

Projet SLOOP

Simulation, Langages à Objets et Parallélisme

Sophia Antipolis

THÈME 1A



*R*apport
d'Activité

1999

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	6
3.2.1	Aperçu des outils et méthodes utilisés	6
3.2.2	Quelques exemples caractéristiques	7
3.2.3	Modélisation et conception de réseaux	9
3.2.4	Algorithmique des communications	10
3.2.5	Algorithmique du parallélisme	11
4	Domaines d'applications	13
4.1	Simulation de trafic routier	13
4.2	Réseaux embarqués tolérants aux pannes	13
4.3	Constellation de Satellites	13
4.4	Conception, dimensionnement de réseaux de télécommunication	14
4.4.1	WDM	14
4.4.2	SDH	15
4.4.3	Réseaux de type ATM	15
4.5	Architectures Optiques: OTIS, OPS	16
4.6	Algorithmique parallèle et distribuée	16
4.6.1	Calcul parallèle	16
4.6.2	Communications	16
4.6.3	Algorithmique distribuée	17
5	Logiciels	17
5.1	PROSIT	17
5.2	SAMOA	17
5.3	Logiciels et brevet pour réseaux embarqués	17
6	Résultats nouveaux	18
6.1	Simulation et systèmes à événements discrets	18
6.2	Algorithmique et structures discrètes	19
6.2.1	Conception de familles contraintes de graphes pour les télécoms	19
6.2.2	Communications mobiles	20
6.2.3	Dimensionnement de réseau	21
6.2.4	Algorithmique parallèle & distribuée	21

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)	23
7.1 Contrat HIPERTRANS	23
7.2 Contrat RNRT – Constellation de Satellites	23
7.3 Contrat RNRT – PORTO	23
7.4 CTI avec le CNET	24
7.5 Contrat ALCATEL Toulouse	24
7.6 Collaboration avec le CNES Toulouse	24
8 Actions régionales, nationales et internationales	24
8.1 Actions nationales	24
8.1.1 Action Incitative COMMOBIL	24
8.1.2 Programme Télécoms CNRS	24
8.2 Actions européennes	25
8.2.1 Contrat Bilatéral / Grèce –PLATON	25
8.3 Actions internationales	25
8.3.1 Programme franco-israélien sur les autoroutes de l'information	25
8.3.2 Contrat Trilatéral OTAN	25
8.3.3 Programme INRIA–CNPq (Brésil)	25
8.4 Visites et invitations de chercheurs	25
8.5 Séjours à l'étranger	26
9 Diffusion de résultats	26
9.1 Animation de la communauté scientifique	26
9.1.1 Participation à des commissions	26
9.1.2 Participation à des comités d'édition	26
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	27
9.1.6 Participation à des comités de programme ou d'organisation	27
9.2 Enseignement universitaire	27
9.2.1 Thèses	27
9.2.2 Jurys de thèse	28
9.2.3 Stages	28
9.2.4 Premier et second cycles	28
9.2.5 Troisième cycle	28
9.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations	29
9.3.1 Conférenciers invités	29
9.3.2 Participation à des réunions scientifiques	29
9.3.3 Participations à des conférences	30
9.3.4 Participations à des écoles	30
9.3.5 Vulgarisation	30
10 Bibliographie	31

SLOOP 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)

Michel Syska [Maître de conférences, UNSA]

Personnel CNET

Jérôme Galtier [Ingénieur Télécoms CNET, (post-doc ULM-TÉLÉCOMS)]

Ingénieurs experts

Eric Darrot [contrat Alcatel Space Industries]

Nathalie Furmento [contrat HIPERTRANS (jusqu'au 01/09/99)]

Peter Mammay [contrat RNRT CONSTELLATIONS]

Xavier Hardy [contrat PORTO depuis 01/09/99]

Collaborateur extérieur

Alexandre Laugier [France Telecom CNET]

Chercheurs invités

Adrea Clementi [Univ. de Rome, Italie, du 14/09/99 au 19/09/99]
Pierluigi Crescenzi [Univ. de Firenze, Italie, du 14/09/99 au 19/09/99]
Marcos Dos Santos [Univ. de Minas Gerais, Brésil, du 15/11/99 au 28/11/99]
Daniela Ferrero [Univ. Polytechnique de Catalogue, Italie, du 25/01/99 au 26/02/99]
Frédéric Havet [Univ. d'Oxford, Grande Bretagne, du 25/10/99 au 05/11/99]
Pavol Hell [Simon Fraser Univ., Canada, du 13/09/99 au 22/09/99]
Luisa Gargano [Univ. de Salerne, Italie, du 14/09/99 au 13/10/99]
Ralf Klasing [Univ. de Aachen, Allemagne, du 10/06/99 au 18/06/99]
Alberto Marchetti [Univ. de Rome, Italie, du 24/02/99 au 02/03/99]
Henrique Pacca Loureiro Luna [Univ. de Minas Gerais, Brésil, du 24/11/99 au 12/12/99]

Andrej Pelc [Univ. du Quebec, Canada, du 01/09/98 au 28/02/99]
Joachim Restrepo [Univ. de Medelina, Colombie, du 25/02/99 au 28/02/99]
Mauro Rocha [Univ. de Minas Gerais, Brésil, du 15/11/99 au 04/12/99]
Riccardo Silvestri [Univ. de l'Aquila, Italie, du 01/07/99 au 07/07/99]
Ugo Vaccaro [Univ. de Salerne, Italie, du 14/09/99 au 13/10/99]
Mario Valencia [Univ. Paris XI, LRI, du 08/03/99 au 13/03/99]
Joseph Yu [Simon Fraser Univ., Canada, du 15/06/99 au 15/07/99]

Chercheur Post Doctorant

Olivier Dalle [Post Doc au CNES]

Chercheurs doctorants

Bruno Beauquier [allocataire Moniteur Normalien, 3e année]
Sébastien Choplin [allocataire MENRT, 1e année]
David Coudert [allocataire Moniteur Normalien, 1e année]
Tania Jiménez [boursière Vénézuéla et ATER UNSA]
Nausica Marlin [sur contrat avec le CNET]
Paolo Penna [Thèse avec l'Université de Rome depuis Septembre 99]
Jean-Noël Petit [allocataire MENRT, 2e année]
David Toth [Thèse en cotutelle avec le BME en Hogrie]

Stagiaires

Sebastien Choplin [DEAMDFI Marseille (4 mois)]
Celine Fages [DEA RSD UNSA (6 mois)]
Aubin Jarry [ENS Lyon (2 mois)]
Paolo Penna [Université de Rome (6 mois)]
Marc Pichereau [ISIMA Clermont Ferrand (5 mois)]

2 Présentation et objectifs généraux

Ce projet, qui est commun au CNRS, à l'UNSA et à l'INRIA, a été créé en 1996.

Rappelons que l'objectif initial du projet était de développer des méthodes et des outils permettant l'utilisation efficace de machines multi-processeurs pour la simulation de systèmes à événements discrets.

Cet objectif a été atteint. En effet, le prototype de simulateur en environnement séquentiel PROSIT est en voie d'industrialisation, une application à la simulation de trafic routier est en fin de réalisation et un nouveau contrat européen est en cours de signature. Par ailleurs, la spécification et l'implémentation de l'extension distribuée de ce système ont été menées.

La réalisation de cet objectif a utilisé et motivé des recherches plus fondamentales dans trois domaines : simulation, programmation parallèle et/ou distribuée, algorithmique des communication du parallélisme.

