

## *Projet MASCOTTE*

*Méthodes Algorithmiques, Simulation et Combinatoire  
pour l'OpTimisation des TELécommunications*

*Sophia Antipolis*

THÈME 1B

*R* *apport*  
*d'Activité*

2001



## Table des matières

<b>1</b>	<b>Composition de l'équipe</b>	<b>3</b>
<b>2</b>	<b>Présentation et objectifs généraux</b>	<b>4</b>
<b>3</b>	<b>Fondements scientifiques</b>	<b>5</b>
3.1	Simulation . . . . .	5
3.1.1	Simulation répliquée . . . . .	5
3.1.2	Simulation répartie . . . . .	5
3.2	Algorithmique et structures discrètes . . . . .	6
3.2.1	Aperçu des outils et méthodes utilisés . . . . .	6
3.2.2	Quelques exemples caractéristiques . . . . .	7
3.2.3	Modélisation et conception de réseaux . . . . .	8
3.2.4	Algorithmique des communications . . . . .	9
<b>4</b>	<b>Domaines d'applications</b>	<b>11</b>
4.1	Simulation de trafic routier . . . . .	11
4.2	Simulation de constellations de satellites et de réseaux télécoms . . . . .	11
4.3	Réseaux embarqués tolérants aux pannes . . . . .	11
4.4	Architectures optiques : OTIS, OPS . . . . .	12
4.5	Dimensionnement de réseaux de télécommunication haut débit . . . . .	12
4.5.1	RÉSEAUX WDM . . . . .	12
4.5.2	RÉSEAUX SDH . . . . .	13
4.5.3	RÉSEAUX de type ATM . . . . .	14
<b>5</b>	<b>Logiciels</b>	<b>14</b>
5.1	PROSIT . . . . .	14
5.2	SAMOA . . . . .	14
5.3	PORTO . . . . .	15
5.4	INTERTECH . . . . .	15
<b>6</b>	<b>Résultats nouveaux</b>	<b>15</b>
6.1	Simulation et systèmes à événements discrets . . . . .	15
6.2	Conception de familles contraintes de graphes pour les télécommunications . . . . .	16
6.3	Réseaux sans-fil . . . . .	18
6.4	Dimensionnement de réseaux WDM . . . . .	19
6.5	Dimensionnement de réseaux ATM et en boucles . . . . .	22
6.6	Routage . . . . .	23
6.7	Algorithmique parallèle et distribuée . . . . .	24
<b>7</b>	<b>Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)</b>	<b>24</b>
7.1	Contrat OSSA . . . . .	24
7.2	Contrat RNRT – PORTO . . . . .	25
7.3	CTI avec le FRANCE TELECOM R&D . . . . .	25

7.4	Contrat RNRT – Constellations de Satellites . . . . .	25
7.5	Contrat ALCATEL Toulouse . . . . .	26
<b>8</b>	<b>Actions régionales, nationales et internationales</b>	<b>26</b>
8.1	Actions régionales . . . . .	26
8.1.1	Action COLOR avec EURECOM . . . . .	26
8.2	Actions européennes . . . . .	26
8.2.1	Projet RTN–ARACNE . . . . .	26
8.3	Actions internationales . . . . .	26
8.3.1	Programme INRIA–CNPq (Brésil) . . . . .	26
8.4	Visites et invitations de chercheurs . . . . .	26
8.5	Séjours à l'étranger . . . . .	27
<b>9</b>	<b>Diffusion de résultats</b>	<b>27</b>
9.1	Animation de la communauté scientifique . . . . .	27
9.1.1	Participation à des commissions . . . . .	27
9.1.2	Participation à des comités d'édition . . . . .	27
9.1.3	Participation à des comités de pilotage . . . . .	28
9.1.4	Organisation de colloques et d'écoles . . . . .	28
9.1.5	Participation à des comités de programme ou d'organisation . . . . .	28
9.2	Enseignement universitaire . . . . .	29
9.2.1	Thèses . . . . .	29
9.2.2	Stages . . . . .	29
9.2.3	Premier et second cycles . . . . .	30
9.2.4	Troisième cycle . . . . .	30
9.3	Participation à des colloques, séminaires, invitations . . . . .	31
9.3.1	Conférenciers invités . . . . .	31
9.3.2	Participation à des réunions scientifiques . . . . .	31
9.3.3	Participation à des conférences . . . . .	31
9.3.4	Participation à des écoles . . . . .	32
<b>10</b>	<b>Bibliographie</b>	<b>32</b>

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, 13S.

## 1 Composition de l'équipe

### Responsable scientifique

Jean-Claude Bermond [DR CNRS]

### Responsable permanent

Philippe Mussi [CR INRIA]

### Assistante de projet

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

### Personnel CNRS

Afonso Ferreira [DR]

Frédéric Havet [CR]

Stéphane Pérennes [CR]

### Personnel universités

Bruno Beauquier [Maître de conférences, UNSA]

Michel Cosnard [Professeur ENS Lyon, en délégation à l'Inria]

Olivier Dalle [Maître de conférences, UNSA]

Michel Syska [Maître de conférences UNSA, en délégation à l'Inria ]

### Personnel France Télécom R&D

Jérôme Galtier [Ingénieur France Télécom R&D]

Alexandre Laugier [Ingénieur France Télécom R&D]

### Ingénieurs experts

Bruno Bongiovanni [contrat PORTO jusqu'au 30/09/01 et Ingénieur Associé à partir du 01/10/01]

Guillaume Conjat [Ingénieur Associé jusqu'au 30/09/01]

David Sagnol [contrat OSSA]

### Chercheurs invités

Ricardo Correa [université du Ceara, Brésil, du 05/10/01 au 09/10/01 ]

Bodgan Chlebus [université Warszawski, Pologne, du 09/04/01 au 14/04/01]

Adriana Oliveira [université du Minas Gerais, Brésil, du 15/01/01 au 15/06/01]

Jaroslav Opatrny [Concordia university, Canada, du 01/09/01 au 31/12/01 ]

Andrea Richa [Arizona state university, USA, du 20/06/01 au 25/07/01]

Gerardo Robson-Mateus [université du Minas Gerais, Brésil, du 23/06/01 au 30/06/01]

Mordohay Shalom [Technion Haïfa, Israël, du 09/04/01 au 20/04/01]

Roland Wessaly [Konrad Zuse CIT Berlin, Allemagne, du 25/04/01 au 28/04/01]

Joseph Yu [Simon Fraser university, Canada, du 14/01/01 au 30/08/01]

### Chercheurs Post Doctorants

Gianluca De Marco [ARACNE du 01/03/01 au 30/04/01]

Frédéric Havet [FRANCE TÉLÉCOM jusqu'au 30/09/01]

Nausica Marlin [ATER jusqu'au 31/08/01]

### Chercheurs doctorants

Sébastien Choplin [allocataire MENRT, 3<sup>e</sup> année]  
 David Coudert [allocataire moniteur normalien, 3<sup>e</sup> année]  
 Aubin Jarry [élève ENS Lyon, 1<sup>re</sup> année]  
 Jean-François Lalande [allocataire MENRT, 1<sup>re</sup> année]  
 Paolo Penna [Thèse avec l'université de Rome jusqu'au 28/02/01]  
 Hervé Rivano [boursier FRANCE TÉLÉCOM, 2<sup>e</sup> année]  
 Corinne Touati [allocataire moniteur, 2<sup>e</sup> année, en commun avec Mistral]

### Stagiaires

Nicolas Baskiotis [LICENCE D'INFORMATIQUE ENS Lyon (1 mois et demi)]  
 Olivier Bernardi [MAÎTRISE D'INFORMATIQUE ENS Ulm (2 mois)]  
 Sandeep Bhadra [IIT Madras, Inde (2 mois)]  
 Brian Boschat [projet MAÎTRISE D'INFORMATIQUE UNSA (3 mois et demi)]  
 Thomas Crulli [BROWN UNIVERSITY (4 mois)]  
 Antony Cusumano [projet MAÎTRISE D'INFORMATIQUE UNSA (3 mois et demi)]  
 Thomas Dilys [IIT Bombay, Inde (2 mois)]  
 Sébastien Fourré [projet MAÎTRISE D'INFORMATIQUE UNSA (3 mois et demi)]  
 Frédéric Giroire [ MAÎTRISE D'INFORMATIQUE ENS Ulm, (2 mois)]  
 Aubin Jarry [DEA ENS Lyon, (6 mois)]  
 Jean-François Lalande [DEA ISIMA Clermont Ferrand II, (6 mois)]  
 Coralie Lekbir [projet DESS IMAFA (4 mois)]  
 Philippe Nassif-Bouery [projet MAÎTRISE D'INFORMATIQUE UNSA (3 mois et demi)]  
 Smita Rai [IIT New Delhi, coopération France/Inde (2 mois et demi)]  
 Alice Raux [IUT (2 mois)]  
 Sébastien Romanet [MAÎTRISE ISTG Grenoble (2 mois)]  
 Renaud Saint-Gratien [projet ESSI (5 mois et demi)]  
 Jérémy Savaresse [ISIMA Clermont Ferrand (5 mois)]  
 Céline Scherhag [projet DESS IMAFA (4 mois)]  
 Rajat Sood [IIT New Delhi, Inde (2 mois et demi)]  
 Nicolas Stier [MIT Boston, USA (3 mois)]  
 Geneviève Temporal [DEA D'INFORMATIQUE UNSA (5 mois)]  
 Christian Vallebella [projet+stage ESSI (10 mois)]

## 2 Présentation et objectifs généraux

MASCOTTE (anciennement Sloop) est un projet commun au CNRS, à l'UNSA et à l'INRIA. Le changement en 2000 de titre (et de sous-programme suite à l'évaluation du projet ) correspond à l'évolution de la demande applicative ; en effet le projet a réorienté son domaine d'applications du parallélisme vers les télécommunications, tout en gardant 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 embarqués (contrats avec Alcatel Space Industries Toulouse), soit de réseaux SDH ou WDM avec France Télécom R&D (CTI et contrat RNRT commun avec Alcatel Marcoussis). Ces collaborations

motivent de nombreux problèmes de recherche tout à fait passionnants décrits ci-après.

