

*Projet mascotte**Méthodes Algorithmiques, Simulation et
Combinatoire pour l'OpTimisation des
TElécommunications**Sophia Antipolis*

THÈME 1B

 *R*apport
*d'Act*ivité

2002

Table des matières

1. Composition de l'équipe	1
2. Présentation et objectifs généraux	2
3. Fondements scientifiques	2
3.1. Simulation	2
3.1.1. Simulation répliquée	2
3.1.2. Simulation répartie	3
3.2. Algorithmique et structures discrètes	3
3.2.1. Aperçu des outils et méthodes utilisés	3
3.2.2. Quelques exemples caractéristiques	4
3.2.3. Modélisation et conception de réseaux	5
3.2.4. Algorithmique des communications	6
4. Domaines d'application	7
4.1. Simulation de trafic routier	7
4.2. Simulation de constellations de satellites et de réseaux télécoms	7
4.3. Réseaux embarqués tolérants aux pannes	7
4.4. Architectures optiques : Otis	8
4.5. Dimensionnement de réseaux de télécommunications haut débit	8
4.5.1. Réseaux Wdm	8
4.5.2. Réseaux Sdh	8
4.5.3. Réseaux de type Atm	9
4.6. Réseaux Radio	9
5. Logiciels	10
5.1. Prosit	10
5.2. Porto	10
5.3. Mascopt	10
6. Résultats nouveaux	11
6.1. Simulation et systèmes à événements discrets	11
6.1.1. Simulateur de trafic routier	11
6.1.2. Environnement de simulation pour les télécommunications	11
6.2. Conception de graphes pour les télécommunications	12
6.2.1. Réseaux embarqués tolérants aux pannes	12
6.2.2. Architectures Otis	12
6.2.3. Réseaux hiérarchiques en boucles	13
6.2.4. Graphes	13
6.2.5. Algorithmes d'approximation	13
6.3. Réseaux sans-fil	13
6.3.1. Évaluation de performances d'heuristiques	13
6.3.2. Allocation de canaux pour réseaux cellulaires	13
6.3.3. Équité dans l'allocation des ressources	13
6.3.4. Dimensionnement de liens d'une constellation de satellites	13
6.3.5. Puissances radio mobile	14
6.3.6. Modèle des graphes évolutifs	14
6.4. Dimensionnement de réseaux	14
6.4.1. Coloration ou routage de longueurs d'onde	14
6.4.2. Groupage	14
6.4.3. Plongement de réseaux	15
6.4.4. Routage Internet	15

6.5.	Tolérance aux pannes des réseaux	15
6.5.1.	Protection de réseaux WDM par cycles	16
6.5.2.	Connectivité	16
6.5.3.	Chemins disjoints et multiflot	16
6.5.4.	Calcul de disponibilité	16
6.5.5.	Programmation SDP	16
6.6.	Algorithmique parallèle et distribuée	17
6.6.1.	Algorithmique discrète parallèle	17
6.6.2.	Ordonnancement de tâches et compilation automatique	17
6.6.3.	Systèmes distribués	17
7.	Contrats industriels	17
7.1.	Contrat Ossa	17
7.2.	Contrat Alcatel Toulouse	18
7.3.	Contrat Cre France Télécom R&D	18
8.	Actions régionales, nationales et internationales	18
8.1.	Actions régionales	18
8.1.1.	Action Color Dynamic avec le Lirmm (Montpellier)	18
8.2.	Actions nationales	18
8.2.1.	ATIP jeunes Chercheurs 2002	18
8.3.	Actions européennes	18
8.3.1.	Projet Européen RTN Aracne 00-03	18
8.3.2.	Projet Européen IST Crescco 02-05	18
8.4.	Visites et invitations de chercheurs	18
8.5.	Séjours à l'étranger	19
9.	Diffusion des résultats	19
9.1.	Animation de la communauté scientifique	19
9.1.1.	Participation à des commissions	19
9.1.2.	Participation à des comités d'édition	19
9.1.3.	Organisation d'éditions spéciales de revues internationales	19
9.1.4.	Participation à des comités de pilotage	20
9.1.5.	Organisation de colloques et d'écoles	20
9.1.6.	Participation à des comités de programme	20
9.2.	Enseignement universitaire	20
9.2.1.	Thèses	20
9.2.2.	Jurys de thèse	21
9.2.3.	Stages	21
9.2.4.	Premier et second cycles	21
9.2.5.	Troisième cycle	21
9.3.	Participation à des colloques, séminaires, invitations	22
9.3.1.	Conférenciers invités	22
9.3.2.	Participation à des réunions scientifiques	22
9.3.3.	Participation à des conférences	23
9.3.4.	Participation à des écoles	23
10.	Bibliographie	23

1. Composition de l'équipe

MASCOTTE est un projet commun au CNRS, à l'INRIA et à l'Université de Nice-Sophia Antipolis, via le laboratoire d'Informatique, Signaux et Systèmes de Sophia Antipolis (I3S).

Responsable scientifique

Jean-Claude Bermond [DR CNRS]

Responsable permanent

Philippe Mussi [CR INRIA]

Assistantes de projet

Ephie Deriche [TR INRIA (à temps partiel avec le projet MISTRAL)]

Patricia Lachaume [ITA CNRS (à temps partiel)]

Personnel Inria

David Coudert [CR]

Personnel Cnrs

Afonso Ferreira [DR]

Frédéric Havet [CR]

Ralf Klasing [CR]

Stéphane Pérennes [CR]

Personnel Université de Nice-Sophia Antipolis

Bruno Beauquier [Maître de conférences UNSA]

Michel Cosnard [Professeur UNSA]

Olivier Dalle [Maître de conférences UNSA]

Michel Syska [Maître de conférences UNSA]

Collaborateurs extérieurs France Télécom R&D

Jérôme Galtier [Ingénieur FRANCE TÉLÉCOM R&D]

Alexandre Laugier [Ingénieur FRANCE TÉLÉCOM R&D]

Ingénieurs experts

Bruno Bongiovanni [Ingénieur Associé du 01/10/01 au 30/09/02]

David Sagnol [Contrat OSSA]

Chercheurs invités

Stéphane Bessy [Université de Lyon I, du 01 au 28/01/02 et du 04 au 09/11/02]

Stéphan Céroi [Université de Montpellier, du 01/03/02 au 31/08/02]

Pavol Hell [Simon Fraser University (Canada), du 10/10/02 au 25/10/02 et du 15/11/02 au 15/12/02]

Burkhardt Monien [Université de Paderborn (Allemagne), du 07/10/02 au 26/10/02]

Joseph Yu [Simon Fraser University (Canada), du 01/06/02 au 15/08/02]

Chercheurs doctorants

Sébastien Choplin [Allocataire MENRT, thèse soutenue le 06/11/02]

Lauro Floriani [Doctorant FRANCE TÉLÉCOM, thèse soutenue le 21/01/02]

Gurvan Huiban [Doctorant, co-tutelle avec le Brésil]

Aubin Jarry [Allocataire Moniteur Couplé, 1ère année]

Jean-François Lalande [Allocataire MENRT, 2e année]

Séverine Petat [sous contrat FRANCE TÉLÉCOM à partir du 01/11/02]

Hervé Rivano [Boursier FRANCE TÉLÉCOM, 3e année]

Corinne Touati [Allocataire Monitrice Couplée, 3e année, en commun avec MISTRAL]

Stagiaires

Sandeep Bhadra [IIT Madras, Inde (2 mois)]

Binh Minh Bui Xuan [Magistère ENS LYON (1 mois)]

Jérémy Bourgouin [Stage ESS12 (2 mois)]
Olivier De Rivoyre [Stage ESS12 (5 mois)]
Gianpaolo Fasoli [Projet EPF (3 mois)]
Olivier Françoise [DEA Info UNSA et ESS13 (4 mois 1/2)]
Thomas Guillier [Stage ESS12 (2 mois)]
Jean-Christophe Godin [DEA MDFI Marseille (4 mois)]
Benjamin Lévêque [Magistère ENS LYON (1 mois)]
Julien Maria [Stage ESS12 (2 mois)]
Sébastien Morana [TER Maîtrise UNSA (2 mois)]
Laurent Phou [TER Maîtrise UNSA (2 mois)]
Pascal Pons [Magistère ENS ULM (2 mois)]
Smita Rai [IIT New Delhi, Inde (2 mois)]
Alexandre Trichot [TER Maîtrise UNSA (2 mois)]
Nicolas Truchi [TER Maîtrise UNSA (2 mois)]
Fabien Viger [Magistère ENS ULM (2 mois)]
Romain Vuillemot [Magistère ENS LYON (1 mois)]
Marjorie Walter [Projet+stage DESS ISI (10 mois)]

2. Présentation et objectifs généraux

MASCOTTE est un projet commun au CNRS, à l'UNSA et à l'INRIA. Ses domaines d'application font partie des télécommunications, avec comme thèmes de recherche la simulation, l'algorithmique, les mathématiques discrètes et l'optimisation combinatoire. Ces outils sont en particulier utilisés pour le dimensionnement de réseaux dans le cadre d'applications industrielles, soit de réseaux de transport (contrat OSSA), soit de réseaux de satellites (contrat avec Alcatel Space Industries de Toulouse), soit de réseaux SDH ou WDM (avec France Télécom R&D). Il faut noter le recrutement en 2002 d'un CR1 CNRS et d'un CR2 INRIA.

3. Fondements scientifiques

3.1. Simulation

Mots clés : *simulation à événements discrets, simulation répartie.*

Les premiers simulateurs à événements discrets parallèles sont apparus à la fin des années 70, mais les bases algorithmiques en ont été établies par K. M. Chandy et J. Misra en 1979. Les travaux de T. Jefferson ont ensuite permis une avancée significative dans l'utilisation du parallélisme pour simuler des systèmes généraux.

Dès 1991, nous avons eu une approche originale qui utilise le formalisme des réseaux de Pétri pour modéliser les systèmes à simuler. Parallèlement, nous nous sommes également attachés à implémenter ces méthodes, ce qui nous a permis de réaliser des prototypes comme PARSEVAL et MTOOL. Cette mise en pratique s'est également avérée riche en enseignements et en nouveaux problèmes ouverts. En particulier, l'utilisation de langages orientés objets nous a ensuite permis une mise en œuvre plus propre et plus efficace des simulateurs (PROSIT). L'expérience acquise lors de la mise en œuvre de tels simulateurs construits à l'aide de langages orientés objets, notamment dans le cadre de gros projets industriels (HIPERTRANS, OSSA, ASIMUT), a été très profitable. Elle nous a en particulier conduits à étendre l'utilisation du paradigme objet au domaine de la modélisation, en introduisant le concept de modèles hiérarchiques, construits à partir de composants.

3.1.1. Simulation répliquée

Dans une première étape, les architectures parallèles peuvent être utilisées pour l'accélération des simulateurs existants. Cette accélération peut être obtenue par la répliquée d'un même simulateur sur un ensemble de

processeurs de calcul. Cette méthode peut s'appliquer à l'observation d'un système non ergodique¹ ou à l'étude de l'influence d'un certain nombre de paramètres sur un système.

Ces travaux ont notamment débouché sur une version *parallèle* de QNAP2 et son intégration dans MOD-LINE, logiciels commercialisés par SIMULOG.

3.1.2. Simulation répartie

L'expérience acquise avec le prototype PARSEVAL a permis de mieux comprendre les problèmes de la simulation répartie et son champ d'application efficace.

Le projet MASCOTTE poursuit dans ce domaine deux axes de recherche principaux :

- l'utilisation de modèles hiérarchiques afin notamment de faciliter l'écriture et la maintenance de simulateurs pour des problèmes de grande taille, la distribution des simulations ou la réduction de la complexité des calculs (et donc leur durée) ;
- la définition d'interfaces pour l'interconnexion de simulateurs hétérogènes et pour la connexion des simulateurs répartis à d'autres sous-systèmes (environnement réel, système d'éducation, etc.).

3.2. Algorithmique et structures discrètes

Mots clés : *algorithmique, mathématiques discrètes, optimisation combinatoire, théorie des graphes, algorithmique parallèle, algorithmique distribuée.*

3.2.1. Aperçu des outils et méthodes utilisés

Cet axe s'appuie sur les trois disciplines étroitement interconnectées que sont les Mathématiques Discrètes, l'Algorithmique et l'Optimisation Combinatoire. Si leurs frontières communes sont assez floues, en revanche, les techniques et les outils que l'on y trouve couvrent un champ très vaste et sont utilisés dans de nombreux domaines d'application.

Par exemple, les réseaux de communication (réseaux d'interconnexion de processeurs ou réseaux de télécommunications) sont souvent modélisés par des graphes ou leurs généralisations (hypergraphes, graphes valués). Rappelons qu'un *graphe* (resp. *graphe orienté*) $G = (V, E)$ est défini par un ensemble V de *sommets* et un ensemble E d'*arêtes* (resp. *arcs*) formé de paires (resp. couples) de sommets. Typiquement, un sommet représente un processeur, un routeur, un abonné, un central ou un commutateur, une arête représente une liaison physique ou virtuelle de communication entre les éléments représentés par les sommets. On peut être amené à rajouter des informations sur les sommets ou les arêtes. Par exemple, on place des valuations sur les arêtes qui correspondent à des capacités ou des largeurs de bande, ou on utilise des couleurs sur des chemins correspondant dans une fibre optique à la longueur d'onde qu'ils utilisent.

