

Projet MASCOTTE

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

Sophia Antipolis

THÈME 1A



*R*apport
*d'**A*ctivité

2000

Table des matières

1	Composition de l'équipe	3
2	Présentation et objectifs généraux	5
3	Fondements scientifiques	5
3.1	Simulation	5
3.1.1	Simulation répliquée	6
3.1.2	Simulation répartie	6
3.2	Algorithmique et structures discrètes	7
3.2.1	Aperçu des outils et méthodes utilisés	7
3.2.2	Quelques exemples caractéristiques	8
3.2.3	Modélisation et conception de réseaux	9
3.2.4	Algorithmique des communications	11
4	Domaines d'applications	12
4.1	Simulation de trafic routier	12
4.2	Réseaux embarqués tolérants aux pannes	12
4.3	Architectures Optiques: OTIS, OPS	13
4.4	Conception de réseaux de communications sans-fil	13
4.5	Dimensionnement de réseaux de télécommunication haut débit	14
4.5.1	WDM	14
4.5.2	SDH	15
4.5.3	Réseaux de type ATM	15
5	Logiciels	16
5.1	PROSIT	16
5.2	SAMOA	16
5.3	PORTO	16
5.4	ALOES	17
5.5	FLIPS 3D	17
6	Résultats nouveaux	17
6.1	Simulation et systèmes à événements discrets	17
6.2	Conception de familles contraintes de graphes pour les télécoms	18
6.3	Réseaux sans-fil	19
6.4	Dimensionnement de réseaux haut débit	20
6.5	Routage	21
6.6	Algorithmique parallèle et distribuée	23
7	Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)	24
7.1	Contrat OSSA	24
7.2	Contrat RNRT – PORTO	24
7.3	CTI avec le CNET	24

7.4	Contrat ALCATEL Toulouse	25
7.5	Collaboration avec le CNES Toulouse	25
8	Actions régionales, nationales et internationales	25
8.1	Actions régionales	25
8.1.1	Action COLOR	25
8.2	Actions nationales	25
8.2.1	Programme Télécoms CNRS	25
8.3	Actions européennes	25
8.3.1	Projet RTN-ARACNE	25
8.4	Actions internationales	26
8.4.1	Programme INRIA-CNPq (Brésil)	26
8.5	Visites et invitations de chercheurs	26
8.6	Séjours à l'étranger	26
9	Diffusion de résultats	27
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	Organisation d'éditions spéciales de revues internationales	27
9.1.4	Participation à des comités de pilotage	27
9.1.5	Organisation de colloques et d'écoles	28
9.1.6	Participation à des comités de programme ou d'organisation	28
9.2	Enseignement universitaire	28
9.2.1	Thèses	28
9.2.2	Jurys de thèse	29
9.2.3	Stages	29
9.2.4	Premier et second cycles	30
9.2.5	Troisième cycle	30
9.3	Participation à des colloques, séminaires, invitations	30
9.3.1	Conférenciers invités	30
9.3.2	Participation à des réunions scientifiques	31
9.3.3	Participations à des conférences	31
9.3.4	Participations à des écoles	31
10	Bibliographie	32

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)]

Personnel CNRS

Afonso Ferreira [CR]

Stéphane Pérennes [CR]

Personnel Université de Nice-Sophia Antipolis (UNSA)

Olivier Dalle [Maître de conférences, UNSA]

Michel Syska [Maître de conférences, UNSA et délégation INRIA à partir du 01/09/00]

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 depuis 01/09/00]

Guillaume Conjat [Ingénieur associé depuis 01/10/00]

David Sagnol [contrat OSSA]

Chercheurs invités

- Adrea Clementi [Univ. de Rome, Italie, du 10/09/00 au 17/09/00]
Olivier Delmas [Univ. de Bordeaux, France, du 07/08/00 au 27/08/00]
Michael Elkin [Weizmann Institute, Israël, du 17/09/00 au 06/10/00]
Pierre Fraigniaud [LRI, Orsay, du 16/01/00 au 23/01/00]
Frédéric Havet [Univ. d'Oxford, Grande Bretagne, du 17/07/00 au 11/08/00]
Pavol Hell [Simon Fraser Univ., Canada, du 28/08/00 au 15/09/00]
David Peleg [Weizmann Institute, Israël, du 06/02/00 au 16/02/00]
Timothy Pinkston [Univ. of Southern California, USA, du 20/03/00 au 31/05/00]
Geraldo Robson Mateus [Univ. de Minas Gerais, Brésil, du 10/06/00 au 17/06/00]
Arunabha Sen [Arizona State Univ., USA, du 24/05/00 au 27/05/00]
David Tóth [Univ. de Budapest, Hongrie, du 17/04/00 au 28/04/00 et du 14/08/00 au 18/08/00]
Joseph Yu [Simon Fraser Univ., Canada, du 21/05/00 au 03/07/00]

Chercheurs Post Doctorants

- Bruno Beauquier [Post Doc FRANCE TELECOM à partir du 01/10/00]
Nausica Marlin [ATER à partir du 01/09/00]

Chercheurs doctorants

- Sébastien Choplin [allocataire MENRT, 2^e année]
David Coudert [allocataire moniteur normalien, 2^e année]
Tania Jiménez [boursière Venezuela et ATER UNSA jusqu'au 06/10/00]
Paolo Penna [Thèse avec l'université de Rome depuis septembre 99]
Hervé Rivano [boursier ENS Lyon, 1^{re} année]
Corinne Touati [allocataire moniteur, 1^{re} année, en commun avec Mistral]

Stagiaires

Frédéric Blanc [projet ESSI et stage DEA INFORMATIQUE UNSA (8 mois)]
Patrice Boffa [2ème année DUT INFOCOM (2 mois)]
Bruno Bongiovanni [DESS TELECOM UNSA (5 mois)]
Guillaume Conjat [DESS ISI UNSA(5 mois)]
Jérôme Gavet [ISIMA Clermont Ferrand II (5 mois)]
Gurvan Huiban [ISIMA Clermont Ferrand II (6 mois)]
Nicolas Lichiardopol [DEA MDFI Marseille (3 mois)]
Frédéric Maginot [DEA MDFI Marseille (3 mois)]
Gilles Masson [DESS ISI UNSA(5 mois)]
Jérôme Plouchart [DEA RSD UNSA (4 mois)]
Hervé Rivano [DEA RSD UNSA (5 mois)]
Benjamin Wack [LICENCE D'INFORMATIQUE ENS Lyon (1 mois et demi)]

2 Présentation et objectifs généraux

Mascotte (anciennement Sloop) est un projet commun au CNRS, à l'UNSA et à l'INRIA. Le changement 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, citons par exemple celles avec le CNES (contrat RNRT et embauche de post docs), avec Alcatel Space Industries Toulouse (contrats), 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 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.

Malgré les avancées récentes, les solutions aux problèmes de placement et d'ordonnement qui se posent dans les simulations parallèles restent très perfectibles. De manière générale, les techniques algorithmiques qui sont actuellement utilisées restent primitives et doivent être raffinées. Enfin, les nouvelles techniques que nous avons mises au point font l'objet d'implémentations qui vont peu à peu se perfectionner et, plus généralement, une meilleure compréhension de la dynamique des systèmes à événements discrets généraux est nécessaire pour concevoir des algorithmes nouveaux et plus efficaces.

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

Ces travaux ont notamment débouché sur une version *parallèle* de QNAP2 et son intégration dans MODLINE.