Suite à l'évolution des effectifs du projet (départ au 01/01/99 de la composante objets qui a créé avec d'autres chercheurs le projet OASIS et de B. Gaujal au LORIA et arrivée ces dernières années d'A. Ferreira, S. Perennes et J. Galtier) et suite à l'évolution de la demande applicative, le projet a réorienté son domaine d'applications 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 (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

tations 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 SLOOP 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'ordonnancement 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.).

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*) $G = (V, E)$

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

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 place des valuations sur les arêtes qui correspondront à des capacités ou des largeurs de bande, ou on utilise des couleurs sur des chemins correspondant dans une fibre optique à la longueur d'onde qu'ils utilisent.

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

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

- le même problème pour un graphe non-orienté (déterminer, quand elles existent, k chaînes arête-disjointes reliant des paires de sommets fixées) est polynômial 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 polynômial pour $k \leq 2$; la généralisation de ce résultat vient juste d'être démontrée [49].

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

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

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

où d_i représente le poids de la connexion (s_i, t_i) , L_j est la charge de l'arête j et $\max_j(L_j)$ est la charge maximum d'une arête, que l'on souhaite minimiser. Lorsqu'il n'y a pas de contrainte sur les poids des connexions, le problème est NP-difficile, mais il devient polynômial si $d_i = 1$. On ne connaît pas sa complexité lorsque que d_i est supposé borné par une constante. Enfin, il existe un algorithme polynômial 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 polynômial.

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.

Nous pouvons classer nos recherches en trois grands 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 $N(\Delta, D)$.

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 $\log_2(n) + \log \log(n)$ alors que l'optimal est $\log(n)$. Les méthodes constructives sont loin d'être aussi efficaces et un grand nombre de constructions de *bons* réseaux (i.e. *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 poussée 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

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

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

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 colorier⁴ ses arêtes ou ses sommets ;
- l'existence de cycles Hamiltoniens⁵ (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 provenant du CNET :

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 diffusion⁶

4. Dans une coloration, les arêtes et/ou les sommets adjacents doivent recevoir des couleurs distinctes.

5. L'existence d'un cycle Hamiltonien assure que le réseau contient le cycle comme sous-topologie, ce problème est aussi lié au problème du voyageur de commerce.

6. consiste en l'envoi d'un message / l'établissement d'une communication depuis un sommet vers tous les autres

(*broadcasting*) ou une diffusion partielle⁷ (*multi-cast*). 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, cf section 3.2.5). Il peut aussi se rencontrer dans le domaine des télécommunications ou servir de base à la conception d'un réseau quand on ne dispose pas d'information sur le trafic (l'échange total reflète assez bien la superposition de nombreuses communications quelconques) ou 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, où l'on cherche une topologie logique capable d'écouler le trafic et vérifiant des contraintes de capacité, de nombre maximal de liens logiques partageant un même lien physique, ou encore de nombre de commutateurs. Dans le cas de réseaux de type WDM, 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.

3.2.5 Algorithmique du parallélisme

Le calcul parallèle de problèmes discrets traite, en bonne partie, de la solution d'un problème d'imagerie ou géométrique de taille n sur un ordinateur parallèle avec p processeurs. La solution parallèle est dite optimale si $T_{par} = O(\frac{T_{seq}}{p})$, où T_{par} et T_{seq} sont, respectivement, le temps parallèle et séquentiel requis pour résoudre le problème.

Le modèle théorique utilisé pour ce genre de problèmes a été, jusqu'à très récemment, celui où $\frac{n}{p} = O(1)$, aussi connu comme le modèle de parallélisme à *grain fin*. Toutefois, pour qu'un algorithme parallèle soit important en pratique, il doit être portable et extensible (*scalable*),

7. consiste en l'envoi d'un message / l'établissement d'une communication depuis un sommet vers un sous-ensemble des nœuds

i.e., il doit être applicable sur plusieurs ordinateurs parallèles et efficace pour un large intervalle de valeurs de $\frac{n}{p}$.

La conception de ce type d'algorithmes est l'un des grands objectifs de l'algorithmique parallèle depuis toujours, principalement parce que les architectures de la plupart des ordinateurs existants (e.g. Paragon d'Intel et T3E de Cray) sont composés de p processeurs standards (e.g. le Sparc), chacun avec une mémoire locale importante, connectés par un réseau d'interconnexion (e.g. grille, hypercube, fat-tree). Ces machines sont d'habitude à *gros grain* (i.e., la taille de chaque mémoire locale est beaucoup plus grande que $O(1)$).

Les modèles *Bulk Synchronous Processes* (BSP) and *Coarse Grained Multicomputer* (CGM) sont donc composés de p processeurs avec $O(\frac{n}{p})$ mémoire locale chacun, connectés par un réseau d'interconnexion quelconque ou par une mémoire partagée. Le terme «bulk» fait référence au fait que le grain de calcul est important et le terme «coarse-grained» fait référence au fait que (comme dans la pratique) la taille $O(\frac{n}{p})$ de chaque mémoire locale est définie «beaucoup plus large» que $O(1)$.

Nous remarquons que, s'il existe un algorithme optimal à grain fin avec $T_{par} = O(\frac{T_{seq}}{p})$, alors, au moins d'un point de vue théorique, le problème de l'extensibilité ne se pose pas. En effet, une simulation standard (aussi appelée simulation par «processeurs virtuels» dans plusieurs systèmes d'exploitation de machines parallèles) donne un algorithme optimal pour tout n et p . Cependant, pour la plupart des réseaux d'interconnexion utilisés dans la pratique, nombreux sont les problèmes pour lesquels il n'existe pas de telles solutions optimales à grain fin; ou encore, les algorithmes optimaux à grain fin sont impossibles à cause des limitations dues à la largeur de bande ou au diamètre (e.g. sur la grille).

Les algorithmes développés pour ces modèles ont pour but de proposer des résultats indépendants du réseau de communication des machines cibles pour que les algorithmes soient portables. Une des caractéristiques principales de cette approche est que toutes les communications entre les processeurs doivent être restreintes à un nombre constant d'étapes de communication globale. La stratégie de base est la suivante: on essaye de combiner des algorithmes séquentiels optimaux existants avec un routage global et un mécanisme de partitionnement efficaces. Chaque processeur résout alors en séquentiel un nombre constant de sous-problèmes de taille $O(\frac{n}{p})$ et on utilise un très petit nombre d'étapes de communication pour permuter les sous-problèmes parmi les processeurs. À la fin, chaque processeur combine les solutions des sous-problèmes pour déterminer sa partie de la solution *globale*, partie de taille $O(\frac{n}{p})$.

Cette description est aussi brève que simplifiée. Les vrais algorithmes font plus que seulement permuter des données. En fait, la vraie difficulté se trouve dans le développement des schémas de partitionnement cohérents, puisque chaque processeur résout seulement un très petit nombre de sous-problèmes de taille $O(\frac{n}{p})$, mais doit déterminer sa contribution (de taille $O(\frac{n}{p})$) à la résolution du problème complet (sans pour autant avoir accès à toutes les n données). La partie la plus technique de la conception des algorithmes est celle qui consiste à garantir qu'un très petit nombre d'étapes de communication globale est suffisant.

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 ces dernières années. 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 lesquels 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 [36, 35], ainsi qu'une méthodologie pour leur connexion à des outils de modélisation de la diffusion des polluants.

4.2 Réseaux embarqués tolérants aux pannes

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

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. 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 Constellation de Satellites

Mots clés : télécommunications, constellation de satellites, communication mobile.

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, telles 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. Qui plus est, de nouveaux réseaux à plus grande échelle viennent d'être lancés, en particulier ceux basés sur les constellations de satellites à orbites basses (LEO pour *Low Earth Orbit*) comme Globalstar (France Télécom, Alcatel, etc.) et Iridium (Motorola et autres).

