

Projet ARMOR

Architectures et Modèles de Réseaux

Rennes

THÈME 1B



*R*apport
*d'**A*ctivité

2001

Table des matières

1	Composition de l'équipe	3
2	Présentation et objectifs généraux	4
3	Fondements scientifiques	5
3.1	Historique	5
3.2	Qualité de service	6
3.3	Contrôle dans les réseaux	8
3.4	L'Internet	9
3.5	Les techniques d'évaluation par analyse de modèles	11
3.6	Évaluation de performances des réseaux haut débit	12
4	Domaines d'applications	15
4.1	Panorama	15
5	Logiciels	17
5.1	Plates-formes expérimentales	17
5.2	Sécurité	17
5.3	Analyseurs de la sûreté de fonctionnement	18
5.4	Simulation	18
6	Résultats nouveaux	19
6.1	Contrôle	19
6.1.1	Ingénierie des réseaux IP	19
6.1.2	Connexion et gestion des communications en groupe	22
6.1.3	Reroutage rapide	24
6.1.4	Sécurité	24
6.1.5	Qualité pseudo-subjective des flux multimédias.	25
6.1.6	Conception d'architectures	27
6.2	Analyse et dimensionnement	27
6.2.1	Analyse de modèles markoviens	27
6.2.2	Études analytiques de modèles à états continus (fluides)	30
6.2.3	Simulation de modèles fluides.	32
6.2.4	Monte Carlo et quasi-Monte Carlo.	33
6.2.5	Files d'attente à seuils.	34
6.2.6	Génération de tests.	35
6.3	Protocoles	36
6.3.1	IPv6	36
6.3.2	ROCH	37
6.3.3	MPLS	37
6.3.4	TCP	38
6.3.5	ATM	40
6.3.6	UMTS	40

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)	41
7.1 RTIPA : Real Time Internet Platform Architectures, 2 99 C 1702	41
7.2 CARAT : Contrôle d'Accès et qualité de service dans les Réseaux ATM (contrat géré à l'ENST Bretagne)	42
7.3 VTHD : Vraiment Très Haut Débit (contrat géré à l'ENST Bretagne)	43
7.4 CARAHD : Contrôle d'Accès dans les réseaux à haut débit (contrat géré à l'ENST Bretagne)	43
7.5 MIRADOR : Mécanismes de détection d'Intrusion et de Réaction aux Attaques en DOmaine militaiRe (contrat géré à l'ENST Bretagne)	44
7.6 Analyse des performances, de la fiabilité et de la disponibilité de systèmes industriels complexes par les méthodes de Monte Carlo, 100C0517	44
7.7 Couverture radio dans les réseaux radiomobiles	45
7.8 Réalisation d'un logiciel de génération de test suivant un graphe stochastique, 991310KTQ8	45
7.9 Analyse de la fiabilité et la vulnérabilité d'un système avec des données partielles (contrat géré à l'ENST Bretagne)	45
7.10 Qualité de service pour diffusion de comptes-rendus médicaux et Téléstaff (contrat géré à l'ENST Bretagne)	46
8 Actions régionales, nationales et internationales	46
8.1 Actions nationales	46
8.2 Actions européennes	46
8.3 Actions internationales	47
8.3.1 Équipe associée PAIR (Planification de l'Architecture et de l'Infrastructure d'un Réseau)	47
8.4 Visites et invitations de chercheurs	48
9 Diffusion de résultats	48
9.1 Animation de la Communauté scientifique	48
9.1.1 Activités d'édition	48
9.1.2 Comités de programme	49
9.1.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations	49
9.2 Enseignement	50
9.2.1 Enseignement universitaire	50
10 Bibliographie	50

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

Fabienne Cuyollaa [TR Inria]

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],

César Viho [maître de conférences, depuis le 1/9/01]

Personnel de l'ENST Bretagne

Sylvain Gombault [ingénieur d'études],

Laurent Toutain [maître de conférences, en sabbatique comme professeur à l'EPFL, depuis le 1/10/01]

Personnel Insa de Rennes

Miklós Molnár [maître de conférences]

Ingénieurs experts

David Ros [jusqu'au 31/8/2001],

Patrice Tadonki [du 1/02/01 au 30/11/01],

Phong Vi [jusqu'au 31/8/2001]

Chercheurs doctorants

Nelly Barbot [bourse AMA, ATER en mathématiques depuis le 1/9/01],

Sébastien Barbin [bourse MNRT],

Ali Boudani [bourse MAF],

Stéphane Collas [convention Cifre, société Sofreten],

Joël Corral [bourse France Télécom R&D],

Sophie Fortin [PRAG à l'IUT de Valence],

Moulaye Hamza [bourse du gouvernement ivoirien, jusqu'au 4/7/01],

José Incera [bourse du gouvernement mexicain, jusqu'au 9/3/01],

Hélène Le Guen [convention Cifre, société Alitec],

Octavio Medina [bourse du gouvernement mexicain, jusqu'au 23/3/01],

Ana Minaburo [bourse du gouvernement mexicain],

Samir Mohammed [bourse du gouvernement égyptien],

Nathalie Omnès [bourse France Télécom R&D, jusqu'au 12/10/01],

Julio Orozco [bourse du gouvernement mexicain],

Mohammed Oarraou [bourse GET, à partir du 1/10/01],

Olivier Paul [bourse DGA, jusqu'au 27/2/01],
Landy Rabehasaina [bourse Inria],
Franco Robledo [thèse en co-tutelle, à partir du 11/11/01],
Miled Tezeghdanti [bourse Inria et Région Bretagne]

Chercheurs post-doctorants

Driss El Ouadghiri [jusqu'au 31/10/01],
Jing Feng [jusqu'au 31/12/01]

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, procédures de test) 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 et interopérer 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, ETSI,...
- partenaires académiques : universités de Duke en Caroline du Nord, de Montevideo, Fédérale de Rio de Janeiro, de Budapest, d'Arizona,... ; ITAM et UNAM 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-NGN (ex. TF-TANT, changé de nom depuis le début de l'année 2001).

3 Fondements scientifiques

Résumé :

Les fondements scientifiques de nos travaux sont ceux de la conception de réseaux d'une part, et de leur analyse qualitative et 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, interconnexion, interopérabilité, 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, test, 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 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 reroutage 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

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

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 classifier 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 déséquencement 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 relayage 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.

par analyse de modèles

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 réaliser une étude par simulation. À mi-chemin entre les deux, on peut envisager une réso-

lution 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, 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.

réseaux haut débit

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.

[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.

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 $\eta_i = \rho_i - c_i$ 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 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

-
- [AMS82] D. ANICK, D. MITRA, M. M. SONDDI, « 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.
- [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.

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 ou d'interopérabilité de technologies distinctes sont aussi sources de nombreuses applications : IP et ATM, IP et WDM, interopérabilité IPv4-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 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 simula-

tion, 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

5.1 Plates-formes expérimentales

Participants : Octavio Medina, Julio Orozco, Laurent Toutain [correspondant], Miled Tezeghdanti.

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 *diffserv* a été également mise en place par le projet. 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-NGN (ex-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 Nistswich 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.

5.2 Sécurité

Participants : Sylvain Gombault [correspondant], Olivier Paul.

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 [CCC⁺00].

5.3 Analyseurs de la sûreté de fonctionnement

Participants : Franco Robledo, Gerardo Rubino [correspondant].

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).

5.4 Simulation

Participants : Bernard Cousin, Raymond Marie, Miklós Molnár, Gerardo Rubino, Laurent Toutain, Bruno Tuffin [correspondant].

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

[CCC⁺00] J. CAPOULADE, P. CARLE, E. COCHEVELOU, F. CUPPENS, 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.

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*) ^[HTT00], 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, ainsi que les activités en cours, en trois groupes, fédérés respectivement par les problèmes de type contrôle dans les réseaux, les problèmes d'analyse et dimensionnement de systèmes de communication, et une dernière section dédiée à des protocoles particuliers.

6.1 Contrôle

Résumé :

Nous groupons dans cette section les activités de recherche réalisées essentiellement autour de problèmes de conception d'architectures ou de mécanismes dont le but est d'agir sur les flux pour satisfaire des critères variés de qualité de service.

6.1.1 Ingénierie des réseaux IP

Participants : Joël Corral, Octavio Medina, Julio Orozco, Mohammed Oarraou, Gerardo Rubino, Laurent Toutain, Bruno Tuffin.

Les activités décrites dans cette sous-section concernent différents problèmes liés à l'Internet présent et futur. Nous excluons ici des travaux d'analyse pour le dimensionnement, décrits dans la section 6.2 et des travaux liés à des protocoles spécifiques de la « famille IP », qui sont présentés dans la section 6.3.

[HTT00] 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.

Architecture à différenciation de services. 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 dans le monde de l'Internet, et sur laquelle nous travaillons, est celle de la *différenciation de service*. 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. Les paquets correspondants (marqués) auront une probabilité de rejet inférieure aux autres. Des contraintes telles que la réduction du délai d'acheminement ou le contrôle dans la distribution de ressources peuvent ainsi être satisfaites grâce aux mécanismes proposés par ce modèle. L'hypothèse concernant le contrôle d'admission adoptée 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 n'est envisageable que si la proportion des flux marqués est relativement faible par rapport aux flux restants qui seront traités en Best Effort.

Dans ce contexte, nous nous intéressons surtout aux interactions entre les trafics TCP et les trafics UDP, utilisés principalement par les flux multimédia. En particulier, nous travaillons sur des procédures de marquage par la source des flux multimédia qui permettent 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.

²Une méthode récente, appelée *Network Calculus*, permet dans certains cas de calculer des bornes intéressantes des délais. Dans d'autres cas, les garanties offertes se retrouvent calculées dans des situations très pessimistes, ce qui peut conduire, si l'on applique ces bornes au dimensionnement, à une sous-utilisation des ressources du réseau.

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. Avec l'un d'eux, dit Comportement Assuré, le modèle *diffServ* introduit le concept d'élimination sélective basée sur un niveau de priorité. D'un coté, cette notion peut être exploitée pour distribuer équitablement les ressources réseau indépendamment du comportement des sources. D'un autre coté, en utilisant des algorithmes de codage audio/vidéo multi-couches, la notion de priorités peut réduire considérablement l'effet de pertes sur la transmission de flux multimédia. Dans [11], on définit des mécanismes d'attribution de priorités pour les services diffServ de type Assuré, et on les évalue par simulation et par expérimentation après mise en œuvre. Quatre problèmes y sont abordés : distribution de ressources entre flux TCP hétérogènes, protection des flux adaptatifs face aux flux non adaptatifs, protection des informations sémantiquement importantes de bout en bout et définition d'applications conscientes des capacités diffServ du réseau. Suite à l'analyse des algorithmes existants, on définit deux nouvelles techniques d'attribution de priorités : le *Burst Sensitive Marker* (BSM), destiné aux sources TCP individuelles et le *Pro-Active Marker* (PAM), destiné aux agrégats TCP aussi bien qu'aux flux UDP. Basé sur le Comportement Assuré et sur le conditionneur PAM, un nouveau service réseau, destiné aux applications de diffusion audio/vidéo, est proposé. Enfin, la mise en œuvre d'une application diffServ multimédia permet de démontrer l'utilité de ce service, des algorithmes proposés et, en général, de l'introduction de priorités dans les réseaux de l'Internet.

