire qu'elle joue le rôle de fournisseur de service Internet IPv6).

Une plate-forme de test de l'architecture Diff-serv a été également mise en place par notre groupe. Elle permet de tester les différentes catégories de service de cette architecture, à savoir EF (*Expedited Forwarding*) et AF (*Assured Forwarding*). Cette plate-forme est interconnectée au réseau européen TF-TANT qui teste cette technologie de la différenciation de services.

Enfin, nous avons réalisé une plate-forme de test MPLS. Elle comprend plusieurs machines sous FreeBSD 3.3, et nous avons utilisé l'implémentation Nistwich 0.2 de MPLS. La plate-

forme est locale ; elle permet de tester le fonctionnement de MPLS sur Ethernet, l'encapsulation des *labels* ainsi que la signalisation basée sur le protocole RSVP, et l'établissement des tunnels afin de satisfaire certaines contraintes de qualité de service. Le but principal de la maquette est de tester des algorithmes d'ingénierie de trafic.

Sécurité. Nous développons des logiciels fournissant des services de sécurité. En coopération avec France Télécom R&D, nous avons réalisé NSP (*Network Security Probe*), outil de supervision destiné à l'administration de la sécurité d'un site IP. NSP repère des intrusions grâce au trafic réseau qu'elle écoute. Une intrusion est caractérisée soit par sa signature en termes de trafic réseau, soit par la présence d'un trafic non prévu par la politique de sécurité. Cette forme de détection d'intrusion est également un moyen de vérifier que la politique de sécurité est correctement appliquée par le service d'administration du réseau.

La majorité des attaques mises en œuvre sur Internet sont reproductibles en local dans les réseaux d'entreprise. Cela implique une surveillance de tous les segments sensibles du réseau de l'entreprise. Le logiciel NSP a été conçu pour travailler de manière autonome sur un seul brin du réseau, mais l'installation d'une sonde NSP par brin sensible s'avère une tâche lourde à administrer. C'est pourquoi nous avons également développé Diams (Détection d'Intrusion Au Moyen de sondes de Sécurité). Diams est un outil construit autour d'un serveur Web, écrit en Java, qui propose une administration centralisée et sécurisée afin de faciliter la configuration des sondes et la collecte de l'audit. Son but principal est de détecter des classes d'attaques que nous avons étudiées lors du développement de NSP. Diams dispose d'une interface permettant de définir des règles de filtrage, d'agents intelligents qui analysent le trafic des segments sur lesquels ils sont placés, qui assemblent les informations et les transmettent à un collecteur, et bien sûr d'outils pour visualiser les résultats, en temps réel ou en différé.

Devant l'absence de disponibilité d'outils de tests accessibles hors des États-Unis, nous avons développé Amétis (Méthodologie de Tests pour IdS) qui a permis de tester les fonctionnalités des IDS (intrusion Detection Systems) du monde commercial et du domaine du logiciel libre. Ce travail a été réalisé en collaboration avec la société Alcatel. Une présentation d'Amétis a été faite dans [21].

Analyseurs de la sûreté de fonctionnement. Nous développons des outils logiciels pour l'évaluation de modèles de divers types, dans le but d'analyser la sûreté de fonctionnement des systèmes, ainsi que des extensions.

Par exemple, nous avons produit pour le Celar une bibliothèque de méthodes d'évaluation de la fiabilité d'architectures de réseaux maillés (topologies de WAN – *Wide Area Networks*). Les programmes de cette bibliothèque sont capables de calculer des mesures de fiabilité et d'analyser également leur sensibilité par rapport aux données. Ces évaluations se font suivant des approches de type combinatoire et aussi par des techniques de type Monte Carlo. Nous avons également développé des programmes d'analyse de la vulnérabilité, toujours pour le même type de réseaux, et des programmes d'analyse de certaines mesures de performabilité.

Nous avons également développé des logiciels permettant de construire des modèles markoviens et des bibliothèques d'analyse de ce type de modèle (en particulier dans des collaborations avec France Télécom R&D pour des analyses de mesures de QoS).

Simulation. Notre groupe a développé des outils variés de simulation, et continue à en développer des nouveaux. Nous avons fait plusieurs contributions au simulateur du NIST pour les réseaux ATM. L'équipe a développé également un simulateur à événements discrets appelé SAMSON, spécialisé dans les problèmes de type temps réel, utilisé par plusieurs centres académiques en France (voir <http://www.rennes.enst-bretagne.fr/~toutain/samson>). Nous avons fait des contributions au langage QNAP, qui fait actuellement partie du progiciel MODLINE développé et distribué par la société SIMULOG. Nous travaillons actuellement sur un simulateur appelé FluidSim, travaillant dans le paradigme des modèles *fluides* (à états continus), qui est particulièrement efficace dans le cas des réseaux haut débit. Ce simulateur a déjà été utilisé avec succès pour l'analyse de certains aspects des réseaux ATM ainsi que du protocole TCP.

De même, nous collaborons avec l'université de Duke (États-Unis) sur le développement du logiciel SPNP (*Stochastic Petri Net Package*) [13], un outil permettant l'évaluation de performances par réseau de Petri et implanté sur près de 200 sites. Nos contributions concernent le développement de méthodes de simulation à événements discrets et leur analyse par diverses méthodes de Monte Carlo.

6 Résultats nouveaux

Résumé :

Nous structurons la description des travaux réalisés cette année en deux groupes, fédérés respectivement par les problèmes de contrôle et les problèmes d'analyse et de dimensionnement de réseaux (autant du point de vue de l'étude d'un système spécifique que de celui du développement de méthodologies).

6.1 Contrôle dans les réseaux

6.1.1 Ingénierie des réseaux IP

Participants : Joël Corral, Octavio Medina, Ahmed Mokhtar, Gerardo Rubino, Laurent Toutain.

L'un des problèmes majeurs des réseaux IP, et en particulier du réseau Internet, est la difficulté à gérer convenablement la QoS pour de nouvelles applications comme le multimédia ou la téléphonie. Le protocole TCP avec ses mécanismes de contrôle de flux n'est pas adapté. Si la modification du comportement de TCP est délicate et ne pourra se faire que lentement, différentes approches pour améliorer le comportement du réseau sont suivies par de nombreux groupes de recherche. Ces tentatives passent nécessairement par la modification de la gestion des files d'attente dans les équipements d'interconnexion. La politique de service FIFO peut être remplacée par des politiques comme Weighted Round Robin ou Weighted Fair Queuing. Mais une garantie de bande passante ne peut être établie que si un contrôle d'admission s'applique pour les trafics concernés. Plusieurs possibilités sont envisageables pour cela. La première approche a été historiquement standardisée par l'IETF ; elle comprend les travaux autour du protocole RSVP permettant de signaler les caractéristiques des flux pouvant nécessiter une amélioration de la qualité par rapport au Best Effort. Les flux identifiés peuvent être mis

par les équipements dans la classe garantie et ainsi bénéficier d'un temps de traversée des paquets borné². Signalons, malgré tout, que l'utilisation à grande échelle de RSVP se heurte au problème dit du passage à l'échelle. En d'autres termes, pour ce travail le coût associé croît trop vite avec la taille du réseau. En outre, RSVP est confronté à l'absence d'un mécanisme de facturation. Cela ne permet pas son déploiement à travers un réseau d'opérateurs. Tous ces facteurs devraient limiter l'usage de RSVP à un domaine (système autonome) donné.

L'approche privilégiée actuellement, et sur laquelle nous travaillons, est celle de la *différenciation de service* (voir [27] pour une présentation générale). Il s'agit d'une proposition visant à offrir à certaines classes de trafic une portion importante de la bande passante, allant même jusqu'au surdimensionnement du réseau, en cas de congestion. Leurs paquets auront une probabilité de rejet inférieure aux autres. L'hypothèse concernant le contrôle d'admission adopté pour la différenciation de service ne permet pas d'obtenir des garanties absolues. Elle suppose un dimensionnement correct du réseau par l'opérateur pour un sous-ensemble de flux marqués. Des mécanismes de contrôle situés à l'entrée du réseau permettent de s'assurer que ces flux respectent le contrat passé entre l'utilisateur et le réseau, ainsi qu'entre les réseaux interconnectés. Cette approche est envisageable si la proportion des flux marqués est relativement faible par rapport aux flux restants qui seront traités en Best Effort. Actuellement, deux comportements dans les routeurs sont définis par l'IETF. Ils permettent de construire des classes de service au sein d'un réseau d'opérateur. Nous nous intéressons tout particulièrement aux interactions entre les trafics TCP et UDP. Ces derniers sont principalement utilisés par les flux multimédia. Nous nous intéressons au marquage par la source des flux multimédia. Cela permet de concentrer les pertes sur les informations les moins pertinentes en cas de congestion de certains éléments du réseau. Nous nous intéressons également à la définition de dispositifs de marquage permettant de préserver la sémantique des flux, après la traversée de plusieurs systèmes autonomes. Notre solution a été présentée en [28].

Comme on l'a dit plus haut, avec la différenciation de service, l'Internet s'éloigne du modèle Best-Effort, où le traitement est à peu près équitable entre les flux, pour s'orienter vers un modèle où la quantité d'information transmise sera fonction d'un contrat liant le site à son fournisseur d'accès. Il est donc important d'offrir des outils de mesure qualifiant la qualité obtenue. La mesure de la qualité de service dans l'Internet trouve son origine dans les travaux du groupe de travail IPPM (IP Performance Metrics) de l'IETF. Ce groupe définit des métriques universelles et des méthodologies permettant de disposer de référentiels fiables lorsque l'on compare le service offert par deux opérateurs. Les métriques déjà définies traitent du délai simple d'un paquet dans le réseau, de la perte simple d'un paquet dans le réseau, du temps d'aller simple des paquets dans le réseau et du temps d'aller-retour. D'autres métriques sont en cours de définition, comme la mesure de la gigue ou du streaming. L'UIT-T a défini dans la recommandation I.380, des métriques relativement similaires. Des organismes comme RIPE (Réseaux IP Européens) ou des projets comme Surveyor développent des outils autour de sondes mesurant périodiquement les performances du réseau. Ces métriques ne sont utilisées que pour mesurer les flux Best Effort (connectivité, stabilité des routes, temps d'aller simple,...), mais elles doivent être étendues pour prendre en compte les flux étiquetés par DiffServ, comme

2. Une méthode récente, appelée *Network Calculus*, permet dans certains cas de calculer des bornes intéressantes des délais. Dans d'autres cas, les garanties offertes peuvent être calculées dans des situations très pessimistes, ce qui implique généralement une sous-utilisation des ressources du réseau.

le montre les mesures effectuées sur le flux EF (Expedited Forwarding) dans le cadre du programme de recherche Européen TF-TANT.