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. Les deux exemples les plus connus de tels systèmes sont Globalstar, avec 48 LEO sur 8 orbites, et Iridium, avec 6 orbites polaires de 11 satellites. Les communications assurées par de telles constellations sont bi-directionnelles et peuvent être du type satellite-téléphone ou satellite-*gateway*, avec la Terre, et éventuellement entre les satellites, ce qui permet le routage de connexions au travers du réseau satellitaire, sans qu'il y ait besoin de ressources terrestres.

Lorsque des liens inter-satellitaires 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 touchent de nombreux aspects *discrets* de l'algorithmique, de la géométrie, de la recherche opérationnelle et de la modélisation des systèmes mobiles de calcul et de communication.

4.4 Conception, dimensionnement de réseaux de télécommunication

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

4.4.1 WDM

Nous étudions les réseaux WDM (Wavelength Division Multiplexing), où le spectre optique est découpé en plusieurs longueurs d'onde. Au cours d'une étape, des communications différentes peuvent partager un lien (fibre optique) si elles utilisent des longueurs d'onde différentes. Les commutateurs optiques les plus simples actuellement commercialisés (par exemple par Alcatel ou Lucent Technologies) sont capables de diriger une fibre optique en entrée sur n'importe quel fibre en sortie (répartiteur F-OXC) Fiber Optical Cross Connect). D'autres plus sophistiqués (multiplexeur à insertion/extraction (MIE ou OADM Add and Drop Multiplexer) peuvent extraire d'une fibre certaines longueur d'onde et en réinjecter. Les commutateurs du futur 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 même en changeant la longueur d'onde (WT-OXC). Cependant, les commutateurs ne peuvent séparer qu'un nombre limité de longueurs d'onde. Dans le cas d'une

seule longueur d'onde ou si le signal peut changer de longueur d'onde, le modèle est analogue à celui de la commutation de circuits et certaines idées peuvent être réutilisées.

Nous nous sommes particulièrement intéressés aux communications dites tout optique, qui s'effectuent en une seule étape et évitent ainsi le passage à l'électronique. Le problème général est le suivant : on cherche à 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 cherche à optimiser le coût du réseau, le coût et la complexité des équipements devenant le paramètre le plus important.

4.4.2 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.

4.4.3 Réseaux de type ATM

Le protocole ATM est de type connecté ; chaque cellule est munie d'un en-tête qui associe explicitement la cellule, pour un canal virtuel donné, à un lien physique. À la base de celui-ci se trouve la définition d'une topologie logique reposant au-dessus de la topologie physique.

Le CNET nous a soumis le problème dit du «virtual path layout», et nous le modélisons ainsi : à un réseau physique donné est associé un réseau virtuel, tous les deux étant modélisés par des graphes orientés. Chaque arc du réseau virtuel correspond à un chemin du réseau physique. Deux paramètres sont importants : 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). On cherche à 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 diamètre du graphe virtuel, soit on fixe le diamètre du graphe virtuel et on cherche à minimiser la charge maximum du réseau.

4.5 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'interconnexions optiques existantes, telle que l'architecture OTIS (Optical Transpose Interconnecting System).

4.6 Algorithmique parallèle et distribuée

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

4.6.1 Calcul parallèle

L'objectif est de concevoir et/ou d'implémenter des algorithmes parallèles efficaces, dans les modèles BSP et CGM, pour des problèmes algorithmiques génériques (algorithmique des graphes, géométrie, ...). Une phase d'expérimentation est aussi utile afin de déterminer, pour un type particulier de machine(s), les facteurs critiques qui déterminent la vitesse d'exécution des algorithmes.

4.6.2 Communications

Certaines instances de communication particulières (dites globales ou structurées) apparaissent fréquemment dans les algorithmes parallèles; de plus, les architectures sur lesquelles elles sont implémentées, sont souvent régulières (hypercubes, grilles toriques, butterfly). Une question importante est donc de fournir des schémas de communication efficaces. Pour être valables, ceux-ci doivent être établis en fonction de la topologie et d'un modèle suffisamment précis des capacités d'échange de messages de la machine (nombre de ports de communication qui peuvent être utilisés simultanément, taille maximale autorisée des paquets transmis, modélisation du temps de transmission des paquets).

Dans les réseaux distribués irréguliers et dynamiques, on cherche à réaliser des opérations élémentaires (attribution de nom, diffusion, élection, mise en place de fonction de routage) sans avoir de connaissance globale du réseau. Une autre question d'importance consiste à déterminer à quel point une connaissance locale ou partielle du réseau induit un gain d'efficacité.

4.6.3 Algorithmique distribuée

Les recherches menées sur ce thème ont pour objectif de fournir une plate-forme de communication efficace pour un réseau de stations de travail. Les performances dépendent, d'une part, du choix et de la qualité des indicateurs de charge du réseau ainsi que des machines, et, d'autre part, de la politique de placement (en fonction de la topologie du réseau et du type de communication : point-à-point ou multi-points). Par ailleurs, cette recherche peut être spécifique à un certain type de communication.

5 Logiciels

5.1 PROSIT

Le développement de l'environnement de simulation à événements discrets PROSIT (<http://www.inria.fr/sloop/prosit/>) a été poursuivi, en bénéficiant à la fois d'une collaboration étroite avec Simulog et du projet Européen Hipertrans.

Simulog a poursuivi l'industrialisation de PROSIT et le projet Hipertrans a fourni une application de taille industrielle de validation des concepts et des outils de PROSIT. Ce projet se poursuivra en 2000 par le projet OSSA.

PROSIT a également été proposé comme outil de base pour le développement de l'atelier de simulation du projet RNRT Constellations.

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 Logiciels et brevet pour réseaux embarqués

Matrices de commutateurs à deux positions chacun Un brevet pour un des problèmes d'Alcatel Space Industries a été déposé en France (numéro national 98 15 397). D'autres projets de brevets seront proposés en 1999.

Xsatnet Interface graphique pour la conception et le test de réseaux tolérants aux pannes embarqués dans des satellites de télécommunication (version actuelle : 1.0). Cet outil a permis d'harmoniser l'utilisation de tous les outils de test de réseaux déjà développés par Alcatel Space Industries et d'intégrer nos nouveaux logiciels.

vmc Vérificateur de matrices de commutation (dernière version : 1.1.0). Ce logiciel a été abandonné au profit de l'optimisation de **parcours**, un autre logiciel développé parallèlement par Alcatel. Notre expertise a porté notamment sur la génération des configurations du réseau suivant un code de Gray, le codage des permutations sur un seul bit, le calcul incrémental des indices des permutations intégré à la routine principale, etc.

M.O.I. Littéralement Moteur Optimisé pour Icare, ce composant logiciel est un moteur de calcul très rapide des chemins de perte quasi-minimale dans les matrices de redondance, intégré dans l'environnement **Icare** développé par Alcatel (en remplacement de l'ancien algorithme dont les performances étaient insuffisantes). Il existe sous forme de DLL pour Windows (NT ou autre) et sa dernière version (1.0) a été livrée électroniquement en septembre 1999. Elle accepte tous les types de commutateurs (à 2, 3 et 4 positions) et de pannes (amplificateurs H.S. et/ou commutateurs bloqués dans une position valide ou entre deux positions) et peut servir de logiciel de commande. L'utilisateur peut contraindre les recherches en combinant à loisir jusqu'à six critères (nombre de télécommandes, nombre d'interruptions, nombre de commutateurs traversés, nombre de commutateurs activés, nombre de configurations à sortir et temps de calcul maximum sans résultat).

6 Résultats nouveaux

6.1 Simulation et systèmes à événements discrets

Mots clés : simulation de systèmes à événements discrets.