## 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 (PROSIT) une mise en œuvre plus propre et plus efficace des simulateurs. 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, O SSA, 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 répliquion d'un même simulateur sur un ensemble de processeurs de calcul. Cette méthode peut s'appliquer à l'observation d'un système non ergodique<sup>1</sup> 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 MODLINE, 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),

---

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

- 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 télécommunication) 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 représentera un processeur, un routeur, un abonné, un central ou un commutateur, une arête représentera 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 placera des valuations sur les arêtes qui correspondront à des capacités ou des largeurs de bande, ou on utilisera 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 télécommunication. 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, ...*), soit enfin sur l'algorithmique qui s'y rapporte (*algorithmes de flot, connectivité, calcul de couverture par les sommets, ...*).

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, ...). 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 propriétés de la solution). 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 traitions 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 1 (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 *routage 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-disjointes 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 donnés 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 les 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  $\frac{3}{2}$  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 le chemin horaire et anti-horaire), le problème est une instance classique de problème de 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* provient d'un problème fondamental pour 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'ondes 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  $(\Delta, D)$ ] Construire le graphe de degré <sup>2</sup> maximum  $\Delta$  et de diamètre<sup>3</sup>  $D$  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

<sup>2</sup>Le degré est le nombre de voisins d'un sommet.

<sup>3</sup>Le diamètre est la distance maximale entre deux sommets.

$N(\Delta, D)$  a été théoriquement déterminée puisqu'il a été démontré qu'un graphe aléatoire de paramètres  $\Delta$  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  $+1, -1$  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'analogie orienté du problème  $(\Delta, D)$  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 ;
- 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 cette année dans le projet ([52] : " 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 nœuds. 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 télécommunication.

Schématiquement, il existe deux grands modes de commutation : la commutation de paquets (*store-and-forward*) et la commutation de circuits (mode connecté). Dans le premier mode, les messages sont acheminés pas à pas depuis l'émetteur vers le récepteur ; lors de la réception d'un message, le routeur détermine vers où doit s'effectuer l'envoi suivant. En mode commutation de circuits, le chemin est établi soit de manière statique soit par un en-tête ; les messages sont ensuite simplement transmis le long du chemin logique ainsi obtenu.

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 de liens logiques partageant un même lien physique limité), soit des contraintes sur le nombre de commutateurs traversés par une demande (qualité de service). Dans le cas de 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 (i.e. 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 au plus  $\rho$  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'applications

### 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 télécommunication, 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 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 ayant le 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 multiétages (utilisés dans les machines parallèles).

#### 4.4 Architectures optiques : OTIS, OPS

**Mots clés :** Opto-électronique, OPS, OTIS.

Les avancées de la technologie de l'optique telles que les étoiles passives optiques (OPS) à faible perte d'énergie, ainsi que la possibilité d'utiliser des émetteurs et récepteurs optiques fonctionnant sur plusieurs longueurs d'onde, ont accru l'intérêt des réseaux optiques, qui proposent une bande passante toujours plus grande.

Typiquement, un nœud dispose d'un petit nombre d'émetteurs optiques (lasers) et de récepteurs optiques (filtres), lesquels peuvent être réglables afin de pouvoir utiliser différents canaux. Le système peut être configuré en un réseau de diffusion-puis-sélection, dans lequel les entrées d'un ensemble de nœuds sont combinées par une étoile passive optique et les informations sont diffusées vers toutes les sorties. Plusieurs topologies ont été proposées pour de tels réseaux. Elles peuvent être divisées en deux classes : mono-étape et multi-étapes.

Notre problématique consiste, dans un premier temps, à choisir des graphes et des hypergraphes offrant de bonnes propriétés de réseaux (faible diamètre et faible degré pour un grand nombre de nœuds, résistance aux pannes) et de les transformer en réseaux multi-OPS. Ensuite, des simulations nous permettent de valider les qualités des réseaux construits. Enfin, nous pouvons proposer des implantations de ces réseaux, utilisant des technologies d'interconnexion optique existantes, telle que l'architecture OTIS (Optical Transpose Interconnection System).

#### 4.5 Dimensionnement de réseaux de télécommunication haut débit

**Mots clés :** télécommunications, dimensionnement et planification de réseaux, atm, wdm, sdh.

##### 4.5.1 RÉSEAUX WDM

Nous étudions les réseaux WDM (Wavelength Division Multiplexing), où le spectre optique est découpé en plusieurs longueurs d'onde. Des communications différentes peuvent partager un lien (fibre optique) si elles utilisent des longueurs d'onde différentes. Si le signal peut changer

de longueur d'onde lors de la traversée d'un commutateur, le modèle est analogue à celui de la commutation de circuits et on peut réutiliser les résultats déjà obtenus pour des modèles de communication connus (voir section 3.2.4). En revanche, si on ne peut changer de longueur d'onde, de nouveaux problèmes se posent qui se ramènent souvent à des problèmes de coloration de graphes. Le problème général est alors 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 du réseau, le coût (complexité) des équipements devenant alors plus important que le coût de transmission. 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 de brasseurs étudiés incluent ces deux types de commutateurs plus un niveau intermédiaire traitant des bandes (groupes de longueurs d'onde). L'ouverture d'une fibre (ou bande) et l'utilisation de commutateurs pouvant séparer les bandes (ou longueurs d'onde) induisent des coûts élevés. On est donc amené à regrouper au maximum les requêtes partageant des chemins physiques communs pour utiliser les commutateurs de plus faible coût (dans l'ordre : fibre, bande, longueur d'onde). Enfin, il faut assurer la protection (sécurisation) du réseau ; celui-ci doit pouvoir continuer à fonctionner en cas de panne d'un lien ou d'un commutateur. Divers types de protection sont étudiées ; par exemple on cherche pour chaque demande deux chemins disjoints capables de l'acheminer tout en minimisant le coût du réseau.

#### 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 ADM). 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 aux 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 maximum du réseau.

## 5 Logiciels

### 5.1 PROSIT

**Participants :** P. Mussi et D. Sagnol.

Le développement de l'environnement de simulation à événements discrets PROSIT (<http://www.inria.fr/mascotte/prosit/>) 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 télécommunication, 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 2001 par le projet OSSA.

PROSIT a également été adopté comme outil de base pour le développement de l'atelier de simulation ASIMUT ([15]) 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 SAMOA

**Participant :** O. Dalle.

Le simulateur de constellations de satellites SAMOA nous permet d'obtenir des résultats expérimentaux sur la mise en œuvre d'algorithmes de routage. Il utilise le moteur de simulation par objets PROSIT. En plus d'un prototype fonctionnel, nous avons repris le développement afin de profiter des nouvelles fonctionnalités des versions récentes de PROSIT.

### 5.3 PORTO

**Participants :** B. Bongiovanni, J.-F. Lalande, S. Rai, M. Syska et C. Vallebella.

Une plate-forme logicielle a été développée dans le cadre du projet RNRT PORTO (Planification et Optimisation des Réseaux de Transport Optiques) :

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

Le projet PORTO visait à optimiser le coût d'un réseau longue distance WDM (voir section 4.5). Étant données une matrice de trafic à réaliser et une topologie, on doit 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, bandes (groupes de longueurs d'onde) ou 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 approche mixte combinant des programmes linéaires (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 disponible est écrite en C++ et dispose d'une interface Java 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.

### 5.4 INTERTECH

**Participants :** G. Conjat et A. Ferreira.

Nous avons développé un outil d'aide à la décision, basé sur l'Analyse Technique, du comportement des marchés financiers. Il prend en compte les graphiques des cours des valeurs boursières auxquels il applique des méthodes algorithmiques afin de mettre en évidence de futurs signaux d'achat ou de vente concernant des titres.

(<http://www-sop.inria.fr/mascotte/personnel/Guillaume.Conjat/InterTech/resume.html>)

## 6 Résultats nouveaux

### 6.1 Simulation et systèmes à événements discrets

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

**Participants :** O. Dalle, P. Mussi, S. Romanet, D. Sagnol et J. Savarèse.

**Simulateur de trafic routier** Dans le cadre du projet européen OSSA, plusieurs développements ont été menés autour du simulateur (à base de noyau PROSIT) de trafic routier Hipertrans :

Une nouvelle interface graphique a été proposée [57] afin de remplacer l'ancienne dont les sources étaient non disponibles. Entièrement écrite en Java et utilisant la bibliothèque Koala graphics (<http://www.koalagraphics.com/>), cette interface devrait permettre de nombreuses évolutions futures ainsi qu'une meilleure portabilité. Le but est d'obtenir à terme une visualisation plus précise des simulations (par exemple, animation individuelle de chaque véhicule ou représentation 3D).