Nous travaillons sur la définition de méthodes de mesures passives (c'est-à-dire basées sur l'écoute de flux existants) ou actives (basées sur l'émission d'un trafic de test). La métrique principale, dont toutes les autres pourront dériver, est le temps d'aller simple d'un paquet dans le réseau. Elle est obtenue en plaçant des équipements incluant un système GPS, nécessaire pour disposer d'une horloge commune, très précise. Une estampille temporelle est placée dans des paquets de test émis sur le réseau. Le récepteur disposant de la même base de temps, on peut en déduire le délai de traversée du paquet. Après avoir mis en œuvre et calibré l'outil de mesure, on travaillera sur les méthodes de mesure et d'échantillonnage les plus efficaces pour perturber un minimum le trafic. Nous nous intéressons également aux extensions de ces techniques au protocole IPv6.

Enfin, nous travaillons sur l'architecture des systèmes de caches sur Internet, en coopération avec le CNET Rennes. Notre intérêt porte sur la coopération entre des systèmes locaux, c'est-à-dire, travaillant à l'intérieur d'un site, et des systèmes globaux. Nous avons défini une architecture permettant d'organiser la collaboration entre ces deux niveaux^[MR99]. Nous avons mis en place une plate-forme au CNET pour tester cette approche, ainsi que pour évaluer ses performances.

Pour améliorer la QoS, une voie différente de celles discutées ici s'appuie sur l'ingénierie de trafic. Cette approche est décrite dans la section suivante.

6.1.2 Ingénierie de trafic et protocole MPLS

Participants : Bernard Cousin, Laurent Toutain, Miled Tezeghdanti.

Actuellement, avec les protocoles de routage interne (intra domaine), la détermination des routes à l'intérieur d'un domaine est automatisée et un seul chemin est utilisé à la fois. Ceci conduit à la sous-utilisation de certains liens et à la saturation de certains autres. Une gestion plus fine des flux à l'intérieur d'un domaine permettrait une meilleure utilisation des ressources et par conséquent une meilleure qualité de service. Pour répondre à ces besoins, la technique MPLS (MultiProtocol Label Switching) a été développée. Ce protocole intègre le matériel de commutation de niveau 2 déjà existant (comme les commutateurs ATM) et le protocole IP, tout en conservant le plan de signalisation IP (c'est-à-dire le routage). MPLS apporte de nouvelles fonctionnalités au routage IP classique. Il rend disponible les fonctions de gestion de la qualité de service d'ATM. Il autorise aussi la conception d'un routage contraint par la qualité de service ou bien d'un routage géré par la source (c'est à la source où la route qui sera suivie par les paquets est établie).

Si certains mécanismes liés à MPLS sont déjà standardisés au sein de l'IETF ou en passe de l'être, d'autres parmi les plus prometteurs restent encore à explorer. Nous nous proposons d'étudier la gestion de l'agrégation et l'intégration du multicast dans un réseau à commutation de labels. D'une part, cela suppose l'étude de l'interaction des algorithmes de routage multicast

[MR99] A. MOKHTAR, G. RUBINO, « Mutual synergies between Web caches », *in: Internet Applications (5th International Computer Science Conference, ICSC'99)*, L. C.-K. Hui, D. L. Lee (éditeurs), IEEE, Springer Verlag, Hong Kong, décembre 1999.

(PIM, CBT, MOSP, DVMRP,...) et de la commutation de labels. Nous étudions plus particulièrement la cohérence des politiques et des mécanismes de gestion de la qualité de service avec le trafic multicast. D'autre part, MPLS autorise l'agrégation des multitudes de flux qui circuleront dans le réseau. Cette agrégation permettant d'économiser les ressources du réseau et d'améliorer les performances, il nous paraît intéressant d'étudier les implications d'une telle agrégation sur les politiques de gestion de la qualité de service.

Nous avons proposé un algorithme permettant de calculer les étiquettes de commutation en fonction des informations transportées par les protocoles de routage [TBCT99]. Cet algorithme permet d'automatiser la gestion d'un réseau MPLS. Cette automatisation ne sera pas générale. En effet, certains flux, comme ceux produits par les réseaux privés virtuels, seront traités avec plus d'attention par les opérateurs. Dans ce cas, les routes seront déterminées et dimensionnées par ce dernier. En particulier des routes de secours seront prévues en cas de problèmes sur le chemin principal. Nous travaillons maintenant sur une plate-forme MPLS (voir module 5) sur laquelle nous évaluons cet algorithme ainsi que d'autres techniques basées sur des heuristiques et abordant le même problème.

Signalons que nos travaux sur la fiabilité dans les graphes (voir module 6.2.4) permettent de concevoir des réseaux ayant une résistance à la défaillance de certains liens ou équipements de commutation. En cas de défaillance, des ressources pourront être préemptées pour que, par exemple, les réseaux privés virtuels continuent de bénéficier d'une certaine QoS. Nous étudions maintenant la possibilité d'utiliser les techniques d'ingénierie de trafic décrites plus haut pour mettre en œuvre ce type d'approche.

6.1.3 Connexion et gestion des communications en groupe

Participants : Raymond Marie, Miklós Molnár.

Depuis plusieurs années, en liaison avec les besoins des applications en «groupe» et des applications multipoint, nous nous intéressons aux problèmes de connexion optimale ou quasi-optimale des membres d'un groupe se trouvant sur un réseau. Étant donné que la construction d'un arbre couvrant partiel minimal (ce qui correspond à la solution optimale) est un problème NP-complet, nous avons analysé et proposé plusieurs solutions heuristiques ne nécessitant qu'un temps polynomial d'exécution. Dans les solutions proposées aujourd'hui, la gestion des groupes (abonnement et désabonnement des intéressés) se fait à l'aide de connexions correspondant à de simples chemins, ce qui donne des solutions facilement calculables et des connexions stables. L'inconvénient majeur de ces propositions découle du fait qu'à cause des changements continus des membres du groupe, l'arbre couvrant des membres peut devenir un arbre arbitraire par rapport à l'arbre optimal.

Nous avons développé également des heuristiques pour ce problème. Les heuristiques que nous proposons visent à mieux gérer les connexions entre les membres du groupe évolutif. Pour établir des arbres couvrants plus favorables, nous proposons la connexion optimale (sous forme d'un arbre de Steiner minimal) de deux arbres couvrants isolés. Ces deux derniers couvrent chacun un sous-groupe des membres, et c'est grâce à cette connexion qu'on obtient un arbre

[TBCT99] M. TEZEGHDANTI, J. M. BONNIN, B. COUSIN, L. TOUTAIN, «Agrégation dans les réseaux MPLS», *in: De nouvelles architectures pour les communications (DNAC'99)*, Paris, France, décembre 1999.

couvrant commun^{[Mol98][RMeM99]}. Cette connexion soulève la question suivante : quelle partie d'un arbre couvrant partiel existant peut être supprimée quand on ajoute un arbre à l'arbre existant ? Une version plus simple de cette question est connue pour certaines heuristiques de problème de Steiner sur les graphes : quelle partie d'un arbre couvrant d'un graphe complet peut être supprimée quand on ajoute un arbre à l'arbre couvrant ? Ce problème a été résolu par Berman et Ramaiyer^[BR94]. Nous avons étudié la généralisation du problème de Berman et Ramaiyer et avons constaté que, dans le cas général, la partie qui peut être supprimée de l'arbre d'origine est une forêt, et que pour obtenir l'arbre couvrant le plus favorable, une forêt de longueur maximale doit être supprimée. La définition du problème de la «forêt déductible maximale» – qui est un problème NP-complet – et notre proposition pour le résoudre se trouvent dans [51],[36]. L'étude contient une large analyse des simplifications possibles. Selon nos expériences, à l'aide des simplifications proposées on peut réduire considérablement l'espace de recherche. Dans notre étude, nous avons démontré que le problème de la forêt déductible maximale est équivalent au problème de Steiner. Pour résoudre les cas de dimension relativement faible (qui sont les cas correspondant à des connexions réelles dans les réseaux), nous avons proposé un nouvel algorithme d'énumération d'arbres couvrants (Spanning Tree Enumeration Algorithm - STEA). Notre algorithme est proche de l'algorithme de Balakrishnan et Patel et, dans certain cas, il peut accélérer considérablement la construction des arbres minimaux de Steiner. Cet algorithme est également décrit dans [51],[36]. Les algorithmes ont été testés et nous travaillons sur une étude comparative pour analyser leurs performances.

6.1.4 IPv6

Participants : Ana Minaburo, Louis-Marie Le Ny, Laurent Toutain, Gerardo Rubino.

Transition IPv4/IPv6. Le protocole IPv6 devrait remplacer à terme le protocole actuel de l'Internet, IPv4. Il ne présente pas vraiment de particularités additionnelles majeures, sauf au niveau de l'adressage, où IPv6 apporte une richesse considérable qui peut être exploitée pour changer de nombreux principes dans les réseaux (voir [37] pour un tutoriel fait dans l'équipe). Néanmoins, IPv6 n'est pas compatible IPv4 ; il est donc nécessaire de proposer des mécanismes de transition adaptés. Nous avons développé une technique appelée DSTM (*Dual Stack Transition Mechanism*) qui devrait être tout prochainement standardisée par l'IETF. Une description préliminaire se trouve dans ^[AT99]. L'idée principale est basée sur des encapsulations du protocole IPv4 dans des paquets du protocole IPv6 afin de traverser les sous-réseaux IPv6.

-
- [Mol98] M. MOLNÁR, « Construction d'arbres de diffusion multicast basée sur une modification de l'heuristique de Kruskal », *rapport de recherche n° 3587*, INRIA, décembre 1998, <ftp://ftp.inria.fr/INRIA/publication/RR/RR-3587.ps.gz>.
- [RMeM99] M. R. MARIE ET MOLNÁR, « Arbre couvrant partiel pseudo-optimal pour diffusion multipoint », *rapport de recherche n° 3636*, INRIA, mars 1999, <ftp://ftp.inria.fr/INRIA/publication/RR/RR-3636.ps.gz>.
- [BR94] P. BERMAN, V. RAMAIYER, « Improved Approximations for the Steiner Tree Problem », *Journal of Algorithm* 17, 1994, p. 381–408.
- [AT99] H. AFIFI, L. TOUTAIN, « Methods for IPv4-IPv6 transition », *in : SCC'99*, IEEE, Sharm El Sheik, 1999.

Des mécanismes de résolution de noms dans le réseau sont alors nécessaires, afin d'apporter la traduction d'adresses entre les deux mondes. Plusieurs mises en œuvre ont été réalisées et des mesures de performances ont été effectuées. Nous nous intéressons à étendre ces technologies, qui ont été dans un premier temps réservées à des réseaux de type Intranet, pour les réseaux d'opérateurs. En particulier, nous travaillons sur le dimensionnement du *pool* d'adresses IPv4 nécessaire et sur la durée d'attribution de ces adresses. Cette technologie pourrait jouer un rôle important dans les futurs réseaux UMTS et GPRS.