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 trois axes de recherche principaux :

- les systèmes de simulation répartie généraux et leur implémentation efficace : intégration au formalisme objet, nouveaux mécanismes de synchronisation, méthodes de placement et d'ordonnement adaptées, environnement de développement spécifiques (suivi de la simulation, déverminage, etc.) ;
- l'optimisation de simulateurs répartis spécialisés : réseaux de files d'attente, réseaux de Pétri ;
- 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.).

1. par exemple pour l'étude d'un état transitoire, du temps avant panne, 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 fondons 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 (*tabu search, simulated annealing, ...*) sont aussi parfois utilisés.

Enfin, précisons que nous travaillons presque toujours avec des hypothèses *déterministes*. Par exemple, si un objet tombe en panne, il ne fonctionne plus ; ce qui revient dans le graphe associé à supprimer le sommet ou l'arête modélisant l'objet. 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 de 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.

Plus précisément nos recherches s'insèrent dans les deux domaines scientifiques décrits dans les sections suivantes.

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 design les plus étudiés est le suivant :

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

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

3. Le diamètre est la distance maximale entre deux sommets.

Bien que d'énoncé trivial, le problème est très difficile (hormis les cas particuliers $N(\Delta, 1) = \Delta$ (graphe complet) et $N(2, D) = D + 1$ (Cycle)). Pourtant, une valeur approximative de $N(\Delta, D)$ a été théoriquement déterminée puisqu'il a été démontré qu'un graphe aléatoire de paramètres Δ et D contient quasiment un nombre optimum de sommets ; à titre d'exemple, si on ajoute à un cycle de n sommets un couplage aléatoire, le graphe obtenu est de degré 3 et de diamètre $\log(n) + \log \log(n)$ alors que l'optimal est $\log(n)$ (les logarithmes étant pris en base 2). Les méthodes constructives sont loin d'être aussi efficaces et un grand nombre de constructions de *bons* réseaux (*bon* signifiant que le réseau proposé contient plus de sommets que ceux précédemment proposés) 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 leur 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 (Δ, D) est bien moins difficile, puisque que les graphes de Bruijn orientés sont alors presque optimaux.

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

- sa connectivité, qui est le nombre maximum de chaînes disjointes reliant deux sommets quelconques ;
- le nombre minimal de couleurs nécessaires afin de colorier 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 (voir le livre [10]) ?

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

Pour finir, citons un problème de construction non résolu posé par France Télécom R&D :

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 4.2).

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 (*broadcasting*) : envoi d'un message depuis un sommet vers tous les autres, ou une diffusion partielle (*multi-cast*) : 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 formalisent 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 ρ 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 [13], ainsi qu'une méthodologie pour leur connexion à des outils externes (pollution, visualisation avancée, gestion de trafic notamment).

4.2 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 multi-étages (utilisés dans les machines parallèles).

4.3 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, du fait de leur importante bande passante.

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-choix, 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).

4.4 Conception de réseaux de communications sans-fil

Mots clés : télécommunications, radio-communication, communications mobiles, constellations de satellites, réseaux cellulaires, réseaux ad-hoc, réseaux sans-fil.

La révolution des technologies sans-fil et mobiles apporte des changements fondamentaux aux télécommunications. De nombreux systèmes utilisant ces approches sont déjà amplement utilisés aujourd'hui, tels les télécommandes de toutes sortes et la télévision par satellite. Parmi ces systèmes, la téléphonie mobile est le secteur des télécommunications qui connaît la plus grande expansion à l'heure actuelle au niveau international.

De manière générale, il y a deux grands types de réseaux terrestres de radio-communication : les *réseaux cellulaires* basés sur un réseau dorsal filaire haut-débit reliant des stations de base, i.e., où les utilisateurs sont mobiles et les relais sont fixes, et les *réseaux ad-hoc*, où les utilisateurs deviennent aussi des relais. Ces derniers sont des réseaux qui s'organisent automatiquement de façon à être déployables rapidement et à s'adapter aux conditions de propagation, aux trafics et aux schémas de mouvement des stations. Parmi d'autres caractéristiques, les réseaux *ad-hoc* réalisent des transferts d'informations en point-à-point gérés sous un mode distribué

comprenant du routage multi-sauts. Les communications sont effectuées sur des canaux radio, dont la portée dépend de la puissance allouée aux stations-relais.

D'autre part, de nouveaux réseaux à plus grande échelle viennent d'être lancés, en particulier ceux basés sur les satellites à orbites basses (LEO pour *Low Earth Orbit*). Les satellites LEO circulent à une vitesse constante sur des orbites entre 500 et 2000 km au dessus de la surface terrestre. Par conséquent, la zone de couverture d'un satellite change continuellement. De ce fait, pour obtenir une couverture globale à tout moment, il faut rassembler des LEO's en plusieurs orbites composées de plusieurs satellites chacune. Ce rassemblement est appelé *constellation de satellites*. Lorsque des liens inter-satellites sont mis en place, la constellation forme un réseau à part entière où les stations de relais sont mobiles. Cela implique qu'au cours d'une même communication, un terminal terrestre devra dialoguer avec plusieurs satellites. Il s'agit donc d'étudier le *routage* (c'est-à-dire la stratégie d'acheminement des messages dans le réseau) et le *handover* (lorsqu'un terminal passe de la zone de couverture d'une station à celle d'une autre). Même si, traditionnellement, ces deux domaines ont été étudiés séparément, ils sont ici intrinsèquement liés, étant donnée la structure des réseaux, donnant naissance à des études sur le *reroutage*.

Les problèmes en question dans ce domaine touchent de nombreux aspects discrets de l'algorithme, de la géométrie, de la recherche opérationnelle et de la modélisation des systèmes mobiles de calcul et de communication.

4.5 Dimensionnement de réseaux de télécommunication haut débit

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

4.5.1 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 machines parallèles (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 de diriger une fibre optique en entrée sur n'importe quelle fibre en sortie (répartiteur F- OXC pour Fiber

Optical Cross Connect). Certains plus sophistiqués (multiplexeur à insertion/extraction (MIE ou OADM pour Add and Drop Multiplexer) peuvent extraire d'une fibre certaines longueurs d'onde et en réinjecter. 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 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 lui 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 données (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

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 2000 par le projet OSSA.

PROSIT a également été adopté comme outil de base pour le développement de l'atelier de simulation ASIMUT ([44]) du projet RNRT Constellations. Ce développement a été initialisé par les sociétés Dassault Data Services et Delta Partners.

5.2 SAMOA

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

Une plate-forme logicielle est 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 vise à optimiser le coût d'un réseau WDM (voir section 4.5). Étant données une matrice de trafic à réaliser et une topologie, on doit choisir les équipements et un routage *ad-hoc*.

Un prototype réalisant les premières phases du projet est déjà réalisé. En particulier, nous utilisons 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 donnés.

Les développements en cours traitent les problèmes suivants :

- routage : il s'agit ici de trouver des chemins de protection pour les cas de pannes simples.

- groupage : quand plusieurs bandes utilisent des portions de chemins identiques, on peut les grouper dans une fibre le long de cette portion, et donc économiser le coût du brassage (idem pour les autres niveaux tels que longueurs d’onde...).
- coloration : une requête peut se voir affecter une longueur d’onde, mais, en cas de conflit, il faut convertir la longueur d’onde, ce qui induit un coût supplémentaire.

La plate-forme existante est écrite en C++ et dispose d’une interface Java interactive avec les algorithmes d’optimisation. Par exemple, on peut fixer «à la main» des chemins, imposer des couleurs sur certains chemins...