Un *hypergraphe* $H = (V, E')$ est une généralisation des graphes où la cardinalité des éléments de E' peut être plus grande que 2. Ces objets combinatoires permettent de modéliser des entités du monde réel bien au-delà des problèmes d'interconnexion et de télécommunications. Citons par exemple les graphes de calcul ou les problèmes d'allocation de ressources. L'étude des propriétés et des comportements de ces entités est alors effectuée en profitant de l'énorme quantité de résultats existant dans la littérature en Mathématiques Discrètes, soit sur des propriétés structurelles (*par exemple connectivité, couplages, ensembles indépendants, nombre chromatique*), soit sur des principes de construction (*graphes de Cayley, graphes extrémaux, etc.*), soit enfin sur l'algorithmique qui s'y rapporte (*algorithmes de flot, connectivité, calcul de couverture par les sommets, etc.*).

Notons que beaucoup d'aspects algorithmiques ne sont pas spécifiques à la théorie des graphes ; certains algorithmes utilisent des principes généraux (partitionnement, structures de données, etc.). Plus particulièrement, nous nous appuyons sur des résultats de complexité concernant la possibilité ou non de fournir une solution proche de l'optimum (algorithmique d'approximation) et sur des méthodes de *randomisation* ou d'algorithmique probabiliste. Nous utilisons aussi des méthodes issues de l'analyse d'algorithmes (évaluation de quantités combinatoires, techniques de comptage) afin d'analyser la complexité des algorithmes ou les

¹par exemple pour l'étude d'un état transitoire, du temps avant panne, etc.

propriétés des solutions fournies. Des techniques de comptage voisines interviennent aussi quand nous utilisons des probabilités discrètes. Un certain nombre d'outils issus de la recherche opérationnelle comme la programmation convexe (programmation linéaire, programmation semi-définie positive), les techniques d'arrondi et de résolution de problèmes en nombres entiers ou encore des heuristiques (*recherche tabou*, *simulated annealing*, ...) sont aussi parfois utilisées.

Enfin, précisons que nous travaillons presque toujours avec des hypothèses *déterministes*. Par exemple, une panne est définitive ; ceci revient dans le graphe associé à supprimer le sommet ou l'arête modélisant l'objet en panne. S'il arrive que nous traitons parfois des problèmes non déterministes, notre approche se limite à l'utilisation de probabilités discrètes simples (par exemple, nous pouvons intégrer la probabilité de panne d'un élément sous la forme d'une loi de Bernoulli).

3.2.2. Quelques exemples caractéristiques

Pour mieux cerner notre problématique, commençons par donner un résultat classique qui correspond au cas favorable où il existe un algorithme polynomial pour optimiser un paramètre : le théorème de Menger.

Théorème[Menger] Dans un graphe orienté le nombre maximum de chemins deux à deux arc-disjoints d'un sommet x à un sommet y est égal au nombre minimum d'arcs à supprimer pour déconnecter x de y .

La démonstration de ce théorème induit un algorithme en temps polynomial pour trouver les chemins disjoints ou les arcs à supprimer (le lecteur connaissant la théorie des flots aura reconnu un cas particulier du théorème du flot maximum et de la coupe minimum).

De ce théorème, on déduit le résultat suivant : étant donnés deux ensembles de sommets $S = \{s_1, s_2, \dots, s_k\}$ et $T = \{t_1, t_2, \dots, t_k\}$, il existe k chemins deux à deux arc-disjoints de S à T si et seulement si la suppression de k arcs ne déconnecte pas S de T . Si maintenant on cherche des chemins dont les extrémités sont fixées à l'avance (c'est-à-dire que le chemin i doit relier s_i à t_i), alors le problème (dit du *routing par chemins disjoints*) devient NP-complet même pour $k = 2$. Notons que :

- le même problème pour un graphe non-orienté (déterminer, quand elles existent, k chaînes arête-disjoints reliant des paires de sommets fixées) est polynomial pour k fixé, même si, en pratique, le degré du polynôme induit un coût prohibitif ;
- dans le cas d'un graphe orienté symétrique (il existe alors autant d'arcs (x, y) que d'arcs (y, x)) le problème est aussi polynomial pour k fixé (résultat obtenu dans le projet en réponse à un problème posé par France Télécom R&D).

Ces exemples démontrent l'importance d'une définition précise des modèles, puisque des variations apparemment mineures transforment un problème « facile » en un problème « difficile ».

Il est aussi fréquent qu'un problème en général NP-complet puisse être résolu dans des cas particuliers. Un exemple récent est celui du *Ring Loading Problem*. Étant donné un anneau non orienté (cycle) et k couples de sommets (requêtes) (s_i, t_i) , on souhaite acheminer un trafic d_i de s_i à t_i . Pour chaque requête, nous pouvons choisir de l'acheminer sur le cycle via une route qui sera soit le chemin horaire, soit le chemin anti-horaire. On appelle *charge* d'une arête le trafic qui l'emprunte. Notons $[s_i, t_i]$ l'ensemble des arêtes du chemin horaire de s_i à t_i , et posons $x_i = 1$ si le chemin horaire est choisi (0 sinon). Le problème d'optimisation s'écrit alors :

$$\begin{cases} \text{minimiser } \{ \max_j \{ L_j \} \} \\ L_j = \sum_{j \in [s_i, t_i]} x_i d_i + \sum_{j \notin [s_i, t_i]} (1 - x_i) d_i \end{cases}$$

où d_i représente le poids de la connexion (s_i, t_i) , L_j est la charge de l'arête j et $\max_j(L_j)$ est la charge maximum d'une arête, que l'on souhaite minimiser. Lorsqu'il n'y a pas de contrainte sur le poids des connexions, le problème est NP-difficile, mais il devient polynomial si $d_i = 1$. On ne connaît pas sa complexité lorsque d_i est supposé borné par une constante. Enfin, il existe un algorithme polynomial qui calcule une solution dont la charge est au plus $3/2$ fois l'optimum. Si l'on relâche la contrainte d'intégrité des x_i (ce qui revient à autoriser la séparation du flux d'une requête sur les chemins horaire et anti-horaire), le problème est une instance classique de la programmation linéaire et se résout en temps polynomial.

Cet exemple démontre une fois encore la nécessité d'hypothèses précises ; il est aussi typique, car sa résolution repose sur l'utilisation conjointe d'outils de théorie des graphes, de techniques d'optimisation combinatoire (programmation linéaire, relaxation) et de techniques d'approximation.

Le *Ring Loading problem* est un problème fondamental dans les réseaux SONET (*Synchronous Optical NETWORKs*) ou utilisant la SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*).

Une variante plus complexe de ce problème consiste à colorer les chemins associés aux requêtes, de manière à ce que les chemins partageant une même arête aient des couleurs distinctes. Les différentes couleurs correspondent alors aux longueurs d'onde disponibles dans un réseau optique. Le but est de minimiser le nombre de couleurs. Ce problème reste ouvert.

Dans la suite nous détaillons deux domaines scientifiques dans lesquels s'insèrent nos recherches.

3.2.3. Modélisation et conception de réseaux

Dans ce domaine, nous modélisons un réseau réel par un objet combinatoire. La modélisation est presque systématiquement simplificatrice, mais elle retient les paramètres critiques en jeu. Nous cherchons alors :

- soit à construire le meilleur objet possible (satisfaisant les contraintes et optimisant une fonction de coût), on parle alors de problème de *conception* (« *design* »), l'approche est en général duale puisque que la tâche de construction s'accompagne de la preuve de la qualité de celle-ci ;
- soit à déterminer les propriétés de certains objets combinatoires.

Un des problèmes de conception les plus étudiés est le suivant :

[Problème (Δ, D)] Construire le graphe de degré² maximum Δ et de diamètre³ D ayant le maximum de sommets. Ce nombre maximum de sommets est noté $N(\Delta, D)$.

Bien que d'énoncé trivial, le problème est très difficile (hormis les cas particuliers $N(\Delta, 1) = \Delta$ (graphe complet) et $N(2, D) = D + 1$ (cycle)). Pourtant, une valeur approximative de $N(\Delta, D)$ a été théoriquement déterminée puisqu'il a été démontré qu'un graphe aléatoire de paramètres Δ et D contient quasiment un nombre optimum de sommets ; à titre d'exemple, si on ajoute à un cycle de n sommets un couplage aléatoire, le graphe obtenu est de degré 3 et de diamètre $(\log(n) + \log \log(n))$ alors que l'optimal est $\log(n)$ (les logarithmes étant pris en base 2). Les méthodes constructives sont loin d'être aussi efficaces et un grand nombre de constructions de *bons* réseaux (*bon* signifiant que le réseau proposé contient plus de sommets que ceux précédemment connus) ont été proposées. Les graphes étudiés sont souvent des graphes de Cayley basés sur un groupe fini (les sommets sont les éléments d'un groupe fini et leurs voisins sont obtenus par multiplication par certains éléments spécifiques du groupe appelés *générateurs*). Les réseaux usuels sont en fait des graphes de Cayley sur des groupes familiers (par exemple, Z_n muni des générateurs $+1$ et -1 correspond au cycle) ; les bonnes constructions reposent alors sur des techniques d'algèbre poussées et utilisent des groupes plus complexes comme ceux agissant sur les géométries finies.

Une autre technique consiste à construire des réseaux en composant entre eux des graphes plus petits. Enfin, les graphes sur alphabet et les graphes d'arcs itérés offrent un bon compromis, car, bien qu'étant des objets assez simples, ils sont proches des meilleures constructions. C'est le cas du graphe de de Bruijn non-orienté dont les sommets sont des D -uplets (x_1, x_2, \dots, x_D) avec $x_i \in \{0, 1, \dots, d-1\}$ et où (x_1, x_2, \dots, x_D) est voisin de tout sommet $(x_2, \dots, x_{D-1}, *)$ (resp. $(*x_2, \dots, x_{D-1}, x_D)$) obtenu par décalage à gauche (resp. à droite).

Pour conclure sur ce problème, notons que l'analogue orienté du problème (Δ, D) est bien moins difficile, puisque que les graphes de Bruijn orientés sont alors presque optimaux.

Une fois un réseau construit, on cherche à déterminer diverses propriétés, comme :

- sa connectivité, qui est le nombre maximum de chaînes disjointes reliant deux sommets quelconques ;
- le nombre minimal de couleurs nécessaires afin de colorer les arêtes ou les sommets, de sorte que les arêtes (les sommets) adjacents reçoivent des couleurs distinctes ;

²Le degré est le nombre de voisins d'un sommet.

³Le diamètre est la distance maximale entre deux sommets.

- l'existence de cycles Hamiltoniens (cycle contenant chaque sommet une fois et une seule).

Des questions directement liées à son utilisation en tant que réseau d'interconnexion peuvent aussi être abordées : comment router les messages dans le réseau, comment y diffuser l'information ?

Nous sommes alors conduits à utiliser les outils développés en théorie des graphes ou à déterminer des algorithmes « efficaces » afin de résoudre ces questions.

Enfin, citons un problème de construction posé par France Télécom R&D et posé dans la littérature depuis 1968 et résolu dans le projet : « Construire un graphe à N sommets, k -connexe, de diamètre D ayant un nombre minimum d'arêtes ».

Le lecteur trouvera des problèmes de conception plus spécifiques dans les domaines d'application (cf. section 4.3).

3.2.4. Algorithmique des communications

Dans ce domaine, la topologie du réseau, les communications à effectuer et le modèle sont déjà déterminés. Le but est de réaliser un ensemble de requêtes ou demandes. Une requête est modélisée par un couple de sommets (s_i, t_i) associé à une intensité de trafic d_i qui correspond à la quantité de messages que s_i veut envoyer à t_i . Le trafic est en général un multiple entier d'un trafic considéré comme unitaire qui dépend de l'application. Satisfaire la requête consiste à trouver un (ou plusieurs) chemins de s_i à t_i qui permettent d'écouler le trafic d_i .

Le *Ring Loading problem* est un exemple des problèmes considérés. Deux variantes peuvent apparaître : un problème de décision (on souhaite alors simplement satisfaire les requêtes) ou un problème d'optimisation (il faut alors minimiser les ressources utilisées, ou dimensionner le réseau afin qu'il satisfasse les requêtes à un coût minimum, ou encore ne satisfaire qu'une partie des requêtes, celles représentant un profit maximum).

Il est utile de distinguer deux types de problèmes de communication :

1. Les communications structurées (parfois appelées communications globales). Dans ce cas, les requêtes ont une structure déterminée. Par exemple, cela peut être une diffusion (*broadcast*) : envoi d'un message depuis un sommet vers tous les autres, ou une diffusion partielle (*multicast*) : envoi d'un message depuis un sommet vers un sous-ensemble des autres. Dans un *échange total* (*gossiping*), les nœuds communiquent tous entre eux (cela peut être vu comme n diffusions concurrentes). Le plus souvent, on considère des trafics homogènes.
2. Les communications irrégulières (ou quelconques) pour lesquelles les requêtes sont quelconques et les trafics variables.

Le premier type de communication se rencontre dans la plupart des algorithmes parallèles (par exemple algèbre linéaire, traitement d'image, bases de données). Il peut aussi se rencontrer dans le domaine des télécommunications ou servir de base à la conception d'un réseau si on ne dispose pas d'information sur le trafic (l'échange total reflète assez bien la superposition de nombreuses communications quelconques) ou bien si l'on souhaite assurer une qualité de service uniforme. Le deuxième type correspond plus aux problèmes posés par les réseaux de télécommunications.