Compression d'en-tête. Nous nous intéressons aux techniques permettant d'améliorer Les performances des réseaux bas débit, typiquement pour les réseaux d'ordinateurs mobiles, les réseaux cellulaires,... Nous étudions en particulier la compression d'en-tête, technique importante dans l'UMTS, par exemple, étant donné la faible bande passante disponible. Nos travaux concernent, pour l'instant, l'étude des performances du protocole ROCCO de l'IETF pour la compression des en-têtes des paquets IPv6 ; dans ce travail, nous concentrons nos efforts sur la mise au point de métriques appropriées et de méthodes de mesure associées.

6.1.5 Évaluation de la qualité d'un flux multimédia

Participants : Samir Mohammed, Gerardo Rubino.

Nous étudions le problème de l'évaluation en temps réel de la qualité dite «subjective» d'un flux multimédia transmis au-dessus sur un réseau à commutation de paquets tel que l'Internet. Nos premiers résultats, rapportés ici, concernent les flux de type audio.

Flux audio. Il est admis par la communauté scientifique que seuls les tests dits subjectifs sont à l'heure actuelle opérationnels pour évaluer la qualité d'un flux audio. C'est d'ailleurs la méthode adoptée dans le test MOS (Mean Opinion Score) utilisé par l'ITU-T dans ses mesures. Dans [25] (voir aussi [47]), nous proposons une méthode basée sur les réseaux de neurones pour modéliser la façon selon laquelle les auditeurs évaluent le son transmis à travers le réseau et, donc, sujet à des distorsions dues au support de transport. Notre méthode arrive avec succès à capturer la relation non-linéaire entre les évaluations des auditeurs, basées sur une note (sur cinq points), et certaines caractéristiques du signal transmis qui tiennent compte des pertes, de la taille des paquets, etc. L'algorithme de codage est également pris en compte par notre méthode. Le résultat est un réseau neuronal inter-subjectif pour lequel nos expérimentations montrent de bonnes performances pour l'évaluation de la qualité du son.

Contrôle d'un flux audio via le couplage de mesures et de l'évaluation de la qualité de la parole. Nous abordons la question de l'intégration de la qualité subjective de la parole et des paramètres de réseaux pour concevoir des algorithmes de contrôle qui conduisent à un bon niveau de QoS. Traditionnellement, la QoS est gérée en utilisant des mesures de réseaux (par exemple, les cadences des pertes et les délais). Notre travail a deux objectifs: d'abord, nous construisons un automate basé sur les réseaux de neurones, pour mesurer en temps réel la qualité subjective de la parole (en utilisant le résultats des évaluations d'un groupe de sujets participant au test de scores moyens d'opinion – MOS: *Mean Opinion Score*). Les facteurs les

plus importants que nous prenons en compte dans cette partie de l'étude sont les paramètres de réseau (cadence de perte de paquet, distribution de perte, intervalle de mise en paquet des données), le type de codec utilisé (PCM, GSM ou ADPCM), et l'effet du langage (arabe, français et espagnol dans nos analyses). Afin de trouver les bons intervalles et les valeurs typiques des paramètres de réseau pour la transmission de la parole en temps réel, nous avons effectué des campagnes de mesures entre des paires de nœuds situés à l'Irisa, l'ENSTB à Rennes, l'ENSTB à Brest, l'Inria à Sophia, et l'Itam à Mexico. Le second objectif du travail est la conception d'un mécanisme de contrôle qui, basé sur la performance de l'application dans une session (c'est-à-dire, les scores MOS de qualité de la parole produits par les réseaux de neurones) et le mécanisme classique TCP-friendly Rate Control (TFRC), ajuste dynamiquement les paramètres (type de codec, et l'intervalle de mise en paquet). Le résultat est un perfectionnement du TFRC conduisant à un mécanisme plus robuste qui intègre l'algorithme du TFRC standard et la qualité perceptuelle reçue par l'utilisateur. Ces résultats nous ont permis de mettre en évidence deux avantages principaux de cette intégration : d'abord une meilleure utilisation de la largeur de la bande passante, et en second lieu, la garantie d'une meilleure qualité de la parole, étant donnée la situation actuelle du réseau. Ces travaux seront présentés dans [26].

Flux vidéo. Nous orientons notre travail actuel vers l'évaluation de la qualité subjective du flux vidéo, toujours au-dessus d'un réseau à commutation de paquets tel qu'IP. L'idée est de faire des mesures en temps réel et dans le même modèle que celui utilisé par les sujets humains pour les MOS, et d'intégrer des facteurs tels que la cadence de perte, la largeur de la bande passante, le rapport du nombre de macro-blocs codés en intra et en inter dans la séquence vidéo, le type de codec visuel, etc... Si cette intégration réussit, nous pourrions alors raffiner les techniques d'évaluation de la qualité de la vidéo, dans le but ensuite d'étudier les problèmes dus à la transmission de l'audio et la vidéo dans un même canal.

6.1.6 Sécurité

Participants : Sylvain Gombault, Olivier Paul.

Sécurité ATM. Nous continuons nos travaux sur le placement de services de sécurité dans le modèle ATM. Il s'agit d'une méthode pour négocier des services de sécurité dans le protocole ATM. Notre solution est différente de celles préconisées par l'ATM Forum. Elle consiste à utiliser les cellules de gestion ATM pour transporter des informations de sécurité. Nous avons présenté le format et l'utilisation de ces nouvelles cellules à l'ATM Forum^[LDA99]. Cette nouvelle possibilité de négocier des services de sécurité, ainsi que certaines spécifiées par l'ATM Forum sont maintenant en fin de développement.

Contrôle d'accès ATM. Nous avons développé une architecture de contrôle d'accès ATM, permettant de filtrer les flux transportés sur ces réseaux tout en limitant les perturbations de la QoS négociée. Le trafic ATM est filtré en fonction d'une politique de sécurité donnée (pare-feu

[LDA99] M. LAURENT, C. DELAHAYE, M. ACHEMLAL, «Security services negotiation through OAM», *in: ATM Forum/99-0335*, New Orleans, Louisiana, juillet 1999.

ATM). Ce travail bénéficie du soutien de Thomson CSF qui a mis en place quelques éléments de filtrage préconisés dans la thèse de M. Paul. Cette thèse a permis de classer les paramètres ATM en fonction de l'intérêt qu'il y a à les filtrer. Différentes architectures permettant d'envisager le filtrage des paramètres en différents points du réseau ont été développées, le but de ces architectures étant de filtrer le plus finement possible le trafic ATM tout en ayant le moins d'impact possible sur la QoS des communications. Les éléments principaux pour assurer cette propriété sont une carte d'analyse rapide de trafic développée par France Télécom R&D et un algorithme de classification rapide de paquets à délai borné que nous avons développés. Certains résultats de ce travail ont été publiés dans [31] (voir également 7.3).

À la suite de notre proposition d'architecture de contrôle d'accès discutée précédemment, nous avons considéré le problème de la gestion automatique de ce contrôle dans les architectures distribuées. Nous avons à ce sujet développé une architecture assurant une configuration efficace des équipements de manière répartie. Les points clefs de celle-ci sont, d'une part, d'améliorer l'ergonomie du processus de gestion du contrôle d'accès en limitant les interactions entre l'officier de sécurité et l'architecture de gestion et, d'autre part, d'éliminer certaines failles de sécurité pouvant être trouvées dans les architectures concurrentes, en subordonnant le processus de routage au processus de gestion du contrôle. Les résultats de ces travaux ont été publiés dans [34] et [35]. Un autre problème posé par les architectures de contrôle d'accès distribuées est celui de l'intégrité du service de contrôle d'accès. Nous avons montré que ce problème pouvait être en partie résolu en modifiant légèrement les critères de distribution utilisés dans les architectures de gestion automatique du contrôle d'accès. Nous avons par ailleurs montré que le coût de cette modification était généralement négligeable. Les résultats de ces travaux ont été publiés dans [38].

6.2 Analyse et dimensionnement

Résumé :

Les travaux décrits dans cette section concernent aussi bien des résultats de type analytique que des recherches sur la simulation, sous diverses formes. L'objectif général est le développement de nouvelles méthodes d'évaluation de modèles, autant du point de vue de la sûreté de fonctionnement que des performances.

6.2.1 Modèles markoviens

Participants : Moulaye Hamza, Louis-Marie Le Ny, Gerardo Rubino, Bruno Sericola, Bruno Tuffin.

Disponibilité et performabilité. L'étude de la distribution de la performabilité [18] pour des modèles markoviens acycliques par blocs a conduit au développement d'un algorithme spécifique qui permet de simplifier considérablement les calculs effectués dans le cas général. Des études plus fines, détaillées dans [19], concernent les distributions jointes de temps d'occupation de sous-ensembles d'états ainsi que les distributions de combinaisons linéaires de ces temps d'occupation. Ces études ont abouti à des expressions simples de ces distributions.

Sensibilité de mesures de performance et de sûreté de fonctionnement. Afin de calculer la sensibilité de l'espérance de la récompense cumulée sur un intervalle, nous avons étudié la méthode itérative de l'uniformisation standard pour laquelle nous avons établi un nouveau majorant de l'erreur. Ensuite, nous avons adapté la méthode IRK3 au calcul de cette sensibilité. Finalement, nous avons réussi à étendre la technique des puissances uniformisées au calcul de cette sensibilité. Les trois méthodes ont été testées et comparées vis-à-vis de la complexité temporelle. Nous avons conclu que l'uniformisation standard est efficace pour les modèles non raides alors que IRK3 et la technique des puissances uniformisées affrontent bien la raideur [46, 22, 23]. Les résultats portant sur l'étude transitoire des réseaux d'automates stochastiques avec l'apport du parallélisme sont en cours de rédaction.

Files d'attente à seuils. Nous avons travaillé sur l'analyse des files d'attente à seuils. Ce type de modèle a de nombreuses applications, notamment pour des problèmes de routage dynamique dans les réseaux de télécommunication (où, par exemple, le serveur de la file d'attente représente une ligne de communication et la durée du service correspond au temps de transmission). Dans [49], nous avons étudié une file d'attente à K serveurs permettant de contrôler la congestion à l'aide de seuils avec hystérésis. Un ensemble de $K - 1$ seuils ascendants $(n_1, n_2, \dots, n_{K-1})$ et un autre ensemble de seuils descendants $(m_1, m_2, \dots, m_{K-1})$ sont définis comme suit : pour $i = 1, \dots, K - 1$, quand le nombre de clients du système dépasse un seuil ascendant n_i , un serveur supplémentaire est immédiatement ajouté. De même, quand le nombre de clients devient inférieur au seuil descendant m_i , un serveur est aussitôt enlevé. Nous proposons une méthode directe basée sur la notion de coupe pour le calcul des probabilités stationnaires. La formule obtenue avait déjà été trouvée dans le cas de serveurs homogènes mais seulement pour 2 serveurs dans le cas hétérogène. De plus, la méthode proposée dans ce rapport présente l'avantage de s'appuyer sur des outils mathématiques élémentaires, facilitant le développement d'extensions. En particulier, dans [50], nous avons étendu cette étude au cas où l'arrivée du serveur supplémentaire n'est pas instantanée. Lorsque la capacité de la file d'attente est limitée, nous avons obtenu une formule explicite pour les probabilités d'état stationnaires. En outre, les résultats numériques obtenus montrent que, si le temps d'attente du serveur supplémentaire est important, la probabilité de perte est une fonction croissante du taux de service du second serveur. Ce résultat peut donc être très utile pour l'analyse de certains phénomènes de congestion dans les réseaux de communication.

