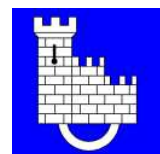




ACTES DES QUATRIÈMES JOURNÉES  
FRANCOPHONES DE RECHERCHE  
OPÉRATIONNELLE

**EDITEURS :**

Éric D. TAILLARD, Marino WIDMER, Philippe WAELTI





# Table des matières

<b>Comités</b>	<b>1</b>
<b>Bienvenue à FRANCORO IV</b>	<b>2</b>
Sessions plénières . . . . .	3
Session invitée - Société ILOG . . . . .	11
Session invitée - Bioinformatique . . . . .	13
Sessions parallèles . . . . .	19
Index des auteurs . . . . .	124
Index des orateurs . . . . .	126



# Comités

---

## Comité d'organisation

---

Éric D. TAILLARD	École d'ingénieurs du Canton de Vaud
Marino WIDMER	Université de Fribourg
Philippe WAELTI	École d'ingénieurs du Canton de Vaud
Maité IRAKOZE	Université de Fribourg

## Comité international

---

Gilbert LAPORTE	Canada
Khaled MELLOULI	Tunisie
Catherine ROUCAIROL	France
Jacques TEGHEM	Belgique
Dominique DE WERRA	Suisse

## Comité scientifique

---

Fouad BEN ABDELAZIZ	Tunisie	Michel BIERLAIRE	Suisse
Denis BOUYSSOU	France	Philippe CHRETIENNE	France
El-ghazali TALBI	France	Bernard FORTZ	Belgique
Alexandre GACHET	Suisse	Luca GAMBARELLA	Suisse
Jin-Kao HAO	France	Alain HERTZ	Canada
Martine LABBE	Belgique	Jean-Marc MARTEL	Canada
Philippe MICHELON	France	Bernard PENZ	France
Wilson PRICE	Canada	Bel G. RAGGAD	Etats-Unis
Celso RIBEIRO	Brésil	Marc SEVAUX	France
Patrick SIARRY	France	Roman SLOWINSKI	Pologne
Blaise SOME	Burkina Faso	Éric TAILLARD	Suisse
Alexis TSOUKIAS	France	Philippe VINCKE	Belgique
Dominique DE WERRA	Suisse	Marino WIDMER	Suisse
Pascale ZARATE	France		

---

# Bienvenue à FRANCORO IV

---

L'Université de Fribourg, l'Ecole d'Ingénieurs d'Yverdon et les membres du comité d'organisation sont particulièrement fiers et heureux d'accueillir les quatrièmes journées francophones de recherche opérationnelle (FRANCORO IV) à Fribourg, en Suisse.

Fiers, car il s'agissait d'un véritable défi de bousculer les habitudes estivales pour réussir à collecter 79 présentations offertes par des orateurs français, belges, canadiens, nord-africains et suisses et d'inviter ces derniers à se rencontrer dans cette charmante cité médiévale.

Heureux, car les thèmes des conférences, réparties en 5 sessions parallèles, couvrent à merveille les sujets d'actualité traités par les personnes actives en RO. Cette diversité est également apparente dans les sujets abordés par les conférenciers pléniers :

**Michel Bierlaire** : Résolution de problèmes non linéaires bruités de grande taille

**Catherine Roucairol** : Optimisation combinatoire parallèle

**Bernard Roy** : La recherche de robustesse en recherche opérationnelle et aide à la décision : Raisons d'être, concepts appropriés, quelques questions clés

**Jean-Philippe Vial** : Recherche opérationnelle et aide au développement : Conception et simulation de réseaux gravitaires de distribution d'eau potable

**Dominique de Werra** : Des idées simples pour des problèmes qui le sont moins

Dans une ville bilingue, dans un pays où se mélangent diverses cultures, nous souhaitons que ces quatrièmes journées francophones puissent être un lieu d'échange scientifique, avec une bonne osmose entre la théorie et la pratique. Nous espérons vivement que vous apprécierez ce programme scientifique auquel vous contribuez activement.