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. Parallèlement, le logiciel a fait l'objet d'une revue de détail et plusieurs optimisations ont été apportées.

Le stage [59] a permis d'étudier les problèmes de modélisation des ronds-points. Une première implémentation d'un modèle de rond-point pour le simulateur Hipertrans a été effectuée.

Enfin, afin de valider les capacités de parallélisation du simulateur, un prototype utilisant la bibliothèque de programmation répartie C++// (outil INRIA) a été développé. Ce démonstrateur nous a permis de vérifier l'adéquation de l'architecture logicielle retenue et d'obtenir une amélioration significative des performances lors de simulations importantes.

**Environnement de simulation pour les télécommunications** Dans le cadre du contrat RNRT Constellations de Satellites (7.4), 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.

Dans le domaine des réseaux de télécommunications par satellites, les approches classiques s'avèrent inadaptées, compte tenu de la complexité intrinsèque des modèles.

Dans [15], les concepts de base de l'atelier ASIMUT, utilisant cette approche, sont introduits. Cet atelier est en cours de développement par le CNES et Dassault Data Systèmes, en utilisant l'environnement de simulation PROSIT.

## 6.2 Conception de familles contraintes de graphes pour les télécommunications

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

**Participants** : B. Beauquier, J.-C. Bermond, O. Bernardi, D. Coudert, T. Dilys, A. Ferreira, F. Giroire, F. Havet, S. Pérennes et G. Temporal.

**Réseaux embarqués tolérants aux pannes** Le problème (voir section 4.3 pour son énoncé) a été posé par la société Alcatel Space Industries. Les résultats ont été obtenus dans le cadre du programme Télécoms du CNRS et de contrats avec Alcatel Space Industries. Ils vont faire l'objet de publications séparées, la clause de confidentialité ayant été levée.

Nous avons en particulier 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 aussi le blocage des commutateurs. Nous avons construit les meilleurs réseaux connus actuellement pour un nombre d'entrées/sorties quelconque ainsi que des réseaux tolérant un blocage de commutateur [13].

Dans le cas de plusieurs blocages, nous avons obtenu des résultats partiels très prometteurs qui ont donné lieu au dépôt d'un brevet par Alcatel Space Industries, finalisé en 1999. Une des idées consiste à rajouter à un réseau réalisant toute permutation sans blocages un "k-dépanneur" qui permet de corriger k blocages. Une étude poussée des dépanneurs figure dans [46].

Dans le cas des réseaux avec amplificateurs indifférenciés, nous avons quasiment 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 (e.g.  $\frac{5p}{4}$  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). A titre d'exemple, pour le satellite *ASTRA 1K*, nous avons proposé une version économisant 50 commutateurs sur un total de 246 (le coût d'un commutateur est de l'ordre de 200 KF). On peut se référer aux articles [BDD01,BPT].

Dans [62] les résultats sont étendus au cas de commutateurs à 6 liens. Le problème beaucoup plus difficile consistant à router  $p$  signaux arrivant sur  $p + \lambda$  ports d'entrée vers  $p$  amplificateurs choisis arbitrairement parmi  $p + k$  est étudié dans [51] ; les cas  $k \leq 6$  ou  $\lambda \leq 6$  y sont résolus. Deux programmes ([50] et [51]) utilisant les résultats théoriques ont été écrits et ont permis de résoudre les cas pratiques posés par Alcatel.

Plus récemment, nous avons étudié le cas où certains signaux sont prioritaires et doivent atteindre un ensemble de sorties variant dans le temps [30].

**Architectures OTIS & OPS** (Voir section 4.4) Nous avons proposé une implantation optique des *stack-Kautz*, réseaux construits à partir des graphes de Kautz et d'hypergraphes, en utilisant l'architecture OTIS (Optical Transpose Interconnection System), laquelle consiste en deux plans de lentilles, séparés par un espace d'interconnexion optique libre, connectant  $N$  groupes de  $M$  émetteurs optiques à  $M$  groupes de  $N$  récepteurs, selon une topologie de graphe biparti complet [12].

Par ailleurs, nous avons étudié la topologie des réseaux d'interconnexion pouvant être implantés avec l'architecture optique OTIS. Nous avons montré que cette architecture permet d'implanter efficacement les graphes complets, de de Bruijn, de Kautz et de Imase et Itoh. Nous

---

[BDD01] J.-C. BERMOND, E. DARROT, . DELMAS, « Design of fault tolerant on-board networks in satellites », *Networks, submitted*, 2001.

[BPT] J.-C. BERMOND, S. PÉRENNES, D. TÔTH, « On the design of fault tolerant flow networks, part I », en préparation.

avons également montré que les graphes orientés symétriques, dont les hypercubes, les tores et les grilles, ne peuvent pas être implantés directement avec OTIS, ou encore abordé le problème  $(\Delta, D)$  orienté, qui consiste à maximiser le nombre de sommets d'un réseau, lorsque le degré et le diamètre sont fixés. Enfin, nous avons démontré une variété d'isomorphismes du graphe de de Bruijn, ce qui nous a permis de quasiment caractériser toutes les architectures OTIS réalisant le réseau de de Bruijn [12]. 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.

**Communications structurées** (voir section 3.2.4) Nous avons obtenu divers résultats sur des problèmes de communications structurées correspondant à des recherches plus anciennes et motivées par le domaine du parallélisme.

Dans l'article [22] nous donnons des bornes inférieures sur le temps de l'échange total dans les graphes. Par exemple, pour un graphe de degré borné  $k$ , nous montrons que l'échange total dure au moins  $f(k)\log(n)$  étapes (où  $f(k)$  est une constante  $\geq 1$  que l'on sait calculer).

La borne classique immédiate affirme que l'échange total est plus long que la diffusion. Les bornes que nous démontrons sont les premières à affirmer que le ratio temps d'échange total est  $c$  fois plus long à réaliser que la diffusion ( $c$  est une constante,  $c > 1$ ). Notre argument repose sur l'utilisation de normes matricielles, appliquées à une matrice dite de communication qui permet de représenter en partie le protocole d'échange total.

Dans [14], on étudie comment évolue le temps de transmission d'un protocole de diffusion en fonction du nombre d'étapes du protocole. En particulier, on montre que pour une petite augmentation du nombre d'étapes ce temps décroît exponentiellement.

**Tournois** Pour tout graphe orienté acyclique  $D$ , il existe un entier  $f(D)$  tel que tout tournoi (orientation d'un graphe complet) avec  $f(D)$  sommets possède  $D$  comme sous-graphe. Nous montrons [38] que pour tout arbre orienté  $A$  à trois feuilles et  $n$  sommets,  $n \leq f(A) \leq n + 1$ .

### 6.3 Réseaux sans-fil

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

**Participants** : T. Dilys, A. Ferreira, J. Galtier, F. Havet, A. Oliveira, H. Rivano et C. Touati.

**Évaluation de performance d'heuristiques** Motivés par des questions dans le domaine du dimensionnement de réseaux cellulaires sans fil, nous avons étudié l'apport de l'analyse des composants principaux, un outil de l'analyse statistique multivariée, à l'évaluation des performances d'heuristiques pour des problèmes combinatoires NP-durs [32].

Dans [47] nous étudions des questions liées au codage et au décodage de données pour des canaux de communication radio. Notre approche est basée sur la recherche du vecteur du treillis minimisant l'angle avec un vecteur unitaire donné.

**Allocation de canaux pour réseaux cellulaires** Le but est d'allouer des requêtes des utilisateurs mobiles aux stations de base de façon à minimiser l'utilisation des canaux dans chaque cellule (i.e., capacité, fréquences, etc.). Dans le cas où les requêtes sont pondérées (besoin de capacités différentes), nous avons étudié la compétitivité d'algorithmes d'allocation de canaux en ligne.

Nous avons également étudié le réseau triangulaire modélisant des réseaux de téléphonie mobile, car cette disposition assure la meilleure couverture avec un nombre fixé de transmetteurs. Nous avons donné des bornes quasi-optimales sur le nombre minimum de canaux nécessaires afin de satisfaire une demande donnée [27] si celle-ci possède certaines propriétés. Nous avons également étudié dans quelle mesure ces bornes pourraient être étendues pour toute demande [50].

**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 [44] 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.

**Dimensionnement de liens d'une constellation de satellites** Nous avons établi des statistiques de charge des liens d'une constellation dite polaire, montrant un comportement asymptotique très proche des simulations que nous avons faites par ailleurs. Notre étude indique la nécessité de surdimensionner certains liens pour optimiser la capacité de la constellation [16]. Nous avons aussi conduit des études sur l'impact de différentes politiques de routage et de handover sur le dimensionnement des constellations de satellites [20, 21, 24, 39].

## 6.4 Dimensionnement de réseaux WDM

**Mots clés :** Réseaux wdm,.

(Voir section 4.5)

**Participants :** B. Beauquier, N. Baskiotis, J.-C. Bermond, B. Boschat, D. Coudert, A. Cusumano, A. Ferreira, S. Fourré, A. Jarry, J.-F. Lalande, P. Nassif-Bouery, S. Pérennes, S. Rai, H. Rivano, N. Stier, M. Syska, C. Vallebella et J. Yu.

**Réseaux WDM** Les résultats sur les réseaux WDM portent sur la coloration - ou routage de longueurs d'onde -, sur la protection et sur le dimensionnement global du réseau.