Simulateur de trafic routier Nous présentons dans [36] une architecture générale pour la simulation microscopique de trafic routier. Cet environnement permet l'étude de modèles différents de simulation de trafic ainsi que l'ajout ou la modification des fonctionnalités de façon très simple et rapide. Le simulateur de trafic urbain conçu sous ce modèle a les caractéristiques nécessaires pour être en accord avec l'état de l'art et comprend des outils pour l'interconnexion avec des contrôleurs de trafic. Le modèle peut également être utilisé pour d'autres applications.

Les systèmes avancés de télématique en transport (ATT) sont de plus en plus déployés. Les modèles de simulation de trafic nécessitent de représenter les éléments d'ATT et les réactions que les conducteurs éprouvent vis à vis des messages reçus par le biais de ces éléments. Dans [35], on présente un modèle pour la simulation de trafic routier qui inclut les systèmes avec des éléments ATT, ainsi que le simulateur développé sous ce modèle.

Comparaison d'un système de files en tandem et de ses limites fluides Dans [22], 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 Markov-modulées. L'analyse est basée sur la programmation dynamique et l'utilisation de distributions de type à phases. Les exemples numériques illustrent les résultats présentés.

Contrôle d'admission optimal pour des réseaux à haut débit 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 connexions 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 sur deux liens: une approche de théorie des jeux Nous considérons dans [45] une classe des réseaux non-coopératifs, où N 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.

6.2 Algorithmique et structures discrètes

6.2.1 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 [40] et feront l'objet de publications séparées, la 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 [25, 37].

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 (voir section 5.3) finalisé en 1999 [47].

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 aussi de tolérer les blocages de lamelles.

Dans le cas des réseaux avec amplificateurs indifférenciés, il nous a été demandé de travailler sur un moyen d'éviter la formation de cycles dans les configurations de routage. En effet, dans toute configuration du réseau, il existe intrinsèquement un ensemble constitué de chemins dont les extrémités sont inertes et de cycles, appelés *boucles*. Or, il a été constaté que ces boucles se

chargent sous l'effet de champs très puissants et que, lors d'une reconfiguration, leur décharge risque d'endommager les amplificateurs de secours. Nous montrons qu'il existe toujours une configuration acyclique permettant de réaliser un routage quelconque.

Enfin, nous avons aussi effectué des développements logiciels (Cf. 5.3) permettant de valider ces réseaux, de visualiser le routage à effectuer pour une configuration de pannes donnée, etc.

Architectures OTIS & OPS (Voir section 4.5)

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 Interconnecting System), laquelle consiste en deux plans de lentilles, séparés par un espace d'interconnexion optique libre, connectant N groupes de M émetteurs optiques à M groupes de N récepteurs, selon une topologie de graphe biparti complet [29].

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. 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 [30], 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 fondant sur un brève étude des isomorphismes du graphe de de Bruijn, nous avons quasiment caractérisé les architectures OTIS réalisant le réseau de de Bruijn [39]. 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.

6.2.2 Communications mobiles

Mots clés : communications mobile, relais, économies d'énergie.

(Voir section 4.3)

Routage avec passage de relais pour les constellations polaires à orbite basse Nous avons proposé une nouvelle méthode de réservation des capacités des liens dans une constellation de satellites à orbite basse. La méthode permet de garantir l'allocation permanente d'une capacité de routage entre deux utilisateurs fixes (ou dans une zone prédéterminée) quelle que soit la position des satellites de la constellation. Elle est basée sur un principe de *réservation géographique* et utilise des méthodes d'algorithmique géométrique pour le calcul de la *mesure de Klee* d'un ensemble de rectangles dans le plan. Cette méthode offre aussi un angle d'analyse nouveau pour l'ensemble des algorithmes *sans mémoire*, i.e. qui s'affranchissent de la position passée des satellites et de l'ordre d'entrée des utilisateurs pour établir le routage [34].

Nous avons aussi pu établir 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 [26].

Économies d'énergie sur les calculs à bord des systèmes embarqués Nous avons étudié le parallélisme en tant que méthode d'économie d'énergie pour les terminaux mobiles ou les systèmes embarqués. Nous avons montré que les gains attendus sont considérables. Cependant, des contraintes naturelles apparaissent lors de la mise en œuvre de cette idée à grande échelle. Nous avons étudié un modèle simple de prise en compte de ces limitations, en raisonnant soit en espace (i.e. taille totale des circuits intégrés) limité, soit en poids limité, en incluant alors le poids des sources d'énergie proposé précédemment. Nous avons notamment réduit la contrainte en espace à un problème de sac à dos, et donné un algorithme d'approximation à un facteur de $1/8$ de l'optimal pour le problème contraint en poids, qui est par ailleurs NP-difficile [43].

6.2.3 Dimensionnement de réseau

Mots clés : Réseaux ATM, SDH, WDM.

(Voir section 4.4)

Réseaux ATM Nous avons poursuivi le travail des années précédentes concernant plongement d'une topologie logique dans un réseau physique. Le problème de la minimisation du diamètre du réseau virtuel à charge fixé est traité dans [27]. 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 [46].

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 [13]);

Nous avons généralisé le résultat concernant l'échange total dans les circuits et les arbres au cas des arbres de cycles [23]. Un groupe de travail pour l'étude des problèmes d'optimisation posés par WDM et l'interopérabilité de la SDH et de WDM a été créé.

Chemins disjoints Le problème plus classique du routage par chemins disjoints (cf. 3.2.2) a été étudié dans [49]. Nous y montrons en outre que ce problème est polynômial dans le cas d'un nombre de chemins borné et d'un graphe orienté symétrique; notons qu'à l'inverse le problème est NP-complet pour un graphe orienté quelconque et 2 chemins.

6.2.4 Algorithmique parallèle & distribuée

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

(Voir sections 3.2.4, 3.2.5, et 4.6)

Modèles BSP et CGM Nous rappelons que nous avons conçu les meilleurs algorithmes existants sur les modèles BSP (Bulk Synchronous Parallel) et CGM (Coarse Grain Multicomputer) pour des problèmes de graphes d'intervalles (composantes connexes, clique de poids maximum, etc.), de géométrie (construction du diagramme de Voronoï, enveloppe convexe et triangulation d'un nuage de points sur le plan, etc.) et d'imagerie (suivi de contour et calcul de l'axe médian d'images binaires). Tous ces algorithmes sont optimaux : ils prennent un temps en $O(T_{seq}/p)$, avec un nombre constant de rondes de communications, où T_{seq} est le temps séquentiel requis pour résoudre le problème et p est le nombre de machines dans le système parallèle (grappes de PCs, architecture dédiée, etc.). Une partie de ces algorithmes a été implantée sur différentes plates-formes de calcul parallèle et des analyses expérimentales détaillées ont été réalisées. Les versions finales des articles décrivant ces résultats ont été publiés dans [18, 19, 17, 20]. En outre, nous avons aussi 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 $O(\log p)$ [32].

Ordonnement de tâches Nous avons étudié l'ordonnement de graphes de tâches sur machines multiprocesseurs. Pour cela, nous avons développé un algorithme génétique hybride d'une part et la première procédure de séparation *polynomiale* pour un algorithme de type "branch and bound" [28] d'autre part. Notre algorithme génétique a été testé sur des instances synthétiques produites par le logiciel ANDES-Synth développé chez Apache. Des instances jusqu'à 1400 tâches ont pu être résolues de façon presque optimale [16].