Analyse stationnaire de grands modèles. Cet axe de recherche concerne l'un des goulots d'étranglement de la modélisation quantitative, celui de l'explosion combinatoire des espaces d'états des modèles markoviens. Une approche développée récemment pour palier en même temps le problème de l'explosion combinatoire et celui de la raideur des modèles (et qui, en fait, exploite à son profit cette raideur) consiste à calculer des bornes des mesures d'intérêt. L'idée sous-jacente est que, même si l'espace d'états est grand, la valeur de la mesure que nous considérons dépend «essentiellement» de ce qui se passe sur un petit nombre d'états. Tout le problème est d'être capable de borner l'erreur introduite lorsqu'on réalise des calculs avec une information partielle, ainsi que, bien entendu, de concevoir ces procédures de calcul. Un problème supplémentaire est celui de l'identification efficace du sous-espace utile pour l'obtention de bonnes bornes sur les mesures d'intérêt. Des travaux récents ont permis d'obtenir

des bornes de qualité pour des mesures asymptotiques, dans le cas de la sûreté de fonctionnement. Ces travaux exigent que les modèles vérifient certaines hypothèses qui sont parfois assez restrictives. Par ailleurs, le phénomène de raideur associé en général aux modèles construits dans le but de travailler avec des mesures de sûreté de fonctionnement, a son analogue dans le monde de l'évaluation de performances, dans le cas des systèmes faiblement chargés. Malheureusement, les conditions d'applicabilité des techniques existantes sont rarement satisfaites dans ce contexte. Notre effort s'est concentré dans cette direction et nous avons développé une nouvelle approche ayant moins de restrictions dans son applicabilité [16]. Par exemple, nous avons obtenu des bornes fines de mesures asymptotiques calculées à partir de réseaux de files d'attente ouverts (i.e., des modèles avec une infinité d'états), pour lesquels il n'y a pas de solution analytique connue. Nous avons poursuivi cet effort pour fondamentalement élargir encore le champ d'application de notre méthode. Dans la mesure où elle dépend encore de la résolution de systèmes linéaires qui peuvent toujours être de grande taille, nous avons développé un raffinement permettant, sous certaines hypothèses, de traiter aussi de tels cas.

Dans [40] nous avons présenté une extension de ce travail, essentiellement due à des nouveaux résultats sur les relations de base (d'algèbre linéaire) qui justifient cette approche. Ces résultats permettent, dans certains cas, d'obtenir des bornes plus précises qu'avec les techniques précédentes.

Dans [11], nous avons exploré une approche permettant de calculer une mesure stationnaire sur une matrice de grande taille, exploitant la structure particulière du modèle. Elle consiste à utiliser le caractère cyclique (par blocs) de cette structure, pour mettre en place une procédure de résolution itérative qui construit la matrice des probabilités de transition en même temps que se font les calculs, permettant ainsi une utilisation efficace de la mémoire en réduisant les accès disque, en général très pénalisants. Nous arrivons ainsi à traiter des instances du modèle (en l'occurrence, un modèle du mécanisme *Leaky Bucket* dans le cadre des réseaux ATM), ayant des millions d'états et des dizaines de millions de transitions. La méthode est applicable à n'importe quelle chaîne avec ce type de structure.

6.2.2 Études analytiques de files d'attente fluides

Participants : Nelly Barbot, Landy Rabehasaina, Bruno Sericola.

Dans le cadre des travaux menés sur les modèles fluides en régime transitoire avec buffer de taille infinie, nous avons obtenu la distribution de la quantité d'information en attente de traitement lorsque le taux d'entrée dans le buffer est modulé par un processus de Markov à espace d'états fini. Nous nous sommes ensuite intéressés à la distribution de la période d'occupation du buffer, c'est-à-dire au temps pendant lequel le buffer est non vide. Ce temps est particulièrement important puisqu'il correspond à la durée de la congestion à un nœud d'un réseau. La distribution de ce temps a été obtenue dans [48] et un algorithme de calcul de cette distribution a été développé. Ce travail est le fruit d'une collaboration étroite avec l'université de Budapest qui se poursuit dans le but de calculer les probabilités de dépassement de certains seuils associés au buffer. Enfin, le cas où le taux d'entrée est modulé par un processus de Markov à espace d'états infini dénombrable est aussi à l'étude en régime transitoire.

L'étude du régime stationnaire de telles files d'attente fluides a déjà abouti, pour des

files à capacité infinie, dans le cas où ces files sont alimentées par des files markoviennes. Le débit d'entrée dans la file fluide est alors fonction de l'occupation des serveurs de la file markovienne dont le trafic de sortie peut représenter par exemple le trafic traversant une partie d'un réseau. Ce trafic de sortie sert alors de trafic d'entrée à la file d'attente fluide que l'on souhaite étudier. Ces résultats ont été étendus dans [52] à des files fluides de capacité finie et de nouveaux algorithmes de calcul de l'occupation des buffers et notamment de la probabilité de débordement de ces buffers ont été développés.

D'autres travaux sont en cours pour étudier la stabilité de files fluides dont les taux d'entrée et de service dépendent de la quantité d'information en attente de traitement. Ces taux sont modulés par un processus stationnaire, ergodique Markov général, et de plus, pour permettre la prise en compte de la variabilité du trafic, une composante brownienne, dont la diffusion dépend aussi de la quantité d'information en attente de traitement, est rajoutée. Cette composante permet non seulement de représenter la variabilité du trafic, mais aussi de modéliser des phénomènes comme la gigue.

Enfin, les réseaux de files d'attente fluides sont aussi à l'étude en régime transitoire et stationnaire, pour d'autres politiques de service.

6.2.3 Modélisation analytique du protocole TCP

Participants : Sophie Fortin, Bruno Sericola.

Nous nous intéressons à la modélisation du protocole TCP qui se trouve au cœur du réseau Internet. Notre objectif est d'élaborer un modèle analytique permettant d'obtenir des expressions de mesures telles que le débit moyen d'une connexion, pour évaluer les capacités d'un réseau existant ou pour anticiper celles d'un réseau futur.

6.2.4 Simulation

Participants : Stéphane Collas, José Incera, Louis-Marie Le Ny, Raymond Marie, David Ros, Gerardo Rubino, Bruno Tuffin.

Monte Carlo. Nous continuons à travailler dans le cadre de l'évaluation de mesures de sûreté de fonctionnement à partir de modèles markoviens ou semi-markoviens. Les formalismes utilisés actuellement en modélisation sont soit peu orientés vers l'analyse fonctionnelle, ce qui oblige l'utilisateur à «repenser» son système afin de le traduire dans un langage plus ou moins mathématique, ou au contraire, très proches de l'analyse fonctionnelle et deviennent alors vite limités dans les traitements dynamiques. Nous travaillons actuellement dans le but de créer un formalisme qui, étant à la fois basé sur l'analyse fonctionnelle et sur un langage dynamique de type *State Flow*, permette d'obtenir des modèles réalistes, répliquant fidèlement le comportement des systèmes réels et laissant à l'utilisateur la possibilité de paramétrer entièrement les transitions entre les états (fonctionnels ou défectueux) des composants du système. Ceci permettra de retrouver au sein du même modèle des comportements statiques ou dynamiques, déterministes ou aléatoires. La création et le développement d'un simulateur efficace des systèmes représentés par ce formalisme fait partie des objectifs de cet axe.

Dans le cadre des modèles statiques, nous avons développé une nouvelle méthode d'estimation de la fiabilité, qui peut être vue comme une technique de réduction du temps de calcul et non pas de la variance. Le résultat est un algorithme très rapide, car à variance égale on obtient un temps d'exécution très court. Cette nouvelle méthode est présentée dans [30].

Quasi-Monte Carlo. Nous continuons à travailler dans le cadre des applications techniques dites de «quasi-Monte Carlo». Dans quasi-Monte Carlo, l'erreur commise lorsqu'on approche une intégrale

$$\int_{[0,1]^s} f(x)dx$$

par

$$\frac{1}{N} \sum_{n=1}^N f(\{X + \xi^{(n)}\})$$

(où $(\xi^{(n)})_{n \geq 1}$ est une suite dite à discrédance faible) est bornée par des quantités dépendant de la discrédance de la suite et de la variation, en un certain sens, de la fonction que l'on veut sommer.

L'estimation de ces composants des bornes de l'erreur étant en pratique difficile, voire impossible, l'objectif de nos efforts est l'utilisation des suites à discrédance faible comme technique de réduction de la variance dans le cadre de Monte Carlo est une alternative judicieuse. Ainsi nous pouvons obtenir un intervalle de confiance par le Théorème Central Limite et bénéficier de la bonne répartition des points de la suite à discrédance faible dans l'intervalle d'intégration. L'idée est d'approcher l'intégrale par

$$\tilde{I} = \frac{1}{MN} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N f(\{X^{(m)} + \xi^{(n)}\})$$

où $(X^{(n)})_{n \geq 1}$ est à nouveau une suite de variables (pseudo-)aléatoires i.i.d. uniformes sur $[0,1]^s$ et $(\xi^{(n)})_{n \geq 1}$ est une suite à discrédance faible. Nous avons précédemment montré que, moyennant des conditions techniques appropriées, la vitesse globale de convergence est en $O(M^{-1/2}N^{-1}(\log N)^s)$ et pouvait même dans certains cas être plus rapide. Dans [15], nous avons parallélisé cette méthode et avons illustré ses performances en l'appliquant à l'analyse de réseaux de files d'attente à pertes (une classe des réseaux à forme produit adaptée à la modélisation de certains types de systèmes de télécommunication). Nous y montrons que le gain apporté est linéaire dans le nombre de processeurs utilisés.