**Coloration ou routage de longueurs d'onde** Nous avons obtenu jusqu'à présent des résultats dans le cas statique, où l'on suppose connue à l'avance la famille  $I$  des requêtes de

communication, en particulier sur les relations entre le nombre de longueurs d'onde  $w(G, I)$  (problème de coloration) et la charge du réseau  $\pi(G, I)$  (problème de routage). Ainsi nous avons résolu le cas de l'instance  $I$  échange total et où  $G$  est un arbre orienté symétrique ([25]).

De nouveaux résultats sur le problème de coloration ont été obtenus par les méthodes de coloration fractionnaire et d'arrondi aléatoire.

La coloration fractionnaire est une relaxation classique de la coloration des graphes. Nous l'avons appliquée [33] au cas des réseaux en arbre de degré borné et aux réseaux de largeur arborescente bornée. La coloration fractionnaire donne alors une approximation polynomiale fine asymptotiquement de la coloration des chemins. De plus les résultats expérimentaux ne fournissent que des exemples où le nombre chromatique est simplement l'arrondi supérieur du nombre chromatique fractionnaire. Nous avons donné un algorithme polynomial d'approximation de la coloration entière qui est basé sur la coloration fractionnaire. Nous avons aussi borné le coût d'une coloration fractionnaire à  $\frac{7\pi}{5}$  dans les arbres binaires. Nous avons utilisé des techniques similaires pour approximer la coloration d'arêtes sous contraintes des graphes bipartis [34].

Dans le cadre du logiciel PORTO, nous avons testé [45] des heuristiques aléatoires du routage optique dans les réseaux WDM k-fibres. Ces heuristiques sont basées sur des améliorations de l'arrondi aléatoire classique du multiflot par des techniques de repondération (modification des probabilités de choisir un chemin en fonction des choix précédents) et/ou de recalcul de solutions partielles afin d'éviter les dépassements de capacités dûs aux arrondis. L'arrondi aléatoire classique fournit dans ce cadre une  $\log n$ -approximation. Nos heuristiques ne peuvent qu'améliorer ce taux d'approximation et le font en pratique, mais aucune borne théorique n'est donnée.

D'autres résultats sur le routage en longueurs d'onde ont été obtenus dans [43, 61] pour les réseaux optiques multifibres. Nous étendons la définition classique du problème de planification optique (WAP pour *Wavelength Assignment Problem*) au cas où  $k$  fibres sont présentes dans chaque câble du réseau, et où  $w$  longueurs d'onde sont disponibles sur chaque fibre. Nous développons alors une nouvelle modélisation du  $(k, w)$ -WAP basée sur l'*hypergraphe des conflits* : l'hypergraphe des conflits est une généralisation du graphe des conflits utilisé dans le cadre des réseaux monofibres qui rend mieux compte des interdépendances entre les chemins optiques. En reliant le  $(k, w)$ -WAP à un problème de coloriage d'hypergraphe, nous prouvons que le premier est NP-complet et nous présentons d'autres résultats de complexité à propos de ce problème. Ensuite nous analysons les performances concrètes de deux méthodologies basées sur de la coloration d'hypergraphe, sur des réseaux d'infrastructures déployés en Europe et aux États-Unis. La première méthodologie s'appuie sur une formulation en programmation linéaire en nombres entiers tandis que la seconde est une heuristique issue d'un algorithme aléatoire. Nous considérons les deux problèmes d'optimisation découlant naturellement du  $(k, w)$ -WAP : la minimisation de  $k$  sachant  $w$  et celle de  $w$  sachant  $k$ .

**Protection** 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 au cas où 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.

Dans [37] un algorithme efficace est donné permettant de construire dans un graphe valué

deux chemins disjoints dont la somme des poids est la plus petite possible ; ceci est particulièrement adapté au cas de la protection dite 1+1 où l'on veut avoir deux chemins disjoints pour acheminer une requête.

Un autre problème est celui de la protection des réseaux WDM par des sous-réseaux, en particulier en boucle [28, 29]. L'avantage est qu'une boucle (cycle) 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 ; ce dernier est un 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 cycle 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.

Un problème de protection de réseaux - pas forcément optiques - posé par France Télécom R&D et figurant dans la littérature depuis 1968 vient d'être résolu [52]. Nous avons déterminé le nombre minimum d'arêtes d'un un graphe à  $N$  sommets, 2-connexe, de diamètre  $D$ . Cela permet de construire des réseaux de coût minimum tolérant une panne quelconque de noeud.

**Dimensionnement global** Nous avons achevé le développement de la plate-forme logicielle PORTO (voir section 5.3) développée dans le contrat RNRT PORTO. Le logiciel permet de traiter un modèle de réseau composé de fibres, de longueurs d'onde mais aussi de bandes, ce qui accroît considérablement la complexité du modèle mathématique. En fait l'outil développé permet de traiter un nombre quelconque de niveaux de containers optiques et peut s'adapter aux évolutions futures de la technologie. Un autre des points forts de cet outil est la modularité et les possibilités d'extension. En effet les différents calculs de routage et de groupage ainsi que le calcul du coût réel du réseau sont écrits sous la forme d'une bibliothèque avec des interfaces simples [63]. On peut ajouter de nouveaux modules en ne comprenant le sens que d'un minimum de variables du modèle. De plus le format XML des données stockées garanti un interfaçage simple avec d'autres applications. Au vu des résultats, un bon compromis semble avoir été trouvé entre la complexité du modèle et le temps de calcul des modules d'optimisation, en découpant le processus en deux phases distinctes : routage puis groupage. Chacune des deux phases implémente soit des algorithmes à base d'heuristiques, soit de la programmation linéaire en nombres entiers. Le routage peut être calculé avec des contraintes de chemins multiples ou non, de chemins réservés [55] et avec ou sans chemins de protection [53]. Pour le groupage, on peut paramétrer des seuils de remplissage des containers. Nous avons aussi expérimenté une approche basée sur le plongement de graphes [48] similaire à celle utilisée pour le problème du VPL (voir section suivante).

Il existe aussi des interactions possibles entre ces deux phases. Les performances mesurées sur les jeux d'essai permettent d'envisager une utilisation en boucle de la plupart des algorithmes, ce qui pourrait permettre l'utilisation de l'outil pour un scénario de trafic dynamique, en particulier sur les réseaux de test de PORTO : réseau européen COST-239, réseau longue dis-

tance français ou réseaux en grilles. De plus, nous proposons une interface graphique élaborée pour manipuler les modules et visualiser les résultats.

## 6.5 Dimensionnement de réseaux ATM et en boucles

**Mots clés :** Réseaux atm, sdh.

(Voir section 4.5)

**Participants :** J.-C. Bermond, S. Choplin, T. Crulli, J. Galtier, A. Laugier, N. Marlin, S. Pérennes et R. Sood.

**Réseaux ATM** Nous avons poursuivi le travail des années précédentes concernant le plongement d'une topologie logique dans un réseau physique (problème de conception dit VPL (virtual path layout). Le problème de la minimisation du diamètre du réseau virtuel à charge fixée est traité dans [17]. Le problème «dual» consiste à minimiser la charge du réseau physique afin de réaliser une topologie virtuelle de diamètre au plus  $D$ . Il a été résolu quasi exactement dans le cas du chemin, tandis que nous avons obtenu des bornes asymptotiquement optimales dans le cas du cycle [35].

Un problème différent concernant les réseaux ATM est considéré dans [31]. L'encapsulation d'un flot de données issu d'un protocole dans un autre engendre un accroissement de débit proportionnel au nombre de flots véhiculés (par exemple, un paquet IP de 1024 octets encapsulé dans ATM engendre un accroissement de débit de l'ordre de 14%). De plus, une connexion peut être supportée par plus d'un protocole (par exemple, des flux IP peuvent être encapsulés une première fois dans X.25 puis dans Frame Relay, le tout pouvant être supporté en fin de compte par une liaison ATM). Ainsi sur une même connexion ATM peuvent circuler des flots IP/X.25/FR et en même temps des flots issus d'autres terminaux, qui n'auront pas subi les mêmes séquences d'encapsulation. Il apparaît ici, outre le problème de la non-conservation des flux en chaque noeud du réseau, le problème de tenir compte de l'historique des flux le long des chemins de routage.

**Conception de réseaux en boucles** Étant donné un site central et un ensemble de sous-sites, on veut trouver un réseau en boucle reliant chacun des sous-sites au site central par des boucles de longueur au plus 3 par un couplage. Cependant, dans le cadre général, pour un réseau de télécommunication, plusieurs sites centraux sont proposés et les sous-sites peuvent se connecter au site central de leur choix. On étudie même le cas où la "boucle locale" est constituée d'un chemin partant d'un site central, passant par au plus deux sous-sites, et s'achevant sur un site central éventuellement différent du premier. Les algorithmes connus donnent une complexité de  $O(n^3)$  pour ce problème. Dans [60] nous étudions, sous certaines hypothèses, une version en  $O(n^2 \log(n))$  du problème.

Nous étudions aussi le problème de conception de boucles pour un réseau de télécommunications à l'aide de techniques dues à Arora. En particulier, une structure hiérarchique couplée à un processus de programmation dynamique sont étudiées pour obtenir une approximation du problème de tournées de véhicules avec boucles de taille allant jusqu'à cinq. Dans [49] nous

avons aussi étudié le problème de la partition d'un ensemble de  $3n$  points en triangles de longueur totale minimum.