Lorsque les chemins sont établis de manière statique, le problème revient à déterminer une topologie logique satisfaisant un certain nombre de contraintes. C'est par exemple le cas pour les réseaux de type ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), où l'on cherche une topologie logique capable d'écouler le trafic et vérifiant, soit des contraintes de capacité (nombre limité de liens logiques partageant un même lien physique), soit des contraintes sur le nombre de commutateurs traversés par une demande (qualité de service). Dans le cas des réseaux de type WDM (*Wavelength Division Multiplexing*), c'est le nombre de couleurs ou le nombre de commutateurs optiques qui est déterminant. Toutes ces questions se posent sous la forme de problèmes de plongement contraint d'un graphe dans un autre (c-à-d du graphe logique dans le graphe physique). Ces problèmes sont très étudiés en théorie des graphes. Pour les résoudre, on peut utiliser des techniques d'extraction de représentants : on peut chercher un ensemble minimum de sommets S tel que tout sommet soit à distance bornée de S , ou encore déterminer un ensemble maximum de sommets que l'on puisse

interconnecter complètement. Néanmoins, il existe une différence notable : le choix de la topologie logique, bien que contraint, est laissé au concepteur, alors que pour des plongements classiques, la structure à placer est complètement déterminée.

4. Domaines d'application

4.1. Simulation de trafic routier

Mots clés : *Simulation, trafic routier, environnement.*

La micro-simulation de trafic routier est un axe en plein développement. En effet, de nouvelles technologies telles que l'ATT (*Advanced Transport Telematics*) ou les IVHS (*Intelligent Vehicle-Highway Systems*) permettent d'informer les conducteurs et de mieux contrôler les réseaux routiers, mais des problèmes se posent pour diriger les informations et les stratégies de contrôle, pour lesquelles la simulation se présente comme un outil indispensable.

D'autre part, de nouveaux besoins en simulation de trafic routier sont apparus, en liaison avec les programmes de lutte contre la pollution urbaine. Les systèmes actuels ne permettent pas de modéliser à la fois les émissions de polluants atmosphériques par les véhicules (ces émissions sont très fortement dépendantes du comportement des conducteurs et du type de trafic) et la diffusion des polluants.

Nous désirons développer un ensemble d'outils génériques et extensibles pour la simulation de trafic, ainsi qu'une méthodologie pour leur connexion à des outils externes (pollution, visualisation avancée, gestion de trafic notamment).

4.2. Simulation de constellations de satellites et de réseaux télécoms

Mots clés : *Simulation, télécommunications, constellations de satellites.*

Dans le cadre du projet RNRT Constellations de satellites, nous avons participé à la définition de l'atelier de simulation ASIMUT. Cet atelier, basé sur PROSIT, a été conçu autour d'une approche originale basée sur le concept de modèles hiérarchiques, construits à partir de composants.

Cette approche vise à permettre l'utilisation transparente de composants pouvant représenter des niveaux de modélisation multiples. Un simulateur utilisant ces concepts peut être très facilement adapté à des échelles différentes de modélisation, dans des simulations successives d'un même système (raffinement par exemple) ou dans une même simulation (intégration d'un modèle à grain fin dans un environnement simulé avec un grain plus gros).

4.3. Réseaux embarqués tolérants aux pannes

Mots clés : *télécommunications, tolérance aux pannes, réseaux embarqués.*

Le problème suivant a été posé par la société Alcatel Space Industries (Toulouse). Dans les satellites de télécommunications, des signaux audio ou vidéo sont routés à travers un réseau de commutateurs vers des amplificateurs de relais. Le coût d'une maintenance orbitale étant prohibitif, on choisit de multiplier les composants susceptibles de tomber en panne : il s'agit des amplificateurs ou des commutateurs eux-mêmes.

Le premier problème est de construire un réseau dit *valide* qui doit permettre de router p signaux d'entrée pris parmi n vers p amplificateurs (sorties) choisis arbitrairement parmi $p + k$, tolérant ainsi k pannes d'amplificateurs. Les commutateurs ont tous 4 liens et les routes empruntées par les signaux doivent être disjointes. Pour des raisons de coût, l'objectif est de construire des réseaux valides à l'aide d'un minimum de commutateurs.

Nous avons aussi considéré le problème où chaque signal doit être envoyé vers un amplificateur spécifique, ce qui est possible si l'on sait réaliser toute permutation des entrées sur les sorties. Dans ce cas, nous considérons le blocage des commutateurs. Le cas sans blocage est un problème classique et connu comme très difficile dans le domaine des réseaux multi-étages (utilisés dans les machines parallèles).

4.4. Architectures optiques : Otis

Mots clés : *Opto-électronique, OTIS.*

Les avancées de la technologie de l'optique telles que les lasers microscopiques (VCSELS) et les matrices de micro-lentilles, permettent aujourd'hui la réalisation de systèmes de communications denses. Par exemple, les interconnexions d'un réseau de communication optique ayant la topologie d'un graphe complet à 64 nœuds et 4096 liens peuvent être réalisés en espace libre optique dans un cube de 30cm de coté.

Nous avons concentré nos travaux sur une technologie d'interconnexion optique existante, l'architecture OTIS (*Optical Transpose Interconnection System*). Notre problématique consiste, dans un premier temps, à caractériser les topologies de réseaux d'interconnexion réalisables avec OTIS. Ensuite, nous proposons pour une topologie particulière une implantation optimale (minimisant le nombre total de lentilles du système optique). Nous obtenons ces résultats en proposant de nouveaux isomorphismes de graphes.

4.5. Dimensionnement de réseaux de télécommunications haut débit

Mots clés : *télécommunications, dimensionnement et planification de réseaux, ATM, WDM, SDH.*

4.5.1. Réseaux Wdm

Dans un réseau optique chaque requête de communication est associée à un ou plusieurs chemins de routage selon que le trafic peut être divisé ou pas. Un chemin est composé d'une suite de canaux optiques, chaque canal optique étant associé à une longueur d'onde. Sur les réseaux WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) des canaux différents peuvent partager un lien (fibre optique) s'ils utilisent des longueurs d'onde différentes.

Dans le modèle point-à-point, les nœuds du réseau permettent la conversion de longueur d'onde et ainsi les chemins sont « multicolores ». Dans ce cas il faut « payer » une conversion optique/électronique en chaque nœud du réseau. Dans le modèle « tout-optique », la conversion n'est pas autorisée et le problème du routage se ramène à un problème particulier de coloration de graphes.

Le problème général est le suivant : on doit satisfaire une famille donnée I de requêtes de communication dans un réseau G en utilisant un nombre w de longueurs d'onde ; ceci revient à déterminer, pour chaque couple de nœuds intervenant dans les requêtes, un chemin et une longueur d'onde, de telle sorte que deux chemins associés à la même longueur d'onde soient arc-disjoints. On cherche alors en général à déterminer le nombre minimum de longueurs d'onde $w(G, I)$ nécessaires afin de réaliser la famille I de requêtes dans le réseau G .

Ceci n'est qu'un cas particulier du problème plus complexe où l'on souhaite optimiser le coût global du réseau dans lequel le coût des équipements dans les nœuds peut être plus crucial que le coût relatif aux transmissions.

Les commutateurs optiques actuellement commercialisés sont capables, soit de diriger une fibre optique en entrée sur n'importe quelle fibre en sortie (répartiteur F-OXC pour *Fiber Optical Cross Connect*), soit d'extraire d'une fibre certaines longueurs d'onde et d'en réinjecter (Multiplexeur à Insertion/Extraction pour MIE ou OADM pour *Optical Add and Drop Multiplexer*). Les commutateurs à venir devraient permettre de réaliser optiquement (ils le font électroniquement pour l'instant) l'envoi d'un signal sur n'importe quelle fibre en sortie sans modifier la longueur d'onde (brasseurs WR-OXC), voire en changeant la longueur d'onde (brasseur WT-OXC). Enfin, les derniers modèles étudiés incluent ces deux types de commutateurs ainsi qu'un niveau intermédiaire gérant les bandes (groupes de longueurs d'onde). L'ouverture d'une fibre (resp. bande) et l'utilisation de commutateurs pouvant séparer les bandes (resp. longueurs d'onde) induisent des coûts élevés. On est donc amené à regrouper autant que possible les requêtes partageant des chemins physiques communs pour utiliser les commutateurs de plus faible coût (dans l'ordre : fibre, bande, longueur d'onde).

4.5.2. Réseaux Sdh

L'offre SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) est basée sur une topologie en boucle, chaque site client, nœud du réseau, est équipé d'un multiplexeur à insertion/extraction (MIE ou OADM). Ces éléments permettent l'émission ou la réception, via des portes, de conteneurs virtuels circulant sur la boucle. Lorsqu'un client

demande l'acquisition de certaines connexions, l'objectif est de réaliser celles-ci à un moindre coût. Pratiquement cela revient à minimiser le nombre de portes à ouvrir ainsi que la bande passante (quantité de modules de ligne SDH) qui seront affectés à la gestion de ce trafic.

On s'intéresse aussi à répartir le trafic sur des boucles. Il se pose alors le problème de partitionner le réseau en boucles satisfaisant divers critères (localité, taille, etc.) et en optimisant une fonction complexe de tarification.

4.5.3. Réseaux de type Atm

Dans les réseaux ATM, les demandes sont réalisées sur un réseau virtuel (appelé aussi réseau logique) constitué de chemins virtuels VP (pour *Virtual Paths*) le long desquels la demande est acheminée sans être retardée au passage des nœuds intermédiaires. Ce graphe virtuel est plongé dans le réseau physique sous-jacent (ce qui revient à associer à chaque VP un chemin dans le réseau physique). France Télécom R&D nous a soumis le problème dit du « *Virtual Path Layout* » (VPL) ainsi modélisé, qui fait intervenir les deux paramètres importants suivants : la charge d'un arc du réseau physique (nombre de chemins virtuels empruntant cet arc) et le nombre maximum d'arcs des chemins virtuels utilisés (nombre de « sauts ») pour réaliser une famille de communications donnée (dans le cas où toutes les communications peuvent avoir lieu, ceci correspond au diamètre du graphe virtuel). Le premier paramètre correspond à une contrainte de débit et le deuxième à une contrainte de qualité de service (en cherchant à minimiser le temps de transmission). On cherche à construire un réseau virtuel ayant une charge et un nombre maximum de sauts donné. Il faut donc minimiser ces deux paramètres, ce qui est antinomique. De fait, soit on fixe la contrainte que la charge d'un arc du réseau physique ne doit pas dépasser la capacité de l'arc (qui est une donnée du problème) et dans ce cas on cherche à minimiser le nombre de sauts ou diamètre du graphe virtuel ; soit on fixe ce nombre de sauts et on cherche à minimiser la charge maximale du réseau.

4.6. Réseaux Radio

Mots clés : *télécommunications, radio, réseaux DAMA, ad-hoc, UMTS.*

De plus en plus d'applications font intervenir une composante radio pour les télécommunications. Les contraintes sur le lien radio sont assez importantes. De manière générale, le spectre radio est une ressource rare, donc la bande passante est très limitée. De plus, ces réseaux font souvent intervenir la mobilité, et de ce fait demandent une grande réactivité aux changements de situation. Ils sont aussi un environnement multi-utilisateurs, avec les spécificités d'équité que cela demande. Trois grandes familles d'applications retiennent notre attention.

Les réseaux satellites de type DAMA (*Demand-Assigned Multiple Access*) font intervenir des satellites de type géostationnaire à faisceaux multiples couvrant une partie de la planète d'ordre continental. Chaque faisceau couvre une région qui a des caractéristiques de propagation spécifiques (météo, angle d'incidence de pénétration du signal dans l'atmosphère, type de terminaux vendus en fonction de la prospérité économique, etc.). Les faisceaux émettent des interférences sur les zones voisines de leurs zones d'émissions, qui peuvent être soit inacceptables, soit tolérables si leur cumul est en dessous d'un certain seuil. Par ailleurs, les algorithmes fournis doivent permettre de satisfaire des contraintes temps-réel de l'affectation des ressources.

Les réseaux ad-hoc sont des réseaux mobiles terrestres où les stations sont aussi des relais. Chaque terminal communique donc avec un certain ensemble de ses voisins et les communications doivent être transmises de proche en proche. Se posent des problèmes de routage dans un contexte dynamique, de capacité, et d'adaptation aux requêtes à un instant donné.

Les réseaux UMTS constituent ce qu'on appelle parfois la troisième génération de téléphones mobiles. De nombreuses questions se posent quant au placement des stations de base, à l'affectation des puissances et débits des mobiles dans un environnement équitable.

5. Logiciels

5.1. Prosit

Participants : P. Mussi et D. Sagnol.

Le développement de l'environnement de simulation à événements discrets PROSIT⁴ a été poursuivi, en bénéficiant à la fois d'une collaboration étroite avec SIMULOG et des projets européens HIPERTRANS et OSSA.

SIMULOG a poursuivi l'industrialisation de PROSIT, notamment pour des applications dans le domaine des réseaux de télécommunications, et le projet HIPERTRANS a fourni une application de taille industrielle de validation des concepts et des outils de PROSIT. Ce projet s'est poursuivi en 2002 par le projet OSSA.

PROSIT a également été adopté comme outil de base pour le développement de l'atelier de simulation ASIMUT du projet RNRT Constellations. Ce développement a été réalisé par les sociétés Dassault Data Services et Delta Partners. Des licences de PROSIT ont été accordées au CNES et à Dassault Data Services.