Le comité d'organisation tient à remercier chaleureusement les parrains de cette manifestation, sans le soutien desquels la concrétisation de ces journées n'aurait pas été possible :

- l'Ecole d'Ingénieurs d'Yverdon et la Haute Ecole Spécialisée de Suisse Occidentale
- l'Université de Fribourg
- EURO, l'association de sociétés européennes de recherche opérationnelle
- ASRO, l'association suisse de recherche opérationnelle
- CUSO, la conférence universitaire de Suisse Occidentale
- le Canton de Fribourg et la Ville de Fribourg
- la société ILOG

Sont également remerciés les membres du comité scientifique, qui ont fait un remarquable travail d'arbitrage dans le très court laps de temps mis à leur disposition.

Finalement, nous espérons que ce congrès puisse être enrichissant et fructueux pour vous, tout en vous laissant le loisir de découvrir les charmes de Fribourg et de sa région.

Profitez bien de FRANCORO IV avant de vous préparer à ... FRANCORO V !

Le comité d'organisation

Eric Taillard

Marino Widmer

Philippe Waelti

Maité Irakoze

---

# Sessions plénières

[ <b>Michel BIERLAIRE</b> ] <i>Résolution de problème non linéaires bruités de grande taille</i> .....	4
[ <b>Catherine ROUCAIROL</b> , Van-Dat CUNG, Bertrand LE CUN ] <i>Optimisation combinatoire parallèle</i> .....	5
[ <b>Bernard ROY</b> ] <i>La recherche de robustesse en recherche opérationnelle et aide à la décision</i> .....	6
[ <b>Jean-Philippe VIAL</b> ] <i>Conception et simulation de réseaux gravitaires de distribution d'eau potable</i> .....	8
[ <b>Dominique DE WERRA</b> ] <i>Des idées simples pour des problèmes qui le sont moins</i> .....	9

## Résolution de problèmes non linéaires bruités de grande taille

Michel BIERLAIRE<sup>1</sup>

*1. Chaire de recherche opérationnelle ROSO*

*Institut de Mathématiques*

*Ecole Polytechnique Fédérale de Lausanne*

michel.bierlaire [at] epfl.ch

La résolution de problèmes de points fixes ou, d'une manière équivalente, la résolution de systèmes d'équations non linéaires, intervient dans de nombreuses applications. L'exposé commencera par la description d'un problème de génération d'information routière, posé comme un problème de point fixe. Dans cet exemple, le nombre de variables est très grand (plus de 120000) et l'évaluation de la fonction est sujette à du bruit.

Nous ferons le point des méthodes existantes, en considérant plus spécialement la classe d'algorithmes quasi-Newton. Nous proposerons une généralisation des méthodes quasi-Newton basée sur une formulation multivariée. L'originalité de cette approche est l'utilisation d'un sous-problème de moindres carrés, conçu d'une part pour contrôler la stabilité numérique de la méthode, et d'autre part pour absorber le bruit éventuel présent dans l'évaluation du système. Nous montrerons sur une série d'exemples le gain en efficacité et en robustesse de cette approche par rapport aux méthodes quasi-Newton classiques.

La résolution du sous-problème de moindres carrés à chaque itération pose problème lorsque le nombre de variables est élevé. Dès lors, nous devons apporter des modifications à la méthode originale afin de contourner cette difficulté. Grâce à ces modifications, nous sommes en mesure de résoudre des problèmes jusqu'à 2 millions de variables sur un ordinateur portable standard. Nous comparerons les performances de cette méthode avec la méthode de Newton-Krylov GMRES et la méthode quasi-Newton de grande taille ICUM, qui sont probablement les deux meilleures méthodes connues à ce jour.

La performance et la robustesse de cette nouvelle méthode et son bon comportement en présence de problèmes bruités en fait une méthode de choix pour la résolution des problèmes de points fixes, notamment issus de formulations d'équilibre, que ce soit en transport, en économie ou en théorie des jeux.