## 6.6 Routage

**Mots clés :** routage, routage compétitif, contrôle d'admission, exploration, routage compact.

(Voir section 3.2.4)

**Participants :** J. Galtier, F. Havet et S. Pérennes.

**Exploration d'un réseau** Nous avons étudié deux problèmes liés à l'exploration d'un réseau anonyme et inconnu. Dans ce modèle, les nœuds du réseau n'ont qu'une connaissance réduite et locale du réseau et l'algorithme distribué est indépendant de la topologie de celui-ci. Le coût d'un algorithme est mesuré à la fois par le nombre d'étapes nécessaires et par la quantité de messages échangés.

Dans le premier problème [26], on cherche à minimiser le temps de diffusion ; nous étudions deux variantes selon que la durée du protocole est le temps nécessaire pour diffuser l'information ou le temps pour que l'émetteur sache que la diffusion est terminée. Dans le second problème [23], on cherche à attribuer des noms aux nœuds du réseau ; la longueur (en bits) maximale autorisée pour un nom joue alors un rôle important. Dans les deux cas, nous avons obtenu des bornes inférieures et conçu des algorithmes "optimaux".

**Routage compact** Dans [41], nous avons étudié un problème voisin de celui du routage compact, l'objectif étant de fournir un encodage distribué de la fonction distance  $d(x, y)$  dans un graphe  $G$ . Formellement, on cherche à attribuer à chaque sommet du graphe une étiquette  $l(x)$  et à déterminer une fonction  $f$  telle que pour toute paire de sommets  $x, y$ ,  $d(x, y) = f(l(x), l(y))$ . Le couple  $(f, l)$  est alors un encodage de la fonction distance. Notons que l'encodage  $(f, l)$  est calculé à partir d'une connaissance globale du graphe. Nous avons étudié les *encodages compacts*, c'est-à-dire utilisant des étiquettes courtes et une fonction  $f$  «simple». Notre travail porte désormais sur l'impact du *facteur d'élongation*  $s$  ; on cherche un couple  $(f, l)$  tel que  $f(x, y) \leq d(x, y) \leq sf(l(x), l(y))$ .

**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 [42], nous avons examiné la stabilité des solutions en vue d'une actualisation discrète du placement des sites miroirs.

**Programmation SDP** Dans [40], 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 la maximisation de la totalité des capacités résiduelles, de la maximisation de l'équité proportionnelle des capacités résiduelles, de la maximisation de la somme harmonique des capacités résiduelles, et de la maximisation de la capacité résiduelle

minimum 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.

## 6.7 Algorithmique parallèle et distribuée

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

(Voir section 3.2.4)

**Participants :** M. Cosnard, O. Dalle, A. Ferreira et R. Saint-Gratien.

**Algorithmique discrète parallèle** Sur les modèles BSP (Bulk Synchronous Parallel) et CGM (Coarse Grain Multicomputer), avec  $p$  processeurs, nous avons conçu un algorithme pour la construction du diagramme de Voronoï pour  $n$  points, qui prend un nombre d'étapes de communications en  $O(\log p)$  [19].

**Compilation automatique et algorithmes numériques** Dans le cadre de la factorisation LU sans pivotage, nous avons traité de l'algorithmique parallèle pour les matrices de taille très grande pour lesquelles la factorisation symbolique constitue un goulet d'étranglement dans le cas séquentiel. Ensuite, nous avons analysé le problème d'identification et d'ordonnancement de tâches dans la factorisation numérique [18]. 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 [36].

**Communications multi-points** Les travaux sur le Système de Fichiers Virtuel pour Communications Multi-Points (MPCFS) [Dal99], interrompus en 1999 ont pu reprendre. L'objectif de ce système est de proposer une nouvelle interface pour faciliter et optimiser la réalisation de communications multi-points dans les systèmes Unix. Ces travaux ont en particulier donné lieu à un projet dont l'objectif était de construire des outils ad-hoc pour l'évaluation des performances du système MPCFS [58].

## 7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

### 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 (<http://www.fundp.ac.be/grt/ossa/>). Simulation de trafic routier et intégration d'outils de

---

[Dal99] O. DALLE, *Techniques et outils pour les communications et la répartition dynamique de charge dans les réseaux de stations de travail*, Thèse de doctorat, Université de Nice - Sophia Antipolis, École doctorale Sciences Pour l'Ingénieur, Janvier 1999.

modélisation de trafic dans un *framework* unifié. C'est une coopération de 3 ans (04/2000-03/2003) avec les universités de Namur(B) et de Westminster (GB), les laboratoires TRL (GB) et KTI (HU), les villes de Alicante et Manchester et les sociétés ETRA (ES), PTV (DE), BKD (GB), et WS-ATKINS (GB).

## 7.2 Contrat RNRT – PORTO

**Mots clés :** Télécommunications, réseaux wdm, réseaux optiques.

**Participants :** B. Beauquier, J.-C. Bermond, B. Bongiovanni, J. Galtier, A. Laugier, J.-F. Lalande, S. Pérennes et M. Syska.

(Voir section 4.5 pour le problème et section 5.3 pour le logiciel) Planification et optimisation de réseaux optiques utilisant le multiplexage en longueur d'onde (WDM). Contrat de 2 ans (07/1999-06/2001) avec ALCA TEL (Marcoussis) et France Télécom R&D (Issy les Moulineaux, Lannion, Sophia Antipolis). Résultats obtenus : dimensionnement de grands réseaux en minimisant le coût des équipements; utilisation de brasseurs optiques multicouches. Réalisation d'un outil logiciel de dimensionnement de réseaux modulaire comprenant des algorithmes de routage, de groupage et un interfaçage sophistiqué (voir 5.3).

## 7.3 CTI avec le FRANCE TELECOM R&D

**Mots clés :** Télécommunications, sdh, dimensionnement de réseaux.

**Participants :** B. Beauquier, J.-C. Bermond, S. Choplin, D. Coudert, T. Crulli, J. Galtier, F. Havet, A. Jarry, A. Laugier, N. Marlin, S. Pérennes, H. Rivano et N. Stier.

(Voir section 4.5) Dimensionnement pour les services SDH aux entreprises, axe 7 thème 2 : Optimisation de réseaux des CTI FRANCE TELECOM R&D. Contrat de recherche de 2 ans et 3 mois (07/1999-10/2001) impliquant aussi le projet RECIF de l'IS3 et France Télécom R&D (Sophia Antipolis et Issy les Moulineaux). Résultats obtenus : aide à la tarification et au dimensionnement des réseaux en boucles.

## 7.4 Contrat RNRT – Constellations de Satellites

**Mots clés :** Télécommunications, constellations de satellites, communications mobiles.

**Participants :** O. Dalle, A. Ferreira, J. Galtier et P. Mussi.

(Voir 4.2) Routage, spécifications de l'architecture de l'atelier de simulation pour réseaux de satellites. Contrat de recherche et de coopération de 3 ans et demi (Nov. 98 – Mars 2002) impliquant également deux projets INRIA (Mistral et Planète), le CNES, plusieurs laboratoires dont ENST, INT, LM2s, LIRMM, LIP, Supelec, et coté industriel Alcatel, France Télécom, Matra Marconi Space.

En 2001, l'atelier de simulation ASIMUT conçu dans la convention 5 du contrat RNRT Constellations de Satellites a été développé par Dassault Data Systèmes pour le compte du CNES. Cet atelier utilise l'environnement de simulation PROSIT issu du projet. Des licences de PROSIT ont été acquises par Dassault Data Systèmes pour ce développement et sa diffusion industrielle ultérieure.

## 7.5 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.

## 8 Actions régionales, nationales et internationales

### 8.1 Actions régionales

#### 8.1.1 Action COLOR avec EURECOM

Un modèle de routage pour satellite LEO par programmation linéaire. Nous avons travaillé sur un modèle de programmation linéaire permettant de prendre en compte la mobilité des satellites LEO pour le routage. En particulier, notre méthode permet de réduire au minimum le nombre de handover requis pour une connexion tout en optimisant la capacité de communication utilisée par les flux [39].

### 8.2 Actions européennes

#### 8.2.1 Projet RTN-ARACNE

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 Actions internationales

#### 8.3.1 Programme INRIA-CNPq (Brésil)

Projet *QoS pour les télécommunications sans fil* avec l'université fédérale de Minas Gerais (2000-2001). Ce projet a pour but d'étudier des problèmes de qualité de service sur les réseaux sans fil. Participe aussi à ce projet le LIMOS de Clermont-Ferrand. (<http://www-sop.inria.fr/sloop/personnel/Afonso.Ferreira/Projects/qsts.html>)

### 8.4 Visites et invitations de chercheurs

- Ricardo CORREA (université du Ceara, Brésil), du 05/10/01 au 09/10/01
- Bodgan CHLEBUS (université Warszawski, Pologne), du 09/04/01 au 14/04/01
- Adriana OLIVEIRA (université du Minas Gerais, Brésil), du 15/01/01 au 15/06/01
- Jaroslav OPATRYNY (Concordia university, Québec), du 11/09/01 au 31/12/01

- Andrea RICHA (Arizona state university, USA), du 20/06/01 au 25/07/01
- Gerardo ROBSON-MATEUS (université du Minas Gerais, Brésil), du 23/06/01 au 30/06/01
- Mordohay SHALOM (Technion Haïfa, Israël), du 09/04/01 au 20/04/01
- Roland WESSALY (Konrad Zuse CIT Berlin, Allemagne), du 25/04/01 au 28/04/01
- Joseph YU (Simon Fraser university, Canada), du 14/07/01 au 30/08/01

## 8.5 Séjours à l'étranger

- *B. Beauquier* a séjourné 10 mois à l'université de Salerne (Italie), sous contrat post-doctoral au sein du projet Européen RTN ARACNE.
- *A. Ferreira* a séjourné deux semaines en mars à l'université Fédérale du Ceara à Fortaleza (Brésil) et une semaine en octobre à la Daltech university d'Halifax (Canada).
- *F. Havet* a séjourné 1 semaine à la McGill university de Montréal et deux semaines à la Simon Fraser university de Vancouver en décembre.
- *H. Rivano* a séjourné 1 mois à l'université de Salerne, Italie, en octobre-novembre.
- *C. Touati* a séjourné 2 semaines à l'université de Los Andes, Mérida, Venezuela, en juillet.