Depuis décembre 2000, l'équipe dirige les expérimentations diffServ concernant le service Assuré au sein du groupe européen TF-NGN. À ce jour, des tests ont été réalisés à distance sur des plates-formes (routeurs Cisco 7200 et 7500, liaisons ATM) en Espagne, Allemagne, Italie et à l'IRISA. L'objectif principal de ces travaux est de vérifier les capacités des routeurs de production à fournir une différenciation qui soit basée sur la mise en priorité des paquets. En même temps, ces travaux nous permettent de définir une base de tests qui puisse par la suite être exploitée sur d'autres plates-formes. Par exemple, il est fort probable que notre suite de tests soit utilisée pour mesurer la QoS dans le réseau VTHD. De même, nous avons déjà l'accord d'ALCATEL pour réaliser des expériences diffServ sur leur plate-forme ATRIUM.

Métrie des réseaux IP. Comme expliqué précédemment, 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 le montre les mesures effectuées sur le flux EF (Expedited Forwarding) dans le cadre du programme de recherche Européen TF-NGN.

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 le trafic au minimum. Nous nous intéressons également aux extensions de ces techniques au protocole IPv6.

Dans ce même domaine de la métrologie, Mohammed Oarraou commence une thèse ayant pour but de définir des méthodes de mesure permettant, à l'aide d'outils statistiques, de retrouver le comportement de différents flux. L'étude portera principalement sur la modélisation et les méthodes d'estimation des pertes de paquets et des délais d'aller-retour. L'analyse statistique permettra en particulier de quantifier la dispersion des estimateurs, et donc de dimensionner le nombre de paquets de test et leur taille pour obtenir une mesure de précision donnée et choisir la meilleure politique d'émission des paquets de tests.

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 6.3.3.

Tarification. Comme nous l'avons décrit en section 3.4, la tarification est probablement un des moyens les plus efficaces de contrôler le niveau de congestion d'un réseau de communication. De plus, elle est indispensable à la différenciation de service.

La méthode de tarification sur laquelle nous nous sommes principalement attardés est la méthode d'enchères pour la bande passante où, toutes les T unités de temps, l'utilisateur déclare la capacité qu'il souhaite obtenir ainsi que la valeur qu'il associe à une unité de bande passante. Celle-ci est alors allouée par le réseau de sorte que ceux qui valuaient le plus le service soient considérés d'abord. Le prix facturé à chaque utilisateur est celui qu'auraient payé les utilisateurs exclus par l'enchère proposée. Cette tarification, dite d'enchère au second prix, permet de ne pas payer plus que la valeur estimée du service, et possède des propriétés d'équité. Dans [58], nous avons donné une modification de la règle d'allocation de la bande passante trouvée dans la littérature. Sans cette règle, les propriétés mathématiques de stabilité, d'efficacité et d'équité ne seraient pas correctes.

6.1.2 Connexion et gestion des communications en groupe

Participants : Raymond Marie, Miklós Molnár.

L'avantage de la communication multipoint (multicast) dans les réseaux réside dans la diminution de la charge de trafic. Dans le cas optimal, les messages circulant entre les membres du groupe passent en un seul exemplaire sur chaque lien emprunté et le nombre de liens (ou

le coût total de la communication) est minimal.

Les premiers protocoles réalisant des communications multicast utilisaient des mécanismes basés sur la distribution des messages ; les routeurs du réseau transmettent les messages du groupe vers toutes les sorties et éliminent des messages en doublons ou tardivement reçus. Pour ce genre de communication, on peut citer les solutions « flooding », « flood and prune » ou l'algorithme « Reverse Path Forwarding » utilisé dans le protocole DVMRP. Malheureusement, avec l'augmentation du trafic multicast, la simplicité de ce genre de solution ne pourra pas compenser le gaspillage des ressources causé par l'inondation du réseau par un grand nombre de messages multicast.

Actuellement, il est possible de posséder une bonne connaissance de la topologie du réseau, non seulement sur les chemins reliant les membres voisins, mais aussi sur l'ensemble de la topologie d'un domaine en s'appuyant par exemple sur les bases de données utilisées par le protocole OSPF. La gestion dynamique d'un groupe (correspondant à la prise en compte des nouvelles adhésions et des résiliations) peut encore amplifier la faiblesse des heuristiques précitées.

Du point de vue de la réduction de la charge du réseau, la meilleure solution repose sur la transmission des messages selon un arbre couvrant partiel (quasi-)optimal. En liaison avec les besoins des applications en groupe et des applications multipoints sur les réseaux, nous nous intéressons aux problèmes de connexion optimale ou quasi-optimale des membres d'un groupe se trouvant sur le réseau. Étant donné que la construction d'un arbre couvrant partiel minimal (ce qui correspond à la solution optimale) est NP-complète, nous avons analysé et proposé plusieurs solutions heuristiques ne nécessitant qu'un temps polynomial d'exécution. Dans nos heuristiques, pour élaborer 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 couvrant commun.

Il est évident que si le groupe communiquant change dynamiquement, le support doit aussi changer. Pour maintenir une communication économique, le maintien d'un bon arbre couvrant est essentiel. Nos heuristiques paramétrables peuvent être utilisées pour créer et mettre à jour le support des communications multipoints. Nous avons montré que dans certain cas, la gestion du groupe multicast à l'aide des heuristiques proposées a comme résultat un gain non négligeable en longueur (en coût) de l'arbre [39].

Dans le cadre d'une coopération scientifique *Balaton* avec le Département de Télécommunication de l'Université Technique de Budapest, nous avons analysé la possibilité de construire des arbres approchés de l'arbre minimal de Steiner à l'aide des recherches heuristiques « A* » et « tabou ». Les avantages de ces heuristiques sont multiples. Ces algorithmes permettent d'éviter les pièges des minima locaux, ils convergent bien et peuvent être limités en nombre d'itérations (ce qui est important pour une bonne gestion d'un réseau où le gestionnaire doit donner des réponses rapides aux questions de routage).

Nous avons étudié le problème de routage multicast dans des réseaux où les métriques utilisées sont de type « bande passante » et les valeurs des liens changent aléatoirement avec le temps (en fonction du trafic). Nous avons démontré que la recherche de la connexion optimale des groupes multicast nous conduit à un problème de Steiner qui peut être résolu à l'aide de l'heuristique « tabou » [56].

6.1.3 Reroutage rapide

Participants : Miklós Molnár, Miled Tezeghdanti, Laurent Toutain.

Le contrôle d'admission (dans le cas où le réseau ne peut pas satisfaire toutes les demandes), le routage (trouver un itinéraire qui satisfait les critères de QoS spécifiés par l'application) et la réservation de ressources (allouer les ressources du réseau nécessaires pour ce flux et en tenir compte lors des prochaines demandes) constituent les trois piliers de l'architecture de QoS pour les réseaux IP.

La tolérance aux fautes des réseaux est un aspect important au niveau du routage. Le recouvrement suite à une défaillance dans un lien ou dans un routeur (aussi connu sous le nom de convergence de protocole de routage) est toujours de l'ordre de quelques dizaines de secondes, ce qui constitue un facteur pénalisant pour les applications temps réel. En fait, une application temps réel ne peut pas tolérer une telle période de non disponibilité du chemin utilisé entre la source et la destination.

Pour remédier au problème de convergence des protocoles de routage, on propose un algorithme simple et efficace pour le calcul d'une route de secours optimale et disjointe de la route initiale (cf. [51] et [40]). Cet algorithme est une extension de l'algorithme bien connu de Dijkstra. Il suppose un réseau 2-connexe et un protocole de routage à état de liens comme OSPF et IS-IS. La complexité de l'algorithme est $O(n^2)$ où n représente le nombre des routeurs, elle correspond à la complexité habituelle du calcul des tables de routage et n'augmente pas notablement la charge des routeurs. En contrepartie, l'application de notre méthode nécessite la modification de la structure de la table de routage pour maintenir les routes de secours. En cas de défaillance, la méthode permet un recouvrement rapide par rapport aux mécanismes prévus à cet effet dans les protocoles précédemment cités.

6.1.4 Sécurité

Participants : Bernard Cousin, Sylvain Gombault, Olivier Paul, Patrice Tadonki.

Sécurité et mobilité dans IPv6³. Le protocole IPv6 introduit de nouvelles fonctionnalités qui répondent aux préoccupations actuelles dans le domaine des réseaux, préoccupations parmi lesquelles on peut noter l'auto-configuration, la mobilité et la sécurité. Nous croyons que le protocole DHCPv6 propose une méthode de configuration automatique et efficace. Malheureusement ce protocole présente un certain nombre de failles de sécurité, notamment si on envisage un environnement largement ouvert, hétérogène et où les équipements sont mobiles. Dans ce cadre, nous avons étudié les différents buts que peut vouloir atteindre un attaquant contre un système DHCP et les différents moyens d'attaque qu'il a contre un client ou un serveur DHCP. Les relais DHCP sont tout particulièrement sensibles : nous proposons de ne plus les utiliser, car leur présence n'est plus requise grâce notamment aux nouveaux services d'adressage offerts par IPv6. Nous proposons de résoudre les principales failles grâce à la mise en place d'un service d'authentification qui peut être mis en œuvre en adossant le serveur DHCP à un serveur de sécurité (par ex. AAA) [63]. Nous montrons que les solutions telles que

³Travail réalisé avec Francis Dupont, Département RSM, ENST Bretagne

IPsec et DNSsec ne conviennent pas. Notre mise en œuvre nécessite la protection d'un nombre réduit de messages DHCP, et réutilise des extensions proposées pour ces messages.

Sécurité des réseaux à haut débit. Dans un contexte de réseau haut débit où la qualité de service a une grande importance dans les services que proposent les opérateurs, il est nécessaire de disposer de mécanismes de sécurité qui n'empêchent pas un réseau de remplir ses engagements en terme de QoS. Nous avons proposé une architecture de contrôle d'accès autorisant le filtrage de flux IPv4/ATM tout en limitant les perturbations à la QoS pouvant être négociée. Les éléments principaux pour assurer cette propriété sont une carte d'analyse rapide de trafic étudiée par France Telecom-RD et un algorithme de classification rapide de paquets à temps d'analyse faible et borné que nous avons développé. Les résultats de ce travail complétés par des aspects liés à la gestion d'une politique de contrôle d'accès distribuée ont fait l'objet d'une thèse [13]. Nous poursuivons ces études pour aboutir à un contrôleur IPv6/Gigabit Ethernet ayant les mêmes propriétés de garantie de QoS.