5.2. Porto

Participants : B. Bongiovanni, J.-F. Lalande, S. Rai, M. Syska et M. Walter.

Une plate-forme logicielle a été développée dans le cadre du projet RNRT PORTO⁵ (Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques) [43]. Ce projet visait à optimiser le coût d'un réseau dorsal optique de type WDM (voir section 4.5). Étant données une matrice de trafic à réaliser et une topologie, le problème est de choisir les équipements des nœuds optiques et un routage pour chaque demande exprimée en longueurs d'onde. Le coût des équipements est lié au type des *containers* optiques traités. Du moins coûteux au plus coûteux on trouve les fibres, les bandes (groupes de longueurs d'onde) ou les longueurs d'onde individuelles. Quand plusieurs chemins optiques (longueurs d'onde) utilisent des suites d'arcs identiques dans le réseau, on peut les grouper en bandes ou fibres et ainsi utiliser des commutateurs de moindre coût dans les nœuds intermédiaires. Le problème est donc de trouver un routage maximisant le groupage des longueurs d'onde, tout en respectant les contraintes de capacités limitées sur les arcs.

Nous avons utilisé une optimisation mixte combinant des programmes linéaires en nombres entiers (dont la résolution est confiée au solveur CPLEX/ILOG) et des heuristiques pour déterminer les meilleurs routages et groupages pour une instance de réseau et de trafic donnée.

La plate-forme issue de ce projet [65] est écrite en C++ d'une part et dispose d'une interface Java d'autre part interagissant avec les algorithmes d'optimisation. Par exemple, on peut fixer « à la main » des chemins, paramétrer les objectifs d'optimisation, choisir les modules de routage ou de groupage ou créer des expériences de trafic sur des réseaux particuliers.

L'architecture du logiciel permet l'ajout aisé de nouveaux modules de routage ou de groupage, intégrés automatiquement dans l'arborescence de compilation du projet et dans les menus de l'interface. C'est d'ailleurs ce que nous utilisons depuis la fin du projet pour valider et tester de nouveaux algorithmes de routage et de groupage, en multipliant aussi les jeux d'essai [64][68].

5.3. Mascopt

Participants : B. Bongiovanni, J.-F. Lalande et M. Syska.

Suite à l'expérience acquise avec PORTO nous avons entrepris le développement d'une bibliothèque d'optimisation qui permette de traiter des réseaux quelconques sans se restreindre aux spécificités de WDM. L'objectif est de pouvoir réutiliser plus facilement les algorithmes qui seront développés avec cette bibliothèque baptisée MASCOPT⁶. Par exemple, un calcul de chemins disjoints sera implanté au niveau graphe (structure discrète) et non directement sur le niveau réseau (structure de données incluant des fibres) comme

⁴<http://www.inria.fr/mascotte/prosit/>

⁵<http://www.telecom.gouv.fr/rnrt/projets/pporto.htm>

⁶<http://www-sop.inria.fr/mascotte/personnel/Bruno.Bongiovanni/mascopt>

dans PORTO. De plus MASCOPT est écrite 100% en Java pour essayer de construire des outils les plus portables possibles.

À ce jour MASCOPT se compose d'un ensemble de classes Java qui manipulent des graphes et un format de fichier XML pour le stockage : MGL (Mascotte Graph Language). Quelques algorithmes courants ont été implantés pour valider cette première étape de développement mais MASCOPT a déjà permis d'écrire rapidement une première application permettant de valider les réseaux embarqués tolérants aux pannes décrits dans la section 6.2.

Nous allons poursuivre intensément le développement de MASCOPT en 2003 pour réaliser des expériences sur les réseaux WDM (section 6.4) ainsi que sur la protection (section 6.5.1), notamment dans le cadre du projet IST CRESCCO.

6. Résultats nouveaux

6.1. Simulation et systèmes à événements discrets

Mots clés : *simulation de systèmes à événements discrets.*

Participants : O. Dalle, P. Mussi, D. Sagnol, F. Viger et R. Vuillemot.

6.1.1. Simulateur de trafic routier

Dans le cadre du projet européen OSSA (*Open Framework for Simulation of Transport Strategies and Assessment*), plusieurs développements ont été menés autour du simulateur (à base de noyau PROSIT) de trafic routier HIPERTRANS et de son interface graphique. Cette dernière propose désormais un environnement complet d'édition de réseaux routiers, ainsi qu'un outil de visualisation puissant du résultat de la simulation (animation individuelle des véhicules notamment). De plus, sa grande portabilité devrait permettre de nombreuses évolutions futures comme la représentation en trois dimensions des intersections.

Le modèle de simulation de trafic routier utilisé par HIPERTRANS a également fait l'objet d'évolutions afin de se conformer aux spécifications requises par l'environnement de simulation d'OSSA. De nouveaux algorithmes de suivi de voitures (« *Car following* ») ont été implantés et validés [41][66]. Parallèlement, le logiciel a fait l'objet d'une revue de détail et plusieurs optimisations ont été apportées : le calcul des routes des véhicules (utilisant les k plus courts chemins) a été entièrement revu. De même, la génération de matrices origine/destination « réalistes » (utilisées pour la création du trafic dans le simulateur) fait l'objet d'une résolution d'un problème multiflot en fonction de la charge réelle des routes (donnée par les capteurs enfouis dans la route).

L'ensemble des composants développés par les différents partenaires du projet ont été connectés pour former le premier démonstrateur du projet. Celui-ci a été présenté aux utilisateurs finaux lors du second Workshop du projet OSSA. Les remarques des participants ont guidé les développements du second et dernier démonstrateur dont la disponibilité est prévue en décembre.

L'implantation parallèle du simulateur - utilisant la bibliothèque de programmation répartie C++// (outil INRIA) - a également été finalisée afin d'être présentée durant le Workshop. Le simulateur parallèle nous a permis de vérifier l'adéquation de l'architecture logicielle retenue et d'obtenir une amélioration significative des performances lors de simulations importantes.

6.1.2. Environnement de simulation pour les télécommunications

Dans le cadre du contrat RNRT Constellations de Satellites, nous avons conçu une architecture composants pour la simulation multi-niveaux de modèles hiérarchiques de réseaux de télécommunications. Cette approche nouvelle permet de développer des systèmes de simulation de réseaux de grande complexité. Les simulateurs obtenus peuvent combiner, pour une même simulation ou pour des simulations successives, des niveaux de représentation multiples de manière transparente.

Cette approche est particulièrement intéressante pour la simulation de réseaux de télécommunications par satellite devant acheminer des trafics de type multimédia. En effet, l'acheminement de ce type de trafic exige du réseau qu'il soit capable de prendre en compte des contraintes très strictes de qualité de service. Afin

de respecter ces contraintes, le réseau doit donc s'appuyer sur des protocoles spécifiques, tels que ATM ou MPLS pour le transport, ou DAMA pour l'allocation des ressources. Or le plus souvent, ces protocoles ne se substituent pas aux protocoles déjà présents dans les réseaux d'acheminement des trafics de données par satellites, comme DVB ou DVB-S sur MPEG2, mais s'ajoutent à ces derniers. Cette agrégation de protocoles aboutit donc à un modèle de réseau encore plus complexe, qu'il devient très difficile de simuler en un temps raisonnable à l'aide des modèles classiques.

L'utilisation de modèles hiérarchiques de ces réseaux devrait donc nous permettre de réduire sensiblement la durée des simulations. Pour vérifier ces hypothèses, nous devons toutefois nous assurer que l'utilisation de ces nouveaux modèles ne remet pas en cause la qualité des résultats obtenus lors des simulations. Pour cela, nous nous sommes engagés dans un processus de validation, dont la première étape est la conception puis le développement de modèles hiérarchiques de protocoles supportant la qualité de service, tels que MPLS [67].

6.2. Conception de graphes pour les télécommunications

Mots clés : *Conception de réseaux, structure des réseaux, opto-électronique, OTIS.*

Participants : B. Beauquier, J-C. Bermond, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, F. Havet, R. Klasing, J. Maria et S. Pérennes.

6.2.1. Réseaux embarqués tolérants aux pannes

(Voir section 4.3)

Dans le cas des réseaux avec amplificateurs indifférenciés, nous avons asymptotiquement résolu le problème dans le cas où p signaux d'entrée doivent être routés vers p amplificateurs (sorties) choisis arbitrairement parmi $p + k$, tolérant ainsi k pannes d'amplificateurs ; pour $k \leq 4$, nous avons déterminé exactement le nombre minimum de commutateurs (par exemple $5p/4$ pour $k = 4$) et pour $k = 6, 8, 10$ et 12 , nous avons déterminé des bornes fines (ordre asymptotique et valeurs exactes pour les cas utiles en pratique) (Voir [17] et [70]).

Un logiciel permettant de tester la validité de réseaux jusqu'à 100 nœuds et utilisant les idées développées précédemment dans le projet et la bibliothèque d'optimisation MASCOPT (voir section 5.3) a été écrit au cours du stage de J. Maria⁷. Plus récemment, nous avons étudié le cas où certains signaux sont prioritaires et doivent atteindre un ensemble de sorties variant dans le temps [37].

Nous avons aussi considéré le problème où chaque signal doit être envoyé vers un amplificateur spécifique, ce qui est possible si l'on sait réaliser toute permutation des entrées sur les sorties. Dans ce cas, nous considérons le blocage des commutateurs. Le cas sans blocage est un problème classique et connu comme très difficile dans le domaine des réseaux multi-étages (utilisés dans les machines parallèles). Nous avons construit les meilleurs réseaux connus actuellement pour un nombre d'entrées/sorties quelconque, ainsi que des réseaux tolérant un blocage de commutateur [15].

6.2.2. Architectures Otis

(Voir section 4.4)

Nous avons poursuivi l'étude des réseaux de communication optiques en espace libre utilisant l'architecture optique OTIS (*Optical Transpose Interconnection System*), laquelle se compose de deux plans de lentilles permettant de relier une matrice d'émetteurs à une matrice de récepteurs, selon un motif fixé par le nombre et la taille des lentilles.

Nous avons proposé un modèle de réseaux de communications construits sur OTIS : les graphes $H(p, q, d)$, incluant les graphes complets, de Imase et Itoh, de Kautz et de de Bruijn. Nous avons caractérisé tous les isomorphismes entre les graphes $H(p, q, d)$ et de de Bruijn, en développant les graphes à alphabets $A(f, \pi, j)$. Nous avons montré que pour toute permutation π sur l'alphabet et pour tout indice j , les graphes $A(f, \pi, j)$ sont isomorphes aux graphes de de Bruijn si et seulement si f est une permutation cyclique sur les indices [21]. Ce résultat permet en particulier de réaliser ce réseau à l'aide d'une architecture OTIS aussi simple que possible, c'est-à-dire utilisant un nombre minimal de lentilles.

⁷<http://www-sop.inria.fr/mascotte/personnel/Bruno.Bongiovanni/mascopept>

6.2.3. Réseaux hiérarchiques en boucles

Dans [31][12], nous avons déterminé le nombre maximum de sommets d'un réseau formé de boucles (anneaux) interconnectées de manière récursive, de profondeur et diamètre fixé, résolvant ainsi un problème posé par Aiello, Bhatt, Chung, Rosenberg et Sataraman.

6.2.4. Graphes

Nous avons étudié les sous-graphes inévitables dans les tournois (orientations d'un graphe complet). Plus particulièrement, nous avons regardé les orientations de cycles [51] et d'arbres [27].

6.2.5. Algorithmes d'approximation

Dans [2] nous avons introduit le concept de stabilité d'un algorithme d'approximation, concept utile pour mesurer l'efficacité pratique d'un algorithme et posant de nouveaux problèmes théoriques. Nous l'avons étudié pour le problème du voyageur de commerce, problème de base en optimisation combinatoire. Nous avons en particulier étendu l'algorithme d'approximation de Christofides (établi pour les graphes dont les poids sur les arêtes vérifient l'inégalité triangulaire) aux graphes où cette inégalité est vraie avec un facteur multiplicatif donné.

6.3. Réseaux sans-fil

Mots clés : *Communications mobiles, relais, économies d'énergie.*

Participants : S. Bhadra, A. Ferreira, L. Floriani, J. Galtier, J-C. Godin, F. Havet, S. Pérennes, C. Touati et B. Xuan.

6.3.1. Évaluation de performances d'heuristiques

Motivés par des questions dans le domaine du dimensionnement des réseaux cellulaires sans fil, nous avons étudié l'apport de l'analyse en composantes principales, un outil de l'analyse statistique multivariée, à l'évaluation des performances d'heuristiques pour des problèmes combinatoires NP-durs [13].

6.3.2. Allocation de canaux pour réseaux cellulaires

Le but est d'allouer les requêtes des utilisateurs mobiles aux stations de base de façon à minimiser l'utilisation des canaux dans chaque cellule (capacité, fréquences, etc.). Dans une première approche, les interférences ont été modélisées de manière simple : des stations proches ne peuvent pas utiliser les mêmes fréquences. Dans ce cas, nous avons étudié la mise en place d'un algorithme distribué [28] pour le réseau triangulaire modélisant des réseaux de téléphonie mobile, car cette disposition assure la meilleure couverture avec un nombre fixé de transmetteurs. Nous étudions également un modèle plus réaliste pour lequel la séparation minimale entre les fréquences pouvant être allouées à deux stations est fonction de la distance entre celles-ci [52]. De plus, nous avons étudié l'allocation dynamique pour laquelle chaque station dispose d'une liste de canaux non encore attribués [60][47].