Flips de triangulations en parallèle Nous avons étudié le problème du flip parallèle d'une triangulation. Étant donné une triangulation d'une surface du plan s'appuyant sur un ensemble de points \mathcal{V} , une opération élémentaire, le *flip*, consiste à prendre un quadrilatère pavé par exactement deux triangles et à lui appliquer la triangulation alternative. On parle de *flip parallèle* lorsque au cours d'une étape de calcul, on s'autorise à faire autant de flips que l'on veut, pour autant que les quadrilatères sur lesquels ils portent ne s'intersectent pas deux à deux. Nous avons montré que l'on pouvait passer d'une triangulation à une autre de la même surface du plan en au plus $O(n)$ flips parallèles. Nous avons aussi proposé un algorithme distribué pour le flip parallèle [33].

Graphes anonymes 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, 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 [44]. Dans le second problème, on cherche à attribuer des noms aux nœuds du réseau; la longueur (en bits) maximale autorisée pour un nom joue alors un rôle important [42]. Dans les deux cas, nous avons obtenu des bornes inférieures et conçu des algorithmes "optimaux".

Encodage de la fonction distance, routage Nous avons étudié un problème voisin de celui du routage compact, l'objectif étant de fournir un encodage distribué de la fonction distance $d(x,y)$ dans un graphe G . Formellement, on cherche à attribuer à chaque sommet du graphe une étiquette $l(x)$ et à déterminer une fonction f telle que pour toute paire de sommets x,y , $d(x,y) = f(l(x),l(y))$

Le couple (f,l) est alors un encodage de la fonction distance. Notons que l'encodage (f,l) est calculé à partir d'une connaissance globale du graphe. Nous avons étudié les *encodages compacts*, c'est à dire utilisant des étiquettes courtes et une fonction f «simple».

Notre travail porte désormais sur l'impact du *facteur d'élongation* s ; on cherche un couple (f,l) tel que $f(x,y) \leq d(x,y) \leq sf(l(x),l(y))$.

7 Contrats industriels (nationaux, européens et internationaux)

7.1 Contrat HIPERTRANS

Mots clés : simulation, trafic routier, système complexe.

(Voir 4.1) Contrat de recherche européen du programme Transport (DG VII). Simulation de trafic routier (conception de bibliothèques «métier»). Industrialisation du noyau séquentiel de PROSIT. Cette coopération de 2 ans (avec les universités de Namur(B) et de Westminster (GB) et les sociétés Simulog (F), ETRA(ES), BKD, WSAtkins et Peek Traffic (GB)) s'est terminée en juin 99 et a permis, outre l'industrialisation du noyau séquentiel de PROSIT, le développement d'un outil de simulation connectable en temps réel avec des systèmes de contrôle de trafic, ainsi que d'une version parallèle.

Les résultats de cette action seront utilisés par le projet OSSA (dans le cadre du programme GROWTH) prévu pour trois ans à partir de mars 2000.

7.2 Contrat RNRT – Constellation de Satellites

Mots clés : télécommunications, constellation de satellites, communication mobile.

(Voir 4.3) Routage, spécifications de l'architecture de l'atelier de simulation pour réseaux de satellites. Contrat de recherche et de coopération de 3 ans (Nov. 98 – Nov. 2001) impliquant également deux projets INRIA (Mistral et Rodeo), le CNES, plusieurs labos dont ENST, INT, LM2s, LIRMM, LIP, Supelec, et coté industriel Alcatel, France Télécom, Matra Marconi Space.

7.3 Contrat RNRT – PORTO

Mots clés : télécommunications, Réseaux WDM, réseaux optiques.

(Voir 4.4) 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 (CNET Issy, Lannion, Sophia). Résultats escomptés : dimensionnement de grands réseaux et utilisation de brasseurs optiques.

7.4 CTI avec le CNET

Mots clés : télécommunications, SDH, dimensionnement de réseaux.

(Voir 4.4) Dimensionnement pour les services SDH aux entreprises, axe 7 thème 2 : Optimisation de réseaux des CTI CNET. Contrat de recherche de 2 ans (04/1999-03/2001) impliquant le thème PACOM de l'IS3S (dont fait partie SLOOP) et le CNET (Sophia et Issy les Moulineaux). Résultats escomptés : aide à la tarification et au dimensionnement des réseaux en boucles.

7.5 Contrat ALCATEL Toulouse

Mots clés : réseaux de commutateurs, réseaux embarqués.

(Voir 4.2) Conception et optimisation de réseaux de commutateurs tolérants aux pannes embarqués dans des satellites de télécommunications.

Contrat de recherche avec Alcatel Space industries Toulouse (09/97-08/98) reconduit pour un an (09/98-08/99). Résultats obtenus : minimisation du nombre de commutateurs, logiciels de vérification et brevet.

7.6 Collaboration avec le CNES Toulouse

Mots clés : routage, constellation de satellites.

(Voir 4.3) La collaboration bilatérale se manifeste par l'embauche comme post-doc CNES d'O. Dalle (doctorant du projet) pour deux ans (01/99 - 12/00) sur l'allocation des ressources des satellites de télécommunication pour le protocole ATM.

8 Actions régionales, nationales et internationales

8.1 Actions nationales

8.1.1 Action Incitative COMMOBIL

(Voir 4.3) SLOOP coordonne l'action incitative *Routage et handover pour les télécommunications mobiles* (<http://www.inria.fr/sloop/commobil/>, 1998-1999). Ce projet a pour but d'étudier des problèmes de communications mobiles dans des réseaux cellulaires et satellitaires (constellations de satellites). Cette action regroupe trois autres projets : Mistral (UR-Sophia), Algo, Hypercom (UR-Rocquencourt), et des laboratoires universitaires : le LIAFA P7, le LRI P11, le LIMOS Clermont-Ferrand.

8.1.2 Programme Télécoms CNRS

(Voir 4.2) Ce programme de 3 ans (Oct. 97-Sept. 00) concerne les communications satellitaires et en particulier les aspects théoriques de conception de réseaux embarqués.

8.2 Actions européennes

8.2.1 Contrat Bilatéral / Grèce –PLATON

(Voir 4.4) Action intégrée Franco-Hellénique (programme PLATON) 1998 et 1999 avec le CTI (Computer Technology Institute) de Patras sur : « Algorithmes et protocoles de communication dans les réseaux optiques à haute performance ».

8.3 Actions internationales

8.3.1 Programme franco-israélien sur les autoroutes de l'information

(Voir 4.4) Ce projet (97–99) avec le Weizmann Institute et le Technion est géré par l'Afirst, il est fini en juin 1999 et a porté sur les algorithmes de communication dans les réseaux optiques (modèle WDM) et sur le dimensionnement des réseaux ATM.

8.3.2 Contrat Trilatéral OTAN

Coopération avec les universités Carleton (Ottawa) et de Pise (Italie), dans le cadre du « Collaborative Research Grants Programme » de l'OTAN, sur *Mathematical Models and Algorithms for Coarse Grained Parallel Computation* (1997-1999). Ce projet a pour but de concevoir des algorithmes BSP et CGM pour des problèmes discrets.

8.3.3 Programme INRIA–CNPq (Brésil)

Projet *QoS pour les réseaux sans fil* avec l'université fédérale de Minas Gerais. 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.