6.1.5 Qualité pseudo-subjective des flux multimédias.

Participants : Samir Mohammed, Gerardo Rubino.

Nous étudions le problème de l'évaluation en temps réel de la qualité d'un flux multimédia transmis au-dessus sur un réseau à commutation de paquets tel que l'Internet, pour ensuite contrôler ces flux à l'aide de cette quantification.

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. Il s'agit de prendre comme valeur de la qualité la moyenne des évaluations faites par un groupe d'observateurs humains, dans des conditions très précises et après filtrages statistiques pour éliminer les éventuelles incohérences.

Nous avons développé une approche basée sur les réseaux de neurones, que nous appelons ici « analyse pseudo-subjective », dans laquelle nous entraînons ces réseaux pour qu'ils se comportent comme les observateurs humains, permettant de faire cette évaluation de façon précise, efficace et, si besoin, en temps réel. Ensuite, nous explorons l'utilisation de ce type d'outil pour faire du contrôle.

Flux audio. Dans [24] 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 pour lequel nos expérimentations montrent de bonnes performances pour l'évaluation de la qualité du son.

Dans [25], 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 résultat 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.

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. Nos premiers résultats sont positifs [23].

En parallèle avec ce qui précède, nous nous sommes intéressés à l'apport qui peut être obtenu via l'utilisation d'une classe spéciale de réseaux de neurones, les RNN (*Random Neural Networks*), introduits par Gelenbe il y a un peu plus de dix ans^[Gel]. Nos premiers résultats montrent que ces réseaux se comportent mieux que les réseaux de neurones classiques pour notre application.

[Gel] E. GELENBE, « Random neural Networks with Negative and Positive Signals and Product Form Solution », *Neural Computation* 1, 4, p. 502–510.

6.1.6 Conception d'architectures

Participants : Franco Robledo, Gerardo Rubino⁴.

Nous avons commencé un travail de recherche sur la conception d'un réseau de communication à large étendue. Formellement, il s'agit de proposer des solutions au problème suivant :

- à partir de la donnée de l'ensemble de sites « candidats » à recevoir un nœud terminal du futur réseau, de l'ensemble de sites « candidats » à recevoir un nœud du cœur du réseau, et d'une série de contraintes à respecter (trafics moyens à écouler, critères de qualité de service à vérifier, propriétés souhaitées de connexité du *backbone* du réseau,...),
- trouver un ensemble de terminaux et de nœuds du cœur du réseau, des équipements et lignes, et une topologie, minimisant (et/ou maximisant) des fonctions de coût tenant compte des coûts des équipements, des lignes,... (et/ou de rendement, par exemple, des gains par unité d'information transportée,...).

Il s'agit donc, formellement, de problèmes d'optimisation multi-dimensionnels multi-critères. D'un point de vue pratique, l'aspect optimisation est abordé sous l'angle d'heuristiques conduisant à des solutions sous-optimales, en particulier via la décomposition du problème en deux parties : la conception du réseau d'accès et celle du cœur du réseau.

Ce travail se situe dans la continuité de ce que nous faisons dans l'équipe en analyse et dimensionnement des systèmes de communication, ainsi que dans nos collaborations passées avec le groupe uruguayen. le site de l'équipe associée PAIR,

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 (et éventuellement, de la performabilité des systèmes).

6.2.1 Analyse de modèles markoviens

Participants : Moulaye Hamza, Raymond Marie, Gerardo Rubino, Bruno Sericola.

Sensibilité de mesures transitoires des modèles markoviens. La performance des systèmes et réseaux informatiques et la sensibilité de certaines mesures s'évaluent en résolvant des systèmes différentiels markoviens sur un intervalle donné $[0, t]$. Il s'agit de calculer la dérivée partielle par rapport à un paramètre des distributions instantanée et cumulative. Cette étude se heurte au problème de la complexité temporelle croissante avec l'ordre M du générateur infinitésimal et avec t . Dans un premier temps, nous avons considéré des modèles pour lesquels

⁴Cette activité est réalisée avec Héctor Cancela, Institut d'Informatique, Faculté d'Ingénierie de l'univ. de la République à Montevideo, Uruguay, dans le cadre de l'équipe associée « PAIR » constituée en septembre 2001 entre nos deux institutions (PAIR = Planification de l'Architecture et l'Infrastructure des Réseaux).

M est raisonnable (≤ 400). Après avoir achevé l'étude de la sensibilité du vecteur des probabilités d'état instantanées, nous avons examiné la sensibilité de l'espérance de la récompense cumulée sur $[0, t]$. Les différents résultats relatifs à cette étude vont paraître dans [14].

Réseaux d'automates stochastiques. La méthodologie des réseaux d'automates stochastiques (RAS) a l'avantage d'éviter la construction du générateur infinitésimal. L'idée consiste à interpréter le système à modéliser comme étant un ensemble de composants (automates markoviens) dépendants. Les dépendances sont exprimées à l'aide des matrices d'événements. Le *descripteur* (générateur global) s'exprime ainsi comme somme de produits tensoriels de matrices comprenant les sous-générateurs. L'approche RAS permet aussi d'exploiter les différents algorithmes relatifs à un produit vecteur-matrice, celle-ci est un produit tensoriel de matrices de dimension raisonnable. En vue de paralléliser la méthode itérative (stable) de l'uniformisation standard (SU) pour calculer la sensibilité de mesures instantanées et cumulatives, nous avons maintenu une somme tensorielle dans l'expression du descripteur. Ensuite, nous avons étendu un algorithme développé au sein de l'équipe ALADIN au calcul d'un produit vecteur-matrice où la matrice est une somme tensorielle de matrices de petites tailles. L'implémentation de l'algorithme parallèle relatif à la méthode SU est faite sur une machine CRAY T3E de l'IDRIS. En considérant un modèle de réseau ATM avec $M = 2^{20} = 1048576$ et $t = 10^4$, l'efficacité du calcul de la sensibilité sur 128 processeurs avoisine 80% [47]. Ces recherches ont aussi fait l'objet de la thèse de Moulaye Hamza [9].

Fonctionnelles markoviennes additives. Ce travail est un travail en commun avec M. Bladt, de l'UNAM de Mexico, B. Meini, de l'université de Pise et M. Neuts, de l'université d'Arizona à Tucson. On considère une chaîne de Markov $J(t)$ à espace d'états fini E et des fonctions réelles $a(\cdot)$ et $c(\cdot, \cdot)$ définies respectivement sur E et $E \times E$ et appelées aussi, respectivement, taux de récompense et récompense impulsionnelle. On considère alors la fonctionnelle continue

$$R_j(t) = a(j) \int_0^t 1_{\{J(u)=j\}} du$$

qui compte $a(j)$ fois le temps passé dans l'état j sur l'intervalle $[0, t]$ et la fonctionnelle discontinue

$$N_{h,k}(t) = c(h, k) \sum_{0 < u \leq t} 1_{\{J(u^-)=h\}} 1_{\{J(u)=k\}}.$$

qui compte $c(h, k)$ fois le nombre de sauts de J de h à k sur l'intervalle $[0, t]$. Nous avons obtenu dans un premier temps une expression simple des transformées de Laplace-Stieljes et fonctions génératrices jointes des variables $J(t)$, $R_j(t)$ et $N_{h,k}(t)$ sachant $J(0)$.

A l'aide de cette formule générale, on obtient des expressions explicites des deux premiers moments de la récompense cumulée sur l'intervalle $[0, t]$. En choisissant correctement les fonctions $a(\cdot)$ et $c(\cdot, \cdot)$, on peut obtenir des formules pour les deux premiers moments de nombreuses mesures d'intérêt. Par exemple, en choisissant $c(\cdot, \cdot) = 0$ et $a(i) = 1$ pour $i \in B$ et 0 sinon, on obtient les moments du temps total de séjour dans B sur l'intervalle $[0, t]$. En choisissant $a(\cdot) = 0$ et $c(h, k) = 1$ si $k \in B$ et 0 sinon, on obtient les moments du nombre total d'états de B visités sur l'intervalle $[0, t]$.

Enfin, lorsque $c(\cdot, \cdot) = 0$, nous avons développé différentes méthodes de calcul de la matrice semi-markovienne $W(x, t)$ définie par

$$W_{i,j}(x, t) = \Pr\left\{\sum_{j \in E} R_j(t) \leq x, J(t) = j \mid J(0) = i\right\}.$$

Un premier algorithme est basé sur une formule explicite conduisant à une méthode stable dont la précision est spécifiée à l'avance. Une deuxième technique consiste en l'inversion numérique de la transformée de Laplace-Stieljes de cette matrice et nous avons développé une troisième méthode basée sur le produit de convolution des matrices $W(x, t)$. Pour cette dernière, on utilise la solution explicite pour des valeurs de t modérées et on met en œuvre sur cette base le produit de convolution pour des valeurs de t plus grandes. Ces résultats, qui s'inscrivent en pratique dans le domaine de la performabilité des systèmes informatiques et des réseaux de communication, seront publiés très prochainement.

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 dans les années 80 dans la communauté scientifique 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. Cette approche a permis d'obtenir des bornes de qualité pour des mesures asymptotiques, dans le cas de la sûreté de fonctionnement [MDG89]. 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 [19]. 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 [16], nous avons exploré une approche permettant de calculer une mesure stationnaire

[MDG89] R. MUNTZ, E. DE SOUZA E SILVA, A. GOYAL, « Bounding Availability of Repairable Computer Systems », *IEEE Transactions on Computers* 38, 12, december 1989.

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.

Études de files markoviennes simples en transitoire. Nous travaillons sur une méthodologie permettant de développer des algorithmes efficaces de calcul de certaines distributions associées au régime transitoire d'une file d'attente. Nous avons montré sur des exemples simples qu'il était ainsi possible de calculer le niveau maximal atteint par une file sur une période finie^[Rub00], et également le nombre de paquets perdus sur une telle période [43].

Dans un autre volet de ces travaux, nous essayons de nouvelles techniques de nature combinatoire pour obtenir des expressions closes des distributions transitoires de base (i.e. de la variable aléatoire « nombre de clients à l'instant t »). Des premiers résultats de ces travaux (obtenus en collaboration avec le professeur Krinik du Calpoly à Pomona, Californie), ont été présentés dans [37].

Soutien intégré. Dans la continuité des recherches effectuées dans ce domaine, nous avons étudié les conséquences de l'approximation usuelle qui consiste à remplacer dans les modèles la tâche intermittente de la réparation (le réparateur ne travaille que x heures par jour) par un réparateur virtuel travaillant 24 heures par jour avec une vitesse d'exécution pondérée par le facteur $x/24$. En modélisant le système comme un processus régénératif markovien, on montre dans [31] que cette approximation peut-être très optimiste en terme de temps de réponse.

6.2.2 Études analytiques de modèles à états continus (fluides)

Participants : Nelly Barbot, Landy Rabeahasaina, Bruno Sericola.