6.3.3. Équité dans l'allocation des ressources

Le concept de *Nash Bargaining Solution* (NBS), né de la théorie des jeux coopératifs, est utilisé depuis plus de dix ans dans les réseaux pour permettre le partage équitable des ressources. Grâce à ses propriétés intéressantes, il a récemment été utilisé dans des problèmes d'allocation de bande passante dans des réseaux aux topologies quelconques, où se côtoient des applications aux fonctions d'utilité linéaires. Dans [42] le NBS est utilisé dans le cadre de l'allocation de bande passante entre des applications aux fonctions d'utilité concaves quelconques. Nous étudions l'impact de la concavité sur l'allocation et présentons des méthodes calculatoires pour obtenir des allocations équitables dans une topologie générale, basées sur une approche de dual Lagrangien et de programmation semi-définie positive. Ceci sert également dans le contexte des réseaux de type UMTS/CDMA [29]. Une algorithmique plus spécifique, inspirée de la programmation dynamique, a été utilisée dans un contexte satellitaire avec une allocation de ressources de type DAMA [55].

6.3.4. Dimensionnement de liens d'une constellation de satellites

Nous avons établi un état de l'art sur l'impact de différentes politiques de routage et de handover sur le dimensionnement des constellations de satellites [23].

6.3.5. Puissances radio mobile

Nous avons étudié les problèmes d'affectation de puissance radio optimale du point de vue de la consommation d'énergie sous un certain nombre de contraintes, en particulier le nombre maximal de sauts autorisés pour transmettre un message de station à station [19].

6.3.6. Modèle des graphes évolutifs

Les nouvelles technologies et le déploiement de services mobiles et nomades impliquent l'émergence de réseaux de communication complexes au fort comportement dynamique. Nous avons proposé une formalisation des réseaux dynamiques, les *graphes évolutifs*, dans le but d'adresser la complexité due au contexte évolutif [34]. Ensuite, nous avons donné des algorithmes pour le calcul des chemins les plus rapides dans des graphes évolutifs, et avons démontré leur complexité [69]. Une extension de ce modèle peut être trouvée dans [50]. Enfin, nous avons étudié le problème de la construction des arbres de multicast ayant des temps de transmission minimaux, dans une certaine classe de réseaux dynamiques mobiles sans-fil. Nous montrons d'abord que le calcul de différents types de composantes fortement connexes dans des graphes évolutifs est NP-complet. Dans le cas où l'entrée est déjà une composante fortement connexe, nous donnons un algorithme pour la construction de tous les arbres couvrants enracinés orientés de poids minimum [48].

6.4. Dimensionnement de réseaux

Mots clés : *Télécommunications, dimensionnement, réseaux WDM, groupage.*

(Voir section 4.5)

Participants : B. Beauquier, J-C. Bermond, S. Céroi, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, F. Havet, G. Huiban, J-F. Lalande, B. Lévêque, S. Pérennes, S. Rai, H. Rivano, O. de Rivoyre, M. Syska et M. Walter.

Le dimensionnement d'un réseau (dorsal) consiste à définir des routes pour chaque flux à transporter puis affecter les ressources pour réaliser ces routes. La définition des routes est contrainte par des hypothèses qui sont soit liées à la technologie ou au protocole, soit par des paramètres de qualité de service imposés.

Dans la suite nous présentons plusieurs résultats obtenus sur le routage par longueurs d'onde, sur le groupage et sur le plongement de réseaux virtuels.

Dans le cas particulier des réseaux WDM un état de l'art est proposé dans [45].

6.4.1. Coloration ou routage de longueurs d'onde

Le problème d'affecter des ressources optiques à des chemins de routage se modélise grâce à deux outils combinatoires différents selon que le trajet physique des canaux optiques est donné ou qu'il faille le déterminer.

Le premier cas est appelé WAP (*Wavelength Assignment Problem*) et s'apparente à un problème de coloration de chemins. Dans [35] nous montrons l'utilité du modèle de la coloration d'hypergraphes et nous proposons plusieurs algorithmes d'approximation et de programmes linéaires pour résoudre ce problème sur les réseaux multifibres.

Le second cas est appelé routage optique et il faut affecter des chemins et des longueurs d'onde aux flux de données. Dans une étude préliminaire nous avons modélisé ce problème sur des réseaux multifibres par des instances de multiflot et proposé de nouvelles heuristiques aléatoires du multiflot entier, implémentées dans PORTO [44]. Les expériences indiquent que la méthode est efficace pour un petit nombre de fibres, et presque toujours optimale pour un nombre de fibre élevé.

Dans un approfondissement de cette étude [32][49][33], nous avons enrichi le modèle en prenant en compte les équipements de conversion en longueurs d'onde et amélioré les heuristiques de résolutions basées sur des raffinements de l'arrondi aléatoire classique, qui se sont montrées plus performantes que les meilleures connues dans la littérature.

6.4.2. Groupage

Le groupage est la technique qui consiste à agréger plusieurs flux de trafic pour les transporter ensemble sur un même canal optique. Le but est de réduire le coût des équipements terminaux ou des convertisseurs entre l'optique et l'électronique.

Dans les anneaux SONET/WDM, ce sont les ADMs (*Add/Drop Multiplexer*) qui permettent de réaliser l'interface entre les réseaux électroniques et les réseaux optiques. Ils permettent d'ajouter ou d'extraire des flux issus de réseaux électroniques locaux sur une longueur d'onde particulière (insertion/extraction de STM dans un réseau SDH). Ainsi, dans chaque nœud du réseau optique, on doit placer autant d'ADMs que de longueurs d'onde utilisées en ce nœud.

En agissant sur la façon d'attribuer les flux électroniques aux longueurs d'onde, on peut réduire le nombre total d'ADMs dans le réseau. Pour ce problème de groupage nous avons étudié le cas de l'instance d'échange total sur l'anneau unidirectionnel. Nous avons montré que ce problème se ramenait à un problème de partition des arêtes du graphe complet à N sommets en sous-graphes ayant un nombre maximum C (le coefficient de groupage) d'arêtes, avec comme but de minimiser le nombre total des sommets de ces sous-graphes. Utilisant des techniques de la théorie des « *designs* », nous avons amélioré les valeurs connues dans la littérature pour les petites valeurs de C et N . Nous avons aussi complètement résolu le cas $C = 3$ dans [46]. Enfin nous fournissons une $\sqrt{2}$ -approximation du nombre total d'ADMs dans [62].

Un nouveau modèle de groupage à plusieurs niveaux, incluant la prise en compte de groupes (bandes) de longueurs d'onde, a été introduit dans PORTO (section 5.2) et le modèle mathématique a été étudié dans [39]. Ce modèle s'applique aux réseaux quelle que soit leur topologie et a été ajouté à PORTO [64]. L'application du groupage par tubes sur les anneaux (minimisation du nombre d'ADMs) a été étudiée dans [58].

6.4.3. Plongement de réseaux

Nous avons poursuivi le travail des années précédentes concernant le plongement d'un réseau logique (ou virtuel) dans un réseau physique (problème de conception dit VPL : *Virtual Path Layout*) [12]. Ce problème s'applique en particulier pour les réseaux ATM mais concerne plus généralement l'empilement de réseaux quelconques. L'instance de communication est réalisée sur le réseau virtuel. Une mesure de la qualité de service est la longueur du chemin associé à une requête et en particulier le diamètre du réseau virtuel. On cherche donc à construire des réseaux virtuels de diamètre au plus D dont le plongement dans le réseau physique est de charge minimale. Le cas $D = 1$ revient à réaliser directement l'instance de communication sur le réseau physique et à minimiser la charge de ce réseau. Pour $D \geq 2$, ce problème a été résolu pour l'instance d'échange total asymptotiquement dans le cas où le réseau physique est un chemin, tandis que nous avons obtenu des bornes asymptotiquement optimales dans le cas du cycle (exactes pour $D = 2$). Nous avons aussi donné un algorithme polynomial pour construire un réseau virtuel, où les chemins associés aux requêtes sont de longueur bornée, minimisant la charge dans un réseau physique dans le cas d'un multicast (ou de diffusion à partir d'un nombre limité de sources) si ce réseau physique est un arbre.

Dans [14] nous avons mené des études relatives aux flots non conservatifs afin de modéliser les problèmes de routage dans les réseaux où plusieurs protocoles subsistent simultanément. Le caractère non conservatif de ces flux provient du fait qu'en un sommet une partie des en-têtes de protocoles peuvent être retirés et d'autres rajoutés. Les protocoles sont propres aux connexions qui composent les chemins de routage. De ceci découle que la quantité de flux effectivement acheminée sur un arc est dépendante du chemin emprunté pour parvenir jusqu'à cet arc. Nous avons démontré la NP-complétude de ce type de problème de flot et avons proposé un algorithme de génération de colonnes (c'est-à-dire de chemins) pour les résoudre. Les problèmes de génération de chemins sont traités par des heuristiques.

6.4.4. Routage Internet

Nous avons étudié la minimisation du trafic internet avec l'utilisation de sites miroirs. Cela revient à trouver le meilleur compromis entre un trafic de mise à jour qui augmente avec le nombre de sites miroirs et un trafic de requêtes qui varie de manière inverse. Dans [38], nous avons examiné la stabilité des solutions en vue d'une actualisation discrète du placement des sites miroirs.

6.5. Tolérance aux pannes des réseaux

Mots clés : *Tolérance aux pannes, protection.*

(Voir section 4.5)

Participants : J-C. Bermond, D. Coudert, J. Galtier, A. Jarry, R. Klasing, A. Laugier, P. Pons, C. Touati et J. Yu.

6.5.1. Protection de réseaux WDM par cycles

Nous nous intéressons ici au problème de la prise en compte de pannes, c'est-à-dire que le réseau doit pouvoir acheminer le trafic lorsqu'une panne d'arc ou de nœud survient. Nous considérons que dans ce cas le reroutage des flux affectés s'effectue de bout en bout.

Un problème particulier est celui de la protection des réseaux WDM par des sous-réseaux en boucles [16]. L'avantage est qu'une boucle (un circuit) est sécurisée par la boucle en sens inverse. Si on représente le graphe des demandes par un graphe logique I , le problème général se ramène à trouver une couverture des arêtes de I par des sous-graphes I_k , telle que pour chaque I_k , il existe dans le graphe physique G un routage disjoint des arêtes de I_k . Le but est de minimiser le coût des équipements, paramètre complexe. Dans certains cas cela revient à minimiser le nombre de graphes I_k dans la couverture. Dans d'autres cas il faut minimiser la charge induite. Nous avons entièrement résolu ce problème dans le cas où le graphe I est le graphe complet (ce qui correspond à une instance d'échange total) et quand les sous-graphes I_k sont des cycles (boucles) et que le graphe physique G est lui-même un cycle. Le résultat optimal utilise des cycles de longueur 3 ou 4. Nous avons aussi résolu le cas où l'on ne souhaite avoir que des cycles de longueur 4 dans la couverture. Enfin, nous avons récemment résolu le cas où le graphe physique G est un tore.

6.5.2. Connectivité

Un problème de protection de réseaux - optiques ou autres - posé par France Télécom R&D et figurant dans la littérature depuis 1968 vient d'être résolu dans [54]. Nous avons déterminé le nombre minimum d'arêtes d'un graphe à N sommets, 2-connexe, de diamètre D . Cela permet de construire des réseaux de coût minimum tolérant une panne quelconque de nœud.

Nous avons aussi regardé dans [30] le problème de construire un sous-graphe 2-connexe couvrant d'un graphe complet valué de poids minimum, problème NP-difficile. Nous avons établi la première borne inférieure explicite sur le facteur d'approximation de tout algorithme approché. Enfin, nous avons conçu un algorithme d'approximation efficace quand les poids sur les arêtes satisfont une certaine inégalité triangulaire. Nous avons aussi donné un algorithme d'approximation pour déterminer le coût minimum d'arêtes à ajouter à un graphe donné pour satisfaire des contraintes de connectivité.

6.5.3. Chemins disjoints et multiflot

Le problème suivant correspond à la réalisation de k requêtes dans un réseau (problème du multiflot) : existe-t-il k chemins deux à deux arc-disjoints reliant respectivement le sommet s_i à t_i . Ce problème est NP-complet en général. Dans le cas d'un graphe orienté symétrique, il est montré dans [40] que pour k fixé ce problème est polynomial.

D'une manière générale le problème du multiflot entier à 2 commodités est NP-complet dans les graphes orientés et non-orientés. Dans [53] il est montré que ce problème est polynomial pour un multiflot entier symétrique à 2 commodités dans un graphe orienté symétrique.

6.5.4. Calcul de disponibilité

Nous avons considéré des modèles de pannes stochastiques. Etant donné un réseau G et une série d'événements de pannes indépendants (chaque panne retire de G un sous-ensemble de nœuds ou de liens), la disponibilité entre deux nœuds est la probabilité que les deux nœuds restent connectés. La disponibilité globale est la probabilité que l'ensemble du réseau reste connexe. Nous avons étudié dans [63] un nouvel algorithme inspiré des méthodes frontales du calcul numérique, permettant de calculer la disponibilité globale ou entre deux nœuds.