5.4 ALOES

Outil de conception et dimensionnement de réseaux de paquets sous contraintes de qualité de service développé à France Télécom R&D [58].

5.5 FLIPS 3D

Logiciel d’amélioration de maillages tridimensionnels en tétraèdres utilisant des techniques de flips (échange d’arêtes, voir section 6.6).

6 Résultats nouveaux

6.1 Simulation et systèmes à événements discrets

Mots clés : simulation de systèmes à événements discrets.

Modélisation et simulation du trafic routier Dans [55], nous explicitons les approches retenues dans l’environnement de simulation de trafic routier HIPERTRANS pour la modélisation de la poursuite des véhicules et des changements de files. Les modèles d’interaction utilisés, dérivés de ceux proposés par Gibbs, ont été validés et optimisés par des tests intensifs ([66]).

Parallélisation de simulations du trafic routier Dans [54], la distribution du simulateur HIPERTRANS est décrite. En particulier, on montre que des outils intégrés utilisant le recuit simulé et les algorithmes génétiques permettent la parallélisation efficace et transparente des simulations.

Comparaison d’un système de files en tandem et de ses limites fluides Dans [18], nous comparons un système de files d’attente avec sa limite fluide. On montre que la charge espérée et quelques fonctions de la charge sont plus grandes dans le système de files que dans son approximation fluide. Le système de files pris en compte est un tandem avec serveurs multiples et temps de service généraux et les arrivées sont de type Markov-modulées. L’analyse est basée sur la programmation dynamique et l’utilisation de distributions de type à phases. Les exemples numériques confirment les résultats présentés.

6.2 Conception de familles contraintes de graphes pour les télécoms

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

Réseaux embarqués tolérants aux pannes Le problème (voir section 4.2 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. Les résultats obtenus figurent dans le rapport de contrat [61] et feront 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 [12, 19].

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 (voir aussi le rapport de stage [69]).

Nous avons aussi étudié la construction de ces réseaux dans une nouvelle technologie de fabrication, dite «des lamelles à bouton-poussoir», brevetée par Alcatel. Trois méthodes de construction ont été proposées, permettant ainsi de tolérer les blocages de lamelles.

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

Enfin, rappelons que, sur ce problème, ont été effectués des développements logiciels (voir rapport d'activité 1999) permettant de valider ces réseaux, de visualiser le routage à effectuer pour une configuration de pannes donnée, etc.

Architectures OTIS & OPS (Voir section 4.3) 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

[BDD] J.-C. BERMOND, E. DARROT, O. DELMAS, «Design of fault tolerant on-board networks in satellites», soumis à Discrete Applied Mathematics.

[PT] S. PÉRENNES, D. TÔTH, «On the design of fault tolerant flow networks, part I», en préparation.

[BHT] J.-C. BERMOND, F. HAVET, D. TÔTH, «On the design of fault tolerant on board networks with priority signals», en préparation.

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 [26].

Par ailleurs, nous avons étudié la topologie des réseaux d'interconnexions pouvant être implantés avec l'architecture optique OTIS. Nous avons, entre autres, montré que cette architecture permet d'implanter efficacement les graphes complets, de de Bruijn, de Kautz et de Imase et Itoh [25]. Nous avons également montré que les graphes orientés symétriques, dont les hypercubes, les tores et les grilles, ne peuvent pas être implantés directement avec OTIS [42], ou encore abordé le problème (Δ, 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 [42]. 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. Ainsi, l'étude de protocoles optimaux pour l'échange total dans le modèle «*store-and-forward*» (où chaque site peut envoyer un message à tous ses voisins en une étape) a conduit à l'étude des rotations complètes dans les graphes de Cayley ([14], [31], [53]). Un autre problème, motivé par l'échange total, concernant l'orientation optimale des réseaux «annulaires», est résolu dans [21]. D'autres protocoles d'échange total avec un caractère périodique sont considérés dans [29].

Dans [36], on donne un protocole optimal pour réaliser une diffusion dans le modèle «commutation de circuits» pour l'hypercube (là encore on peut envoyer un message à tous ses voisins en une étape).

Dans [60], 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 augmentation petite du nombre d'étapes ce temps décroît exponentiellement.

Enfin, des protocoles de diffusion ou d'échange total dans les réseaux à bus sont considérés dans [23], [27].

6.3 Réseaux sans-fil

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

(Voir section 4.4)

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 [35, 20]. Nous avons aussi conduit des études sur l'impact de différentes politiques de routage et de handover sur le dimensionnement des constellations de satellites [45, 49, 30].

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. Notamment, nous avons donné pour l'allocation de canaux et pour l'équilibrage de charge [43] des algorithmes en ligne dont la compétitivité est démontrée meilleure que celle de l'algorithme glouton. En rapport avec les réseaux cellulaires, nous avons étudié des algorithmes pour le codage de la voix, améliorant les complexités temporelles de la littérature [46].

Allocation de puissance pour réseaux ad-hoc Il s'agit ici du problème de l'allocation de portée de transmission aux stations-relais, qui est équivalent à l'allocation de puissance énergétique. Le but est de minimiser la consommation globale, sous la contrainte de satisfaction de certaines propriétés de connectivité du réseaux, telles un diamètre borné ou la formation de composantes fortement connexes. Nous avons étudié plusieurs versions de ce problème. En particulier, des résultats de non-approximabilité sont donnés dans [41] et des algorithmes efficaces dans le cas où l'on s'impose que le réseau final ait un diamètre borné sont proposés dans [39, 40].

6.4 Dimensionnement de réseaux haut débit

Mots clés : Réseaux ATM, SDH, WDM.

(Voir section 4.5)

Réseaux WDM Jusqu'à présent, nous avons surtout obtenu des résultats dans le cas statique, où l'on suppose connue à l'avance la famille I des requêtes de communication (cf. la synthèse [12], qui complète celle de [2]); citons en particulier le résultat [3] qui dit que le nombre de longueurs d'onde $w(G, I)$ est égal à la charge du réseau $\pi(G, I)$ pour une instance I de multicast, et ce pour tout réseau.

Dans [73] on étudie le nombre minimum de routeurs qui doivent être installés avec une conversion totale pour avoir w égal à la charge π .

Dans [72] on étudie une relaxation classique de la coloration des graphes, la coloration fractionnaire, pour l'appliquer au dimensionnement des réseaux en arbre de degrés borné et aux réseaux de largeur arborescente bornée. La coloration fractionnaire donne une approximation polynomiale qui est asymptotiquement fine de la coloration des chemins. D'ailleurs, des résultats expérimentaux ne nous fournissent que des exemples où le nombre chromatique n'est que l'arrondi supérieur du nombre chromatique fractionnaire. Nous avons donné un algorithme polynomial basé sur la coloration fractionnaire et qui est une approximation de la coloration entière. Nous avons aussi borné le coût d'une coloration fractionnaire à $\frac{7\pi}{5}$ dans les arbres binaires.

Dans [37], nous étudions un problème de protection des réseaux WDM par des sous-réseaux, en particulier en boucle. 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 nombre de graphes I_k dans la couverture (ce qui minimise le coût des équipements). 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.

Enfin, dans le cadre de la plate-forme logicielle PORTO (voir section 5.3) développée dans le contrat RNRT PORTO, nous avons été amenés à concevoir diverses heuristiques et méthodes pour grouper les requêtes (voir [67]) ou pour calculer la charge minimum, le tout en vue de minimiser le coût total du réseau. Là aussi nous commençons à regarder les problèmes de protection ; un exemple est la détermination d'un cycle de poids minimum passant par deux points donnés ce qui revient à minimiser la somme des longueurs de deux cycles disjoints entre deux sommets.