8.4 Visites et invitations de chercheurs

- Adrea Clementi (Univ. de Rome, Italie), du 14/09/99 au 19/09/99
- Pierluigi Crescenzi (Univ. de Firenze, Italie), du 14/09/99 au 19/09/99
- Marcos Dos Santos (Univ. de Minas Gerais, Brésil), du 15/11/99 au 28/11/99
- Daniela Ferrero (Univ. Polytechnique de Catalogue, Espagne), du 25/01/99 au 26/02/99
- Frédéric Havet (Univ. d'Oxford, Grande Bretagne), du 25/10/99 au 05/11/99
- Pavol Hell (Simon Fraser Univ., Canada), du 13/09/99 au 22/09/99
- Luisa Gargano (Univ. de Salerne, Italie), du 14/09/99 au 13/10/99
- Ralf Klasing (Univ. de Aachen, Allemagne), du 10/06/99 au 18/06/99
- Alberto Marchetti (Univ. de Rome, Italie), du 24/02/99 au 02/03/99
- Henrique Pacca Loureiro Luna (Univ. de Minas Gerais, Brésil), du 24/11/99 au 12/12/99
- Andrej Pelc (Univ. du Québec, Canada), du 01/09/98 au 28/02/99
- Joachim Restrepo (Univ. de Medellin, Colombie), du 25/02/99 au 28/02/99
- Mauro Rocha (Univ. de Minas Gerais, Brésil), du 15/11/99 au 04/12/99
- Riccardo Silvestri (Univ. de l'Aquila, Italie), du 01/07/99 au 07/07/99

- Ugo Vaccaro (Univ. de Salerne, Italie), du 14/09/99 au 13/10/99
- Mario Valencia (Univ. de Paris VII, LRI), du 08/03/99 au 13/03/99
- Joseph Yu (Simon Fraser Univ., Canada), du 15/06/99 au 15/07/99

8.5 Séjours à l'étranger

- *J.-C. Bermond* a séjourné trois semaines (juillet) au CTI Patras (Grèce).
- *A. Ferreira* a visité les universités de Pise et Florence (février), Sydney, Singapour, Western Australia (juin), Minas Gerais (décembre).
- *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 le Technion (Israël) du 13 au 24 mai et Vrije University (Amsterdam) du 9 au 25 juillet.
- *S. Pérennes* a séjourné deux semaines au Weizmann Institute (Israël), une semaine à Aachen (All.), deux semaines à l'UFMG (Belo-Horizonte, Brésil).

9 Diffusion de résultats

9.1 Animation de la communauté scientifique

9.1.1 Participation à des commissions

- *J.-C. Bermond* : est membre de la commission de spécialistes de la 27ème section de l'UNSA et membre «nommé, suppléant» de la commission de spécialistes 27ème section de l'UTC.
- *P. Mussi* : est membre élu du Conseil Scientifique et du Comité Technique Paritaire de l'INRIA et du groupe de travail *Simulation* du Conseil Scientifique de Défense (12 réunions en 1999).
- *Michel Syska* : est membre de la commission de spécialistes 27^e section de l'UNSA.

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

9.1.4 Participation à des comités de pilotage

– *A. Ferreira* : IEEE TCP/PP Technical Committee for Parallel Processing (Advisory Board), EuroPar (Advisory Board), Dial M for Mobility – Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications, Irregular – Solving Irregularly Structured Problems in Parallel, STACS – Symposium on the Theoretical Aspects of Computer Science, WOCS – Workshop on Optics and Computer Science.

9.1.5 Organisation de colloques et d'écoles

– *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 1999 a été la conception des réseaux de télécommunications. 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* : a assuré la responsabilité scientifique d'ECOTEL'99 avec Alexandre Laugier (CNET Sophia Antipolis) et Philippe Mahey (ISIMA Clermont Ferrand).

9.1.6 Participation à des comités de programme ou d'organisation

– *J.-C. Bermond* : SIROCCO99 ("Co-chairman" du comité de programme).

– *A. Ferreira* : IEEE IPSP (International Parallel Processing Symposium), EuroPVM, PDCS (Parallel and Distributed Computing and Systems), PDCN (Parallel and Distributed Computing and Networks), BioSP3 (Bio-Inspired Solutions to Parallel Processing Problems), AlgoTel, WCSF (Workshop sobre as Comunicações sem Fio), ParCo (Parallel Computing), JIM (Journées de l'Information Messine), ISPAN (International Symposium on Parallel Algorithms, Architectures and Networks), EuroPar.

– *J. Galtier* : Comité de programme de Dial M for Mobility (Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications).

– *P. Mussi* : Comités de programme de 33d Simulation Symposium 1999 et 2000 et de ACM SIGMETRICS 2000.

– *S. Perennes* : Comité de programme de Sirocco'99.

9.2 Enseignement universitaire

9.2.1 Thèses

– Les thèses suivantes sont en cours dans le projet :

B. Beauquier : Communications dans les réseaux tout optiques,

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,

T. Jiménez : Simulation parallèle de trafic routier,

N. Marlin : Communications dans les réseaux distribués,
P. Penna : Algorithmique des réseaux de télécommunications,
J-N. Petit : Routage dans les constellations de satellites,
D. Toth : Conception de réseaux embarqués tolérants aux pannes.

9.2.2 Jurys de thèse

- *J-C. Bermond* : a participé aux jurys de thèse de O. Dalle (examineur), N. Furmento (examineur), A. Hily (rapporteur).
- *A. Ferreira* : a participé aux jurys de P. Rebreyend (co-directeur), L. LeBris (rapporteur), A. Goldman (rapporteur) et D. Semé (examineur).
- *S. Perennes* : a été rapporteur de la thèse de D. Ferrero (UPC, Barcelonne).
- *M. Syska* : a participé au jury de thèse de O. Dalle en tant que co-directeur.

9.2.3 Stages

- J-C. Bermond et S. Perennes ont encadré le stage [46] de DEA (MDFI, Marseille) de S. Choplin portant sur des problèmes de conception de reseaux virtuels "optimaux" pour des topologies en cycles et en chemins.
- J-C. Bermond et S. Perennes ont encadré le stage [49] de première année de A. Jarry (ENS-Lyon) portant sur la complexité des nombreuses variantes du problème des chemins disjoints dans un réseau.
- A. Ferreira et J. Galtier ont encadré le stage [50] de 3-ème année ISIMA de M. Pichereau portant sur l'optimisation en capacité des liens d'une constellation de satellites utilisant le monoroutage.
- M. Syska a encadré le stage [48] de DEA (RSD) de C. Fages portant sur la répartition dynamique de la charge dans les réseaux de stations de travail.

9.2.4 Premier et second cycles

Les membres du projet SLOOP 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 heures complémentaires pour les autres personnels.

9.2.5 Troisième cycle

SLOOP 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 est J-C. Bermond.

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

Les cours suivants ont été dispensés :

- DEA MDFI à Marseille,
cours Réseaux d'interconnexion (J-C. Bermond),
- DEA et DESS UNSA, et ESS13,
 - Algorithmique Parallèle et Distribuée, (J-C. Bermond, M. Syska),
 - Modélisation et évaluation de Performances (P. Mussi),
 - Administration Réseaux et Systèmes (M. Syska).

9.3 Participation à des colloques, séminaires, invitations

9.3.1 Conférenciers invités

- *J-C. Bermond* : Workshop DIMACS sur Mobile Networks and Computing à DIMACS (N-J, USA) en mars 1999, et Symposium on High Performance Computing and Networks (Fordham University, New York, mars 1999).
- *A. Ferreira* a été invité à faire une conférence aux manifestations suivantes :
 - École d'Hiver des Télécommunications de Sophia Antipolis (Ecotel'98), Antibes, décembre 1998,
 - Workshop on Algorithmic Techniques for Telecommunications, Pise, février 1999,
 - Journées de l'Informatique Messine (JIM'99), Metz, mai 1999,
 - École CIMPA sur le Calcul Parallèle et Applications, Natal, Brésil, septembre 1999.