6.5.5. Programmation SDP

La thèse [14] présente la programmation mathématique sur le cône des matrices semi-définies positives (programmation SDP). Elle permet un traitement nouveau de certains types de contraintes ou fonctions objectif, par exemple le problème de minimisation du délai moyen ou du calcul du flot de coût minimum avec contrainte de délai sur les chemins. Nous avons montré que ce problème est NP-difficile et pour le

résoudre nous avons mis au point une technique de génération de colonnes en programmation semi-définie positive proche de celle connue pour la programmation linéaire. On notera les applications de la résolution des problèmes de flot de coût minimum avec contraintes de délai pour les problèmes de routage dans les réseaux de paquets. On remarquera aussi que le traitement des fonctions de délai qui présentent une asymptote verticale pour une valeur du flot atteignant la capacité. La programmation semi-définie positive permet de résoudre des cas où la charge est très importante contrairement aux méthodes utilisant la différenciation des fonctions de délai, car la forte charge correspond au cas où les fonctions ne sont pas différentiables.

Dans [36], nous avons utilisé la programmation SDP pour résoudre des problèmes de routage fractionnaire avec des concepts d'équité. En particulier, des réseaux optimaux pour les critères de maximisation de la totalité des capacités résiduelles, de maximisation de l'équité proportionnelle de ces capacités, de maximisation de leur somme harmonique, et de maximisation de la capacité résiduelle minimale ont été obtenus, avec toutes les formes intermédiaires proposées précédemment dans la littérature. Cela offre un mode centralisé, mais plus stable et plus rigoureux, de recherche de l'optimum.

6.6. Algorithmique parallèle et distribuée

Mots clés : *Modèle BSP, modèle CGM, algorithmique parallèle, routage, grappes de PC.*

Participants : M. Cosnard, O. Dalle, A. Ferreira, O. Françoise et T. Guillier.

6.6.1. Algorithmique discrète parallèle

Nous avons conçu les meilleurs algorithmes existants sur les modèles BSP (*Bulk Synchronous Parallel*) et CGM (*Coarse Grain Multicomputer*) pour des problèmes de graphes (list ranking, composantes connexes, ensemble indépendant maximal, lca, etc.), de graphes d'intervalles (composantes connexes, clique de poids maximum, etc.), de géométrie (construction du diagramme de Voronoï, enveloppe convexe et triangulation d'un nuage de points sur le plan, etc.) et d'imagerie (suivi de contour et calcul de l'axe médian d'images binaires). La plupart de ces algorithmes sont optimaux : ils prennent un temps en $O(T_{seq}/p)$, avec un nombre constant de rondes de communications, où T_{seq} est le temps séquentiel requis pour résoudre le problème et p est le nombre de machines dans le système parallèle (grappes de PCs, architecture dédiée, etc.). Une partie de ces algorithmes a été implantée sur différentes plates-formes de calcul parallèle et des analyses expérimentales détaillées ont été réalisées. Une partie de ces résultats a été publiée dans [18][25][24][22].

6.6.2. Ordonnancement de tâches et compilation automatique

Dans le cadre de la factorisation LU sans pivotage, nous avons analysé le problème d'identification et d'ordonnancement de tâches dans la factorisation numérique. Cette analyse nous a permis de développer un algorithme parallèle « scalable », qui utilise d'une manière efficace la mémoire et les ressources de calcul disponibles [57].

6.6.3. Systèmes distribués

Nous avons développé le Système de Fichiers Virtuel pour Communications Multi-Points (MPCFS), qui propose une nouvelle interface pour faciliter et optimiser la réalisation de communications multi-points dans les systèmes UNIX. Le développement et la validation de ce système nous ont amené à réaliser différents éléments logiciels, comme la conception et réalisation d'une API générique avec le noyau [59] et le développement d'une bibliothèque de protocoles [61].

7. Contrats industriels

7.1. Contrat Ossa

Mots clés : *Simulation, trafic routier, systèmes complexes.*

Participants : P. Mussi et D. Sagnol.

(Voir section 4.1) Projet de recherche européen du programme Growth de la DG TREN. Simulation de trafic routier et intégration d'outils de modélisation de trafic dans une plate-forme logicielle unifiée (OSSA : *Open*

Framework for Simulation of Transport Strategies and Assessment). C'est une coopération de 3 ans (03/2000-02/2003) avec les universités de Namur (B) et de Westminster (GB), les laboratoires TRL (GB) et KTI (H), les villes d'Alicante et Manchester et les sociétés ETRA (S), PTV (D), BKD (GB) et WS-ATKINS (GB).

7.2. Contrat Alcatel Toulouse

Mots clés : *Optimisation d'accès, planification.*

Participants : J. Galtier et C. Touati.

Optimisation des couches d'accès et de planification pour les communications par satellites. Contrat de recherche sur deux ans, en collaboration avec le projet MISTRAL, de 04/2001 à 03/2003. Résultats escomptés : définition d'algorithmes d'optimisation et propriétés sur l'optimisation du codage.

7.3. Contrat Cre France Télécom R&D

Mots clés : *Couplages, routage, topologies sécurisées.*

Participants : J-C. Bermond, D. Coudert, A. Laugier, S. Pérennes, S. Petat, M. Syska.

Contraintes de couplage utilisées pour la conception de réseaux de télécommunications. Contrat de recherche sur 3 ans (01/11/02 - 31/10/05). Résultat escompté : une thèse.

8. Actions régionales, nationales et internationales

8.1. Actions régionales

8.1.1. Action Color Dynamic avec le Lirmm (Montpellier)

Dynamisme dans les réseaux. (<http://www-sop.inria.fr/mascotte/Color2002>)

8.2. Actions nationales

8.2.1. ATIP jeunes Chercheurs 2002

Projet "Jeunes Chercheurs CNRS" (responsable : F. Havet) sur l'allocation de fréquences (août 02 - juillet 03).

8.3. Actions européennes

8.3.1. Projet Européen RTN Aracne 00-03

MASCOTTE participe au projet européen ARACNE *Approximation and Randomized Algorithms for Communication Networks* (05/2000-04/2003). Les partenaires sont les universités de Salerne (coordinateur), de Rome, de Patras, de Genève, et de Kiel. Ce projet a pour but d'étudier des problèmes de communication et de dimensionnement de réseaux de télécommunications d'un point de vue algorithmique.

8.3.2. Projet Européen IST Crescco 02-05

MASCOTTE participe au projet européen CRESCCO⁸ « *Critical Resource Sharing for Cooperation in Complex Systems* » (01/2002-01/2005). Les partenaires sont les universités de Patras, de Genève, de Kiel, de Salerne, et le CTI de Patras. La participation de MASCOTTE porte essentiellement sur l'étude algorithmique de l'exploitation efficace de la bande passante dans les réseaux optiques WDM.

8.4. Visites et invitations de chercheurs

- Stéphane BESSY (Université de Lyon I), du 01 au 28/01/02 et du 04 au 09/11/02.
- Étienne BIRMELE (LaPCS Université de Lyon 1), du 25/11/02 au 28/11/02.
- Stéphane CÉROI (Université de Montpellier), du 01/03/02 au 31/08/02.
- Pavol HELL (Simon Fraser University, Canada), du 10/10 au 25/10/02 et du 15/11 au 15/12/02.
- Burkhardt MONIEN (Université de Paderborn, Allemagne), du 07/10/02 au 26/10/02.
- Stéphane THOMASSÉ (LaPCS, Université de Lyon 1), du 28/10/02 au 01/11/02.
- Joseph YU (Simon Fraser University, Canada), du 01/06/02 au 15/08/02.

⁸<http://www.ceid.upatras.gr/faculty/kakl/crescco>

8.5. Séjours à l'étranger

- *J-C. Bermond* a séjourné en juin en Grèce et au Brésil (Fortaleza) en décembre.
- *D. Coudert* a séjourné 1 mois en avril en Espagne (UPC Barcelone) et une semaine en novembre en Allemagne (RWTH Aachen).
- *A. Ferreira* : a séjourné au Brésil, invité aux universités de São Paulo, Campinas et Fortaleza.
- *R. Klasing* a séjourné 3 semaines en mai-juin à l'Université d'Évry en tant que professeur invité, et 2 semaines en septembre et novembre au RWTH Aachen (Allemagne).
- *C. Touati* a séjourné 2 mois en octobre-novembre à Tsukuba (Japon).

9. Diffusion des résultats

9.1. Animation de la communauté scientifique

9.1.1. Participation à des commissions

- *J-C. Bermond* : membre nommé de la Commission 3 du RNRT (Architectures de réseaux et systèmes de télécommunications) ; membre de la Commission de Spécialistes de la 27^e section de l'UNSA et membre nommé suppléant des Commissions de Spécialistes 27^e section de l'UTC et de de l'Université de la Méditerranée (Aix-Marseille II) ; membre du Comité des projets de l'I3S ; membre nommé des Comités RTP (réseaux thématiques) du département STIC « Réseaux » et « Mathématiques de l'Informatique ».
- *M. Cosnard* : directeur de l'ACI GRID ; membre suppléant de la CSE 27^e section de l'ENS Lyon ; président du conseil scientifique du CINES.
- *O. Dalle* : membre de la commission de spécialistes 27^e section de l'UNSA.
- *A. Ferreira* : membre de la commission de suivi doctoral de l'INRIA Sophia Antipolis, du CNRT Télécom à Sophia Antipolis, du Conseil de Laboratoire de l'I3S et de la Commission d'Evaluation de l'INRIA.
- *P. Mussi* : membre du Comité Technique Paritaire et du Conseil Scientifique de l'INRIA et secrétaire national et trésorier local de l'AGOS.
- *M. Syska* : a été membre de la Commission de Spécialistes 27^e section de l'UNSA jusqu'en 2002. Il est membre suppléant du Conseil de Laboratoire de l'I3S et membre du Comité Informatique de l'I3S.

9.1.2. Participation à des comités d'édition

- *J-C. Bermond* : Combinatorics Probability and Computing, Discrete Mathematics, Discrete Applied Mathematics, Journal of Graph Theory, Journal Of Interconnection Networks (Advisory Board), Mathématiques et Sciences Humaines, Networks, Parallel Processing Letters et série de livres SIAM sur Discrete Mathematics.
- *M. Cosnard* : Éditeur en chef de Parallel Processing Letters. Membre du comité d'édition de Parallel Computing, de Theory of Computational Systems (TOCS) et d'IEEE TPDS.
- *A. Ferreira* : *Journal of Parallel and Distributed Computing*, chez Academic Press, *Parallel Processing Letters*, chez World Scientific, *Parallel Algorithms and Applications*, chez Elsevier, *Journal of Interconnection Networks* chez World Scientific.

9.1.3. Organisation d'éditions spéciales de revues internationales

- *A. Ferreira* : Proceedings of STACS'02 (Lecture Notes in Computer Science [11]).

9.1.4. Participation à des comités de pilotage

- *M. Cosnard* : Steering Committees : SPAA - *Symposium on Parallel Algorithms and Architectures* (2001-2004), PACT (Chair) *PARallel Computing Technologies* (2002-2005) - IFIP Working Group 10.3.
- *A. Ferreira* : Steering Committees : ACM Dial M for Mobility - *Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, STACS - *Symposium on the Theoretical Aspects of Computer Science*, IEEE IPDPS - *IEEE International Parallel and Distributed Processing Symposium*, AlgoTel - *Algorithmique des Télécommunications*, EcoTel - *Ecole d'Hiver des Télécommunications de Sophia Antipolis* ; Advisory Boards : IEEE TCPP *Technical Committee for Parallel Processing*, EuroPar, IEEE Irregular - *Workshop on Parallel Processing for Irregularly Structured Problems*, PDCS - *Parallel and Distributed Computing Symposium*.

9.1.5. Organisation de colloques et d'écoles

MASCOTTE s'implique de façon importante dans l'organisation de manifestations scientifiques, tant au niveau national qu'international.

Depuis 1998 nous organisons l'École d'Hiver des Télécommunications (ECOTEL), pendant une semaine au mois de décembre, qui regroupe quelques 70 participants. *O. Dalle* fait partie du comité de programme d'ECOTEL'02. Le personnel MASCOTTE participant à l'organisation annuelle d'ECOTEL est : *D. Coudert*, *O. Dalle*, *E. Deriche*, et *A. Ferreira*. Enfin, *A. Ferreira* est le président du Comité Scientifique permanent d'ECOTEL.

Nous avons aussi organisé le 19e *Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science*, ayant produit et distribué l'appel aux soumissions, mis en place le serveur des soumissions, et organisé la réunion du comité de programme en novembre 2001 à l'INRIA Sophia Antipolis. La conférence a eu lieu en mars 2002 à Antibes/Juan-les-Pins. Le personnel MASCOTTE ayant participé à l'organisation de STACS'02 est : *S. Choplin*, *D. Coudert*, *E. Deriche*, *A. Ferreira* et *H. Rivano*. *A. Ferreira* en était le président du comité de programme.

Enfin, *A. Ferreira* a été le "General Co-Chair" de la conférence IEEE IPDPS 2002.

9.1.6. Participation à des comités de programme

- *J-C. Bermond* : SIROCCO.
- *M. Cosnard* : PACT (IFIP-IEEE-ACM), IPDPS, Chairman du comité de programme du Workshop on Grid Computing d'EUROPAR, Vice-chairman du comité de programme de HiPC (IEEE International High Performance Computing Conference).
- *A. Ferreira* : ARACNE Workshop, BioSP3 (Bio-Inspired Solutions to Parallel Processing Problems), MWCN (IEEE Mobile and Wireless Communications and Networks), PDCAT (Parallel and Distributed Computing Applications and Techniques), STACS (Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science) et WCSF (Workshop sobre Comunicações Sem Fio), SIROCCO, RENPAR.
- *J. Galtier* : NETWORKING, ALGOTEL.
- *P. Mussi* : Communication Networks and Distributed Systems Modeling and Simulation Conference (CNDS), 13th European Simulation Symposium, AI Simulation and Planning, Western Multi Conference.