## Optimisation combinatoire parallèle

Catherine ROUCAIROL<sup>1</sup>, Van-Dat CUNG<sup>2</sup>, Bertrand LE CUN<sup>1</sup>

1. Lab. PRiSM - CNRS - Univ. de Versailles St. Quentin en Yvelines

2. Laboratoire GILCO - INPG - Grenoble

{catherine.roucairol, bertrand.lecun} [at] prism.uvsq.fr, cung [at] gilco.inpg.fr

Les progrès réalisés dans le domaine du Parallélisme (Architectures, Systèmes, Langages, Environnements d'exécution et Algorithmes) pendant la dernière décennie provoquent en ce début du 21ème siècle de véritables avancées en Optimisation Combinatoire. Nous en voulons pour preuve le récent « tapage » médiatique du à la résolution de plusieurs instances difficiles de problèmes célèbres comme le Voyageur de Commerce TSP ou l'Affectation Quadratique QAP.

En 1998-2001, l'équipe Applegate, Bixby, Chvatal et Cook a résolu successivement les instances « usa13509 » et « d15112 » du TSP, donc des instances à plus de 10 000 villes, sur une plate-forme composée d'environ 100 machines.

L'intérêt pour le QAP a été relancé ces trois dernières années par la résolution de l'exemple appelé Krarup30a (30 éléments à affecter) par Peter Hahn de l'Université de Pennsylvanie, dans le prolongement de ses travaux depuis 1998 et des exemples Nugent27 et 30 en 2000 par Anstreicher, Brixius, Goux et Linderoth de l'Université de Iowa et du Argonne National Laboratory. La résolution de l'instance de Nugent30 sur une plate-forme à 2510 machines avec une moyenne autour de 700 machines actives, a d'ailleurs été annoncée dans toute la presse américaine (Chicago Tribune, Chicago Sun Times, HPCWire, WNCSA Access Magazine, etc.) et dans un certain nombre de journaux et de revues français (InfoScience, Le Monde, Transfert, etc.). L'ampleur de l'impact de cette résolution a été, aussi importante que celle suscitée lors de la victoire de la machine à jouer aux Echecs DeepBlue d'IBM face au Champion du Monde « humain » Gary Kasparov.

Ferris, Pataki et Schmieta en 2001 se sont attaqués au problème de Seymour avec succès sur la même plate-forme qu'Anstreicher et al. avec un total de 883 machines.

Si la solution optimale de ces problèmes a été obtenue pour la première fois grâce au parallélisme prouvant ici directement son intérêt, il n'en est pas toujours de même avec d'autres applications. Une analyse des résultats honnête montre que ces performances sont aussi dues à quelques caractéristiques des problèmes étudiés : les bornes inférieure et supérieure sont bien connues et le parcours arborescent de type « diviser pour régner » équivaut à une exploration de type « force brute ». Nous caractériserons au l'impact du parallélisme dans les méthodes de résolution exactes de type parcours arborescent. Les différentes stratégies de parallélisation seront explicitées et nous montrerons que des accélérations sur-linéaires et sous-linéaires peuvent être obtenues pour différentes applications relevant du domaine de l'Optimisation combinatoire. Nous présenterons une bibliothèque d'aide au développement d'applications de type Séparation et Évaluation, baptisée BOB/BOB++, développée depuis 1994 par notre équipe OPALE.

Les metaheuristiques ont fait quant à elles, leur preuve lorsque le problème à traiter est de trop grande taille ou trop difficile pour songer à une méthode exacte. Comme leur grande consommation en temps est directement relié à la qualité de la solution trouvée, les metaheuristiques sont très souvent parallélisées. Nous dégagerons les caractéristiques fondamentales des différentes parallélisations proposées dans la littérature et en dresserons une classification simple et pratique fondée sur la notion de marche ou parcours dans le graphe des solutions. Nous montrons ensuite tout l'intérêt que peut apporter une telle parallélisation, solution meilleure mais aussi plus robuste en moins de temps, et comment plusieurs environnements permettent de développer de telles méthodes.

Finalement, nous verrons comment profiter au mieux de la puissance de calcul offerte par une plate-forme de type grille (réseau de machines hétérogènes mélangeant des stations de travail et des machines parallèles).