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 [22]. 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. Une synthèse des résultats obtenus figure dans [14].

Protection des réseaux Nous nous intéressons au problème de dimensionnement de réseau avec 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. De plus nous considérons le cas où les capacités libérées sur un chemin contenant un élément de réseau en panne sont récupérées. Nous modélisons le problème comme un problème de multiflots non simultanés et adoptons une formulation arcs chemins. Nous montrons que la résolution du programme linéaire ainsi obtenu est NP-difficile en réduisant le problème de la chaîne hamiltonien au problème de séparation sur une classe de contrainte du programme dual [51, 52, 57].

6.5 Routage

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

(Voir section 3.2.4)

Routage

Contrôle d'admission optimal pour des réseaux à haut débit Dans [56], nous considérons le problème du contrôle d'admission des appels avec deux types de connexions : les unes qui ont besoin de qualité de service (QS) telles que les classes CBR et VBR en ATM et les autres qui s'adaptent à la bande passante disponible (BE). Ces dernières ne sont pas soumises au

mécanisme du contrôle d'admission. Nous montrons qu'avec une légère augmentation du taux de rejet des connections QS on peut diminuer considérablement les délais des sessions BE. Nous formulons le problème comme un processus de décision markovien et nous obtenons la structure de la politique et de la valeur optimale. Nous terminons par une comparaison numérique de la politique optimale avec d'autres politiques plus simples et nous montrons que les politiques à seuil sont des bonnes approximations de la politique optimale.

Routage compétitif dans les réseaux avec des coûts polynomiaux Dans [32] et [16], on considère un réseau de topologie générale où les coûts sur les liens sont une fonction polynomiale de la charge. On formule le problème comme un réseau non-coopératif, c'est-à-dire où chaque usager décide pour lui même en maximisant uniquement sa propre utilité. Dans cet article, on a établi que, pour ce modèle, l'équilibre de Nash est unique si certaines conditions sont valables. L'équilibre de Nash converge vers l'équilibre de Wardrop quand le nombre de joueurs tend vers l'infini. Pour le cas où tous les usagers ont la même paire origine-destination, on montre que l'équilibre de Nash qu'on obtient est aussi l'optimum global.

Nous étudions aussi le cas où les utilisateurs envoient du trafic vers une destination à travers deux liens de capacités données d'une façon telle qu'un équilibre de Nash est obtenu. Sous une structure de coûts linéaire, nous présentons plusieurs schémas d'adaptation de la politique dynamique pour le calcul on-line de l'équilibre de Nash et l'étude de ses propriétés de convergence locale. Ces schémas adaptatifs ont besoin d'un minimum d'information de la part de chaque usager vis-à-vis des fonctions de coût/utilité des autres usagers [15].

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 [50], 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 [47], 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 [GPPR], 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

[GPPR] C. GAVOILLE, D. PELEG, S. PERENNES, R. RAZ, « Distance Labeling in Graphs », accepté par SODA'01.

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 $f(x, y) \leq d(x, y) \leq sf(l(x), l(y))$.

Dans [34] nous montrons comment calculer des «plus courts chemins» dans un réseau où le flot est non conservatif, on suppose alors que chaque arête e induit à la fois un délai $\delta(e)$ par bit et une multiplication du flot qui le traverse par un facteur $s(e)$. Classiquement, le facteur multiplicatif peut correspondre à l'adjonction d'une nouvelle couche de transport; dans le cas de trafic multimédia il peut aussi correspondre à un changement de format (avec ou sans perte) ou à une compression. Dans ce cas on recherche un plus court chemin sans critère de qualité. Ce type de problème est dit non-Markovien; en effet le coût de la partie terminale d'un chemin dépend de sa partie initiale, puisque le flot de données a pu être plus ou moins comprimé. Nous prouvons en fait comment ramener ce problème à un calcul de plus court chemin classique.

6.6 Algorithmique parallèle et distribuée

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

(Voir section 3.2.4)

Algorithmique discrète parallèle Sur les modèles BSP (Bulk Synchronous Parallel) et CGM (Coarse Grain Multicomputer), nous avons montré une implantation de l'algorithme aléatoire de Luby pour le problème de trouver l'ensemble indépendant maximal, qui prend un nombre de rondes de communications en $O(\log p)$ [28]. D'autre part, sur les hypercubes à grain fin, nous avons conçu une famille d'algorithmes de sélection du $k^{\text{ième}}$ élément parmi n . Cette famille est basée sur différents algorithmes de tri et son meilleur membre a une complexité temporelle en $O(\log n \log^* n)$ sur un hypercube possédant n processeurs.

Problèmes de flips 3D Les maillages sont une structure très répandue pour le calcul numérique. Les maillages 3D en tétraèdres, en particulier, ont été souvent utilisés pour modéliser des structures irrégulières. De nombreux problèmes se posent lorsque l'on désire travailler avec plusieurs maillages en même temps, ou lorsque l'on désire faire évoluer la structure d'un maillage au cours du temps.

Etant donné un volume V dans l'espace, s'appuyant sur un polyèdre fini, on considère un ensemble de sommets S incluant les sommets du polyèdre et plusieurs sommets internes à V . Etant donné un maillage, c'est à dire un ensemble de tétraèdres s'appuyant sur les sommets de S et partitionnant V , on se penche sur l'opération de flip qui consiste à changer localement le maillage en remplaçant trois tétraèdres entourant une arête par deux tétraèdres partageant une face et en visibilité mutuelle, et réciproquement.

Nous avons identifié l'ensemble des maillages à 6 points convexes et donné les flips possibles pour ces ensembles. Cette étude a posé la base d'un petit programme d'amélioration de la qualité des maillages par des opérations de flip 3D [62].

Optimisation distribuée Nous avons enfin étudié comment assurer la lecture parallèle d'une grande base de données par diverses machines. Pour cela on considère le modèle suivant : on souhaite organiser la base de données en un certain nombre de bancs mémoire (k), la base contient $|T|$ enregistrements, et l'organisation est effectuée au préalable (off-line). La consultation des bancs mémoire est exclusive et non coordonnée; l'objectif est de trouver un protocole assurant que, quelque soit l'ensemble de r requêtes effectuées par les machines, il n'y ait pas ou peu de conflits. On suppose $|T| \gg r$ et on a deux objectifs : utiliser «peu» de bancs (un polynôme en n) et ne pas trop répliquer la base (la somme des tailles des bancs (redondance) doit être proche de T).

Pour cela nous utilisons un algorithme aléatoire et un codage de chaque enregistrement réparti sur plusieurs bancs (chaque enregistrement est partiellement répliqué). Lors d'une requête chaque machine consulte donc aléatoirement et plusieurs fois des bancs mémoire tirés en partie au hasard. Cette consultation permet de reconstituer la donnée originale. Nous avons proposé deux protocoles [33, 38]; l'un assure une quasi-absence de conflit, l'autre assure qu'il y a peu d'accès concurrent.

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

7.1 Contrat OSSA

Mots clés : Simulation, trafic routier, systèmes complexes.

(Voir section 4.1) Contrat 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 modélisation de trafic dans un *framework* unifié. C'est une coopération de 3 ans (fin de contrat avril 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, et WS Atkins (GB).

7.2 Contrat RNRT – PORTO

Mots clés : Télécommunications, Réseaux wdm, réseaux optiques.