9.2. Enseignement universitaire

9.2.1. Thèses

- Les thèses suivantes ont été soutenues en 2002 :
S. Choplin : « Dimensionnement de réseaux virtuels de télécommunications », soutenue le 6 novembre 2002 à l'Université de Nice-Sophia Antipolis.

L. Floriani : « Méthodes d'analyse des données multivariées pour l'étude des mécanismes des heuristiques », soutenue le 21 janvier 2002 à l'Université de Nice-Sophia Antipolis.

A. Laugier : « Cônes de matrices et programmation mathématique : quelques applications », soutenue en mars 2002 à l'Université de Nice-Sophia Antipolis.

- Les thèses suivantes sont en cours dans le projet :
 - G. Huiban* : Dimensionnement de réseaux optiques ;
 - A. Jarry* : Connexité et protection dans les réseaux de télécommunications ;
 - J.-F. Lalande* : Dimensionnement et optimisation dans les réseaux de télécommunications ;
 - S. Petat* : Contraintes de couplages pour la conception de réseaux de télécommunications ;
 - H. Rivano* : Algorithmes aléatoires et d'approximation pour les télécommunications ;
 - C. Touati* : Mesures de performances et optimisation des réseaux satellitaires de télécommunication.

9.2.2. Jurys de thèse

- *J-C. Bermond* et *S. Pérennes* ont fait partie du jury de thèse de *S. Choplin*
- *J-C. Bermond* a participé au jury de thèse de *A. Laugier*.
- *M. Cosnard* a participé au jury d'Habilitation à Diriger des Recherches de Pierre Boulet.
- *A. Ferreira* a participé au jury de thèse de *L. Floriani*.
- *J. Galtier* a participé au jury de thèse de *A. Pirovano* (ENST - Toulouse).

9.2.3. Stages

- *J-C. Bermond* et *M. Syska* ont encadré le stage d'Olivier de Rivoyre (ESS13) et le stage de Julien Maria (ESS12).
- *S. Choplin* et *M. Syska* ont encadré le TER de Maîtrise UNSA de Sébastien Morana, Laurent Phou, Alexandre Tricot et Nicolas Truchi.
- *D. Coudert* a encadré le stage de Magistère de Benjamin Lévêque (ENS Lyon).
- *O. Dalle* a encadré le stage de DEA d'Olivier Françoise (DEA Info UNSA et ESS13) et le stage ESS12 de Thomas Guillier.
- *A. Ferreira* a encadré le stage de Sandeep Bhadra (IIT Madras), le stage de Magistère de Binh Minh Bui Xuan (ENS Lyon) et le projet EPF de Gianpaolo Fasoli.
- *J. Galtier* et *A. Laugier* ont encadré le stage de Magistère de Pascal Pons (ENS Ulm).
- *F. Havet* a encadré le stage de Jean-Christophe Godin (DEA MDFI, Marseille).
- *P. Mussi* a encadré le stage de Magistère de Fabien Viger (ENS Ulm).
- *P. Mussi* et *O. Dalle* ont encadré le stage de Magistère de Romain Vuillemot (ENS Lyon).
- *M. Syska* a encadré le stage de Jérémy Bourgouin (ESS12), le stage de Smita Rai (IIT New Delhi), ainsi que le stage et le projet de Marjorie Walter (DESS ISI).

9.2.4. Premier et second cycles

Les membres du projet MASCOTTE participent activement aux enseignements de premier et second cycle (plus de 1000 heures), tant à l'IUT, qu'en DEUG ou en Licence-Maîtrise ou encore à l'ESSI. Ces enseignements sont effectués dans le cadre de leur fonction par les enseignants-chercheurs, les ATER, ou les moniteurs, ou en vacances pour les autres personnels.

9.2.5. Troisième cycle

MASCOTTE a pris une part importante dans la demande, la mise en place et l'organisation du DEA Réseaux et Systèmes Distribués (en collaboration avec EURECOM, le CMA, FT R&D et IBM) ; *J-C. Bermond* est responsable du tronc commun, *M. Syska* du cours TC2 et les membres du projet interviennent dans 3 options.

MASCOTTE est une équipe d'accueil des DEA INFORMATIQUE et RSD de l'UNSA et du DEA MDFI de Marseille.

Les cours suivants ont été dispensés :

- DEA RSD : Algorithmique et Optimisation pour les Télécoms (J-C. Bermond, S. Pérennes et M. Syska).
- DEA RSD option « Conception et algorithmique des réseaux de télécommunications » (J-C. Bermond, D. Coudert, H. Rivano et M. Syska).
- DESS TÉLÉCOMS : module « Technologies réseaux pour multimédia » (O. Dalle).
- DESS TÉLÉCOMS : module « Programmation distribuée et architectures d'applications réseaux » (M. Syska).
- DEA MDFI à Marseille, cours de tronc commun de Théorie des Graphes (J-C. Bermond) et option « Réseaux d'interconnexion » (J-C. Bermond et J. Galtier).

9.3. Participation à des colloques, séminaires, invitations

9.3.1. Conférenciers invités

- *S. Choplin* Exposé, LRI à Orsay en octobre.
- *M. Cosnard* : Colloque Africain de Recherche en Informatique, Yaoundé (Cameroun), octobre 2002 - OPODIS, Reims, décembre 2002 - IEEE/ACM HiPC, Bangalore (Inde), décembre 2002.
- *O. Dalle* : Séminaire, Sun Labs Europe, Grenoble, novembre 2002.
- *A. Ferreira* : Colloque sur les communications sans-fil, São Paulo, Brésil, octobre 2002 ; Université Fédérale du Ceará à Fortaleza, novembre 2002.
- *R. Klasing* : Séminaire, Université d'Evry, juin 2002 - Séminaire, Université Marne-La-Vallée, juin 2002 - Séminaire, RWTH Aachen (Allemagne), septembre 2002.
- *H. Rivano* : Séminaire, Dagstuhl (Allemagne), juin 2002 - Séminaire, ÉNS Lyon, octobre 2002 - Séminaire, LIRMM Montpellier, décembre 2002.
- *M. Syska* : Colloque annuel du RNRT, Grenoble, février 2002 - 5^e Ecole d'Hiver des Télécommunications, ECOTEL 2002, Golfe Juan, décembre 2002.

9.3.2. Participation à des réunions scientifiques

- *J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, F. Havet, A. Jarry, J-F. Lalande, S. Pérennes, H. Rivano et M. Syska* ont participé aux réunions de l'action COLOR Dynamic à Sophia en février et au LIRMM de Montpellier en avril et octobre.
- *D. Coudert* a participé à une réunion pour le montage d'une action COST : GRAAL (*GRAphs and ALgorithms in telecommunications*), commune à diverses universités dont RWTH Aachen et l'UPC de Barcelone.
- *O. Dalle* a participé aux réunions du projet RNRT Constellations de Satellites à Paris en janvier et à Toulouse en avril.
- *J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, F. Havet, A. Jarry, J-F. Lalande et H. Rivano* ont participé à la réunion de l'AS Dynamo au LIAFA à Paris en novembre.
- *A. Ferreira*, a participé au *mid-term review* du projet RTN ARACNE.
- *F. Havet* a participé aux Journées Graphes et Algorithmes à Nantes en mars.
- *P. Mussi* a co-organisé le groupe de travail « Modélisation Multiple et Simulation » et participé à ses réunions à Paris et Clermont-Ferrand. Il a participé aux journées ITS « Transport, Territoire et Nouvelles Technologies » à Sophia en novembre, et à la 5^e Journée Française du Transport à Cergy en octobre.
- *P. Mussi et D. Sagnol* ont participé aux réunions du projet OSSA, en février à Londres (Angleterre), en juin à Karlsruhe (Allemagne), en octobre à Valence (Espagne).
- *M. Syska* a participé à la réunion du programme IST CRESCCO (*Critical REsource Sharing for Cooperation in COMplex Systems*) en mai à Athènes (Grèce).

9.3.3. Participation à des conférences

- J-C. Bermond et M. Cosnard ont participé à RENPAR à Hammamet en avril.
- S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, F. Havet, H. Rivano ont participé à ALGOTEL à Mèze (France) en mai.
- J-C. Bermond, S. Choplin, A. Ferreira, F. Havet et A. Jarry ont participé à SIROCCO à Andros (Grèce) en juin.
- S. Choplin et A. Jarry ont participé au Séminaire d'Optimisation de France Télécom à Sophia Antipolis en avril.
- D. Coudert, A. Ferreira et H. Rivano ont participé à STACS.
- D. Coudert a participé à la 19e Conférence France Telecom Recherche en juin à Paris.
- M. Cosnard a participé à IPDPS en avril, à EUROPAR en août et à l'École d'Hiver GRID en décembre.
- A. Ferreira a participé à IEEE IPDPS à Fort Lauderdale en avril, à ESA et workshop ARACNE à Rome en septembre et à WCSF au Brésil en octobre.
- J. Galtier, H. Rivano et C. Touati ont participé à la conférence GLOBECOM à Taipei (Taiwan) en novembre.
- F. Havet a participé à COMBINATORICS à Maratea (Italie) en juin.
- R. Klasing a participé à l'UKCRC Algorithms and Complexity Day à Warwick en mai.
- P. Mussi a organisé deux sessions de la conférence « AI, Simulation and Planning » à Lisbonne en avril.
- P. Mussi et D. Sagnol ont participé au 2e Workshop du projet OSSA, en avril à Amsterdam (Pays-Bas).
- S. Pérennes et M. Syska ont participé à IEEE ICC à New-York en avril.
- H. Rivano a participé à STACS à Juan-les-Pins en mars.
- C. Touati a participé au workshop « Networking games & resource allocation » (NGRA) en juillet, à Petrozavodsk (Russie), dans le cadre du 10e International Symposium on Dynamic Games and Application.

9.3.4. Participation à des écoles

- D. Coudert, O. Dalle, A. Ferreira, A. Jarry, J-F. Lalande, H. Rivano et M. Syska ont participé à ECOTEL à Antibes en décembre.
- O. Dalle et P. Mussi ont participé à une formation organisée par le CNES à Toulouse en décembre 2002.

10. Bibliographie

Bibliographie de référence

- [1] E. ALTMAN, A. FERREIRA, J. GALTIER. *Les réseaux satellitaires de télécommunications*. Interéditions, 1999.
- [2] H.-J. BÖCKENHAUER, J. HROMKOVIČ, R. KLASING, S. SEIBERT, W. UNGER. *Towards the Notion of Stability of Approximation for Hard Optimization Tasks and the Traveling Salesman Problem*. in « Theoretical Computer Science », numéro 1, volume 285, 2002, pages 3-24.
- [3] B. BEAUQUIER, J.-C. BERMOND, L. GARGANO, P. HELL, S. PÉRENNES, U. VACCARO. *Graph problems arising from wavelength routing in all optical networks*. in « Proceedings of WOC'S'97, Genève », 1997.

- [4] B. BEAUQUIER, P. HELL, S. PÉRENNES. *Optimal wavelength-routed multicasting*. in « Discrete Applied Mathematics », volume 84, 1998, pages 15-20.
- [5] M. BECKER, A.-L. BEYLOT, O. DALLE, R. DHAOU, M. MAROT, P. MUSSI, C. RIGAL, V. SUTTER. *The ASIMUT Simulation Workshop*. in « Networking and Information Systems Journal », numéro 2, volume 3, 2000, pages 335-348.
- [6] J.-C. BERMOND, L. CHACON, D. COUDERT, F. TILLEROT. *Cycle Covering*. in « International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity - SIROCCO », pages 21-34, juin, 2001.
- [7] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PÉRENNES. *Directed Virtual Path layout in ATM networks*. in « Proc. of the 12th International Conference on Distributed Computing, Andros Greece », série Lecture Notes on Computer Science, volume 1499, Springer, pages 75-88, 1998, À paraître dans TCS en 2003.
- [8] I. CARAGIANIS, A. FERREIRA, C. KAKLAMANIS, S. PÉRENNES, H. RIVANO. *Fractional path coloring on bounded degree trees*. in « Proc. of the 28th ICALP », série Lecture Notes in Computer Science, volume 2076, Springer-Verlag, éditeurs F. OREJAS, P. G. SPIRAKIS, J. VAN LEEUWEN., pages 732-743, Crete, Greece, juillet, 2001.
- [9] D. COUDERT, A. FERREIRA, X. MUÑOZ. *A Multihop-Multi-OPS Optical Interconnection Network*. in « IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology », numéro 12, volume 18, 2000, pages 2076-2085.
- [10] F. HAVET. *Channel Assignment and Multicolouring of the Induced Subgraphs of the Triangular Lattice*. in « Discrete Mathematics », volume 233, 2001, pages 219-231.

Livres et monographies

- [11] éditeurs H. ALT, A. FERREIRA., *Proceedings of STACS 2002*. série Lecture Notes in Computer Science, volume 2285, Springer-Verlag, 2002.