Modèles fluides du premier ordre. On considère une file d'attente fluide à capacité finie dont le flux d'entrée est le flux de sortie d'une file d'attente markovienne à capacité finie ou infinie. Le processus d'entrée de la file fluide est caractérisé par son taux instantané qui est modulé par le processus associé à la file d'attente markovienne. On développe, dans [21], pour une vaste classe de tels processus d'entrée, une méthode de calcul de la distribution du contenu de la file fluide et de la probabilité de débordement en régime stationnaire. Cette méthode est entièrement basée sur le calcul de la distribution du contenu de la même file fluide mais à capacité infinie. Cette approche conduit à un algorithme numériquement stable pour lequel la précision peut être donnée à l'avance.

[Rub00] G. RUBINO, « New Transient Analysis of Queues: the Maximum Level Reached on an Interval and Extensions », *in : invité dans SAPM'00: Symposium on Advanced Performance Modeling 2000*, Orlando, US, 31 octobre – 2 novembre 2000.

Le calcul de la distribution de la période d'occupation d'une file fluide à capacité infinie dont les taux d'entrée et de service sont modulés par une chaîne de Markov à espace d'états fini a été obtenue dans [15] et un algorithme de calcul de cette distribution a été développé. Cette période est particulièrement importante puisqu'elle correspond à la durée de la congestion à un nœud d'un réseau. Ce travail est le fruit d'une collaboration étroite avec l'université de Budapest, dans le cadre d'un PAI (Programme d'Action Intégrée), qui se poursuit dans le but de calculer les probabilités de dépassement de certains seuils associés à la file fluide.

Nous avons aussi poursuivi le calcul de la distribution du contenu d'une file fluide en régime transitoire lorsque le flux d'entrée dans la file fluide est le flux de sortie d'une file M/M/1. En étudiant en détail la convergence vers le régime stationnaire, nous avons développé un algorithme de calcul spécifique permettant l'arrêt des calculs lorsque le régime stationnaire est atteint. Ces résultats ont été publiés dans [28] et [27]. Enfin, l'étude du régime stationnaire de ce modèle nous a permis d'exhiber une expression explicite de la distribution du contenu de cette file fluide. Cette expression, très simple par rapport à d'autres travaux utilisant des représentations intégrales de fonctions de Bessel ou des polynômes orthogonaux par rapport à une mesure à déterminer, est obtenue par le biais de fonctions génératrices qui sont explicitement inversées. Ces résultats sont détaillés dans [50].

Enfin, les réseaux de files d'attente fluides sont toujours à l'étude.

Modèles fluides du second ordre. Nous avons étudié la stabilité d'une file d'attente fluide de capacité infinie. Les taux d'entrée et de service sont contrôlés par un processus stochastique $X(t)$ général stationnaire ergodique et peuvent dépendre du niveau de fluide $Q(t)$ dans la file. Seule intervient la différence $b(X(t), Q(t))$ entre le taux d'entrée et le taux de service. La variabilité du trafic est modélisée par un mouvement brownien B_t et une fonction de variance locale $\sigma(X(t), Q(t))$ qui dépend aussi du niveau de fluide dans la file. Le fait que les paramètres, notamment la fonction b , puissent dépendre de la quantité de fluide dans la file permet de prendre en compte l'action du réseau sur les sources visant à diminuer ou augmenter la bande passante qui leur est allouée. Le comportement de ce modèle fluide du second ordre est régi par l'équation différentielle stochastique réfléchie

$$dQ(t) = b(X(t), Q(t))dt + \sigma(X(t), Q(t))dB_t + dL(t),$$

où $L(t)$ est un processus croissant permettant de conserver le niveau $Q(t)$ positif ou nul. Dans le cas où les fonctions b et σ sont Lipschitziennes en la deuxième variable et respectivement bornée inférieurement et bornée, nous avons obtenu dans [42] et [57] les conditions suivantes de stabilité pour cette file fluide générale.

Si $E(\limsup_{x \rightarrow \infty} b(X(0), x)) < 0$ alors la file est stable et si $E(\inf_{x \geq 0} b(X(0), x)) > 0$ alors la file est instable. Il est à noter que la condition initiale, $Q(0) = 0$, joue un rôle important dans l'étude de la stabilité de cette file.

Ces résultats ont été étendus dans [41] à des fonctions b plus générales et d'autres résultats concernant la sous stabilité de cette file ont été obtenus. Les travaux se poursuivent pour l'étude de la stabilité de réseaux de telles files d'attentes fluides.

6.2.3 Simulation de modèles fluides.

Participants : José Incera, Raymond Marie, Miklós Molnár, David Ros, Gerardo Rubino, Bruno Tuffin.

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 [22].

Dans [45], nous avons étudié l'utilisation d'une méthode d'accélération de la simulation, l'échantillonnage préférentiel (*importance sampling*), pour l'analyse des réseaux de Petri stochastiques, fluides ou non, comportant des transitions de lois générales. La nouveauté est multiple, car la littérature ne s'était jusque là jamais focalisée sur le cas fluide ou sur des politiques de ré-échantillonnage telles que PRI (Preemptive Repeat Identical) or PRS (Preemptive ReSum). Les méthodes ont été mises en œuvre dans SPNP (*Stochastic Petri Net Package*, cf la section 5).

Un outil de simulation de réseaux haut débit. Nous développons 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 sur un ensemble dénombrable d'instants. Une description de l'état de l'outil se trouve dans [18].

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 ouverte, comme pour la catégorie de service VBR dans les réseaux ATM, mais également en boucle fermée (voir dans 6.3.4 nos résultats sur l'analyse du contrôle de congestion dans TCP).

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 ;
- 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.

6.2.4 Monte Carlo et quasi-Monte Carlo.

Participants : Stéphane Collas, Louis-Marie Le Ny, Gerardo Rubino, Bruno Tuffin⁵.

Monte Carlo. Nous avons travaillé dans le cadre de l'évaluation de mesures de sûreté de fonctionnement de systèmes multi-composants réparables, à partir de modèles markoviens [32]. En considérant le cas des mesures stationnaires ou encore de la MTTF, nous avons étudié les méthodes de Monte Carlo existantes, appartenant toutes au cadre de l'échantillonnage préférentiel. Nous avons proposé des améliorations de certaines de ces méthodes, et nous avons comparé les performances obtenues.

Nous nous intéressons aussi à l'évaluation de mesures de sûreté de fonctionnement à partir de modèles non-markoviens, en utilisant des formalismes différents. En effet, 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

⁵Héctor Cancela, responsable uruguayen de l'équipe associée PAIR entre le projet et l'université de la République à Montevideo, Uruguay, participe à ces travaux.

des systèmes représentés par ce formalisme font partie des objectifs de cet axe.

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. 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 [46], nous avons appliqué cette méthode à la simulation des réseaux à perte, nous permettant de considérer divers types de réseaux de communications tels que, par exemple, les réseaux ATM, les réseaux téléphoniques, les réseaux optiques, les architectures d'interconnexion multiprocesseurs...

6.2.5 Files d'attente à seuils.

Participants : Louis-Marie Le Ny, Bruno Tuffin.

Nous avons travaillé sur l'analyse des files d'attente à seuils avec hystérésis. Les seuils sont introduits de manière à atténuer les variations de délai d'attente et de débit en modifiant le comportement de la file, et l'hystérésis entraîne que le mécanisme de contrôle ne change pas trop fréquemment d'état. Ce type de modèle a de nombreuses applications notamment pour le problème du routage dynamique dans les systèmes informatiques ou de télécommunications (où par exemple un serveur représente une ligne de communication et le service représente le temps de transmission), mais aussi pour l'élaboration de ces systèmes et réseaux. De même, les files à seuils permettent un meilleur contrôle de la congestion, et permettent d'avoir une arrivée continue de données, caractéristique très importante pour la vidéo afin de ne pas avoir

de rupture d'image.

Dans [?], nous étudions une file d'attente à 2 serveurs permettant de contrôler la congestion à l'aide de seuils avec hystérésis. Quand le nombre de clients du système dépasse un seuil n_1 appelé seuil ascendant, un serveur supplémentaire est appelé. Ce serveur n'étant pas toujours disponible, on suppose qu'il ne rejoint le premier serveur qu'après un délai exponentiel. De même, quand le nombre de clients devient égal au seuil descendant m_1 , soit le deuxième serveur est aussitôt libéré, soit son appel est annulé. Nous supposons aussi que la capacité de la file d'attente est limitée. Nous obtenons une formule explicite pour les probabilités stationnaires en utilisant des coupes appropriées dans la chaîne de Markov associée ainsi que la fonction génératrice tronquée. Le principal apport de cet article est la prise en compte du délai d'attente d'un serveur supplémentaire.

De même, nous avons obtenu des résultats généraux, dans le cas mono-classe d'abord [55, 38] (où des serveurs sont ajoutés (resp. enlevés) si on atteint un seuil ascendant (resp. descendant)) et dans le cas multi-classes ensuite [54] (ou une priorité est donnée à certaines classes en fonction du niveau d'engorgement). Pour cela, on a modélisé ces files d'attente par un réseau de Petri stochastique classique ou fluide. Ce puissant outil de modélisation permet de donner une représentation simple des systèmes et leur analyse est transparente grâce à l'utilisation du logiciel SPNP (voir d'analyse de réseaux de Petri stochastiques, au développement duquel le projet participe).

6.2.6 Génération de tests.

Participants : Sébastien Barbin, Hélène Le Guen, Raymond Marie, Octavio Medina, Ana Minaburo, David Ros, Laurent Toutain, Phong Vi, César Viho.

Génération de tests de logiciels par graphes stochastiques. 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. Dans ce cadre, nous avons été amenés à modéliser le comportement du logiciel par une chaîne de Markov à temps discret (CMTD) et à nous intéresser à la probabilité qu'un état de la chaîne soit visité au cours d'une exécution du logiciel. Pour pouvoir adapter ce calcul à des chaînes comportant un grand nombre d'états, nous avons développé une technique de décomposition basée sur l'utilisation des composantes fortement connexes. La méthodologie employée et des exemples numériques démontrant l'efficacité de l'approche ont été publiés dans [53].

Test de conformité et d'interopérabilité des protocoles : application aux protocoles IPv6. Notre objectif est d'étendre notre savoir-faire en matière de tests de conformité au contexte du test d'interopérabilité des nouveaux protocoles des réseaux informatiques, avec la prise en compte des aspects quantitatifs liés à la QoS, et des nouvelles fonctionnalités telles que la mobilité et la sécurité. Il s'agira de développer des méthodes, de nouveaux algorithmes et outils appropriés, et de les mettre en œuvre dans des plates-formes d'expérimentation. Les protocoles IPv6 sont en cela des cibles privilégiées et offrent un cadre très intéressant pour

valider nos méthodes et outils de test.

Concernant les aspects formels et méthodologiques du test d'interopérabilité, les travaux de cette année ont abouti à la définition d'un cadre méthodologique formel pour le test d'interopérabilité.