(Voir section 4.5) Planification et optimisation de réseaux optiques utilisant le multiplexage en longueurs d'onde (WDM). Contrat de 2 ans (07/1999-06/2001) avec Alcatel (Marcoussis) et France Télécom R&D (Issy les Moulineaux, Lannion, Sophia Antipolis). Résultats escomptés : dimensionnement de grands réseaux et utilisation de brasseurs optiques.

7.3 CTI avec le CNET

Mots clés : Télécommunications, SDH, dimensionnement de réseaux.

(Voir section 4.5) Dimensionnement pour les services SDH aux entreprises, axe 7 thème 2 : Optimisation de réseaux des CTI CNET. Contrat de recherche de 2 ans (07/1999-06/2001) impliquant aussi le projet RECIF de l'IS3 v et France Télécom R&D (Sophia Antipolis et Issy

les Moulineaux). Résultats escomptés : aide à la tarification et au dimensionnement des réseaux en boucles.

7.4 Contrat ALCATEL Toulouse

Mots clés : Optimisation d'accès, planification.

Planification et optimisation de l'accès satellite en bande Ka.

Contrat de recherche sur trois ans, en collaboration avec le projet MISTRAL, de 09/2000 à 09/2003. Résultats escomptés : définition d'algorithmes d'optimisation, et propriétés sur l'optimisation du codage.

7.5 Collaboration avec le CNES Toulouse

Mots clés : routage, constellation de satellites.

(Voir section 4.4) La collaboration bilatérale s'est manifestée par l'embauche comme post-doc CNES d'O. Dalle (recruté depuis dans le projet) pour deux ans (01/99 – 09/00) sur l'allocation des ressources des satellites de télécommunication pour le protocole ATM.

8 Actions régionales, nationales et internationales

8.1 Actions régionales

8.1.1 Action COLOR

Outils d'aide à l'analyse financière

Collaboration avec le projet OMEGA pour la construction d'un système d'aide à la décision pour des investisseurs particuliers, basé sur l'Analyse Technique, modélisant le comportement des marchés financiers [65].

8.2 Actions nationales

8.2.1 Programme Télécoms CNRS

Ce programme de 3 ans (oct. 97 – sept. 00) concerne les communications satellitaires et en particulier les aspects théoriques de conception de réseaux embarqués (Voir section 4.2).

8.3 Actions européennes

8.3.1 Projet RTN-ARACNE

MASCOTTE participe au projet européen ARACNE *Approximation and Randomized Algorithms for Communication Networks* (2000–2003). 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.

8.4 Actions internationales

8.4.1 Programme INRIA–CNPq (Brésil)

Projet *QoS pour les réseaux sans fil* avec l'université fédérale de Minas Gerais (1999-2000). Ce projet a pour but d'étudier des problèmes de qualité de service sur les réseaux sans fil. Participent aussi à ce projet Eurécom et le LIMOS de Clermont-Ferrand.

8.5 Visites et invitations de chercheurs

- Adrea Clementi (univ. de Rome, Italie), du 10/09/00 au 17/09/00
- Olivier Delmas (univ. de Bordeaux, France), du 07/08/00 au 27/08/00
- Mikail Elkin (Weizmann Institute, Israël), du 17/09/00 au 06/10/00
- Pierre Fraigniaud (CNRS, LRI, Univ. d'Orsay, France), du 16/01/00 au 23/01/00
- Frédéric Havet (univ. d'Oxford, Grande Bretagne), du 17/07/00 au 11/08/00
- Pavol Hell (Simon Fraser univ., Canada), du 28/08/00 au 15/09/00
- David Peleg (Weizmann Institute, Israël), du 06/02/00 au 16/02/00
- Timothy Pinkston (univ. of South California, USA), du 20/03/00 au 31/05/00
- Geraldo Robson Mateus (univ. de Minas Gerais, Brésil), du 10/06/00 au 17/06/00
- Arunhaba Sen (univ. of Arizona, USA), du 24/05/00 au 27/05/00
- David Toth (univ. de Budapest, Hongrie), du 17/04/00 au 20/04/00 et du 14/08/00 au 18/08/00
- Joseph Yu (Simon Fraser univ., Canada), du 21/05/00 au 03/07/00

8.6 Séjours à l'étranger

- *J.-C. Bermond* a séjourné trois semaines (juillet) au CTI Patras (Grèce).
- *A. Ferreira* a visité les universités de Catania (juin), et Minas Gerais (novembre).
- *J. Galtier* a séjourné à l'université de Minas Gerais (Brésil) deux semaines en juillet, dans le cadre de la coopération INRIA/CNPq.
- *T. Jiménez* a visité l'université de Los Andes, en Mérida, Vénézuéla, du 8 octobre au 1 décembre.
- *S. Pérennes* a séjourné à l'université de Bello Horizonte (15 jours) et à l'université de Patras (3 semaines).

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 aussi membre de la commission de spécialistes de la 27^e section de l'UNSA et membre «*nommé, suppléant*» de la commission de spécialistes 27^e section de l'UTC; et membre du Comité des projets de l'I3S.

– *A. Ferreira* : est membre 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^e 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.

– *A. Ferreira* : co-président du comité d'édition du journal électronique *Discrete Mathematics and Theoretical Computer Science – Parallel Algorithms and Architectures*, chez International Thompson. 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 Organisation d'éditions spéciales de revues internationales

– *A. Ferreira* : ParCo (Parallel Computing – Special Issue on High Performance Computing in Operations Research) [11].

9.1.4 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 – école d'Hiver des Télécommunications de Sophia Antipolis*, IEEE Irregular – *Solving Irregularly Structured Problems in Parallel*, STACS – *Symposium on the Theoretical Aspects of Computer Science*, WOCCS – *IEEE Workshop on Optical Communications in Computer Systems*.

9.1.5 Organisation de colloques et d'écoles

- *O. Dalle* : fait partie du comité d'organisation d'EcoTel.
- *A. Ferreira* : a participé à l'organisation du colloque AlgoTel sur l'algorithmique des télécommunications (*Computational Telecommunications*) et de l'École CIMPA sur le Calcul Parallèle. En outre, en 1998, il a mis en place l'école d'Hiver des Télécommunications de Sophia Antipolis. Le thème en 2000 a été la couche physique et transmission. Cette école est parrainée par Club Hi-Tech, CNRS, ESSI, Eurécom, INRIA, Telecom Valley et l'UNSA. Elle compte aussi avec le soutien du MENRT et de l'action TAROT du GdR ARP du CNRS.
- *J. Galtier et A. Laugier* : ont assuré la responsabilité scientifique d'ECOTEL'99 avec P. Mahey (ISIMA Clermont Ferrand).

9.1.6 Participation à des comités de programme ou d'organisation

- *A. Ferreira* : ICALP, SIROCCO, ARACNE Workshop, PDCS (Parallel and Distributed Computing and Systems), PDCAT (Parallel and Distributed Computing Applications and Techniques), BioSP3 (Bio-Inspired Solutions to Parallel Processing Problems), ISPAN (International Symposium on Parallel Algorithms, Architectures and Networks).
- *P. Mussi* : est membre des comités de programme de ACM Sigmetrics 2000, 33rd Annual Simulation Symposium (2000), European Simulation Symposium 2001.
- *S. Pérennes* : ACM Dial M for Mobility, Algotel2000.