Il a été invité à faire un séminaire aux instituts suivants :

- Université Fédérale de Minas Gerais, Brésil, décembre 1998,
- Université de New South Wales, Australie, juin 1999.
- *J. Galtier* : a été invité à donner un cours de base sur les réseaux satellitaires à Ecotel'98.
- *P. Mussi* : a été invité à donner un cours CIMPA *Calcul Parallèle et Applications*, à Natal, au Brésil, en septembre.
- *T. Jiménez* : Vrije University (Amsterdam).

9.3.2 Participation à des réunions scientifiques

- *B. Beauquier, J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, X. Hardy, S. Perennes et M. Syska* ont participé aux réunions du projet RNRT Porto des 27 Janvier à Sophia-Antipolis, 31 mars au CNET Issy les Moulineaux, 18 mai à Alcatel Marcoussis, 18 Juin au CNET Issy les Moulineaux, 29 Septembre au CNET Lannion.

- *J-C. Bermond et A. Ferreira* : ont participé à la réunion de préparation du projet européen IST à Athènes en Avril 1999.

- *J-C. Bermond* : a participé à la réunion AFIRST franco-israélienne sur les autoroutes de l'information à Sophia-Antipolis en février 1999.

- *B. Beauquier, J-C. Bermond, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, N. Marlin et S. Perennes* ont participé aux réunions de la CTI CNET.

– *J.C. Bermond, S. Choplin, D. Coudert, A. Ferreira, J. Galtier, S. Perennes et J-N. Petit* ont participé aux réunions de l'Action Transversale TAROT du GdR ARP en Octobre 1999 à Lyon.

– *S. Choplin* : a participé aux *Journées Graphes, Combinatoire et Algorithmes* de Bordeaux du 8-10 Septembre 1999 et aux journées *TAROT* de Lyon du 21-22 Octobre 1999.

– *A. Ferreira et J. Galtier* : ont organisé les réunions de l'action incitative COMMOBIL des 26 mars et 25 novembre 1999.

– *J. Galtier, P. Mussi et P. Mammay* : ont participé aux réunions du projet RNRT Constellation en 1999.

– *P. Mussi* : a participé aux réunions du projet Hipertrans à Bruxelles et Valence (Espagne).

– *P. Mussi* : a participé à la revue finale du projet Hipertrans à Valence (Espagne).

9.3.3 Participations à des conférences

– *J-C. Bermond et D. Coudert* : ont participé en tant qu'auditeurs à la conférence ONDM 98 (Optical Network Design and Modeling) (février 1999 à Paris).

– *A. Ferreira* : a participé aux conférences WOCS, Algotel'99, JIM, ISPAN, ECSC'5 (en tant qu'auteur), et STACS, IEEE IPPS, Irregular (en tant qu'auditeur et membre d'un comité scientifique).

– *B. Beauquier, D. Coudert, E. Darrot, S. Pérennes et J-N. Petit* : ont participé en tant qu'exposants à la conférence AlgoTel'99 (du 5 au 7 Mai à Roscoff).

– *D. Coudert* : a participé en tant qu'auditeur à STACS'99 (mars 1999 à Trier, Allemagne) et à ECOC'99 (du 26 au 30 septembre à Nice).

– *J. Galtier* : a participé en tant qu'exposant au *15th European Workshop on Computational Geometry* (mars 1999, à Antibes), au *I Workshop de Comunicacao Sem Fio* (juillet 1999, à Belo Horizonte, Minas Gerais, Brésil), et à ECSC'5 (novembre 1999, à Toulouse) et en tant qu'auditeur à IMSC'99 (juin 1999, à Ottawa, Canada).

– *T. Jiménez* : a participé à MOSIM'99, à Annecy (octobre).

– *S. Pérennes* : a participé en tant qu'auditeur à la conférence Sirocco'99.

– *P. Mussi* : a participé à MOSIM'99, à Annecy (octobre).

– *D. Tóth* : a participé en tant qu'exposant à la conférence SPAA'99 (du 27 au 30 Juin à Saint-Malo).

9.3.4 Participations à des écoles

– *A. Ferreira* a participé en tant qu'exposant à Ecotel'98 et en tant qu'auditeur à Ecotel'99, Antibes, décembre 1998 et 1999, et en tant qu'exposant à l'École CIMPA sur le Calcul Parallèle et Applications, Natal, Brésil, septembre 1999.

– *J. Galtier* a participé en tant qu'exposant à Ecotel'98 et en tant que responsable scientifique à Ecotel'99.

9.3.5 Vulgarisation

– *J-C. Bermond et E. Darrot* : ont écrit un article sur "Satellites de télécommunication : optimisation de réseaux embarqués tolérants aux pannes" dans INEDIT Numéro 18 de mars

1999.

10 Bibliographie

Ouvrages et articles de référence de l'équipe

- [1] E. ALTMAN, A. FERREIRA, J. GALTIER, *Les réseaux satellitaires de télécommunications*, Inter-éditions, 1999.
- [2] B. BEAUQUIER, J.-C. BERMOND, L. GARGANO, P. HELL, S. PÉRENNES, U. VACCARO, « Graph problems arising from wavelength routing in all optical networks », *in : Proceedings of WOCS'97, Genève, 1997*.
- [3] B. BEAUQUIER, P. HELL, S. 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.
- [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 TSI.
- [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, 1998, p. 805–819.
- [7] A. FERREIRA, *Parallel and Communication Algorithms for Hypercube Multiprocessors*, McGraw-Hill, New York (USA), 1996, ch. Handbook of Parallel and Distributed Computing.
- [8] P. MUSSI, G. SIEGEL, « Sequential Simulation in PROSIT: Programming Model and Implementation », *rapport de recherche n° RR-2713*, INRIA, 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, 1996.
- [10] J. D. RUMEUR, *Communications dans les réseaux de processeurs*, Masson, décembre 1994.

Thèses et habilitations à diriger des recherches

- [11] O. DALLE, *Techniques et outils pour les communications et la répartition dynamique de charge dans les réseaux de stations de travail*, thèse de doctorat, Université de Nice - Sophia Antipolis, École doctorale Sciences Pour l'Ingénieur, 1999.
- [12] N. FURMENTO, *Schooner: Une Encapsulation Orientée Objet de Supports d'Exécution pour Applications Réparties*, thèse de doctorat, Université de Nice-Sophia Antipolis, France, mai 1999.

Articles et chapitres de livre

- [13] B. BEAUQUIER, « All-To-All Communication in some Wavelength-Routed All-Optical Networks », *Networks 33*, 3, mai 1999, p. 179–187.
- [14] J.-C. BERMOND, A. BONNECAZE, T. KODATE, S. PERENNES, P. SOLE, « Symetric flows and broadcasting in hypercubes », *Annales de l'Institut Fourier 49*, 1999, p. 787–807.
- [15] J.-C. BERMOND, M. D. IANNI, M. FLAMMINI, S. PERENNES, « Acyclic orientations for deadlock prevention in usual networks », *Discrete Applied Mathematics*, 1999, à paraître.

- [16] R. CORRÊA, A. FERREIRA, P. REBREYEND, « Integrating list heuristics in genetic algorithms for multiprocessor scheduling », *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* 10, 8, août 1999, p. 825–837.
- [17] M. DIALLO, A. FERREIRA, A. RAU-CHAPLIN, S. UBÉDA, « Scalable 2d convex hull and triangulation algorithms for coarse-grained multicomputers », *Journal of Parallel and Distributed Computing* 56, 1, janvier 1999, p. 47–70.
- [18] A. FERREIRA, C. KENYON, A. RAU-CHAPLIN, S. UBÉDA, « d-Dimensional Range Search on Multicomputers », *Algorithmica* 24, 3/4, 1999, p. 195–208, Special Issue on Coarse Grained Parallel Algorithms.
- [19] A. FERREIRA, S. UBÉDA, « Computing the medial axis transform in parallel with 8 scan operations », *IEEE Transactions on Pattern Analysis & Machine Intelligence (PAMI)* 21, 3, mars 1999, p. 277–282.
- [20] A. FERREIRA, « On the design of parallel discrete algorithms for high performance computing systems », in: *Parallel Processing of Discrete Problems*, P. Pardalos (éditeur), *The IMA Volumes in Mathematics and its Applications*, 106, Springer Verlag, New York (USA), 1999, p. 75–83.
- [21] J. GALTIER, « Load Balancing Issues in the Prepartitioning Method », *Computers and Artificial Intelligence*, 1999, à paraître.