Simulation de réseaux de Petri fluides. Les réseaux de Petri constituent un outil très puissant pour la description et l'analyse de systèmes présentant des «concurrences», de la synchronisation et/ou des conflits. Depuis leur introduction dans les années 70, de nombreuses extensions ont été développées, par l'introduction du temps puis du hasard (utilisant tout d'abord des lois exponentielles pour la date de déclenchement des transitions, puis des lois plus générales). Plus récemment, les réseaux de Petri stochastiques fluides, constitués de places discrètes, mais aussi de places contenant du fluide ont été introduits. Du fluide peut alors couler

vers les places fluides, ou s'en échapper. Ces nouveaux modèles permettent d'approcher une grande quantité de jetons dans une place discrète par un niveau de fluide dans une place fluide, simplifiant ainsi le nombre d'opérations à effectuer sur le modèle pour le résoudre. De plus, nous pouvons ainsi modéliser des systèmes physiques discrets.

Nous avons étudié ces nouveaux modèles, et les avons comparés avec les modèles généralement utilisés pour représenter les systèmes hybrides souvent utilisés en théorie du contrôle notamment [12].

Nous avons aussi participé au développement du logiciel SPNP (pour *Stochastic Petri Net Package*) [13] créé à l'université de Duke et destiné à résoudre des problèmes de performance, de fiabilité ou de performabilité modélisés par des réseaux de Petri stochastiques (fluides ou non). De nombreux tests du logiciel ont donc été effectués, permettant d'en améliorer l'efficacité. Nous avons ajouté des méthodes de réductions de la variance dites d'*importance splitting* pour la simulation des événements rares [20] ainsi que les méthodes d'*importance sampling* [45], ce qui n'avait pas été réalisé pour les réseaux de Petri fluides, et illustré le gain obtenu.

Simulation de réseaux haut débit. Nous avons développé un prototype d'outil de simulation, appelé FluidSim, pour l'évaluation de modèles fluides de réseaux haut débit. L'outil est basé sur la simulation à événements discrets d'un modèle fluide (continu) : en posant certaines contraintes sur les sources de trafic, il est possible de décrire complètement l'évolution d'un tel modèle en observant son état uniquement dans un ensemble dénombrable d'instantanés. Une description de l'état de l'outil se trouve dans [14].

Ce type d'approche nous permet d'évaluer des mesures de performance pour lesquelles on ne dispose pas de résultats analytiques, comme par exemple la fréquence et la durée des pertes lors d'une congestion, ainsi que le volume d'information perdu, notamment pour des réseaux hétérogènes. Dans de nombreux cas, la simulation fluide s'avère beaucoup plus efficace qu'une simulation équivalente au niveau paquet. Dans ce cadre, nous avons également proposé une méthode heuristique pour l'estimation du délai de bout en bout subi par une connexion. Nous avons pu valider l'approche de la simulation fluide, non seulement dans le contexte des trafics en boucle ouverte³ qui font habituellement l'objet d'études analytiques, mais aussi en présence de protocoles de contrôle de trafic. Pour cela nous avons développé des modèles fluides pour des mécanismes de type ABR et ABT [10].

Nous étudions actuellement, à l'aide de l'outil de simulation fluide, des algorithmes pour le partage de bande passante dans un réseau ATM transportant des trafics de type ABT élastique. Nous nous intéressons également à l'étude du contrôle de congestion de TCP avec notre outil. Pour ceci nous avons réalisé un modèle fluide de ce protocole, en cours d'évaluation actuellement.

L'outil a été écrit en C++ et consiste en une bibliothèque modulaire de composants réseau, ainsi qu'un noyau de simulation et des bibliothèques pour la génération de séquences aléatoires, l'obtention de statistiques, etc. En ce qui concerne les composants du réseau, nous disposons aujourd'hui de classes d'objets permettant la simulation des éléments dits «de base», notamment :

- sources de trafic à boucle ouverte ;

3. Par exemple, la catégorie de service VBR dans les réseaux ATM.

- sources de trafic à boucle fermée, leur débit étant adapté en fonction des informations reçues du réseau, selon un algorithme donné (par exemple, pour représenter des sources TCP);
- nœuds de multiplexage, avec des disciplines de service de type FIFO ou GPS et, en option, des mécanismes de contrôle de trafic pour les classes de service ABR ou ABT dans les réseaux ATM;
- matrices de commutation, pour la modélisation de commutateurs;
- liens de communication;
- connexions point-à-point unidirectionnelles.

Nous travaillons également sur une interface utilisateur qui devrait faciliter la description des réseaux que l'on souhaite évaluer, ainsi que l'obtention des résultats de simulation. Elle aura une version textuelle et une version graphique.

Importance splitting. Hormis le travail sur ce type de technique cité dans le paragraphe 6.2.4, nous avons étudié comment appliquer la technique d'*importance sampling* à un simulateur général à événements discrets. En effet, cette technique a été développée dans des cadres très spécifiques (modèles markoviens, par exemple), et dans la situation d'*événements rares* à analyser; or, nous pensons qu'en principe elle devrait pouvoir s'appliquer dans des contextes bien plus généraux.

Dans [33] nous avons expérimenté cette approche dans l'analyse du transport de l'audio dans un réseau de type Internet, où les paquets peuvent être perdus par saturation des nœuds traversés par le flux mais aussi par dépassement de délais maximums tolérés. Nous avons montré que dans beaucoup de cas on peut obtenir un gain significatif par rapport à une simulation standard, sans que les événements centraux soient très rares, et sans hypothèses particulières sur le modèle. Par exemple, pour des probabilités de perte de l'ordre de 10^{-3} nous observons des gains de l'ordre de 20 (notre simulateur va 20 fois plus vite, à précision égale). Pour des probabilités de perte de l'ordre de 10^{-5} , par exemple, on peut observer des gains de l'ordre de 100 ou plus.

6.2.5 Dimensionnement de réseaux ATM

Participants : Raymond Marie, Nathalie Omnès.

Nous nous intéressons à certains aspects du dimensionnement de réseaux ATM. Nous définissons un protocole pour les applications qui n'ont pas de contrainte de délai, et qui sont sensibles aux pertes. Celui-ci est validé et un modèle est développé pour permettre d'évaluer ses performances. Ce protocole, qui repose sur un mécanisme "*hop-by-hop*", ou encore *virtual source to virtual destination*, peut être utilisé aussi bien dans un réseau ATM que dans un réseau IP. L'idée principale est de renégocier dynamiquement la bande passante allouée à un flux, ou à un agrégat de flux, entre nœuds voisins. Cela repose sur deux types d'équipements: celui que possède l'utilisateur, et celui possédé par les nœuds intermédiaires, nœuds qui peuvent

être des routeurs de cœur de réseau. Pour gérer les demandes d'allocation et les libérations de bande passante, des files d'attente à seuils sont implémentées dans chacun de ces équipements. De plus, un signal de retour peut parvenir jusqu'à l'utilisateur pour lui imposer une réduction de débit, lorsque le réseau est congestionné.

Pour la validation de ce protocole, un premier modèle DSPN (*Deterministic and Stochastic Petri Net*) est développé. Toutefois, la complexité de ce modèle nous oblige à limiter l'étude à un seul nœud intermédiaire, et un second modèle DSPN plus simple est développé. Ce second modèle nous permet de prendre en compte jusqu'à quatre nœuds intermédiaires dans le cas markovien, et deux nœuds intermédiaires lorsque le flux émis par l'utilisateur est périodique, ce qui revient à utiliser des transitions déterministes. La version déterministe et la version markovienne de ce deuxième modèle sont comparées; cette comparaison met en évidence les meilleures performances obtenues avec le modèle déterministe. Ce travail sera publié dans [32].

6.2.6 Génération de tests de logiciels par graphes stochastiques

Participants : Hélène Le Guen, Raymond Marie.

Nous nous intéressons à la description sous forme de graphes probabilistes de techniques d'élaboration de tests de logiciels. On espère arriver à une telle description pour ensuite définir des critères de qualité d'une campagne de test. Il s'agit d'un travail de thèse (sur convention Cifre) qui a débuté cette année et une bonne partie du travail effectué a consisté en une acquisition de connaissances.

6.2.7 Soutien intégré

Participants : Atika Bousseta, Raymond Marie.

La mise en place d'infrastructures de soutien intégré pour des systèmes complexes (*eg*, un système de contrôle aérien au niveau d'un pays) conduit à déterminer la valeur d'un grand nombre de variables. Il faut définir différents sites de maintenance et différents niveaux de compétence; les sites de niveau le plus faible sont les plus proches des bases d'exploitation: ce sont les feuilles de l'arbre de maintenance (en général unique). Plus on se rapproche de la racine et plus la compétence du site est élevée. En général, cette structure de maintenance existe au moins partiellement avant la mise en place d'un nouveau système. On peut aussi concevoir la structure de ce nouveau système à soutenir comme un arbre dont la racine est le système complet. Cet arbre n'est pas donné *a priori*, il fait partie de l'ensemble des variables de décision. Les feuilles correspondent à des articles (des sous-ensembles) mis au rebut alors que les nœuds intermédiaires correspondent à des articles qui seront réparés par échange d'un sous-ensemble correspondant à un nœud fils. à chaque article associé à un nœud intermédiaire, correspond un site d'échange et un site de réparation.

Dans sa thèse [9] soutenue en avril, A. Bousseta propose des heuristiques pour approcher la politique d'allocation optimale (il s'agit d'un problème de complexité NP). Dans une première étape, les sites de stockage et/ou de réparation sont figés et les variables de décision correspondent aux stocks de rechanges et aux moyens en personnels. Il s'agit de rechercher une politique quasi-optimale visant à minimiser le coût de la maintenance sous une contrainte de

disponibilité du système. Dans la seconde partie, une heuristique de choix des sites est proposée. Le principal mérite de cette heuristique est de considérer les coûts unitaires de réparation des articles comme dépendants de la politique globale du choix des sites.

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

7.1 ASIA (Accelerated Signalling of Internet over ATM), 1 98 C 531

Participants : Landy Rabehasaina, Bruno Sericola.

Résumé :

Il s'agit d'un projet RNRT précompétitif, d'une durée de deux ans (01/01/1999 - 31/12/2000). Nos partenaires dans le projet sont France Télécom R&D, Airtria et MET (Matra Ericsson Telecom).

Le but de ce projet est la conception et la réalisation d'un réseau Internet haute qualité sur ATM. Pour faire face à l'explosion du trafic engendré par l'Internet ainsi qu'à l'émergence sur ce réseau de nouvelles applications multimédia exigeant une haute qualité de service, il devient primordial pour les opérateurs de télécommunications de concevoir un réseau capable non seulement d'écouler le trafic mais aussi d'améliorer sensiblement la qualité de transfert dans l'Internet actuel. Granularité fine des débits, puissance de commutation, flexibilité d'allocation de ressources multidébits et capacité à garantir des objectifs de qualité de service sont les caractéristiques naturelles du réseau ATM, qui en font un réseau fédérateur apte à relever ce défi. Cependant, on constate que l'Internet n'exploite ces potentialités que de manière très limitée. C'est pour améliorer la synergie entre ATM et Internet que le projet Asia se propose, via des concepts de signalisation allégée, de réaliser un couplage efficace entre l'ATM et les protocoles de l'Internet, sans aucune modification de ces derniers. La preuve de ces concepts sera effectuée sur un matériel industriel enrichi de capacités de signalisation allégée et leurs performances seront analysées mathématiquement.