9.2 Enseignement universitaire

9.2.1 Thèses

- Les thèses suivantes ont été soutenues en 2000 :
 - B. Beauquier* : Communications dans les réseaux optiques par multiplexage en longueur d'onde, soutenue le 17 Janvier 2000 à l'université de Nice-Sophia Antipolis.
 - T. Jiménez* : Simulation de trafic routier: Étude des méthodologies de modélisation et parallélisation et mise en œuvre, soutenue le 26 Septembre 2000 à l'université de Nice-Sophia Antipolis.
 - N. Marlin* : Communications structurées dans les réseaux, soutenue le 16 Juin 2000 à l'université de Nice-Sophia Antipolis.
- Les thèses suivantes sont en cours dans le projet :
 - S. Choplin* : Routage dans les réseaux ATM et optiques,
 - D. Coudert* : Construction algorithmique et optimisation de graphes et d'hypergraphes appliqués aux réseaux de télécommunication,
 - 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 Jurys de thèse

- *J-C. Bermond* : a participé aux jurys de thèse de B. Beauquier (directeur), T. Jiménez (examineur), N. Marlin (directeur),
- *A. Ferreira* : a participé aux jurys de P. Gvozdjak (SFU, Canada. rapporteur) et A. Qayyum (INRIA. rapporteur).
- *M. Syska* : a participé au jury de thèse de M. Marache (examineur). Application à l'ingénierie de la construction d'architectures client/serveur pour des applications de réalité virtuelle fondées sur des données STEP, 14 avril 2000, UNSA.
- *S. Pérennes* : a participé au jury de thèse de N. Marlin.

9.2.3 Stages

- J-C. Bermond, E. Darrot et S. Pérennes ont encadré le stage [69] de F. Maginot du DEA MDFI (Marseille) portant sur les réseaux tolérants aux pannes.
- J-C. Bermond et D. Coudert ont encadré le stage [73] de B. Wack (1^{re} année ENS-Lyon) portant sur les réseaux optiques à multiplexage en longueur d'onde : une étude sur le placement des convertisseurs.
- J-C. Bermond et S. Pérennes ont encadré le stage [68] de N. Lichiardopol du DEA MDFI (Marseille) portant sur les points fixes des rotations complètes dans un graphe de Cayley orienté.
- A. Ferreira a encadré le stage [65] de 3^e année ESSI de G. Conjat portant sur le développement d'un outil d'analyse technique.
- A. Ferreira et S. Pérennes ont encadré le stage [72] de DEA RSD et 3^e année magistère d'informatique de l'ENS Lyon de H. Rivano portant sur les problèmes de coloration fractionnaire dans les réseaux optiques.
- J. Galtier a encadré le stage [62] de DEA Informatique (ESSI) de F. Blanc portant sur les problèmes de flips 3D.
- P. Mussi a encadré le stage [66] de l'ISIMA de J. Gavet sur Hipertrans : validation et modification des algorithmes, et le stage [71] de DEA RSD de J. Plouchart sur des propositions méthodologiques pour la simulation multi-niveaux.
- S. Pérennes a encadré le stage [67] de deuxième année de G. Huiban (ISIMA) sur les problèmes de groupage dans les réseaux de télécommunication.
- M. Syska a encadré les stages [64, 70] de B. Bongiovanni (DESS Télécom) et de G. Masson (DESS ISI) portant sur la création d'une interface graphique de la plate-forme PORTO ainsi que celui [63] de P. Boffa portant sur l'internet dynamique.

9.2.4 Premier et second cycles

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

9.2.5 Troisième cycle

MASCOTTE a pris une part importante dans la demande, la mise en place et l'organisation du DEA Réseaux et Systèmes Distribués (en collaboration avec EURECOM, le CMA, le CNET et IBM), dont le responsable était jusqu'au 30/09/00 J-C. Bermond.

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 MDFI à Marseille,
cours Réseaux d'Interconnexion (J-C. Bermond),
- DEA et DESS UNSA, et ESSI3,
 - Algorithmique Parallèle et Distribuée, (J-C. Bermond, M. Syska),
 - Modélisation et évaluation de Performances (P. Mussi),
 - Administration Réseaux et Systèmes (M. Syska),
 - Conception et algorithmique des réseaux de télécommunication (B. Beauquier, J-C. Bermond, S. Pérennes)

9.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations

9.3.1 Conférenciers invités

- *J-C. Bermond* : DISC 2000, Toledé, Espagne, Octobre 2000.
- *A. Ferreira* a été invité à faire une conférence aux manifestations suivantes :
 - Rencontres Francophones sur l'Algorithmique des Télécommunications (AlgoTel'00), La Rochelle, mars 2000,
 - Colloque «Sciences des Réseaux» des Académies de Sciences Française et Chinoise, Pékin, octobre 2000.

Il a été invité à faire un séminaire à l'institut suivant :

- Université Fédérale de Minas Gerais, Brésil, décembre 1998.
- *J. Galtier* : a été invité à la conférence SSGRR 2000, L'Aquila, Italie, août 2000.

9.3.2 Participation à des réunions scientifiques

– *B. Beauquier, J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, X. Hardy, A. Laugier, S. Pérennes et M. Syska* ont participé aux réunions du projet RNRT PORTO à Sophia Antipolis (2), Issy les Moulineaux (3) et Marcoussis (1).

– *B. Beauquier, J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, 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, S. Pérennes et J-N. Petit* ont participé aux réunions de l'Action Transversale TAROT du GdR ARP.

– *O. Dalle* : a participé à la 1^{re} revue du projet ASIMUT (RNRT Constellations, le 4/12/2000).

– *P. Mussi et D. Sagnol* ont participé aux réunions du projet Ossa à Valence, Amsterdam, Hambourg et Namur, et au groupe de travail MMS à Nantes, Paris, Sophia Antipolis, Clermont-Ferrand.

9.3.3 Participations à des conférences

– *J-C. Bermond et S. Choplin* : ont participé aux *Colloque International Graphes, et Combinatoire* de Marseille du 28 août au 1er septembre

– *D. Coudert, H. Rivano, J-N. Petit, S. Choplin, A. Ferreira, J. Galtier* ont participé aux 2^e Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (Algo-Tel'2000) du 10 au 12 mai 2000 à La Rochelle.

– *O. Dalle* : a participé au 6^e Workshop *Simulation in European Space Programs* [44] de l'Agence Spatiale Europeene à Noordwijk, Pays-Bas, les 11 et 12 octobre 2000.

– *A. Ferreira* : a participé aux conférences IEEE WOCCS, Algotel'00, STACS, IEEE IPDPS, IEEE Irregular.

– *J. Galtier* : a participé au *Colloque International ICPP'2000* à Toronto (Canada) du 21 au 24 août 2000.

– *T. Jiménez* a participé à INFOCOM 2000 en Tel Aviv, Israël, du 26 au 30 mars 2000.

– *T. Jiménez* a participé à la CDC 2000 en Sydney, Australie, du 12 au 15 décembre 2000.

– *P. Mussi* : European Simulation Symposium 2000, Hambourg (Allemagne), European Simulation Multiconference 2000, Gand (Belgique), Western Simulation Conference 2000, San Diego (USA).

– *S. Pérennes* : ICALP et workshop ARACNE, Genève, juillet 2000.

9.3.4 Participations à des écoles

– *B. Beauquier* a participé en tant qu'exposant à Ecotel'99 ainsi que S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, J-N. Petit et H. Rivano en tant qu'auditeurs.

– *B. Beauquier, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, N. Marlin et S. Pérennes* ont participé à l'école d'Hiver d'Alpe d'Huez sur les Méthodes Nouvelles en Mathématiques Discrètes.