Communications à des congrès, colloques, etc.

- [22] E. ALTMAN, G. KOOLE, T. JIMÉNEZ, « Comparing tandem queueing systems and their fluid limits », in: *37th Annual Allerton Conference on Communication, Control, and Computing*, septembre 1999.
- [23] S. P. B. BEAUQUIER, D. TÓTH, « All-to-All Routing and Coloring in Weighted Trees of Rings », in: *Proc. of 11th ACM Symp. on Parallel Algorithms and Architectures (SPAA)*, ACM Press, p. 185–190, Saint-Malo, France, juin 1999.
- [24] F. BAUDE, D. CAROMEL, N. FURMENTO, D. SAGNOL, « Overlapping Communication with Computation in Distributed Object Systems », in: *Proceedings of the 7th International Conference - High Performance Computing Networking'99 (HPCN Europe 1999)*, P. Sloot, M. Bubak, A. Hoekstra, B. Hertzberger (éditeurs), *Lecture Notes in Computer Science*, 1593, Springer Verlag, p. 744–753, Amsterdam, The Netherlands, avril 1999.
- [25] B. BEAUQUIER, E. DARROT, « Arbitrary size Waksman networks », in: *Actes des 1ères Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'99)*, p. 95–100, Roscoff, France, mai 1999.
- [26] P. BERGÉ, A. FERREIRA, J. GALTIER, J.-N. PETIT, « A load study for intersatellite links in satellite constellations », in: *ECSC 5 - Fifth European Conference on Satellite Communications*, Toulouse, France, CDROM, novembre 1999.
- [27] J.-C. BERMOND, N. MARLIN, D. PELEG, S. PERENNES, « Virtual path layouts with low congestion or low diameter in ATM networks », in: *Actes des 1ères Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'99)*, p. 77–82, Roscoff, France, mai 1999.
- [28] R. CORRÊA, A. FERREIRA, « A polynomial-time branching procedure for the multiprocessor scheduling problem », in: *Proceedings of Europar'99, Lecture Notes in Computer Science*, 1685, Springer Verlag, p. 272–279, Toulouse (F), août 1999.
- [29] D. COUDERT, A. FERREIRA, X. M. NOZ, « OTIS-Based Multi-Hop Multi-OPS Lightwave Networks », in: *Proceedings of the Workshop on Optics and Computer Science 1999*, J. R. et al. (éditeur), *Lecture Notes in Computer Science*, 1586, Springer Verlag, p. 897–910, avril 1999.

- [30] D. COUDERT, A. FERREIRA, S. PERENNES, « Aspects théoriques des architectures optiques OTIS », *in: Actes des 1ères Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'99)*, p. 101–106, Roscoff, France, mai 1999.
- [31] A. FERREIRA, J. GALTIER, J.-N. PETIT, H. RIVANO, « Algorithmes de reroutage dans une constellation de satellites », *in: Actes des 1ères Rencontres Francophones sur les Aspects Algorithmiques des Télécommunications (AlgoTel'99)*, p. 107–112, Roscoff, France, mai 1999.
- [32] A. FERREIRA, N. SCHABANEL, « A randomized BSP/CGM algorithm for the maximal independent set problem », *in: Proceedings of ISPAN'99*, IEEE, p. 284–289, Fremantle, Australia, juin 1999.
- [33] J. GALTIER, S. PERENNES, « Parallel flips on planar triangulations », *in: 15th European Workshop on Computational Geometry, Antibes Juan-Les-Pins*, p. 80–86, 1999.
- [34] J. GALTIER, « Geographical reservation for guaranteed handover and routing in low earth orbit constellations », *in: I Workshop de Comunicaçao Sem Fio*, G. R. Mateus (éditeur), p. 77–86, Belo Horizonte, Minas Gerais, Brazil, juillet 1999.
- [35] T. JIMÉNEZ, N. FURMENTO, P. MUSSI, G. SIEGEL, « A Traffic Simulator for Advanced Transport Telematics (ATT) Strategies », *in: AFRICON'99*, Cape Town, South Africa, septembre 1999.
- [36] T. JIMÉNEZ, N. FURMENTO, P. MUSSI, G. SIEGEL, « Un framework à objets pour la simulation de trafic routier », *in: Modélisation et Simulation des Flux Physiques et Informationnels (MO-SIM)*, G. H. et Alain Haurat (éditeur), SCS International, p. 257–262, Annecy, France, octobre 1999.

Rapports de recherche et publications internes

- [37] B. BEAUQUIER, E. DARROT, « On arbitrary size Waksman networks and their vulnerability », *Rapport de recherche n° 3788*, INRIA Sophia Antipolis, France, octobre 1999, soumis à *Parallel Processing Letters*.
- [38] B. BEAUQUIER, O. DELMAS, S. PERENNES, « Broadcasting: A trade-off between bandwidth optimality and the number of steps », *rapport de recherche n° 3827*, INRIA, 1999.
- [39] D. COUDERT, A. FERREIRA, S. PERENNES, « Digraph isomorphisms and free space optical networks », *rapport de recherche n° 3817*, INRIA, 1999.
- [40] E. DARROT, « Convention A11518 INRIA–Alcatel Space Industries », *Rapport de contrat*, INRIA Sophia Antipolis, France, novembre 1999.
- [41] M. FLAMMINI, S. PERENNES, « Lower Bounds on systolic gossip », *rapport de recherche n° 3612*, INRIA, 1999, soumis à *Journal on Information theory*.
- [42] F. FRAIGNAUD, A. PELC, S. PERENNES, « Fast tree naming », *rapport de recherche n° 3609*, INRIA, 1999.
- [43] J. GALTIER, « Using parallel computing to reduce CPU power », *rapport de recherche n° RR-3621*, INRIA, Sophia Antipolis, Février 1999.
- [44] L. GARGANO, A. PELC, S. PERENNES, U. VACCARO, « Optimal broadcasting in unknown networks », *rapport de recherche n° 3609*, INRIA, 1999.

Divers

- [45] E. ALTMAN, T. BASAR, T. JIMÉNEZ, N. SHIMKIN, « Routing Into Two Parallel Links: Game-Theoretic Distributed Algorithms », à paraître, 1999.
- [46] S. CHOPLIN, *Communications à diamètre fixé dans les Réseaux ATM*, Rapport de stage, DEA MDFI, Marseille, 1999.

- [47] E. DARROT, B. VAILLANT, « Matrice de commutateurs à deux positions chacun », Demande de Brevet 98 15 397 déposée en France le 7 décembre 1998 au nom d'Alcatel.
- [48] C. FAGES, *Répartition dynamique de charge dans un réseau de stations de travail*, Rapport de stage, DEA RSD, Nice–Sophia Antipolis, 1999.
- [49] A. JARRY, *Théorie des graphes : chemins disjoints*, Rapport de stage de magistère d'informatique, ENS-Lyon, 1999.
- [50] M. PICHEREAU, *Optimisation du routage dans les constellations de satellites*, Rapport de stage, Troisième année ISIMA, Clermont-Ferrand, 1999.