Il s'est agi pour nous d'abord de déterminer un modèle d'un réseau ATM doté de capacité de signalisation allégée. Ce modèle a été ensuite simulé dans un premier temps puis étudié de manière analytique après certaines simplifications. Les résultats de ces travaux permettent de déterminer les performances du réseau en termes de blocage, d'occupation des liens, de trafic écoulé, etc. Notre but est de mettre au point, pour une matrice de trafic et une méthode de routage connues, des algorithmes d'optimisation du rendement du réseau (en terme de trafic écoulé), principalement via des algorithmes de partage de bande passante assurant une certaine équité entre les différents utilisateurs du réseau. Les résultats de ces études sont détaillés dans [57] et [56].

7.2 RTIPA (Real Time Internet Platform Architectures), 2 99 C 1702

Participants : David Ross, Gerardo Rubino, Laurent Toutain.

Résumé :

Il s'agit d'un projet européen ITEA (no. 99011), d'une durée de deux ans (01/09/1999

– 31/08/2001). Nos partenaires dans le projet sont le LIP6, France Télécom R&D, Philips LEP, le Politecnico di Milano, Siemens ICN, Telebit et Thomson TCC.

Au niveau local, les collègues du département Réseaux et Services Multimédia de l'ENST Bretagne participent également à ce travail. Il s'agit de Jean Marie Bonnin, sur l'ensemble des activités de recherche du projet, et de Francis Dupont, sur les aspects liés à IPv6.

Le projet RTIPA est un projet européen de deux ans appartenant au programme ITEA. Ce programme consiste en un ensemble de projets visant à favoriser le développement des nouvelles technologies en Europe. RTIPA est quant à lui focalisé sur le développement du *middleware* dans le domaine des réseaux et vise à démontrer le savoir faire européen dans ce domaine. Il devra donc y avoir une visibilité importante des travaux réalisés. L'objectif final est la mise en place d'un démonstrateur reliant les différents partenaires. Ce démonstrateur sera d'abord une architecture réseau intégrant les nouvelles possibilités liées à la qualité de service. Sur cette plate-forme viendront se greffer des applications qui permettront, entre autres, de démontrer l'utilité et le fonctionnement des mécanismes liés à la qualité de service.

Pour une présentation générale du projet voir son site <http://www.cwi.nl/projects/rtipa/index.html>.

Le projet RTIPA est divisé en trois sous-projets ou *work packages* :

- WP1: il s'agit du développement de l'infrastructure réseau et des services associés. En principe, le WP1 développe l'infrastructure nécessaire aux autres WP pour faire fonctionner leurs applications. Cette plate-forme devra comporter un certain nombre d'avancées par rapport à ce que l'on sait faire aujourd'hui : sécurité, différenciation de services, transition IPv4/IPv6...
- WP2 : concerne la voix sur IP.
- WP3: s'occupe d'autres applications, comme l'Internet TV, la traduction simultanée, etc.

L'Inria est impliqué dans le WP1 de RTIPA via le projet Armor. Notre tâche principale se situe à l'intérieur des «Études Avancées», qui constituent un ensemble important d'activités dans le projet. De plus, nous sommes les coordonnateurs pour RTIPA de ces Études Avancées. Nous devons également participer aux travaux réalisés dans des organismes internationaux de normalisation, tels que l'IETF (par exemple, par la soumission d'*Internet Drafts*) et l'ETSI (par exemple, par la participation aux *bake-off* sur IPv6).

Nos contributions dans ce projet portent sur les domaines suivants :

Mécanismes et protocoles pour la qualité de service. Ceci concerne principalement l'étude de l'architecture à différenciation de services (DiffServ) définie par l'IETF. Les sujets déjà explorés par Armor sont :

- Évaluation de la conformité aux normes d'une implémentation DiffServ et conception de méthodologies de test réutilisables [54]. Cette action est menée en collaboration avec l'équipe Pampa de l'Irisa.

- Transport de flux multimédia sur une architecture à différenciation de services [55]. Il s'agit d'étudier la faisabilité d'appliquer la technique de marquage des paquets IP, propre à DiffServ, à des flux audio MPEG de sorte que les paquets «moins importants» (du point de vue de la qualité subjective) soient écartés les premiers en cas de congestion.
- Étude de mécanismes de caches pour les flux multimédia [58]. Ici, l'objectif est d'étudier les fonctionnalités et les performances des mécanismes de gestion de caches Web spécialisés dans le *streaming*, c'est-à-dire, dans le transport de flux multimédia.

Contrôle d'accès et gestion de politiques de qualité de service. Il s'agit ici d'étudier et/ou de développer de nouveaux mécanismes permettant

- de réguler l'accès des usagers du réseau aux services offerts par celui-ci,
- et de paramétrer les dispositifs du réseau en fonction des demandes de qualité de service imposées par les applications et/ou les usagers.

Nous avons identifié les axes de recherche suivants :

- Contrôle d'accès pour des flux TCP, basé sur les fonctionnalités des routeurs DiffServ.
- Étude d'une architecture réseau et des protocoles nécessaires pour fournir un contrôle d'accès à la qualité de service, usager par usager.
- Étude de faisabilité de l'application de ces mécanismes à la facturation.
- Étude d'algorithmes de gestion des files d'attente destinés aux routeurs DiffServ, et du problème du paramétrage de ces algorithmes pour offrir une certaine qualité de service.

Ces travaux sont actuellement en cours.

Transition IPv4/IPv6. Il s'agit de suivre la standardisation en cours au sein de l'IETF, ainsi que de développer et mettre en œuvre les mécanismes de transition proposés par l'équipe ARMOR. Les méthodologies de test de conformité des souches IPv6 sont également étudiées ; cette tâche est menée en collaboration avec l'équipe PAMPA.

- Un mécanisme de transition (DSTM) [53] a été présenté à l'IETF, sous forme d'un *Internet Draft* [29]. Celui-ci devrait acquérir le statut de *Request for Comments* lors de la prochaine réunion de l'IETF en décembre 2000.
- L'équipe ARMOR a participé activement au dernier *bake-off* d'IPv6, organisé par l'ETSI en octobre 2000.

7.3 CARAT (Contrôle d'Accès et qualité de service dans les Réseaux ATm)), contrat géré à l'ENST Bretagne

Participants : Sylvain Gombault, Olivier Paul.

Résumé :

Il s'agit d'un projet Goëtic, d'une durée de 1 an (janvier à décembre 2000). Nos partenaires dans le projet sont le Celar, France Télécom R&D.

Le projet CARAT a pour objet de réaliser une maquette de contrôle d'accès pour réseau ATM avec le souci de garantir la qualité de service qui est une spécificité de ces réseaux, à un débit de 622 Mbit/s. Il s'agit du résultat de travaux menés dans l'équipe pour le CELAR sur le contrôle d'accès ATM, et de la réalisation par France Télécom R&D d'une carte IFT permettant l'analyse à très haut débit du contenu des trames, tout en autorisant leur éventuelle modification. Le but de ce projet est de valider les possibilités en matière de contrôle d'accès synchrone à haut débit à l'aide d'un module de contrôle d'accès ATM basé sur la carte IFT : il s'agit d'une étude de faisabilité qui, en cas de succès, devrait permettre de dire quels paramètres ATM et/ou IP il est possible de contrôler de manière synchrone, à quel débit et avec quel délai. Les premiers résultats de cette étude ont été publiés dans [31].

7.4 MIRADOR (Mécanismes de détection d'Intrusion et de Réaction aux Attaques en DOmaine militaiRe), contrat géré à l'ENST Bretagne

Participant : Sylvain Gombault.

Résumé :

Il s'agit d'un PEA (Plan d'Études Amont) d'une durée de 26 mois (octobre 1999 à décembre 2001). Nos partenaires dans ce projet sont le Celar, Alcatel, le CERT ONERA et Supélec.

L'objectif de ce projet est de dresser un état de l'art sur la détection d'intrusion, et de réaliser la maquette d'un système de détection d'intrusion répondant aux besoins du domaine militaire. Après une étude de l'état de l'art de la réaction, nous avons proposé une méthodologie de tests et développé le logiciel Amétis qui en est l'instrument [21]. Amétis a été utilisé par les partenaires du projet pour évaluer les différents IDS (Intrusion Detection System) du monde commercial et du domaine public. Nous hébergeons l'une des plate-formes de test du projet Mirador.

7.5 Contrôle d'accès et qualité de service dans les réseaux ATM (contrat géré à l'ENST Bretagne)

Participants : Sylvain Gombault, Olivier Paul.

Résumé :

Il s'agit d'une étude faite pour France Télécom d'une durée de 6 mois (octobre 2000 à mars 2001).

Dans le cadre d'un contrat avec France Télécom, complémentaire du projet CARAT, nous avons réalisé un compilateur de politique de contrôle d'accès IP/ATM adapté aux cartes IFT fournies par France Télécom. Une validation des fonctions de contrôle d'accès des cartes IFT est en cours.

7.6 Analyse de la fiabilité et la vulnérabilité d'un système avec des données partielles (contrat géré à l'ENST Bretagne)

Participant : Gerardo Rubino.

Résumé :

Il s'agit d'une étude faite avec EDF, d'une durée d'un an (janvier 2000 à décembre 2000).

Lors de travaux précédents, nous avons étudié le problème de l'analyse de la topologie d'un réseau maillé en absence de données statistiques sur les composants (les nœuds et/ou les lignes de communication), du point de vue de la sûreté de fonctionnement. EDF nous demande d'étudier la possibilité de faire une telle analyse avec des données statistiques sur une partie seulement des composants.

8 Actions régionales, nationales et internationales

8.1 Actions régionales

Nous participons au groupe régional Goëtic, avec des industriels et le Celar (Centre d'électronique de l'Armement). L'objectif de Goëtic est de promouvoir les coopérations entre partenaires dans leurs activités de recherche autour des télécommunications et ses principales applications.

8.2 Actions nationales

L. Toutain est membre du G6, réseau national travaillant sur la future version du protocole IP (IPv6). Nous avons participé à l'organisation de la rencontre du «G6 Recherche» sur le thème «IPv6 et la téléphonie mobile», le 29 mai 2000 à l'ENST Bretagne, antenne de Rennes. La rencontre a été co-organisée par Thomas Noël de l'université de Strasbourg et Jean-Marie Bonnin de l'ENST Bretagne.