## 9 Diffusion de résultats

### 9.1 Animation de la communauté scientifique

#### 9.1.1 Participation à des commissions

– *J.-C. Bermond* : est membre nommé de la commission 3 du RNRT (Architectures de réseaux et systèmes de télécommunications). Il est membre nommé et président du Comité d'Évaluation du laboratoire PRISM (UMR 8636) CNRS et Université de Versailles Saint Quentin (2 réunions en Juin 2001). Il est membre de la commission de spécialistes de la 27<sup>e</sup> section de l'UNSA et membre «*nommé, suppléant*» des commissions de spécialistes 27<sup>e</sup> section de l'UTC et de de l'Université de la Méditerranée (Aix-Marseille II). Il est aussi membre du Comité des projets de l'I3S.

– *O. Dalle* : a été expert du projet ASIMUT du CNES à Toulouse.

– *A. Ferreira* : est membre de la commission de spécialistes 27<sup>e</sup> section à Clermont-Ferrand, du CNRT Télécom à Sophia, et du Conseil du Laboratoire I3S.

– *P. Mussi* : est membre du Comité Technique Paritaire et du Conseil Scientifique de l'INRIA. Il est secrétaire national et trésorier local de l'AGOS.

– *M. Syska* : est membre de la commission de spécialistes 27<sup>e</sup> section de l'UNSA et du Conseil du Laboratoire 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* : Editeur 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* : Membre des comités d'édition des journaux : *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, de la série de livres sur l'Optimisation Combinatoire, chez Kluwer Academic et de la série de livres *Proceedings in Informatics*, chez Carleton Scientific.

### 9.1.3 Participation à des comités de pilotage

– *A. Ferreira* : IEEE TCPP *Technical Committee for Parallel Processing* (Advisory Board), *EuroPar* (Advisory Board), *AlgoTel – Algorithmique des Télécommunications*, ACM Dial M for Mobility – *Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, *EcoTel – Ecole d'Hiver des Télécommunications de Sophia Antipolis*, IEEE Irregular – *Workshop on Parallel Processing for Irregularly Structured Problems* (Advisory board), STACS – *Symposium on the Theoretical Aspects of Computer Science*, WOCSS – *IEEE Workshop on Optical Communications in Computer Systems*, PDCS – *Parallel and Distributed Computing Symposium* (Advisory Board).

### 9.1.4 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'Ecole d'Hiver des Télécommunications (Ecotel), pendant une semaine au mois de décembre, qui regroupe quelque 70 participants. Cette année, nous avons organisé Ecotel 2001 conjointement avec la 2<sup>e</sup> école ARACNE (notre projet RTN Européen). *B. Beauquier* et *S. Pérennes* en ont assuré la responsabilité scientifique avec *J. Rolim* (université de Genève). Le personnel Mascotte participant à l'organisation annuelle d'Ecotel est : *O. Dalle*, *E. Deriche*, et *A. Ferreira*. Enfin, *A. Ferreira* est le président du Comité Scientifique permanent d'Ecotel.

En 2001, nous avons aussi commencé à organiser le 19<sup>e</sup> *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 à l'INRIA Sophia Antipolis. La conférence aura lieu en Mars 2002 à Antibes - Juan les Pins. Le personnel Mascotte participant à l'organisation de STACS 2002 est : *S. Choplin*, *D. Coudert*, *E. Deriche*, *A. Ferreira* et *H. Rivano*. En outre, *A. Ferreira* en est le président du comité de programme.

Enfin, *A. Ferreira* a été le "general co-chair" de la conférence IEEE IPDPS.

### 9.1.5 Participation à des comités de programme ou d'organisation

– *J-C. Bermond* : Fun with Algorithms 2 (FUN 2001) Isola d'Elba, Italy, May 29-31, 2001.

– *M. Cosnard* : SPAA 01 (ACM), Crète, PACT 01 (IFIP-IEEE-ACM), Barcelone, IPDPS 01 (IEEE & ACM), San Fransisco.

– *A. Ferreira* : ARACNE Workshop, AlgoTel, BioSP3 (Bio-Inspired Solutions to Parallel Processing Problems), MWCN (IEEE Mobile and Wireless Communications and Networks),

MS3G (Mobiles-services et réseaux mobiles de 3<sup>e</sup> Génération : Des architectures aux Services), PDCAT (Parallel and Distributed Computing Applications and Techniques), STACS (Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science) et WCSF (Workshop sobre Comunicações Sem Fio).

– *P. Mussi* : Communication Networks and Distributed Systems Modeling and Simulation Conference (CNDS), 13th European Simulation Symposium, AI Simulation and Planning 2002 (membre comités de programme).

## 9.2 Enseignement universitaire

### 9.2.1 Thèses

- La thèse suivante a été soutenue en 2001 :  
*D. Coudert* : Algorithmique et optimisation de réseaux de communications optiques, soutenue le 11 décembre 2001 à l’université de Nice-Sophia Antipolis.
- Les thèses suivantes sont en cours dans le projet :  
*S. Choplin* : Dimensionnement de Réseaux de Télécommunications,  
*A. Jarry* : Connexité et protection dans les réseaux de télécommunications,  
*J.-F. Lalande* : Dimensionnement et optimisation dans les réseaux de télécommunications,  
*P. Penna* : Algorithmique des réseaux de télécommunication,  
*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 Stages

- J.-C. Bermond a encadré le stage [62] de DEA Informatique de Geneviève Temporal portant sur la conception de réseaux embarqués tolérants aux pannes.
- J.-C. Bermond et S. Pérennes ont encadré les stages de Maîtrise Informatique de l’ENS Ulm de Olivier Bernardi portant sur les réseaux de permutation et tolérance aux pannes [46] et de Frédéric Giroire sur la minimisation des commutateurs de réseaux satellites avec excès d’entrées et de sorties[51].
- J.-C. Bermond et F. Havet ont encadré le stage [50] de Thomas Dilys (IIT Bombay) sur les problèmes d’affectation de fréquences.
- J.-C. Bermond, A. Laugier et S. Pérennes ont encadré le stage [52] de DEA Informatique de l’ENS Lyon d’Aubin Jarry portant sur la protection dans les réseaux optiques : graphes 2-connexes de diamètre fixé.
- J.-C. Bermond et M. Syska ont encadré le stage [53] de l’ISIMA et du DEA de Recherche Opérationnelle de Clermont-Ferrand de Jean-François Lalande portant sur la protection dans les réseaux de télécommunications.
- O. Dalle et M. Syska ont encadré le projet [58] de 3<sup>e</sup> année d’ESSI de Renaud Saint-Gratien, sur l’évaluation et l’optimisation des performances du système de fichiers MPCFS.
- O. Dalle, S. Pérennes et M. Syska ont encadré les projets [48] maîtrise en Informatique de Brian Boschat, Anthony Cusumano, Sébastien Fourré et Philippe Nassif-Bouery portant

- sur l'évaluation et la recherche de méthodes d'optimisation de réseaux.
- A. Ferreira a encadré les projets [54] de DESS IMAFA de Coralie Lekbir et Céline Scherhag sur la finance algorithmique, le stage [47] de Sandeep Bhadra (IIT Madras) sur les techniques de décodage et le stage [61] de Nicolas Stier (MIT) sur l'optimisation de réseaux optiques.
  - J. Galtier a encadré le stage [49] de Maîtrise de Thomas Crulli (Brown university) sur les partitions de domaine en boucles et le stage [60] de Rajat Sood (IIT Delhi) sur l'application du couplage aux problèmes de tournées de véhicules.
  - P. Mussi a encadré le stage [59] de 2<sup>e</sup> année d'ISIMA de Jérémie Savaresse portant sur la micro-simulation de trafic routier.
  - H. Rivano et S. Pérennes ont encadré le stage [45] de 1<sup>re</sup> année MIM ENS Lyon de Nicolas Baskiotis sur le dimensionnement heuristique des réseaux optiques WDM multifibres.
  - D. Sagnol a encadré le stage [57] de maîtrise ISTG de Sébastien Romanet portant sur l'interface et la visualisation 3D pour la simulation de trafic routier.
  - M. Syska a encadré le stage [56] de 2<sup>e</sup> année d'IUT d'Alice Raux pour la réalisation du site Web du projet Mascotte, le stage [55] de Smita Rai (IIT Delhi) sur la conception et l'optimisation de réseau WDM et le stage [63] de 3<sup>e</sup> année ESSI de Christian Vallebella sur le routage et le groupage dans les réseaux de transport optiques.