Nous avons montré que les concepts du test de conformité peuvent être utilisés pour définir un cadre méthodologique pour le test d'interopérabilité. Dans un premier temps, nous avons réalisé un état de l'art complet présentant les différentes architectures possibles de test d'interopérabilité [49]. Puis, nous avons défini plusieurs *relations d'interopérabilité* basées sur les relations d'implémentation/conformité définies pour le test de conformité. Chaque relation d'interopérabilité spécifie formellement les conditions que doivent satisfaire les implémentations afin d'être considérées comme interopérables. Nous avons effectué une comparaison de ces relations en terme de pouvoir de détection de non-interopérabilité [26]. Actuellement, nous étudions des pistes pour la génération automatique de tests d'interopérabilité.

Concernant les activités de génération de test pour IPv6, cette année a été principalement consacrée à l'étude des protocoles de mobilité (MIPv6) et de QoS au dessus de IPv6 (tels que diffserv et RSVP). Nous avons adapté des outils existants pour IPv4 de façon à les rendre opérationnels au dessus de IPv6. Nous avons ainsi généré des tests de conformité et d'interopérabilité pour ces protocoles. Plus récemment, nous avons entamé des travaux de génération de test d'interopérabilité pour les mécanismes de transition IPv4-IPv6 (DSTM, 6to4, etc) et pour la compression d'entête (ROCH, voir 6.3.2). Ces tests font partie du *bake-off* (appelé maintenant *plugtest*) 2001 organisé par l'ETSI Sophia du 19 au 23 novembre 2001.

6.3 Protocoles

Résumé :

Dans cette troisième section, nous décrivons des travaux de natures diverses, centrés sur un protocole spécifique. Cela va de l'ingénierie des protocoles jusqu'à l'analyse des performances, et concerne essentiellement des protocoles de l'Internet, excepté pour la section 6.3.5.

6.3.1 IPv6

Participants : Laurent Toutain, Octavio Medina.

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. 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 ; voir [30] (une description préliminaire se trouve dans [AT99]).

[AT99] H. AFIFI, L. TOUTAIN, « Methods for IPv4-IPv6 transition », *in* : *SCC'99*, IEEE, Sharm El Sheik, 1999.

L'idée principale est basée sur des encapsulations du protocole IPv4 dans des paquets du protocole IPv6 afin de traverser les sous-réseaux IPv6. 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.

6.3.2 ROCH

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

Dans les réseaux téléphoniques de troisième génération, un mécanisme de compression robuste peut réduire le temps de transmission et augmenter l'utilisation d'une ressource rare et chère qui est le support de transmission utilisant la voie radio. Pour se faire une idée des possibilités, notons simplement que la taille de l'en-tête d'un paquet IPv6/UDP/RTP varie de 60 octets à 120 octets, et celle d'un paquet IPv4/UDP/RTP de 40 octets à 100. La charge utile, compte-tenu de l'algorithme de compression de la voix et des contraintes temps réel, varie entre 15 et 20 octets. La compression d'en-têtes est possible sur différentes couches du ISO/OSI mais elle est la plus efficace au niveau de la couche réseau (IP), car l'on a connaissance du format des paquets (et celui des couches supérieures). Le problème ici est que la compression signifie également réduction de la redondance dans l'information transmise, ce qui est antagoniste avec des transmissions bruitées.

Pour les services interactifs de voix sur IP et pour les liaisons cellulaires, le protocole standardisé est ROCH (Robust Header Compression) décrit dans le RFC 3095. Nous proposons actuellement, au sein de l'IETF, des améliorations au standard ROCH pour augmenter l'efficacité de la compression. En effet, les réseaux cellulaires de troisième génération fournissent périodiquement le BER (Bit Error Rate) et le RTT (Round Trip Time). Le compresseur peut les utiliser pour obtenir une meilleure estimation de la qualité du lien radio. Nous proposons donc d'utiliser ces valeurs pour déterminer plus précisément le coefficient de confiance défini dans le RFC3095. En même temps, nous étudions des moyens d'évaluer l'efficacité du protocole de compression, essentiellement en utilisant des modèles markoviens.

6.3.3 MPLS

Participants : Ali Boudani, Bernard Cousin, Miled Tezeghdanti, Laurent Toutain.

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 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 routé par la source.

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 (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.

Dans ce cadre, nous avons proposé un nouveau protocole permettant l'acheminement de paquets multicasts, appelé SEM [59] (« Simple Explicit Multicast »). Ce protocole s'adresse principalement aux groupes ayant peu de membres. Nous considérons indépendamment chaque couple formé d'un émetteur et d'un groupe multicast. L'immense avantage de notre protocole est de ne pas nécessiter la création ni la gestion d'information de routage spécifique au multicast puisqu'il utilise celles présentes dans la table de routage unicast. De plus nous utilisons judicieusement les nœuds de branchement présents dans l'arbre de distribution multicast du groupe considéré pour minimiser le traitement. Enfin notre protocole permet d'utiliser au mieux les mécanismes d'accélération proposés par MPLS.

6.3.4 TCP

Participants : Sophie Fortin, José Incera, Gerardo Rubino, Bruno Sericola.

Nous nous intéressons à l'analyse de performances du protocole de transport TCP (*Transport Control Protocol*), le plus important dans le monde de l'Internet. Donc, nous étudions les mécanismes de contrôle de congestion utilisés dans ce protocole. TCP a pour rôle le contrôle de flux des données sur Internet, pour toutes les applications ayant une nécessité de transmission intégrale (sans erreur) telles que le courrier électronique, les applications `http` et `ftp`, les applications d'accès à distance tel que `telnet`, etc. La principale fonction de TCP est donc de s'assurer de la bonne réception des données. Pour ce faire, le destinataire des paquets TCP renvoie à l'émetteur des accusés de réception sous la forme de petits paquets appelés ACKs (*ACKnowledgements*) qui indiquent le numéro du premier bit encore manquant. Une perte est alors détectée (ou plus exactement supposée) soit par l'expiration d'une temporisation T_0 avant l'arrivée de l'ACK (perte de type TO), soit par l'arrivée de trois ACKs dupliqués (pertes de type TD), c'est-à-dire indiquant tous le même paquet comme étant toujours manquant. Outre la retransmission des données supposées perdues, TCP intègre un algorithme de modification du débit de la transmission. Dans cet algorithme sont notamment inclus la division par deux de ce débit en cas de détection de perte, puis l'augmentation progressive du débit, de façon exponentielle suite au rétablissement de la connexion après une perte de type TO

(phase de démarrage lent ou *slow start*), ou de façon linéaire après une perte de type TD ou après le dépassement d'un seuil maximal de démarrage lent (phase d'évitement de congestion ou *congestion avoidance*).

Modélisation analytique de TCP. Le modèle choisi pour l'évolution du flux d'une connexion TCP est la chaîne de Markov à temps discret $X_n = (W_n^c, W_n^{th})$, où W_n^c représente la taille de la fenêtre courante (le débit instantané) et W_n^{th} le seuil marquant le passage d'une période de démarrage lent à une période d'évitement de congestion. De taille raisonnable (18 états pour une fenêtre maximale W_{\max} de 8 paquets, et environ 30000 états pour $W_{\max} = 250$ paquets), cette chaîne de Markov fournit de nombreuses mesures de performance dont notamment : le débit moyen d'émission et de réception des données, la durée moyenne entre deux pertes et le nombre de paquets émis et réceptionnés durant cet intervalle de temps (en phase de démarrage lent ou en phase d'évitement de congestion), la durée moyenne de récupération après une perte de type TO, la proportion de temps durant laquelle la source a pu émettre des données avec le débit maximal autorisé (W_{\max}), etc.

Ces résultats, présentés dans [33] et [52], se sont avérés très proches de mesures réelles du trafic sur Internet dans le cas de réseaux de type WAN. Ils montrent que notre modèle s'avère justifié dans ce contexte, ajoutant aux précédents modèles des mesures plus précises et plus variées que, par exemple, la simple détermination du débit moyen d'émission.

La suite des recherches va se concentrer sur l'adaptation de notre modèle à des outils de gestion de la charge d'un réseau. En effet, le modèle actuel suppose que tous les nœuds du réseau fonctionnent suivant une politique *drop-tail* (quand le buffer est plein, toute nouvelle donnée est perdue). Nos travaux se dirigent donc vers l'étude de la politique RED (*Random Early Discard*) dont le principe de base est de d'écarter volontairement certains paquets avant débordement du buffer, et avec une probabilité dépendant de la charge instantanée du buffer. Les flux TCP subissant ainsi des pertes vont alors diminuer leur débit, ce qui aura pour effet de désengorger par avance le réseau, évitant ainsi un débordement du buffer et la diminution brutale de tous les flux TCP passant par ce nœud.

Simulation fluide de TCP. En plus de ces travaux de nature analytique, nous étudions le contrôle de congestion dans TCP à l'aide du simulateur de modèles fluides en développement dans le projet, décrit dans 6.2.3. Nous avons construit un modèle *mixte* de TCP, formé d'un composant *fluide* (le transfert d'information) et de composants *discrets* (des *molécules* de contrôle).

Dans [10] et [35] (ainsi que dans [36], version courte de [35]), nous présentons un ensemble d'expérimentations que nous avons faites dans le double objectif de valider le modèle proposé et d'estimer l'efficacité du paradigme fluide vis-à-vis d'un simulateur au niveau paquet, **ns** en l'occurrence. À ce propos, nous définissons deux mesures de performance du simulateur, le *gain* et le *speed-up* (l'accélération). Nos résultats montrent qu'une telle approche permet d'atteindre une précision remarquable dans une large plage de modèles et de valeurs des paramètres (en particulier, nous présentons dans [35] un exemple relativement complexe où l'avantage d'utiliser notre modèle est mis en évidence).

6.3.5 ATM

Participants : Raymond Marie, Nathalie Omnès.

Dans le cadre des réseaux ATM, nous avons défini 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.

Dans le but de valider ce protocole, deux modèles DSPN (*Deterministic and Stochastic Petri Net*) ont été développés et résolus numériquement. Toutefois, la complexité de ces modèles liée au fait que, de part la présence de transitions déterministes, nous sommes en présence de processus régénératifs markoviens, nous a obligé à limiter la taille du réseau étudié. Toutefois, les meilleures performances obtenues avec les transitions déterministes ont pu être mises en évidence. Ce travail a correspondu à la dernière partie de la thèse de Nathalie Omnès [12], soutenue le 12 octobre 2001. Pour poursuivre l'étude de ce protocole avec un réseau de taille plus conséquente, nous prévoyons d'utiliser une simulation de modèle fluide.

6.3.6 UMTS

Participants : Bruno Tuffin⁶.

Les réseaux UMTS (*Universal Mobile Telecommunication Systems*) basés sur le CDMA sont les réseaux de troisième génération qui vont se développer au cours des années à venir. La complexité par rapport aux réseaux GSM classiques est accrue par (entre autres) le cadre multi-service qui doit être intégré. De nombreux points méritent attention. Par exemple, dans ces réseaux, la couverture est une notion complexe :

- elle dépend des interférences engendrées par l'ensemble des émetteurs (autres stations de base ou autres mobiles) et donc de la charge du réseau,
- elle doit prendre en compte les algorithmes de contrôle de puissance,
- elle dépend du débit dont dispose l'utilisateur car les rapports signal/interférence à atteindre sont d'autant plus élevés que le débit requis est élevé.