Le projet exploite le point d'accès régionale pour le réseau IPv6 pilote de Renater.

8.3 Actions européennes

L'équipe collabore avec des chercheurs de l'université polytechnique de Catalogne à Barcelone en Espagne et de l'université de Vienne en Autriche.

Le projet a participé aux expérimentations de différenciation de service effectuées pour Renater sur le réseau TF-TANT.

Action BALATON : Études de performances et dimensionnement de systèmes de communications. **Participants :** Miklós Molnár, Bruno Sericola, Nelly Barbot.

Cette action est réalisée dans le cadre des programmes Egide. Le projet porte sur les années 2000/2001 pour canaliser la collaboration avec des membres du Département des Télécommunications de l'université de Budapest. Durant cette première année, des travaux sur la distribution des périodes d'occupation dans les modèles fluides ont donné lieu au rapport [48]. Parallèlement, une étude sur les problèmes de la communication multipoint a été commencée.

8.4 Actions internationales

- G. Rubino est le correspondant local des relations internationales de l'Inria.
- Nous avons des projets de recherche avec l'université Fédérale de Rio de Janeiro, au Brésil, et avec l'université de Montevideo en Uruguay. Ils concernent l'analyse de modèles pour l'évaluation quantitative de systèmes de télécommunications. Nous travaillons également avec l'université de Duke (États Unis) sur la modélisation par réseaux de Petri, avec l'université d'Arizona et l'UNAM de Mexico sur les processus de Markov, et avec l'Itam de Mexico sur les mesures de qualité des flux multimédia et sur les méthodes de simulation.
- R. Marie est membre des groupes de travail IFIP 6.3 (Performance of Communication Systems) et 7.3 (Computer System Modeling and Performance Evaluation).

8.5 Visites et invitations de chercheurs

Le projet a reçu les visites des collègues suivants :

- Miklos Telek, enseignant à l'université de Budapest, du 29 juin au 7 juillet 2000,
- Marcel Neuts, professeur émérite de l'université d'Arizona, du 10 juin au 10 juillet,
- Alan Krinik, professeur à l'Institut Polytechnique de Pomona, Californie, du 11 décembre au 22 décembre,
- Héctor Cancela, professeur à la Faculté d'Ingénierie de Montevideo, deux mois à partir de décembre.

Nous avons également reçu Csaba Vegso, doctorant hongrois, pour une semaine en novembre, dans le cadre du projet BALATON décrit dans 8.3, et Franco Robledo, doctorant uruguayen en co-tutelle, pour trois mois à partir de décembre.

9 Diffusion de résultats

9.1 Animation de la Communauté scientifique

B. Cousin et L. Toutain participent au thème «Réseaux haut débit et multimédia» du GDR ARP (Architecture, Réseaux et parallélisme) du CNRS.

9.1.1 Activités d'édition

- R. Marie est co-éditeur de la revue *Performance Evaluation*.
- G. Rubino est co-éditeur de la revue *Naval Research Logistics*.
- L. Toutain est co-éditeur chez Hermes du traité sur le routage et l'Internet. Il est également responsable de la collection «Réseau» chez «Techniques de l'ingénieur» et il est membre du comité éditorial de la Collection Pédagogique de Télécommunications, patronnée par le GET (Groupe des Écoles de Télécommunications).

9.1.2 Comités de programme

Bernard Cousin a été membre du comité de programme du congrès francophone DNAC'2000 (De nouvelles architectures pour les communications, 14^e édition), Paris, 14–17 novembre 2000.

R. Marie a été membre du comité de programme des conférences internationales suivantes : TOOLS'2000 (11th International Conference on Modelling Techniques and Tools for Computer Performance Evaluation), Chicago, 27–30 mars 2000 ; IPDS'2000 (4th IEEE International Computer Performance & Dependability Symposium), Chicago, 27–30 mars 2000 ; SIGMETRICS'00, (ACM International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems) Santa Clara, US, 18–21 juin 2000 ; IFIP ATM & IP 2000 (8th IFIP Workshop on Performance Modelling and Evaluation of ATM & IP Networks), Ilkley, West Yorkshire, U.K., 17–19 juillet 2000.

G. Rubino a été membre des comités de programme des conférences internationales suivantes : TOOLS'2000 (11th International Conference on Modelling Techniques and Tools for Computer Performance Evaluation), Chicago, 27–30 mars 2000 ; IV International Conference on Operation Research, La Havane, 6–10 mars 2000 ; PDPTA'00 (4th Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications), Las Vegas, 25–29 juin 2000 ; MMR'2000 (2nd Int. Conference on Mathematical Methods in Reliability Theory), Bordeaux, 4–7 juillet 2000 ; ISCC'2000 (5th IEEE Symposium on Computers and Communications), Antibes, 4–6 juillet 2000.

Laurent Toutain a été membre du comité de programme des conférences ALGOTEL'2000 (2^{èmes} Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications), La Rochelle, 10 – 12 mai 2000. NOTÈRE'2000 (3^e Colloque International sur les NOuvelles TEchnologies de la REpartition) Paris, 21 – 24 novembre, 2000.

Bruno Sericola a été membre du comité de programme de la conférence internationale ASMT (7th International conference on Analytical and Stochastic Modelling Techniques), Hamburg, Allemagne, 28–30 septembre 2000.

9.1.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations

N. Barbot a séjourné une semaine à Budapest en décembre, dans le cadre de notre projet Balaton.

G. Rubino a été invité à faire un exposé à l'INRIA, Rocquencourt, en janvier, sur l'analyse de très grands modèles Markoviens.

G. Rubino a été invité à participer au séminaire 00181 sur les méthodes probabilistes en vérification, à Schloss Dagstuhl, en Allemagne, du 30 avril au 5 mai (voir [41]).

G. Rubino a été invité une semaine en juillet à l'Institut Polytechnique de Pomona, Californie, par le professeur A. Krinik, pour travailler sur l'analyse de modèles en transitoire, et une semaine en octobre à l'Institut d'Informatique de la Faculté d'Ingénierie de Montevideo, par le professeur H. Cancela, pour travailler sur les problèmes de conception de réseaux de communication.

B. Tuffin a été invité trois semaines à Duke University (suite à son séjour de huit mois en 1999). Le travail réalisé a porté sur l'analyse par simulation des réseaux de Petri stochastiques et des réseaux de Petri stochastiques fluides.

9.1.4 Organisation d'une rencontre sur IPv6

L'équipe a organisé 29/9/2000 une journée thématique dans le cadre des «Rencontres Irisa-Tech» de l'Irisa, sur le thème «Internet nouvelle génération : IPv6» (voir <http://www.irisa.fr/cdri/Irisatech/rencontres.html>). Cette activité a été menée en collaboration avec Jean-Marie Bonnin de l'ENST Bretagne, avec la participation de Laurent Toutain pour Armor.

9.2 Enseignement

9.2.1 Enseignement universitaire

Les membres de l'équipe ont des responsabilités d'enseignement diverses dans l'environnement local (Ifsic, Cnam Rennes, IUT de Rennes, Insa, ENST de Bretagne, Institut mathématique de Rennes).

Au niveau Bac+5, B. Cousin, R. Marie, G. Rubino, B. Sericola, L. Toutain, S. Gombault, donnent différents cours en DEA de probabilités, en DEA d'informatique, en DIIC 3^e année et en DESS ISA, à l'université de Rennes 1, ainsi qu'à l'ENST Bretagne et à l'ENSAI. Les thèmes principaux sont les réseaux, les protocoles, les problèmes de dimensionnement, etc.

B. Cousin est responsable du DESS ISA (Informatique et ses applications) à l'université de Rennes 1. S. Gombault est le responsable de l'option RSIFI (Réseaux et Systèmes d'Information pour la FInance) de l'ENST Bretagne. L. Toutain est le responsable du mastère RSIE (Réseaux et Systèmes d'Information pour les Entreprises) de l'ENST Bretagne.

G. Rubino a fait un cours sur l'évaluation de performances des réseaux de communication dans le DEA Modélisation et Ingénierie du Logiciel Scientifique à l'université libanaise de Beyrouth, au mois d'avril. Ce DEA est co-organisé par cette université et l'EPFL, l'université de Reims et l'IRISA.

10 Bibliographie

Ouvrages et articles de référence de l'équipe

- [1] H. CANCELA, M. EL KHADIRI, « A recursive variance-reduction algorithm for estimating communication-network reliability », *IEEE Transactions on Reliability* 44, 4, décembre 1995, p. 595–602.

- [2] G. CIZAULT, *IPv6, théorie et pratique*, O'Reilly, 1999 (2^e édition), ouvrage collectif, avec coordination de L. Toutain.
- [3] P. LEGUESDRON, J. PELLAUMAIL, G. RUBINO, B. SERICOLA, «Transient analysis of the M/M/1 queue», *Advances in Applied Probability* 25, 3, septembre 1993, p. 702–713.
- [4] H. NABLI, B. SERICOLA, «Performability analysis: a new algorithm», *IEEE Transactions on Computers* 45, 4, 1996, p. 491–494.
- [5] G. RUBINO, B. SERICOLA, «Sojourn times in Markov processes», *Journal of Applied Probability* 26, 1989, p. 744–756.
- [6] G. RUBINO, B. SERICOLA, «A finite characterization of weak lumpable Markov processes. Part II: The continuous time case», *Stochastic Processes and their Applications* 45, 1993, p. 115–126.
- [7] G. RUBINO, B. SERICOLA, «Interval availability analysis using denumerable Markov processes. Application to multiprocessor systems subject to breakdowns and repairs», *IEEE Transactions on Computers* 44, 2, Février 1995, p. 286–291, Special Issues on Fault-Tolerant Computing.
- [8] L. TOUTAIN, *Réseaux locaux et Internet*, Hermès, 1999 (2^e édition).

Thèses et habilitations à diriger des recherches

- [9] A. BOUSSETA, *Analyse du soutien logistique des grands systèmes industriels - heuristiques d'optimisation*, thèse de doctorat, université de Rennes 1, avril 2000.
- [10] D. ROS, *Étude de réseaux haut débit via la simulation de modèles fluides*, thèse de doctorat, Institut National des Sciences Appliquées (Insa) de Rennes, janvier 2000.