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. <http://www-sop.inria.fr/sloop/personnel/Stephane.Perennes/Pubs/Bal96b.ps>.
- [3] B. BEAUQUIER, P. HELL, S. PERENNES, «Optimal wavelength-routed multicasting», *Discrete Applied Mathematics* 84, 1998, p. 15–20.
- [4] J.-C. BERMOND, F. ERGINCAN, «Bus Interconnection Networks», *Discrete Applied Mathematics* 68, 1996, p. 1–15, <http://www-sop.inria.fr/sloop/personnel/Jean-Claude.Bermond/SOURCEPS/Be%Er96.ps>.
- [5] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PERENNES, «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 2000.
- [6] H. BOURDIN, A. FERREIRA, K. MARCUS, «A performance comparison between graph and hypergraph topologies for passive star WDM lightwave networks», *Computer Networks and ISDN Systems* 8, 30, mai 1998, p. 805–819.
- [7] 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.
- [8] 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.
- [9] P. MUSSI, G. SIEGEL, «Extending the Prosit System to Support Distributed Simulation», *in : European Simulation Symposium*, Gênes, Italie, octobre 1996.
- [10] J. D. RUMEUR, *Communications dans les réseaux de processeurs*, Masson, décembre 1994.

Livres et monographies

- [11] A. FERREIRA, G. KINDERVATER (éditeurs), *Parallel Computing – Special Issue on High Performance Computing in Operations Research*, 26, 1, Elsevier Science B. V., 2000.

Thèses et habilitations à diriger des recherches

- [12] B. BEAUQUIER, *Communications dans les réseaux optiques par multiplexage en longueur d'onde*, thèse de doctorat, université de Nice-Sophia Antipolis – STIC, janvier 2000.
- [13] T. JIMÉNEZ, *Simulation de trafic routier: Étude des méthodologies de modélisation et parallélisation et mise en œuvre*, thèse de doctorat, université de Nice-Sophia Antipolis, septembre 2000.

- [14] N. MARLIN, *Communications Structurées dans les Réseaux*, thèse de doctorat, université de Nice-Sophia Antipolis, juin 2000.

Articles et chapitres de livre

- [15] E. ALTMAN, E. BAÇSAR, T. JIMÉNEZ, N. SHIMKIN, «Routing into Two Parallel Links:Game-Theoretic Distributed Algorithms», *Journal of Parallel and Distributed Computing*, Special Issue on Routing in Computer and Communication Networks, 2000.
- [16] E. ALTMAN, E. BAÇSAR, T. JIMÉNEZ, N. SHIMKIN, «Competitive Routing in Networks with Polynomial Cost», *IEEE Trans. on Automatic Control*, 2001.
- [17] E. ALTMAN, T. JIMÉNEZ, G. KOOLE, «On optimal call admission control», *IEEE Trans. on Communications*, 2000.
- [18] E. ALTMAN, T. JIMÉNEZ, G. KOOLE, «Comparing tandem queueing systems and their fluid limits», *PEIS*, 2, 2001.
- [19] B. BEAUQUIER, E. DARROT, «Arbitrary size Waksman networks and their vulnerability», *Parallel Processing Letters A paraître*, 2000, Version courte parue dans les Actes des 1^{res} Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'99).
- [20] P. BERGÉ, A. FERREIRA, J. GALTIER, S. PETIT, «A Probabilistic Study of Inter-Satellite Links Load in Polar Orbit Satellite Constellations», *Telecommunication Systems*, 2000.
- [21] J.-C. BERMOND, J. BOND, C. MARTIN, A. PEKEC, F. S. ROBERTS, «Optimal orientation of annular networks», *JOIN 1*, 1, 2000, p. 21–46.
- [22] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PÉRENNES, «Directed Virtual Path Layout in ATM networks», *Theoretical Computer Science "special issue on DISC'98"*, 2000.
- [23] J.-C. BERMOND, S. MARSHALL, M. YU, «Improved bounds for gossiping in mesh-bus networks», *JOIN 1*, 1, 2000, p. 1–19.
- [24] P. BERTHOMÉ, A. FERREIRA, S. PÉRENNES, G. PLAXTON, B. MAGGS, «Sorting-based selection algorithms on hypercubic networks», *Algorithmica* 26, 2000, p. 237–254.
- [25] D. COUDERT, A. FERREIRA, X. MUÑOZ, «Multiprocessor Architectures Using Multi-Hop Multi-OPS Lightwave Networks and Distributed Control», *IEEE-OSA Journal on Lightwave Technologies*, 2000.
- [26] 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.
- [27] A. FERREIRA, A. GOLDMAN, S. W. SONG, «Broadcasting in bus interconnection networks», *Journal of Interconnection Networks - JOIN 1*, 2, 2000, p. 73–94.
- [28] A. FERREIRA, N. SCHABANEL, «A randomized BSP/CGM algorithm for the maximal independent set», *Parallel Processing Letters* 9, 3, 2000, p. 411–422.
- [29] M. FLAMMINI, PÉRENNES, «Lower Bounds on systolic gossiping.», *Information and Computation*, 2000, A paraître.

- [30] J. GALTIER, «Geographical reservation for guaranteed handover and routing in low earth orbit constellations», *Telecommunication Systems*, 2000.
- [31] M.-C. HEYDEMANN, N. MARLIN, S. PÉRENNES, «Complete Rotations in Cayley Graphs», *European Journal of Combinatorics*, 2000.

Communications à des congrès, colloques, etc.

- [32] E. ALTMAN, E. BAÇSAR, T. JIMÉNEZ, N. SHIMKIN, «Competitive Routing in Networks with Polynomial Cost», in : *IEEE Infocom 2000*, p. 1586–1593, mars 2000.
- [33] A. ANDREEV, A. CLEMENTI, P. PENNA, J. ROLIM, «Parallel Read Operations Without Memory Contention», in : *Electronic Colloquium on Computational Complexity, TR00-53*, 2000.
- [34] B. BEAUQUIER, K. CANDAN, A. FERREIRA, S. PÉRENNES, A. SEN, «On shortest path problems with “non-Markovian” link contribution to path lengths», in : *Proc. of IFIP/TC6 Networking 2000 Conference*, Paris, France, mai 2000.
- [35] P. BERGÉ, A. FERREIRA, J. GALTIER, S. PETIT, «A probabilistic study of inter-satellite links load in polar orbit satellite constellations», in : *2^e rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2000)*, p. 137–142, La Rochelle, France, Mai 2000.
- [36] J.-C. BERMOND, A. BONNECAZE, T. KODATE, S. PÉRENNES, P. SOLÉ, «Broadcasting in hypercubes in the circuit switched model», in : *Proc. Conference IPDPS 2000, Cancun, Mexico, May 2000*, p. 21,26, 2000.
- [37] J.-C. BERMOND, L. CHACON, D. COUDERT, F. TILLEROT, «Design d'un réseau WDM protégé par sous-réseaux», in : *Conference ALGOTEL, soumis à ICC 2001*, p. 83–88, mai 2000.
- [38] G. BONGIOVANNI, A. CLEMENTI, P. PENNA, «A Note on Parallel Read Operations on Large Public Databases», in : *Proc. of ARACNE-00, International Workshop on Approximation and Randomized Algorithms in Communication Networks, Carleton Scientific Press*, p. 123–133, 2000.
- [39] A. CLEMENTI, A. FERREIRA, P. PENNA, S. PÉRENNES, R. SILVESTRI, «The Minimum Range Assignment Problem on Linear Radio Networks», in : *Proc. of ESA-00, 8th Annual European Symposium on Algorithms, LNCS*, 1879, p. 143–154, 2000.
- [40] A. CLEMENTI, P. PENNA, R. SILVESTRI, «On The Power Assignment Problem in Radio Networks», in : *Electronic Colloquium on Computational Complexity, TR00-54*, 2000.
- [41] A. CLEMENTI, P. PENNA, R. SILVESTRI, «The Power Range Assignment Problem in Radio Networks on the Plane», in : *Proc. of STACS-00, 17th Annual Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science, LNCS*, 1770, p. 651–660, 2000.
- [42] D. COUDERT, A. FERREIRA, S. PÉRENNES, «De Bruijn Isomorphisms and Free Space Optical Networks», in : *IEEE IPDPS 2000*, IEEE Press, p. 769–774, 2000.
- [43] P. CRESCENZI, G. GAMBOSI, P. PENNA, «On-Line Algorithms for the Channel Assignment Problem in Cellular Networks», in : *Proc. of ACM DIALM-2000, 4th International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, p. 1–7, 2000.