Pour résumer, on ne peut donner qu'une probabilité de couverture et ceci pour une charge de réseau et des puissances de station de base fixées. Le calcul de couverture doit prendre l'ensemble des éléments précédents (interférences, contrôle de puissance, puissances maximales des transmetteurs) et il devient rapidement très complexe. En collaboration avec le département réseaux de l'ENSTB, nous étudions des algorithmes de calcul de couverture, aussi bien

⁶En collaboration avec le groupe de Xavier Lagrange à l'ENST Bretagne.

en utilisant les méthodes de Monte-Carlo qu'en utilisant d'autres méthodes (par exemple celle dite du Noise Rise).

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

Internet Platform Architectures, 2 99 C 1702

7.1 RTIPA : Real Time Internet Platform Architectures, 2 99 C 1702

Participants : Jing Feng, Samir Mohammed, Driss El Ouadghiri, David Ros, Gerardo Rubino, Laurent Toutain, Phong Vi.

Résumé :

Il s'agit d'un projet européen ITEA (no. 99011), d'une durée de 28 mois (01/09/1999 – 31/12/2001). Nos partenaires dans le projet sont France Télécom R&D, le LIP6, le Politecnico di Milano, Siemens ICN et Thales Communications.

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 faut donc une visibilité importante des travaux réalisés. L'objectif final est la mise en place d'un démonstrateur reliant plusieurs partenaires, démonstrateur qui est, avant tout, une architecture réseau intégrant les nouvelles possibilités liées à la qualité de service. Sur cette plate-forme se greffent des applications permettant, entre autres, de démontrer l'utilité et le fonctionnement des mécanismes associés à la qualité de service.

Pour une présentation générale du projet voir son site <http://www.extra.research.philips.com/euprojects/rtipa/>.

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

- WP1 : il s'agit de l'étude et du développement de l'infrastructure réseau et des services associés. Des sujets tels que la différenciation de services, la transition IPv4/IPv6 et la sécurité font partie de cette étude.
- 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 participons également 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-offs* 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 explorés par Armor durant l'année 2001 sont :

- Évaluation de la qualité subjective de la vidéo et de la parole, à l'aide de réseaux de neurones [24][25][48][23] (voir 6.1.5). Ces mesures de qualité peuvent être employées pour réguler de façon dynamique le débit de l'émetteur.
- Évaluation de la conformité aux normes d'une implémentation DiffServ et conception de méthodologies de test réutilisables [65]. Cette action a été menée en collaboration avec l'équipe Pampa de l'Irisa.
- Transport de flux multimédia sur une architecture à différenciation de services [62].

Transition IPv4/IPv6. Il s'agit, d'un côté, de suivre le processus de standardisation des mécanismes de transition au sein de l'IETF, et d'un autre de développer et mettre en œuvre les mécanismes proposés par l'équipe Armor. Les méthodologies de test de conformité des souches IPv6 sont également étudiées ; cette tâche a été menée en collaboration avec l'équipe Pampa.

- Un mécanisme de transition (DSTM) a été présenté à l'IETF, sous forme d'un *Internet Draft* [30]. Ce *Draft*, devenu un document de travail du groupe *ngtrans*, devrait bientôt acquérir le statut de *Request for Comments*⁷.
- L'équipe Armor est l'un des participants au *bake-off* d'IPv6, organisé par l'ETSI en novembre 2001.

Ingénierie de trafic. Le terme *ingénierie de trafic* regroupe ici un ensemble de mécanismes et protocoles de routage qui tiennent compte des contraintes de qualité de service (« routage QoS »).

- Nous avons développé des outils de simulation (sous forme de modules pour le simulateur *ns-2*) qui nous ont permis d'étudier le fonctionnement du protocole OSPF.
 - Un algorithme pour le routage QoS, permettant de pré-calculer des chemins pour des classes de qualité de service spécifiques, a été proposé [29].
- qualité de service dans les Réseaux ATM (contrat géré à l'ENST Bretagne)

7.2 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 CTI France Télécom R&D, d'une durée de 6 mois (octobre 2000 à mars 2001).*

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

⁷Le passage à *Request for Comments* dépend uniquement de l'avancement de l'*Internet Draft* décrivant le protocole DHCPv6, lequel est utilisé par DSTM.

un débit de 622 Mbit/s. Il s'agit du résultat de travaux menés dans l'équipe sur le contrôle d'accès ATM (voir [13]), 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 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. Nous avons réalisé un compilateur de politique de contrôle d'accès IP/ATM adapté aux cartes IFT qui a conduit à la validation du concept des cartes IFT en tant que contrôleur d'accès à haut débit. Ces expérimentations ont montré que pour du trafic IPv4/ATM à 622Mbit/s, le contrôleur d'accès introduisait sur le trafic un retard maximum de 120 μ s, jugé négligeable à l'échelle d'un réseau.

(contrat géré à l'ENST Bretagne)

7.3 VTHD : Vraiment Très Haut Débit (contrat géré à l'ENST Bretagne)

Participants : Sylvain Gombault, Laurent Toutain.

Résumé : *Projet RNRT consistant à mettre en œuvre et à expérimenter un réseau IP à très haut débit.*

VTHD est un réseau IP sur WDM mis en place pour étudier les impacts du très haut débit dans les réseaux. Ce réseau relie, entre autre, les centres de recherche de FT R&D, de l'INRIA et du GET. Nous étudions dans ce réseau l'impact de la différenciation de service à très haut débit. En effet vu les débits offerts, complexifier le traitement des paquets dans les routeurs peut avoir ces conséquences sur les performances du réseau. Nous avons participé à la définition des classes de service et défini des outils de mesure des temps d'aller simple dans le réseau. Nous avons également participé à l'introduction d'IPv6 dans VTHD, le nœud rennais servant, pour l'instant, à l'interconnexion de VTHD au pilote IPv6 de RENATER.

Nous nous intéressons également à la diffusion de vidéo haute qualité sur ce réseau. En outre, nous avons la responsabilité du sous-projet concernant les aspects sécurité. En collaboration avec France Télécom, nous devons proposer un contrôleur d'accès IPv6/Gigabit Ethernet qui ne nuise pas à la qualité de service.

dans les réseaux à haut débit (contrat géré à l'ENST Bretagne)

7.4 CARAHD : Contrôle d'Accès dans les réseaux à haut débit (contrat géré à l'ENST Bretagne)

Participants : Sylvain Gombault.

Résumé : *Il s'agit d'un projet CRE France Télécom R&D, d'une durée de 6 mois (octobre 2001 à mars 2002).*

Suite aux résultats du projet CARAT, nous enrichissons le contrôleur d'accès en offrant des possibilités de comptage de trafic et de filtrage sur les champs de données des datagrammes.

Ce contrat inclut une étude qui devra indiquer les paramètres à considérer dans le cadre d'un contrôle d'accès IPv6.

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

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

Participants : Sylvain Gombault.

Résumé :

Il s'agit d'un PEA (Plan d'études Amont) d'une durée de 28 mois (octobre 1999 à février 2002). 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 [CCC⁺00]. 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 avons ensuite proposé un nouveau type de sonde comportementale qui utilise la politique de sécurité comme référentiel et développé le logiciel NePoSe qui fonctionne suivant ce principe et qui utilise le réseau comme source d'audit [60]. Nous avons également conçu et développé la fonction de réaction [61]. Nous hébergeons l'une des plates-formes de test du projet Mirador.

Pour plus de détails sur les travaux réalisés et les mises en œuvre associées, voir 6.1.4 et 5.2.

fiabilité et de la disponibilité de systèmes industriels complexes par les méthodes de Monte Carlo, 100C0517

7.6 Analyse des performances, de la fiabilité et de la disponibilité de systèmes industriels complexes par les méthodes de Monte Carlo, 100C0517

Participants : Stéphane Collas, Bruno Tuffin.

Résumé : *Il s'agit d'une convention Cifre pour une thèse de trois ans. Notre partenaire est la société Sofreten.*

La société Sofreten a développé un logiciel, *Sofia*, pour étudier la sûreté de fonctionnement de systèmes complexes. Le souhait des clients de Sofreten est de voir ce logiciel étendu à un cadre de modélisation plus important et essentiellement non-Markovien. Nous nous proposons de développer des méthodes de simulation adaptées à ces modèles, et utilisant des techniques d'accélération puisqu'on considère en général des événements rares.

[CCC⁺00] J. CAPOULADE, P. CARLE, E. COCHEVELOU, F. CUPPENS, 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.

7.7 Couverture radio dans les réseaux radiomobiles

Participants : Bruno Tuffin.

Résumé :

Il s'agit d'une étude, de mi-septembre à fin novembre, pour Cril Telecom Software Ce travail se fait en collaboration avec le groupe de Xavier Lagrange dans le Département RSM de l'ENST Bretagne.

Le but de cette étude est d'analyser les méthodes de calcul de couverture radio dans les réseaux radiomobiles basés sur le CDMA. L'analyse se porte sur deux approches principales : l'une dite d'équilibrage de charge, et l'autre de type Monte Carlo.

génération de test suivant un graphe stochastique, 991310KTQ8

7.8 Réalisation d'un logiciel de génération de test suivant un graphe stochastique, 991310KTQ8

Participants : Hélène Le Guen, Raymond Marie.

Résumé : *Il s'agit d'une convention Cifre pour une thèse de trois ans. Le partenaire est la société Alitec.*

La société Alitec développe des logiciels de test pour les nouveaux protocoles de télécommunication. Le sujet de thèse proposé dans le cadre de cette convention concerne l'utilisation des modèles markoviens pour attacher une mesure de couverture sur les tests effectués lors d'une campagne et de trouver des techniques d'amélioration de leur efficacité.

d'un système avec des données partielles (contrat géré à l'ENST Bretagne)

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

Participants : Gerardo Rubino.

Résumé :

Il s'agit d'une étude faite avec EDF, d'une durée de 15 mois (janvier 2000 mars 2001).

Lors de travaux précédents, nous avons étudié le problème de l'analyse de la topologie d'un réseau maillé en l'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 a demandé d'étudier la possibilité de faire une telle analyse avec des données statistiques sur une partie seulement des composants.

La conclusion principale est que la théorie de la vulnérabilité que nous avons développée par exemple dans ^[BR97] n'est pas adaptée pour fournir une réponse au problème posé. En revanche, une approche Bayésienne nous semble plus appropriée [64].

[BR97] S. BULTEAU, G. RUBINO, « A New Approach to Vulnerability Evaluation of Communication Networks », in : *ITC 15 (International Teletraffic Congress)*, Washington D.C., USA, juin 1997.