### 9.2.3 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 maîtres de conférences, les ATER, ou les moniteurs, ou en vacances pour les autres personnels.

### 9.2.4 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, le CNET 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 DEA RSD de l'UNSA et du DEA MDFI de Marseille.

Les cours suivants ont été dispensés :

- DEA RSD et ESSI 3 : - Algorithmique Parallèle et Distribuée (B. Beauquier, J.-C Bermond et M. Syska).
- DEA RSD option Conception et algorithmique des réseaux de télécommunications (J.-C. Bermond, D. Coudert, H. Rivano, et S. Pérennes).
- DEA RSD, option Réseaux Satellitaires (J. Galtier).
- 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 Réseaux d'Interconnexion et cours de tronc commun de théorie des graphes (J.-C. Bermond).

### 9.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations

#### 9.3.1 Conférenciers invités

- *J.-C. Bermond* : DIMACS workshop sur Multicast : Architectures, Algorithms and Applications DIMACS, (Rutgers U., Mai 2001).
- *A. Ferreira* : Journée de l'Algorithmique des Télécommunications, Genève, Décembre 2001.
- *J. Galtier* : 3<sup>e</sup> rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (ALGOTEL'2001), et 43<sup>rd</sup> conference of the Canadian Operations Research Society.
- *F. Havet* : Finite and Infinite Combinatorics, Budapest, Hongrie, Janvier 2001.

#### 9.3.2 Participation à des réunions scientifiques

- *B. Beauquier, J.-C. Bermond, B. Bongiovanni, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, A. Laugier, J.-F. Lalande, S. Pérennes et M. Syska* ont participé aux réunions du projet RNRT PORTO à Sophia Antipolis (2), Issy les Moulineaux (2) et Marcoussis (1). En particulier J.-C. Bermond et M. Syska ont présenté le projet devant les experts du RNRT. M. Syska a présenté la revue finale au Ministère de l'Industrie.

- *B. Beauquier, J.-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, F. Havet, A. Jarry, N. Marlin et S. Pérennes* ont participé aux réunions de la CTI France Télécom.

- *J.-C. Bermond, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, F. Havet, A. Jarry, S. Pérennes et H. Rivano* ont participé aux réunions de l'Action Transversale TAROT du GdR ARP.

- *J.-C. Bermond, D. Coudert, et M. Syska* ont participé à une réunion de travail avec les membres de France Télécom R&D de Lannion (Février).

- *P. Mussi* a co-animé le groupe de travail MMS (Modélisation Multiple et Simulation) : réunions à Marseille et Nantes.

- *P. Mussi et D. Sagnol* ont participé aux réunions du projet OSSA à Valence et Namur.

#### 9.3.3 Participation à des conférences

- *J.-C. Bermond* Fun with Algorithms 2 (FUN 2001) Isola d'Elba, Italy, (mai 2001) et DISC2001 à Lisbonne (octobre 2001)

- *J.-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, H. Rivano et J. Yu* SPAA, STOC et ICALP en juillet en Crète.

- *D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, F. Havet, A. Oliveira, H. Rivano, C. Touati et J. Yu* 3<sup>e</sup> Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (Algo-Tel'2001) mai 2001 à Saint Jean de Luz.

– *D. Coudert* International Workshop on Interconnection Networks – IWIN'01, juin 2001 et International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity – SIROCCO'01, juin 2001 et Ecotel 01 décembre 2001.

– *A. Ferreira* STACS à Dresde (Allemagne) en février 2001.

– *F. Havet* GRACO à Fortaleza (Brésil) en mars 2001 et SPAA en Crète (Grèce) en juillet 2001.

– *P. Mussi* European Simulation Symposium 2001, Marseille.

– *C. Touati* 2<sup>e</sup> Journée Optimisation et Tarification des Réseaux (Paris mars 2001),

19<sup>e</sup> Conférence et Exposition Internationales sur les Systèmes de Communications par Satellites (ICSSC-19, avril 2001, Toulouse, France).

### 9.3.4 Participation à des écoles

– *S. Choplin* et *H. Rivano* ont assisté à la 1<sup>ère</sup> école ARACNE Approximation Algorithms for Scheduling and Telecommunications, à Kiel (Allemagne) en mars 2001 et à l'école d'été DONET, Integer and Combinatorial Optimization, à Utrecht (Pays-Bas), en juin 2001.

– *B. Beauquier, J.-C. Bermond, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, J.-F. Lalande, S. Pérennes, H. Rivano et M. Syska* ont participé à EcoTel01/2<sup>e</sup> école ARACNE en décembre 2001.

– *F. Havet* a participé à l'Ecole Jeune Chercheurs Algorithmique et Calcul Formel du Gdr ALP du 29 janvier au 2 février 2001 à Lyon et à la Brazilian Summer School on Combinatorics and Algorithms du 12 au 24 mars 2001 à Fortaleza (Brésil).

## 10 Bibliographie

### Ouvrages et articles de référence de l'équipe

- [1] E. ALTMAN, A. FERREIRA, J. GALTIER, *Les réseaux satellitaires de télécommunications*, Inter-éditions, 1999.
- [2] 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 WOCS'97, Genève, 1997*.
- [3] B. BEAUQUIER, P. HELL, S. PÉRENNES, « Optimal wavelength-routed multicasting », *Discrete Applied Mathematics* 84, 1998, p. 15–20.
- [4] M. BECKER, A.-L. BEYLOT, O. DALLE, R. DHAOU, M. MAROT, P. MUSSI, C. RIGAL, V. SUTTER, « The ASIMUT Simulation Workshop », *Networking and Information Systems Journal* 3, 2, 2000, p. 335–348.
- [5] J.-C. BERMOND, L. CHACON, D. COUDERT, F. TILLEROT, « Cycle Covering », *in : International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity – SIROCCO*, p. 21–34, 27–29 June 2001.
- [6] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PÉRENNES, « Directed Virtual Path layout in ATM networks », *in : Proc. of the 12-th International Conference on Distributed Computing, Andros Greece, Lecture Notes on Computer Science, 1499*, Springer, p. 75–88, 1998. à paraître dans TCS 2001.

- [7] I. CARAGIANIS, A. FERREIRA, C. KAKLAMANIS, S. PÉRENNES, H. RIVANO, « Fractional path coloring on bounded degree trees », *in : inthe Proceedings of the 28th ICALP*, F. Orejas, P. G. Spirakis, J. van Leeuwen (éditeurs), *Lecture Notes in Computer Science, 2076*, Springer-Verlag, p. 732–743, Crete, Greece, juillet 2001.
- [8] D. COUDERT, A. FERREIRA, X. MUÑOZ, « Topologies for Optical Interconnection Networks Based on the Optical Transpose Interconnection System », *Applied Optics - Information Processing 39*, 17, juin 2000, p. 2965–2974.
- [9] F. HAVET, M. WENNINK, « The Push Tree Problem », *in : SPAA'01 : 13th ACM Symposium on Parallel Algorithms and Architectures*, p. 318–319, Crète, Grèce, Juillet 2001. version étendue soumise à Network.
- [10] P. MUSSI, G. SIEGEL, « Sequential Simulation in PROSIT : Programming Model and Implementation », *rapport de recherche n°RR-2713*, INRIA, novembre 1995, Also in *European Simulation Symposium*, pages 297–301, Erlangen, Germany, Octobre 1995, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-2713.html>.

### Livres et monographies

- [11] A. FERREIRA, D. KROB (éditeurs), *Mobile Networks & Applications (MONET) – Special Issue on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, ACM/Baltzer, 2001.

### Thèses et habilitations à diriger des recherches

- [12] D. COUDERT, *Algorithmique et optimisation de réseaux de communications optiques*, thèse de doctorat, Université de Nice Sophia-Antipolis (UNSA), Décembre 2001.

### Articles et chapitres de livre

- [13] B. BEAUQUIER, E. DARROT, « On Arbitrary Size Waksman Networks and their Vulnerability », *Parallel Processing Letters*, 2001, In press.
- [14] B. BEAUQUIER, O. DELMAS, S. PÉRENNES, « Tight Bounds for Broadcasting in the Linear Cost Model », *Journal of Interconnection Network 2*, 2, 2001, p. 175–188.
- [15] M. BECKER, A.-L. BEYLOT, O. DALLE, R. DHAOU, M. MAROT, P. MUSSI, C. RIGAL, V. SUTTER, « The ASIMUT Simulation Workshop », *Networking and Information Systems Journal 3*, 2, 2000, p. 335–348.
- [16] P. BERGÉ, A. FERREIRA, J. GALTIER, J.-N. PETIT, « A Probabilistic Study of Inter-Satellite Links Load in Polar Orbit Satellite Constellations », *International Journal on Telecommunication Systems 18*, 1-3, 2001, p. 123–135.
- [17] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PÉRENNES, « Directed Virtual Path Layout in ATM networks », *Theoretical Computer Science “special issue on DISC'98”*, 2001.
- [18] M. COSNARD, E. JEANNOT, « Automatic Parallelization Techniques Based on Compact DAG Extraction and Symbolic Scheduling », *Parallel Processing Letters 11*, 1, 2001, p. 151–168.
- [19] M. DIALLO, A. FERREIRA, A. RAU-CHAPLIN, « A note on communication-efficient deterministic parallel algorithms for planar point location and 2D Voronoi diagram », *Parallel Processing Letters 11*, 2/3, 2001, p. 327–340.