Thèses et habilitations à diriger des recherche

- [12] S. CHOPLIN. *Dimensionnement de réseaux virtuels de télécommunication*. thèse de doctorat, Université de Nice - Sophia Antipolis, novembre, 2002.
- [13] L. FLORIANI. *Méthodes d'Analyse des Données Multivariées pour l'Étude des Mécanismes des Heuristiques*. thèse de doctorat, Université de Nice-Sophia Antipolis, janvier, 2002.
- [14] A. LAUGIER. *Cônes de Matrices et Programmation Mathématique : Quelques Applications*. thèse de doctorat, Université de Nice-Sophia Antipolis, mars, 2002.

Articles et chapitres de livre

- [15] B. BEAUQUIER, E. DARROT. *On Arbitrary Size Waksman Networks and their Vulnerability*. in « Parallel Processing Letters », numéro 3, volume 12, 2002.

-
- [16] J.-C. BERMOND, D. COUDERT, M.-L. YU. *On DRC-Covering of K_n by Cycles*. in « Journal of Combinatorial Designs », 2002, à paraître.
- [17] J.-C. BERMOND, E. DARROT, O. DELMAS. *Design of fault tolerant on-board networks in satellites*. in « Networks », volume 40, 2002, pages 202-207.
- [18] E. CACERES, F. DEHNE, A. FERREIRA, P. FLOCCHINI, I. RIEPING, A. RONCATO, N. SANTORO, S. SONG. *Efficient Parallel Graph Algorithms For Coarse Grained Multicomputers and BSP*. in « Algorithmica », volume 33, 2002, pages 183-200.
- [19] A. CLEMENTI, A. FERREIRA, P. PENNA, S. PÉRENNES, R. SILVESTRI. *The Minimum Range Assignment Problem on Linear Radio Networks*. in « Algorithmica », 2002.
- [20] M. COSNARD. *Introduction to the Complexity of Parallel Algorithms*. éditeurs R. CORRÊA, I. DUTRA, M. FIALLOS, F. GOMES., in « Parallel and Distributed Algorithms : Theory, Algorithmic Techniques and Applications », série Applied Optimization, Kluwer Academic Publishers, Boston (USA), 2002, chapitre 1, part I, pages 3-25.
- [21] D. COUDERT, A. FERREIRA, S. PÉRENNES. *Isomorphisms of the De Bruijn Digraph and Free-Space Optical Networks*. in « Networks (Wiley-Interscience) », numéro 3, volume 40, octobre, 2002, pages 155-164.
- [22] A. FERREIRA. *Parallel Computing : Models*. éditeurs C. FLOUDAS, P. PARDALOS., in « Encyclopedia of Optimization », Kluwer Academic Publisher, Boston (USA), 2002.
- [23] A. FERREIRA, J. GALTIER, P. PENNA. *Topological design, routing and hand-over in satellite networks*. éditeurs I. STOJMENOVIC., in « Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing », John Wiley and Sons, 2002, pages 473-507.
- [24] A. FERREIRA, I. GUÉRIN-LASSOUS. *Discrete Computing with Coarse Grained Systems*. éditeurs R. CORRÊA, I. DUTRA, M. FIALLOS, F. GOMES., in « Parallel and Distributed Algorithms : Theory, Algorithmic Techniques and Applications », série Applied Optimization, Kluwer Academic Publishers, Boston (USA), 2002, chapitre 5, part I, pages 117-143.
- [25] A. FERREIRA, I. GUÉRIN-LASSOUS, K. MARCUS, A. RAU-CHAPLIN. *Parallel Computation on Interval Graphs : Algorithms and Experiments*. in « Concurrency and Computation - Practice and Experience », 2002.
- [26] F. HAVET. *On Unavoidability of Trees with k Leaves*. in « Graphs and Combinatorics », à paraître.
- [27] F. HAVET. *Trees in Tournament*. in « Discrete Mathematics », numéro 1-3, volume 243, 2002, pages 121-134.
- [28] F. HAVET, J. ZEROVNIK. *Finding a Five Bicolouring of a Triangle-Free Subgraph of the Triangular Lattice*. in « Discrete Mathematics », volume 244, 2002, pages 103-108.

Communications à des congrès, colloques, etc.

- [29] E. ALTMAN, J. GALTIER, C. TOUATI. *Fair power and transmission rate control in wireless networks*. in « Proc. of IEEE GlobeCom'02 », Taipei, Taiwan, novembre, 2002.
- [30] H.-J. BÖCKENHAUER, D. BONGARTZ, J. HRONKOVIČ, R. KLASING, G. PROIETTI, S. SEIBERT, W. UNGER. *On the hardness of constructing minimal 2-connected spanning subgraphs in complete graphs with sharpened triangle inequality*. in « Proc. of the 22nd Conference on Foundations of Software Technology and Theoretical Computer Science (FSTTCS 2002) », série Lecture Notes in Computer Science, volume 2556, Springer-Verlag, 2002, à paraître.
- [31] J.-C. BERMOND, S. CHOPLIN, S. PÉRENNES. *Hierarchical Ring Network Design*. in « 9th International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity (SIROCCO'02) », Carleton Scientific, pages 1-16, 2002.
- [32] D. COUDERT, H. RIVANO. *Lightpath assignment for multifibers WDM optical networks with wavelength translators*. in « Proc. of IEEE GlobeCom'02 », Taipei, Taiwan, novembre, 2002.
- [33] D. COUDERT, H. RIVANO. *Routage optique dans les réseaux WDM multifibres avec conversion partielle*. in « AlgoTel'02 », pages 17-24, Mèze, France, mai, 2002.
- [34] A. FERREIRA. *On models and algorithms for dynamic communication networks : The case for evolving graphs*. in « 4^e rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2002) », Mèze, France, mai, 2002.
- [35] A. FERREIRA, S. PÉRENNES, A. RICHA, H. RIVANO, N. STIER. *On the design of multifiber WDM networks*. in « AlgoTel'02 », pages 25-32, Mèze, France, mai, 2002.
- [36] J. GALTIER, E. ALTMAN, C. TOUATI. *Semi-Definite Programming Approach for Bandwidth Allocation and Routing in Networks*. in « Proc. of 10th Int. Symp. on Dynamic Games and Application - Networking Games & Resource Allocation Workshop (NGRA-2002) », Altman and Mazaloz, Petrozavodsk, Russia, juillet, 2002.
- [37] F. HAVET. *Design of Fault Tolerant Satellite Networks with Priorities via Selectors*. in « Proc. of SIROCCO'02 », pages 165-180, Andros, Greece, juin, 2002.
- [38] F. HAVET. *Robustness of a Routing Tree for the Push Tree Problem*. in « 4^e rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'02) », pages 81-86, Mèze, France, mai, 2002.
- [39] G. HUIBAN, S. PÉRENNES, M. SYSKA. *Traffic Grooming in WDM Networks with Multi-Layer Switches*. in « IEEE ICC », New-York, avril, 2002, CD-Rom.
- [40] A. JARRY. *Disjoint Paths in Symmetric Digraphs*. in « International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity - SIROCCO », Carleton, pages 211-222, Andros, Greece, juin, 2002.
- [41] P. MUSSI. *Tuning Car Following Algorithms for Realistic Behaviour*. in « AI, Simulation & Planning in High Autonomy Systems », Lisbon, Portugal, avril, 2002.

- [42] C. TOUATI, E. ALTMAN, J. GALTIER. *Utility Based Fair Bandwidth Allocation*. in « IASTED International Conference on Networks, Parallel and Distributed Processing, and Applications (NPDPA 2002) », 2002.

Rapports de recherche et publications internes

- [43] O. AUDOUIN, C. BLAIZOT, E. DOTARO, M. VIGOUREUX, B. BEAUQUIER, J.-C. BERMOND, B. BONGIOVANNI, S. PÉRENNES, M. SYSKA, S. BIBAS, L. CHACON, B. DECOCQ, E. DIDELET, A. LAUGIER, A. LISSER, A. OUOROU, F. TILLEROT. *Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques*. Rapport final RNRT PORTO, Alcatel Research & Innovation, Projet MASCOTTE (CNRS/INRIA/UNSA) et France Télécom R&D, Sophia Antipolis, décembre, 2001.
- [44] N. BASKIOTIS, S. PÉRENNES, H. RIVANO. *Heuristic design of multifiber WDM optical networks by randomized rounding of multicommodity flow*. rapport technique, numéro RR-4418, INRIA, Sophia Antipolis, mars, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4418.html>.
- [45] B. BEAUQUIER, S. PÉRENNES, M. SYSKA. *Efficient Access to Optical Bandwidth, Routing and Grooming in WDM Networks : State-of-the-art survey*. IST CRESCCO report, Projet MASCOTTE (CNRS/INRIA/UNSA), Sophia Antipolis, juillet, 2002.
- [46] J.-C. BERMOND, S. CÉROI. *Minimizing SONET ADMs in unidirectional WDM ring with grooming ratio 3*. rapport technique, numéro RR-4626, INRIA, Sophia Antipolis, novembre, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4626.html>, à paraître dans Networks.
- [47] S. BESSY, F. HAVET, J. PALAYSI. *Choosability of bipartite graphs with maximum degree Δ* . Rapport de recherche INRIA/RR-4522, Projet MASCOTTE, Sophia Antipolis, août, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4522.html>.
- [48] S. BHADRA, A. FERREIRA. *Computing multicast trees in dynamic networks using evolving graphs*. Research Report, numéro 4531, INRIA, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4531.html>.
- [49] D. COUDERT, H. RIVANO. *Lightpath assignment for multifibers WDM optical networks with wavelength translators*. rapport technique, INRIA Research Report 4487, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4487.html>.
- [50] A. FERREIRA, L. VIENNOT. *A Note on Models, Algorithms, and Data Structures for Dynamic Communication Networks*. Research Report, numéro 4403, INRIA, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4403.html>.
- [51] F. HAVET. *Pancyclic Arcs and Connectivity in Tournaments*. Rapport de recherche INRIA/RR-4378, Projet MASCOTTE, Sophia Antipolis, mars, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4378.html>.
- [52] F. HAVET, J. YU. *On $(d, 1)$ -total labelling of graphs*. Rapport de recherche INRIA/RR-4650, Projet MASCOTTE, Sophia Antipolis, novembre, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4650.html>.
- [53] A. JARRY. *Integral Symmetric 2-Commodity Flows*. rapport technique, numéro RR-4622, INRIA, Sophia Antipolis, novembre, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4622.html>.
- [54] A. JARRY, A. LAUGIER. *Two-connected graphs with given diameter*. rapport technique, numéro RR-4307, INRIA, Sophia Antipolis, mars, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4307.html>.

- [55] C. TOUATI, E. ALTMAN, J. GALTIER. *Fair Bandwidth allocation between service providers in a geostationary satellite network*. rapport technique, numéro RR-4421, INRIA, mars, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4421.html>.
- [56] B. M. B. XUAN, A. FERREIRA, A. JARRY. *Computing shortest, fastest, and foremost journeys in dynamic networks*. rapport technique, numéro RR-4589, INRIA, Sophia Antipolis, novembre, 2002, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4589.html>.

Divers

- [57] M. COSNARD, E. JEANNOT, T. YANG. *Compact DAG Representation and its Symbolic Scheduling*. numéro à paraître, Sophia Antipolis, novembre, 2002, Soumis à Journal of Parallel and Distributed Computing.
- [58] O. DE RIVOYRE. *Le Groupage par Tubes*. Rapport de stage, ESSI, 3^e année d'Ingénieur, septembre, 2002.
- [59] O. FRANÇOISE. *Conception d'une API de contrôle générique pour le noyau Linux basée sur le mécanisme de système de fichiers virtuels*. Rapport de stage, ESSI, DEA, juin, 2002.
- [60] C. GODIN. *Choississabilité de graphes et allocations de fréquences*. Rapport de stage, DEA MDFI Marseille, 2002.
- [61] T. GUILLIER. *Implantation au niveau utilisateur du protocole de contrôle de MPCFS*. Rapport de stage, ESSI, 2^e année d'Ingénieur, 2002.
- [62] B. LÉVÈQUE. *Minimisation du nombre d'ADM dans les réseaux WDM*. Rapport de stage, ENS Lyon, Licence d'Informatique, 2002.
- [63] P. PONS. *Recherche d'algorithmes pour évaluer la disponibilité d'un réseau de télécommunications*. Rapport de DEA, septembre, 2002.
- [64] S. RAI. *Design and optimization of WDM networks : Grooming*. Rapport de stage, IIT New Delhi, 2002.
- [65] M. SYSKA. *PORTO : Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques*. Poster, Colloque annuel du RNRT, Grenoble, 7 février, 2002, <http://www.telecom.gouv.fr/rnrt/coll/posters/porto.ppt>.
- [66] F. VIGER. *Modélisation de phénomènes complexes du trafic routier*. Rapport de stage, ENS, Maîtrise, 2002.
- [67] R. VUILLEMOT. *Conception d'un modèle du protocole GMPLS pour l'environnement de simulation ASIMUT*. Rapport de stage, ENS Lyon, Licence d'Informatique, 2002.
- [68] M. WALTER. *Evaluation et validation d'un logiciel de dimensionnement de réseaux*. Rapport de stage, ESSI, DESS, 2002.
- [69] B. M. B. XUAN. *Graphes évolutifs et réseaux dynamiques à calendrier fixé*. Rapport de stage, ENS Lyon, 2002.

Bibliographie générale

- [70] J.-C. BERMOND, S. PÉRENNES, D. TÓTH. *On the design of fault tolerant flow networks, part I.* en préparation.