-
- [44] O. DALLE, P. MUSSI, C. RIGAL, V. SUTTER, «ASIMUT: An Environment for the Simulation of Multi-Media Satellite Telecommunication Networks», in: *Proc. 6th ESA Workshop on Simulation in European Space Programs, Noordwijk, NL*, octobre 2000, <http://www-sop.inria.fr/mascotte/Olivier.Dalle/Postscript/ESA-SESP2000.ps.gz>.
- [45] A. FERREIRA, J. GALTIER, P. MAHEY, G. MATEUS, A. OLIVEIRA, «An Optimization Model for Routing in Low Earth Orbit Satellite Constellations», in: *Proceedings of ISPAN*, Dallas, USA, décembre 2000.
- [46] A. FERREIRA, J. GALTIER, S. PÉRENNES, «Approximation of a straight line in a bounded lattice», in: *2^e rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2000)*, p. 53–58, La Rochelle, France, Mai 2000.
- [47] P. FRAIGNIAUD, A. PELC, D. PELEG, S. PÉRENNES, «Assigning labels in unknown anonymous networks», in: *Proceedings of PODC 2000, (Nineteenth Annual ACM SIGACT-SIGOPS Symposium on PRINCIPLES OF DISTRIBUTED COMPUTING)*, p. 101–112, 2000.
- [48] J. GALTIER, S. LANTERI, «On overlapping partitions», in: *Proceedings of the 2000 International Conference on Parallel Processing*, D. J. Lilja (éditeur), p. 461–468, Toronto, Canada, août 2000.
- [49] J. GALTIER, «Routing issues for LEO satellite constellations», in: *International Conference on Advances in Infrastructure for Electronic Business, Science, and Education on the Internet (SSGRR 2000)*, L'Aquila, Italie, juillet 2000.
- [50] L. GARGANO, A. PELC, S. PÉRENNES, U. VACCARO, «Efficient communication in unknown networks», in: *Proc. of WG'2000 - 26th International Workshop on Graph-Theoretic Concepts in Computer Science*, 2000. A paraître.
- [51] S. HADDAD, A. LAUGIER, J.-F. MAURRAS, «Designing telecommunication networks with global capacities under survivability constraints», in: *ECCO XIII*, 2000.
- [52] S. HADDAD, A. LAUGIER, J.-F. MAURRAS, «Global designing of telecommunication networks», in: *CO 2000*, 2000.
- [53] M.-C. HEYDEMANN, N. MARLIN, S. PÉRENNES, «Rotational Cayley Graphs on Transposition Generated Groups (Extended Abstract)», in: *6^{ème} Colloque International de Théorie des Graphes, Electronical Notes in Discrete Mathematics*, Elsevier Science, p. 187–190, 2000.
- [54] T. JIMÉNEZ, P. MUSSI, G. SIEGEL, «The distribution and partitioning scheme of the HIPERTRANS traffic simulator», in: *European Simulation Symposium 2000*, Hamburg, Allemagne, 2000.
- [55] T. JIMÉNEZ, P. MUSSI, G. SIEGEL, «A road traffic simulator: car-following and lane-changing», in: *European Simulation Multiconference 2000*, Gent, Belgique, 2000.
- [56] T. JIMÉNEZ, «Optimal Admission Control for High Speed Networks: A Dynamic Programming Approach», in: *IEEE Conference on Decision and Control*, decembre 2000.
- [57] A. LAUGIER, P. MAHEY, «Design of multi-level-protocol data networks», in: *2^e rencontres francophones sur les Aspects Algorithmiques des Telecommunications (ALGOTEL'2000)*, p. 107–111, La Rochelle, France, Mai 2000.
- [58] F. MILLO, P. BROWN, A. LAUGIER, T. MOUTON, «Aloes a new planning tool for heterogeneous dat networks», in: *Networks 2000 in Toronto*, 2000.

- [59] P. PENNA, « Succinct Representations of Model Based Belief Revision », *in: Proc. of STACS-00, 17th Annual Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science, LNCS*, 1770, p. 205–216, 2000.

Rapports de recherche et publications internes

- [60] B. BEAUQUIER, O. DELMAS, S. PÉRENNES, « Tight bounds for broadcasting in the linear cost model », *Rapport de Recherche n° 3827*, INRIA, novembre 2000, soumis à *Journal of Interconnection Networks*.
- [61] E. DARROT, « Convention A11518 INRIA–Alcatel Space Industries », *rapport de contrat, version révisée*, INRIA Sophia Antipolis, France, Mai 2000.

Divers

- [62] F. BLANC, *Problèmes de flips 3D*, rapport de stage, ESSI, Sophia Antipolis, France, 2000.
- [63] P. BOFFA, *L'internet dynamique*, rapport de stage de deuxième année, DUT Infocom IUT de Nice côte d'azur, UNSA Nice - Sophia Antipolis, 2000.
- [64] B. BONGIOVANNI, *IGP Interface Graphique pour PORTO*, rapport de stage, DESS Telecoms, UNSA Nice - Sophia Antipolis, 2000.
- [65] G. CONJAT, *Data Mining sur le Web avec applications à l'Analyse Technique des Marchés financiers*, rapport de stage, ESSI Sophia Antipolis, 2000.
- [66] J. GAVET, *Hipertrans: validation et modification des algorithmes*, rapport de stage de deuxième année, ISIMA, Clermont-ferrand, 2000.
- [67] G. HUIBAN, *Les problèmes de groupage dans les réseaux de télécommunication*, rapport de stage de deuxième année, ISIMA, Clermont-Ferrand, 2000.
- [68] N. LICHARDOPOL, *Points fixes des rotations complètes dans un graphe de cayley orienté*, rapport de stage, DEA MDFI, Marseille, 2000.
- [69] F. MAGINOT, *Réseaux tolérants aux pannes*, rapport de stage, DEA MDFI, Marseille, 2000.
- [70] G. MASSON, *IGP Interface Graphique pour PORTO*, rapport de stage, DESS Telecoms, UNSA Nice - Sophia Antipolis, 2000.
- [71] J. PLOUCHART, *Propositions méthodologiques pour la simulation multi-niveaux*, rapport de stage, Université de Nice Sophia Antipolis, DEA RSD, 2000.
- [72] H. RIVANO, *La coloration fractionnaire appliquée à la résolution de problèmes de planification de réseaux optiques WDM*, rapport de stage, DEA-RSD Nice-Sophia Antipolis, Ecole Normale Supérieure de Lyon, 2000.
- [73] B. WACK, *Réseaux optiques à multiplexage en longueur d'onde*, rapport de stage de magistère d'informatique, ENS-Lyon, 2000.