7.10 Qualité de service pour diffusion de comptes-rendus médicaux et Téléstaff (contrat géré à l'ENST Bretagne)

Participants : Sylvain Gombault, Patrice Tadonki.

Résumé : *Ces travaux sont menés par Theleme, groupe de recherche qui associe des équipes à compétences technologiques (IRISA, École Polytechnique de l'université de Nantes, ENST Bretagne), des équipes médicales (CHU de Brest, CHU de Rennes) et la société ETIAM. Le groupe Theleme pilote au travers de l'IRISA, cette ACI de Télé médecine du MENRT n° 57 dont le but est d'évaluer les besoins des applications de télé médecine en terme de QoS et de sécurité.*

Nous avons choisi comme support à cette étude, le Téléstaff qui se définit comme une réunion à distance entre professionnels de santé. Cette étude nous a conduits à définir les besoins en terme de sécurité et à proposer un format de document Téléstaff qui garantit la confidentialité des informations médicales tout en respectant les normes européennes CEN-TC251 qui définissent un format commun d'échange de données médicales. L'étude du Téléstaff menée conjointement avec les professionnels de santé nous a permis de réaliser une maquette permettant d'en valider les concepts.

8 Actions régionales, nationales et internationales

8.1 Actions nationales

Le projet ARMOR participe activement au G6, groupe francophone des utilisateurs d'IPv6, la future version du protocole de base de l'Internet. Le projet exploite le point d'accès régional pour le pilote IPv6 de Renater et le 6bone. Armor est également très actif dans le groupe G6test pour la définition de tests pour le protocole IPv6.

8.2 Actions européennes

L'équipe collabore avec des chercheurs de l'université de Vienne en Autriche et celle de Pise en Italie.

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

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. Les sujets de recherche sont les modèles fluides et les problèmes de la communication multipoint.

Durant la deuxième année de cette coopération, on a poursuivi nos travaux sur la distribution des périodes d'occupation dans les modèles fluides ont donné lieu au rapport (décrits dans 6.2.2).

Dans le domaine de l'ingénierie de la communication multipoint, nous avons analysé le problème de la gestion du support de la communication dans des cas où le routage dans le réseau est basé sur des informations incertaines. La métrique étudiée est la bande passant et elle est modélisée par des variables aléatoires. Vu la difficulté des calculs d'un support optimal, nous avons proposé des heuristiques pour obtenir des solutions approchées de bonne qualité. Les résultats communs de cette coopération sont présentés dans [56]. Les partenaires hongrois travaillent actuellement sur les problèmes de routage unicast dans des graphes probabilistes. Nous envisageons la continuation de cette coopération dans le domaine de routage multicast dans des graphes probabilistes.

8.3 Actions internationales

- G. Rubino est le correspondant local des relations internationales de l'Inria.
- Nous travaillons avec l'université de Duke (États Unis) sur la modélisation par réseaux de Petri, avec l'université d'Arizona, l'université de Pise 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).

8.3.1 Équipe associée PAIR (Planification de l'Architecture et de l'Infrastructure d'un Réseau)

Résumé :

Le projet a constitué une équipe associée avec le Département de Recherche Opérationnelle de la Faculté d'Ingénierie de Montevideo, Uruguay, équipe que dirige le professeur Héctor Cancela. Cette formalisation de notre coopération est datée de septembre 2001. L'objectif des recherches démarrées dans ce nouveau cadre est l'étude de techniques de planification de l'architecture d'un réseau à large étendue (i.e., conception de la topologie, choix des composants,...) en tenant compte de contraintes variées (coûts et bénéfices, performances, sûreté de fonctionnement, vulnérabilité, performabilité,...).

La planification des réseaux de télécommunication modernes est une tâche complexe et en générale coûteuse. Elle a comme axe principal l'optimisation, et intègre comme élément majeur dans la boucle du processus d'optimisation des activités d'analyse et d'évaluation quantitatives. L'équipe de planification doit tenir compte des besoins (existants ou prévus), des coûts des différents éléments composant les systèmes, des contraintes sur les performances, la fiabilité, la qualité de service, etc., et, de plus, des contraintes spécifiques à chaque système particulier. La forte complexité du problème dans sa globalité ainsi que celle des principaux sous-problèmes dans lesquels il est nécessaire de le décomposer, font qu'il s'agit d'un excellent support de recherche. Il y a une place considérable pour l'amélioration de la méthodologie aujourd'hui employée par les industriels, souvent très rudimentaire (constat des industriels eux-mêmes). Les volumes d'investissement associés font qu'une diminution des coûts globaux de quelques %, à qualité de service constante, peut avoir un intérêt économique important.

Notre effort de recherche se portera d'abord sur l'étude des méthodes d'optimisation les plus appropriées pour aborder le problème général décomposé en deux sous-problèmes de base : la planification du réseau d'accès et celle du *backbone* (le cœur). Les formalisations usuelles de ces problèmes n'est pas la même et l'on dispose potentiellement d'un nombre important de techniques pour les traiter. Nous travaillons également sur les moyens d'intégrer des modèles appropriés permettant de capter certains aspects liés aux performances et à la sûreté de fonctionnement.

8.4 Visites et invitations de chercheurs

Le projet a reçu les visites des collègues suivants :

- Christian Lécot, professeur à l'université de Savoie, pour une semaine en juin. Le sujet de travail était les méthodes de type Quasi-Monte Carlo.
- Nelly Barbot a séjourné du 11 au 20 juin à l'université de Budapest, dans le cadre du projet BALATON (cf. 8.2), pour travailler sur l'analyse de modèles fluides.
- Miklos Telek, enseignant à l'université de Budapest, du 26 mai au 4 juin, pour travailler sur les modèles fluides. Janos Leventovszky, enseignant à l'université de Budapest et Csaba Vegso, doctorant dans la même université, ont visité également le projet du 10 au 16 novembre, pour travailler sur des problèmes de routage. Le professeur Leventovszky a fait une conférence dans le cadre du séminaire « Systèmes et réseaux » de l'Irisa, intitulée « Quadratic optimization algorithms for QoS routing with incomplete information ».
- M. Molnar a été invité une semaine à l'université Technique de Budapest du 8 au 12 octobre. Il y a travaillé sur des problèmes liés à la communication multicast, et a fait une conférence (le 10 octobre) intitulée « Supports optimaux et quasi-optimaux pour la communication multipoint ».
- Héctor Cancela, professeur à la Faculté d'Ingénierie de Montevideo, un mois, en novembre. Le motif de la visite est de travailler avec G. Rubino et le doctorant en co-tutelle Franco Robledo, sur les problèmes de conception d'architectures de réseaux de communication.

Nous avons également reçu Csaba Vegso, doctorant hongrois, pour une semaine en mai, dans le cadre du projet BALATON décrit dans 8.2, et de Franco Robledo, doctorant uruguayen en co-tutelle, pour trois mois à partir d'octobre, pour le démarrage de sa thèse.

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

R. Marie est ou a été membre des comités de programme des conférences internationales suivantes :

- PNPM'01 (Petri Nets and Performance Models), Aix la Chapelle, Allemagne, septembre 2001 ;
- ITC'17 (17th International Teletraffic Cogress), Bahia, Brésil, 2–7 décembre 2001 ;
- PERFORMANCE TOOLS'2002 (12th International Conference on Modelling Techniques and Tools for Computer Performance Evaluation) ; Imperial College of Science Technology and Medicine, Londres, 14–17 avril 2002 ;
- ACM SIGMETRICS'2002 (International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems), 15–19 juin, 2002, Marina Del Rey, California.

G. Rubino est ou a été membre des comités de programme des conférences internationales suivantes :

- PDPTA'01 (5th International Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications (PDPTA'2001) Applications), Las Vegas, 25–28 juin, 2001 ;
- ITC'17 (17th International Teletraffic Cogress), Bahia, Brésil, 2–7 décembre 2001 ;
- V International Conference on Operation Research, La Havane, 4–8 mars 2002 ;
- PERFORMANCE TOOLS'2002 (12th International Conference on Modelling Techniques and Tools for Computer Performance Evaluation) ; Imperial College of Science Technology and Medicine, Londres, 14–17 avril 2002 ;
- ACM SIGMETRICS'2002 (International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems), 15–19 juin, 2002, Marina Del Rey, California ;
- ISCC'02 (The Seventh IEEE Symposium on Computers and Communications), Taormina/Giardini Naxos, Italie, 1–4 juillet 2002.

Bruno Sericola a été membre du comité de programme de la conférence internationale ASMT (8th International conference on Analytical and Stochastic Modelling Techniques), Prague, juin 2001.

9.1.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations

Sylvain Gombault et Patrice Tadonki ont fait une présentation intitulée « Télémédecine : aspects liés à la sécurité », dans les 18èmes rencontres Irisatech, à Rennes, en avril.

Sylvain Gombault et Patrice Tadonki ont présenté un poster intitulé « Téléstaff Médical », dans le Club des acteurs de la télémédecine (CATEL), à Vannes, en septembre.

R. Marie a donné en septembre 2001 une conférence invitée à Erlangen (Allemagne) dans le cadre du « Fifth International Workshop on Performability Modeling of Computer and Communication Systems » (PMCCS'5), intitulée « From Performability to Optimality ».

G. Rubino a fait une conférence invitée dans l'école d'hiver ECI'2001 à Buenos Aires, Argentine, en juillet, intitulée « Quelques problèmes importants dans le futur de l'Internet : différenciation de services et problèmes de facturation ».

B. Sericola a été invité en novembre à Grenoble par le projet de recherche DECORE (Réseaux de Communication et Télécommunication : Dimensionnement et Commande) commun aux laboratoires ELESA-LAG et IMAG-ID, pour donner une conférence sur l'évaluation de performances des réseaux de communication.

Laurent Toutain a participé à une mission pour le ministère de l'industrie au Japon, pour étudier le déploiement d'IPv6 dans cette région du monde.

Laurent Toutain a participé à Interop 2001 et au « G6déploiement » pour présenter les méthodes de transition entre IPv4 et IPv6.

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, la sûreté de fonctionnement, 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, l'EPFL, l'université de Reims et l'IRISA.

G. Rubino a fait un cours sur les réseaux de files d'attente et les réseaux de neurones dans l'ECI'2001 (école d'hiver dans l'université de Buenos Aires, Argentine), en juillet.

Dans son année sabbatique à l'EPFL, Laurent Toutain est chargé de cours sur les réseaux. Il fait également des enseignements sur les réseaux à l'ISIA, Sophia Antipolis.

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] M. HAMZA, *Sensibilité de mesures transitoires des chaînes de Markov raides : algorithmes de calcul*, thèse de doctorat, univ. Rennes 1, juin 2001.
- [10] J. INCERA, *Contributions à la modélisation et à la simulation accélérée de réseaux de communication*, thèse de doctorat, univ. Rennes 1, mars 2001.
- [11] O. MEDINA, *Étude des algorithmes d'attribution de priorités dans un Internet à différenciation de services*, thèse de doctorat, université de Rennes 1, mars 2001.
- [12] N. OMNÈS, *Analyse d'outils de contrôle de la qualité de service dans les réseaux de paquets hauts débits*, thèse de doctorat, univ. Rennes 1, octobre 2001.
- [13] O. PAUL, *Le contrôle d'accès dans les réseaux ATM*, thèse de doctorat, univ. Rennes 1, février 2001.