Articles et chapitres de livre

- [11] J. CARRASCO, S. MAHÉVAS, G. RUBINO, V. SUÑÉ, «A Model of the Leaky Bucket ATM Generic Flow Control Mechanism: A Case Study on Solving Large Cyclic Models», *IEE Proceedings - Communications*, à paraître en 2001.
- [12] D. CHEN, K. TRIVEDI, B. TUFFIN, «Comparison of Hybrid Systems and Fluid Stochastic Petri Nets», *Discrete Event Dynamic Systems* 11, 1&2, 2001.
- [13] C. HIREL, K. TRIVEDI, B. TUFFIN, «SPNP Version 6.0», *in: Computer Performance Evaluation: Modelling Tools and Techniques*, B. Haverkort, H. Bohnenkamp, et C. Smith (éditeurs), *Lecture Notes in Computer Science, 1786*, Springer Verlag, 2000, p. 354–357.
- [14] J. INCERA, R. MARIE, D. ROS, G. RUBINO, «FluidSim: a Tool to Simulate Fluid Models of High-Speed Networks», *Performance Evaluation*, 2001, à paraître; version étendue de l'article de même nom apparu dans "*Computer Performance Evaluation: Modelling Tools and Techniques*", *Lectures Notes in Computer Science*, B.R. Haverkort, H.C. Bohnenkamp et C.U. Smith (éditeurs), No. 1786, 2000.
- [15] L.-M. LE NY, B. TUFFIN, «Parallélisation d'une combinaison des méthodes de Monte Carlo et quasi-Monte Carlo et application aux réseaux de files d'attente», *RAIRO: Recherche Opérationnelle* 34, 1, 2000, p. 85–98.

- [16] S. MAHÉVAS, G. RUBINO, «Bound computation of dependability and performability measures», *IEEE Transactions on Computers*, 2001, à paraître.
- [17] R. MARIE, D. ROS, «Loss Characterization in High-Speed Networks Through Simulation of Fluid Models», *Telecommunication Systems*, à paraître en février 2001.
- [18] H. NABLI, B. SERICOLA, «Performability analysis for degradable computer systems», *Computers and Mathematics with Applications* 39, 2000.
- [19] B. SERICOLA, «Occupation times in Markov processes», *Communications in Statistics - Stochastic Models* 16, 5, 2000.
- [20] K. TRIVEDI, B. TUFFIN, «Implementation of Importance Splitting techniques in Stochastic Petri Net Package», in : *Computer Performance Evaluation: Modelling Tools and Techniques*, B. Haverkort, H. Bohnenkamp, et C. Smith (éditeurs), *Lecture Notes in Computer Science*, 1786, Springer Verlag, 2000, p. 216–229.

Communications à des congrès, colloques, etc.

- [21] J. M. DIOP, S. DUBUS, S. GOMBAULT, L. MÉ, C. MICHEL, B. MORIN, «Mirador: A cooperative approach of IDS», in : *ESORICS'2000: 6th European Symposium on Research in Computer Security*, Toulouse, France, octobre 2000.
- [22] H. ABDALLAH, M. HAMZA, «Sensitivity analysis of the Expected Accumulated Reward using Uniformization and IRK3 methods», in : *NAA'2000, the Second Conference on Numerical Analysis and Applications*, Rouse, Bulgarie, 11–15 juin 2000.
- [23] H. ABDALLAH, M. HAMZA, «Sensitivity computation of the expected accumulated reward of stiff Markov models», in : *PDPTA'2000: the 2000 Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications*, Las Vegas, US, 25–29 juin 2000.
- [24] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, «Une méthode inter-subjective pour l'évaluation de la qualité sonore de voix sur IP», in : *JDIR'2000: journées doctorales informatique et réseaux*, Paris, novembre 2000.
- [25] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, «Audio Quality Assessment in Packet Networks: an Inter-Subjective Neural Network Model», in : *ICOIN-15: 15th International Conference on Information Networking*, Beppu, Japon, 31 janvier – 2 février 2001.
- [26] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, «Integrating Networks Measurements and Speech Quality Subjective Scores for Control Purposes», in : *IEEE INFOCOM'01*, Alaska, USA, 22–26 avril 2001.
- [27] J.-M. BONNIN, O. MEDINA, L. TOUTAIN, «Internet et la qualité de service (invité)», in : *ALGOTEL'2000: 2èmes Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications*, La Rochelle, 10 – 12 mai 2000.
- [28] J.-M. BONNIN, O. MEDINA, L. TOUTAIN, «Services DiffServ pour les flux audio et vidéo», in : *CFIP'2000: 8ème Colloque francophone sur l'ingénierie des protocoles*, p. 81–96, Toulouse, France, 17–20 octobre 2000.
- [29] J. BOUND, L. TOUTAIN, H. AFIFI, F. DUPONT, A. DURAND, «Dual Stack Transition Mechanism (DSTM)», in : *48th IETF (The Internet Engineering Task Force) Meeting*, Pittsburgh, 31 juillet – 4 août 2000.

-
- [30] M. EL KHADIRI, G. RUBINO, «A Time Reduction Technique for Network Reliability Analysis», in: *MCQMC'00: 4th International Conference on Monte Carlo and Quasi-Monte Carlo Methods in Scientific Computing*, Hong-Kong, 27 novembre – 1 décembre 2000.
- [31] S. GOMBAULT, M. LAURENT, O. PAUL, «ESORICS'2000: 6th European Symposium on Research in Computer Security», in: *A Full Bandwidth ATM Firewall*, Toulouse, France, octobre 2000.
- [32] A. GRAVEY, R. MARIE, N. OMNÈS, «Modelling a Virtual Source to Virtual Destination Dynamic Bandwidth Reallocation Scheme With DSPN», in: *HPC'2001: Petri Net and Performance Conference*, Seattle, USA, avril 2001.
- [33] J. INCERA, G. RUBINO, «On the application of accelerating simulation methods in network analysis», in: *PDPTA'2000: the 2000 Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications*, Las Vegas, US, 25–29 juin 2000.
- [34] M. LAURENT, O. PAUL, «Improving Packet Filters Management Through Automatic and Dynamic Schemes», in: *IFIP/SEC'2000: 15th IFIP International Conference on Information Security*, Beijing, Chine, août 2000.
- [35] M. LAURENT, O. PAUL, «Techniques d'amélioration des méthodes de gestion automatique des routeurs filtrants», in: *CFIP'2000: 8ème Colloque francophone sur l'ingénierie des protocoles*, Toulouse, France, 17–20 octobre 2000.
- [36] R. MARIE, M. MOLNÁR, «Maximal Removal Forest (invité)», in: *SAPM'00: Symposium on Advanced Performance Modeling 2000*, Orlando, 31 octobre – 2 novembre 2000.
- [37] O. MEDINA, L. TOUTAIN, «Tutorial on IPv6», in: *RIPE 36 (Réseaux IP Européens)*, Budapest, 16 – 19 mai 2000.
- [38] O. PAUL, «Improving Network Access Control Integrity Through Redundant Mechanisms», in: *IFIP/SEC'2000: 15th IFIP International Conference on Information Security*, Beijing, Chine, août 2000.
- [39] G. RUBINO, «Analyse du maximum d'une file d'attente dans une période finie (en espagnol)», in: *IV Conference on Operation Research Optimization, Statistics, Mathematical Economics and Algorithms*, La Havane, Cuba, 8–11 mars 2000.
- [40] G. RUBINO, «Bound Computation of Steady-State Performance Measures (invité)», in: *SAPM'00: Symposium on Advanced Performance Modeling 2000*, Orlando, US, 31 octobre – 2 novembre 2000.
- [41] G. RUBINO, «Computing rare event probabilities on Markov models (invité)», in: *Dagstuhl Seminar 00181 on Probabilistic Methods in Verification*, Schloss Dagstuhl, Allemagne, 30 avril – 5 mai 2000.
- [42] G. RUBINO, «A New Approach to Queueing Analysis (invité)», in: *INFORMS Spring 2000 Meeting, Queueing Potpourri Session*, Salt Lake City, Utah, US, 7–10 mai 2000.
- [43] G. RUBINO, «New Transient Analysis of Queues: the Maximum Level Reached on an Interval and Extensions (invité)», in: *SAPM'00: Symposium on Advanced Performance Modeling 2000*, Orlando, US, 31 octobre – 2 novembre 2000.
- [44] L. TOUTAIN, «Transition IPv4–IPv6 (invité)», in: *DNAC'2000: De nouvelles architectures pour les communications, 14^e édition*, Paris, 14–17 novembre 2000.

- [45] K. TRIVEDI, B. TUFFIN, «Importance Sampling for the Simulation of Stochastic Petri Nets and Fluid Stochastic Petri Nets», *in : HPC'2001 : High Performance Computing*, Seattle, avril 2001.

Rapports de recherche et publications internes

- [46] H. ABDALLAH, M. HAMZA, «Sensibilité de l'espérance de la récompense cumulée des modèles markoviens raides», *Rapport de recherche n° 3904*, INRIA, Campus de Beaulieu, Rennes, France, mars 2000, <ftp://ftp.inria.fr/INRIA/publication/RR/RR-3904.ps.gz>.
- [47] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, «Audio Quality Assessment in Packet Switched Networks», *rapport de recherche n° 1325*, IRISA, avril 2000.
- [48] N. BARBOT, B. SERICOLA, M. TELEK, «Distribution of busy period in stochastic fluid models», *rapport de recherche n° 1365*, IRISA, novembre 2000, à paraître.
- [49] L.-M. LE NY, B. TUFFIN, «A simple analysis of heterogeneous multi-server threshold queues with hysteresis», *rapport de recherche n° 1333*, IRISA, 2000.
- [50] L.-M. LE NY, «Exact analysis of a threshold-based queue with hysteresis and a delayed additional server», *rapport de recherche n° 1360*, IRISA, October 2000.
- [51] R. MARIE, M. MOLNÁR, «Forêts déductibles maximales», *rapport de recherche n° 3974*, INRIA, juillet 2000, <ftp://ftp.inria.fr/INRIA/publication/RR/RR-3974.ps.gz>.
- [52] B. SERICOLA, «A Finite Buffer Fluid Queue Driven by a Markovian Queue», *rapport de recherche n° 3883*, INRIA, février 2000, <ftp://ftp.inria.fr/INRIA/publication/RR/RR-3883.ps.gz>.

Divers

- [53] S. ATHÉO, L. TOUTAIN, «DSTM: un mécanisme de transition vers IPv6», novembre 2000, rapport de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702.
- [54] J.-M. BONNIN, D. ROS, P. VI, «Conformance Test Methodology for the DiffServ Architecture», novembre 2000, rapport de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702.
- [55] M. CHAUMONT, A. JAIN, D. ROS, «Transport de flux multimédia sur une architecture à différenciation de services», novembre 2000, rapport de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702.
- [56] L. RABEHASAINA, B. SERICOLA, «Évaluation de performances de différentes politiques de partage de bande passante pour le trafic ABT-DT élastique», novembre 2000, rapport de la convention de recherche ASIA 1 98 C 531.
- [57] L. RABEHASAINA, B. SERICOLA, «Optimisation de mesures de performance pour le trafic ABT-DT élastique», avril 2000, rapport de la convention de recherche ASIA 1 98 C 531.
- [58] G. RUBINO, G. SIMON, «Étude de mécanismes de caches pour les flux multimédia», novembre 2000, rapport de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702.