- [20] A. FERREIRA, J. GALTIER, P. PENNA, « Topological design, routing and hand-over in satellite networks », in : *Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing*, I. Stojmenovic (éditeur), John Wiley and Sons, To appear.
- [21] A. FERREIRA, J. GALTIER, J.-N. PETIT, H. RIVANO, « Re-routing algorithms in a meshed satellite constellation », *Annals of Telecommunications* 56, 3/4, march/april 2001, p. 169–174.
- [22] M. FLAMMINI, S. PÉRENNES, « On the optimality of general lower bounds for broadcasting and gossiping », *SIAM J. Discrete Math.* 14, 2, 2001, p. 267–282 (electronic).
- [23] P. FRAIGNIAUD, A. PELC, D. PELEG, S. PÉRENNES, « Assigning labels in unknown network with a leader », *Distributed Computing* 14, 3, 2001, p. 163–183.
- [24] J. GALTIER, « Geographical reservation for guaranteed handover and routing in low earth orbit constellations », *Telecommunication Systems* 18, 1/3, 2001, p. 101–121.
- [25] L. GARGANO, P. HELL, S. PERENNES, « Coloring all directed paths in a symmetric tree, with an application to optical networks », *Journal of Graph Theory* 38, 4, 2001, p. 183–196.
- [26] L. GARGANO, A. PELC, S. PÉRENNES, U. VACCARO, « Efficient communication in unknown networks », *Networks* 38, 1, 2001, p. 39–49.
- [27] F. HAVET, « Channel assignement and multicolouring of the induced subgraphs of the triangular lattice », *Discrete Mathematics* 233, 2001, p. 219–231.

### Communications à des congrès, colloques, etc.

- [28] J.-C. BERMOND, L. CHACON, D. COUDERT, F. TILLEROT, « A Note on Cycle Covering », in : *ACM Symposium on Parallel Algorithms and Architectures – SPAA*, p. 310–311, 4-6 July 2001.
- [29] J.-C. BERMOND, L. CHACON, D. COUDERT, F. TILLEROT, « Cycle Covering », in : *International Colloquium on Structural Information and Communication Complexity – SIROCCO*, p. 21–34, 27-29 June 2001.
- [30] J.-C. BERMOND, F. HAVET, D. TÓTH, « Design of fault tolerant on board networks with priorities », in : *3<sup>e</sup> rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2001)*, p. 95–98, Saint-Jean-de-Luz , France, Mai 2001.
- [31] S. BERTRAND, A. LAUGIER, P. MAHEY, « Routing flows in networks with heterogenous protocols and path-dependent edge costs », in : *3<sup>e</sup> rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2001)*, p. 55–60, Saint-Jean-de-Luz , France, Mai 2001.
- [32] A. CAMINADA, A. FERREIRA, L. FLORIANI, « Principal Component Analysis for data volume reduction in experimental analysis of heuristics », in : *Proceedings of GECCO 2001 Workshop on Real-life Evolutionary Design Optimisation*, San Francisco (USA), 2001.
- [33] I. CARAGIANIS, A. FERREIRA, C. KAKLAMANIS, S. PÉRENNES, H. RIVANO, « Fractional path coloring on bounded degree trees », in : *the Proceedings of the 28th ICALP*, F. Orejas, P. G. Spirakis, J. van Leeuwen (éditeurs), *Lecture Notes in Computer Science, 2076*, Springer-Verlag, p. 732–743, Crete, Greece, juillet 2001.
- [34] I. CARAGIANNIS, A. FERREIRA, C. KAKLAMANIS, S. PÉRENNES, P. PERSIANO, H. RIVANO, « Approximate Constrained Bipartite Edge Coloring », in : *27th International Workshop on Graph-Theoretic Concepts in Computer Science (WG'01)*, V. L. A. Branstädt (éditeur), *Lecture Notes in Computer Science, 2204*, Springer-Verlag, p. 21–31, Boltenhagen, Germany, June 2001.
- [35] S. CHOPLIN, « Virtual Path Layout in ATM Path with given hop count », in : *International Conference on Networking, ICN01, LNCS, 2094, Part II*, Springer, p. 527–537, 2001.

- [36] M. COSNARD, L. GRIGORI, « A Parallel Algorithm for Sparse Symbolic LU Factorization without Pivoting on Out of Core Matrices », in : *15th ACM International Conference on Supercomputing (ICS'01)*, 2001.
- [37] D. COUDERT, « Chemins disjoints de poids minimum pour la sécurisation de réseaux de télécommunications », in : *Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'01)*, p. 47–53, St-Jean-de-Luz, France, 28-30 Mai 2001.
- [38] S. CÉROI, F. HAVET, « Trees with three leaves are  $(n + 1)$ -unavoidable », in : *Electronic Notes in Discrete Mathematics*, J. Szwarcfiter, S. Song (éditeurs), 7, Elsevier Science Publishers, 2001.
- [39] J. GALTIER, A. OLIVEIRA, « A proposal to study satellite constellation routing via classical linear programming methods », in : *43rd conference of the Canadian Operations Research Society*, 2001.
- [40] J. GALTIER, « Semi-Definite Programming as a Simple Extension to Linear Programming : Convex Optimization with Queueing, Equity and Other Telecom Functionals », in : *3<sup>e</sup> rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (ALGOTEL'2001)*, p. 21–28, Saint-Jean-de-Luz, May 2001.
- [41] C. GAVOILLE, D. PELEG, S. PÉRENNES, R. RAZ, « Distance Labeling in Graphs », in : *SODA'01*, p. 210–219, 2001.
- [42] F. HAVET, M. WENNINK, « The Push Tree Problem », in : *SPAA'01 : 13th ACM Symposium on Parallel Algorithms and Architectures*, p. 318–319, Crète , Grèce, Juillet 2001.
- [43] H. RIVANO, « Planification de réseaux optiques WDM k-fibres », in : *AlgoTel'01 - 3<sup>e</sup> Rencontres Françaises sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications*, p. 41–46, Saint-Jean-de-Luz, France, mai 2001.

## Rapports de recherche et publications internes

- [44] C. TOUATI, E. ALTMAN, J. GALTIER, « On fairness in bandwidth allocation », *Rapport de Recherche n°4269*, INRIA, Sophia Antipolis, septembre 2001, <http://www.inria.fr/rrrt/rr-4269.html>.

## Divers

- [45] N. BASKIOTIS, *Dimensionnement heuristique des réseaux optiques WDM multifibres*, rapport de stage, ENS Lyon, Licence d'Informatique, 2001.
- [46] O. BERNARDI, *Réseaux de permutation et tolérance aux pannes*, rapport de stage, ENS Paris, Licence d'Informatique, 2001.
- [47] S. BHADRA, *Technique de décodage*, rapport de stage, IIT Madras, 2001.
- [48] B. BOSCHAT, A. CUSUMANO, S. FOURRÉ, P. NASSIF-BOUERY, *Optimisation de réseaux*, rapport de projet, Université de Nice Sophia Antipolis, Maîtrise d'informatique, 2001.
- [49] T. CRULLI, *Partition de domaine en boucles*, rapport de stage, Brown university, 2001.
- [50] T. DILYS, *Allocation de fréquences*, rapport de stage, IIT Bombay, 2001.
- [51] F. GIROIRE, *Minimisation des commutateurs de réseaux de satellites avec excès d'entrées et de sorties*, rapport de stage, ENS Paris, Maîtrise d'Informatique, 2001.
- [52] A. JARRY, *Protection dans les réseaux optiques : graphes 2-connexes de diamètre fixé*, rapport de stage, ENS Lyon, DEA, 2001.
- [53] J.-F. LALANDE, *Protection dans les réseaux de télécommunications*, rapport de stage, ISIMA Clermont-Ferrand, DEA, 2001.

- [54] C. LEKBIR, C. SCHERHAG, *Finance algorithmique*, rapport de projet, IMAFA, 2001.
- [55] S. RAI, *Design and optimisation of WDM networks*, rapport de stage, IIT New Delhi, 2001.
- [56] A. RAUX, *Site WWW du projet MASCOTTE*, Mémoire, I.U.T. 2<sup>e</sup> année, 2001.
- [57] S. ROMANET, *Interface et visualisation 3D pour la simulation de trafic routier*, rapport de stage, ISTG Grenoble, Maîtrise, 2001.
- [58] R. SAINT-GRATIEN, *Evaluation et optimisation des performances du système de fichiers MPCFS*, rapport de stage, ESSI, projet, 2001.
- [59] J. SAVARESSE, *Microsimulation de trafic routier*, rapport de stage, ISIMA Clermont-Ferrand, 2<sup>e</sup> année, 2001.
- [60] R. SOOD, *Application du couplage au problème de tournée de véhicules*, rapport de stage, IIT New Delhi, 2001.
- [61] N. STIER, *Optimisation de réseaux optiques*, rapport de stage, MIT Boston, 2001.
- [62] G. TEMPORAL, *Conception de réseaux embarqués tolérants aux pannes*, rapport de stage, Université de Nice Sophia Antipolis, DEA d'Informatique, 2001.
- [63] C. VALLEBELLA, *Routage et groupage dans les réseaux de transport optiques*, rapport de stage, ESSI, 3<sup>e</sup> année, 2001.