Articles et chapitres de livre

- [14] H. ABDALLAH, M. HAMZA, « On the Sensitivity Analysis of the Expected Accumulated Reward », *Performance Evaluation (à paraître)*, 2001.
- [15] N. BARBOT, B. SERICOLA, M. TELEK, « Distribution of Busy Period in Stochastic Fluid Models », *Stochastic Models* 17, 4, 2001.
- [16] 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 Proc.-Comms.* 148, 3, juin 2001, p. 188–196.
- [17] G. HARING, R. MARIE, R. PUIGJANER, K. TRIVEDI, « Loss Formulas and their Application to Optimization for Cellular Networks », *IEEE Transactions on Vehicular Technology* 50, 3, 2001, p. 664–673.
- [18] J. INCERA, R. MARIE, D. ROS, G. RUBINO, « FluidSim : a Tool to Simulate Fluid Models of High-Speed Networks », *Performance Evaluation* 44, 1–4, avril 2001, p. 25–49.
- [19] S. MAHÉVAS, G. RUBINO, « Bound computation of dependability and performability measures », *IEEE Transactions on Computers* 50, 5, 2001, p. 399–413.

- [20] R. MARIE, D. ROS, « Loss Characterization in High-Speed Networks Through Simulation of Fluid Models », *Telecommunication Systems* 16, 1-2, janvier 2001, p. 73–101.
- [21] B. SERICOLA, « A Finite Buffer Queue Driven by a Markovian Queue », *Queueing Systems* 38, 2, 2001.
- [22] B. TUFFIN, D. CHEN, K. TRIVEDI, « Comparison of Hybrid Systems and Fluid Stochastic Petri Nets », *Discrete Event Dynamic Systems* 11, 1& 2, 2001, p. 77–96.

Communications à des congrès, colloques, etc.

- [23] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, G. RUBINO, « Real-time Video Quality Assessment in Packet Networks : A Neural Network Model », in : *2001 International Conference on Parallel and Distributed Processing Techniques and Applications (PDPTA'2001)*, Las Vegas, USA, 25 – 28 juin 2001.
- [24] 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.
- [25] 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.
- [26] S. BARBIN, L. TANGUY, C. VIHO, « Towards a formal framework for interoperability testing », in : *21st IFIP WG 6.1 International Conference on Formal Techniques for Networked and Distributed Systems*, M. Kim, B. Chin, S. Kang, D. Lee (éditeurs), p. 53–68, Cheju Island, Korea, aug 2001.
- [27] N. BARBOT, B. SERICOLA, « Transient Analysis of a Fluid Queue Driven by an M/M/1 Queue », in : *9th International Conference on Telecommunications Systems : Modeling and Analysis*, Dallas, USA, 15 – 18 mars 2001.
- [28] N. BARBOT, « Étude d'une file d'attente fluide contrôlée par une file M/M/1 », in : *7ème Atelier d'Evaluation de Performances*, Paris, 28 mai – 1er juin 2001.
- [29] J.-M. BONNIN, J. FENG, G. RUBINO, « A QoS Routing Algorithm to Support Different Classes of Service », in : *Proceedings of ICIEM 2001*, Pekin, Chine, octobre 2001.
- [30] J. BOUND, L. TOUTAIN, F. DUPONT, H. AFIFI, A. DURAND, « Dual Stack Transition Mechanism (DSTM) », in : *51th IETF (The Internet Engineering Task Force) Meeting*, Londres, 5 - 10 août 2001.
- [31] A. BOUSSETA, R. MARIE, « On the Effect of Interruptions in the Repair Process », in : *Proceedings of the Fifth International Conference on Industrial Logistics (ICIL'2001)*, p. 460–468, Okinawa, Japan, juillet 2001.
- [32] H. CANCELA, G. RUBINO, B. TUFFIN, « MTTF estimation using importance sampling on Markov models », in : *Proceedings of ICIL2001*, 2001.
- [33] S. FORTIN, « Etude analytique du protocole TCP », in : *7ème Atelier d'Evaluation de Performances*, Paris, 28 mai – 1er juin 2001.
- [34] 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.
- [35] J. INCERA, G. RUBINO, « Fluid simulation of TCP flows », in : *MMB 2001 : the 11th GI/ITG Conference on Measuring, Modelling and Evaluation of Computer and Communications Systems*, IEEE CS Press, septembre 2001.

- [36] J. INCERA, G. RUBINO, « Simulation fluide de flots TCP », *in : 7ème Atelier d'Evaluation de Performances*, Paris, 28 mai – 1er juin 2001.
- [37] A. KRINIK, G. RUBINO, « Transient Probabilities for the Single Server Queueing System having Finite Capacity », *in : invité dans INFORMS'2001*, Maui, Hawaii, USA, juillet 2001.
- [38] L.-M. LE NY, B. TUFFIN, « Modeling and analysis of threshold queues with hysteresis using Stochastic Petri Nets : the monoclase case », *in : Proceedings of Petri Nets and Performance Models*, IEEE CS Press, p. 175–184, 2001.
- [39] M. MOLNÁR, R. MARIE, « Algorithmes de gestion dynamique d'un groupe de communication multipoint », *in : Algotel'2001*, mai 2001.
- [40] M. MOLNÁR, M. TEZEGHDANTI, « Algorithme pour le reroutage rapide avec OSPF », *in : Algotel'2001*, mai 2001.
- [41] L. RABEHASAINA, B. SERICOLA, « Stability and Substability of a Second Order Fluid Queue », *in : 27th International Conference on Stochastic Processes and their Applications*, Cambridge, Angleterre, 9 – 13 juillet 2001.
- [42] L. RABEHASAINA, « Stabilité d'une file d'attente générale », *in : 7ème Atelier d'Evaluation de Performances*, Paris, 28 mai – 1er juin 2001.
- [43] G. RUBINO, « Transient Analysis of the Loss Process Associated With a Finite Capacity Queue », *in : INFORMS'2001 (invité)*, Maui, Hawaii, USA, juillet 2001.
- [44] 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.
- [45] B. TUFFIN, K. TRIVEDI, « Importance Sampling for the Simulation of Stochastic Petri nets and Fluid Stochastic Petri Nets », *in : Proceedings of High Performance Computing (HPC)*, p. 228–235, Seattle, USA, avril 2001.
- [46] B. TUFFIN, « A randomized Quasi-Monte Carlo method for the simulation of product-form loss networks », *in : Proceedings of the 9th International Conference on Telecommunication Systems*, p. 468–478, Dallas, USA, mars 2001.

Rapports de recherche et publications internes

- [47] H. ABDALLAH, M. HAMZA, « Sensibilité de mesures transitoires des réseaux d'automates stochastiques : approche parallèle », *Publication Interne IRISA n°401*, IRISA, Campus de Beaulieu, Rennes, France, juin 2001.
- [48] H. AFIFI, F. CERVANTES-PÉREZ, S. MOHAMED, G. RUBINO, « Real-time Video Quality Assessment in Packet Networks : A Neural Network Model », *rapport de recherche n°1400*, IRISA, mai 2001.
- [49] S. BARBIN, L. TANGUY, C. VIHO, « A Step towards a formal framework for interoperability testing », *Rapport de recherche/Publication interne n°1408*, IRISA, aug 2001, Version étendue de [26].
- [50] N. BARBOT, B. SERICOLA, « Stationary Solution to the Fluid Queue Fed by an M/M/1 Queue », *rapport de recherche n°4281*, INRIA, octobre 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4281.html>.
- [51] M. M. ET M. TEZEGHDANTI, « Reroutage rapide dans OSPF avec des chemins de secours », *rapport de recherche n°1431*, IRISA, decembre 2001, <ftp://ftp.irisa.fr/techreports/2001/PI-1431.ps.gz>.
- [52] S. FORTIN, B. SERICOLA, « A Markovian Model for the Stationary Behavior of TCP », *rapport de recherche n°4240*, INRIA, septembre 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4240.html>.

- [53] H. LE GUEN, R. MARIE, « Calcul des probabilités de visite dans les chaînes de Markov réductibles selon les composantes fortement connexes », *rapport de recherche n°1418*, IRISA, octobre 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-3587.html>.
- [54] L.-M. LE NY, B. TUFFIN, « Modeling and analysis of multi-class threshold-based queues with hysteresis using Stochastic Petri Nets », *rapport de recherche n°1412*, IRISA, 2001.
- [55] L.-M. LE NY, B. TUFFIN, « Modeling and analysis of threshold queues with hysteresis using Stochastic Petri Nets : the monoclass case », *rapport de recherche n°1382*, IRISA, 2001.
- [56] LEGUESDRON, P. LEVENDONSKY, M. MOLNÁR, C. VEGSO, « Two Heuristic Search Algorithms for the Network Steiner Problem », *rapport de recherche*, INRIA, décembre 2001.
- [57] L. RABEHASAINA, B. SERICOLA, « Stability Analysis of Second Order Fluid Flow Models with State-Dependent Parameters », *rapport de recherche n°4133*, INRIA, mars 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4133.html>.
- [58] B. TUFFIN, « Revisited Progressive Second Price Auction for Charging Telecommunication Networks », *rapport de recherche n°4176*, INRIA, mai 2001.

Divers

- [59] A. BOUDANI, B. COUSIN, « Simple Explicit Multicast (SEM) », juin 2001, draft IETF `draft--boudani-simple-xcast-00.txt`.
- [60] E. COCHEVELOU, Y. DEBROISE, S. GOMBAULT, « NePoSe, Network Policy Sensor », juin 2001, rapport du projet Mirador (contrat géré à l'ENST Bretagne).
- [61] S. GOMBAULT, J.-F. LEJARD, « Fonction de réaction », septembre 2001, rapport du projet Mirador (contrat géré à l'ENST Bretagne).
- [62] O. MEDINA, L. TOUTAIN, « State of the Art in DiffServ », février 2001, rapport de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702.
- [63] N. PRIGENT, J. MARCHAND, F. DUPONT, B. COUSIN, M. LAURENT-MAKNAVICIUS, J. BOURNELLE, « DHCPv6 Threats », juin 2001, draft IETF `draft-prigent-dhcpv6-threats-00.txt`.
- [64] G. RUBINO, « Quantification de la sûreté de fonctionnement avec données partielles », mars 2001, rapport de fin de contrat avec EDF « Analyse de la fiabilité et la vulnérabilité d'un système avec des données partielles » (contrat géré à l'ENST Bretagne).
- [65] P. VI, « Conformance Test Specification for DiffServ Routers », deliverable (logiciel) de la convention de recherche RTIPA 2 99 C 1702, janvier 2001.