# La recherche de robustesse en recherche opérationnelle et aide à la décision

## Raisons d'être, concepts appropriés, questions clés

Bernard ROY<sup>1</sup>

1. Professeur émérite à l'Université Paris-Dauphine

roy [at] lamsade.dauphine.fr

La préoccupation de robustesse apparaît de plus en plus fréquemment en Recherche Opérationnelle et Aide à la Décision (RO-AD) où elle donne lieu à des démarches, des concepts et des résultats de plus en plus riches et diversifiés. Des références bibliographiques ainsi que des développements de ce résumé peuvent être trouvés dans Roy (2004a,b). Le qualificatif « robuste » est appliqué à des objets aussi variés que : une solution, un paquet de solutions, une méthode, des conclusions, ...

Dans une partie préliminaire, je m'efforcerai de dégager ce qui me semble être la signification généralement attribuée au qualificatif « robuste » en RO-AD, à savoir : *une aptitude à résister à « des à peu près » et/ou « des zones d'ignorances »*. Vouloir résister seulement à des « incertitudes » me paraît être une vision trop étroite de cette préoccupation de robustesse comme je le montrerai sur divers exemples.

Je m'efforcerai ensuite de répondre à la question : *pourquoi cette préoccupation ?* Dans la démarche de RO-AD, certains **impacts jugés regrettables** peuvent être mal pris en compte du fait de la présence des à peu près et/ou des zones d'ignorances. Je montrerai, sur divers exemples, que c'est précisément pour se protéger de tels impacts que l'on se préoccupe de robustesse en RO-AD. La provenance des à peu près et zones d'ignorances est très liée à la façon dont est **formulé le problème d'aide à la décision (FPAD)**. L'examen de cette formulation permet de diagnostiquer ce que je propose d'appeler des **points de fragilité**. Ceux-ci sont connectés à des sources de contingence, d'incertitude et/ou d'arbitraire que je regrouperai en trois catégories : les deux premières privilégient des aspects que l'on peut regarder comme factuels, présents ou passés pour la première, futurs pour la seconde ; la troisième se rapporte à des aspects fortement subjectifs (notamment les systèmes de valeurs).

Je consacrerai la troisième partie à quelques concepts et/ou instruments mobilisés pour répondre à cette préoccupation de robustesse. En premier lieu, je m'expliquerai sur la raison d'être du concept de **version** que j'ai introduit pour englober ceux *d'instance, jeu de données, scénario, variante, interprétation, ...* qui ne peuvent être utilisés de façon appropriée que dans des contextes particuliers du fait de leur connotation et qui, en dehors de ce concept, peuvent être source de malentendus. En second lieu, je proposerai des définitions de **procédures, méthodes, conclusions**, définitions que je crois pertinentes pour cette préoccupation de robustesse. Je montrerai enfin que celles-ci conduisent à définir un ensemble  $\hat{V}$  de versions et/ou un ensemble  $\hat{P}$  de procédures.

Je formulerai et illustrerai, dans la quatrième partie, six questions auxquelles le chercheur opérationnel peut être confronté lorsqu'il doit répondre à cette préoccupation de robustesse.

1. La recherche de robustesse doit-elle porter sur une solution, un paquet de solutions, une méthode, des conclusions, ... ?
2. La robustesse doit-elle être prise en compte de façon binaire (robuste/non robuste) ou de façon graduelle (degré de satisfaction) ou encore à l'aide de qualificatifs tels que parfaitement robuste, approximativement robuste, pseudo robuste, ... ?
3. En quels termes convient-il d'apprécier le caractère regrettable des impacts qui motivent la préoccupation de robustesse ? Ce peut être en termes d'*efficacité* (niveau de performance absolu, relatif, écart à un optimum, ...), de *flexibilité* (possibilités d'adaptation, ouverture sur l'avenir, ...) ou bien encore de *stabilité* ou *équité* ?
4. Est-il souhaitable, voire nécessaire, de chercher à comparer la robustesse de solution, de paquet

de solutions, de méthode, de conclusion ? Si oui, faut-il asseoir cette relation de comparaison sur un ou plusieurs critères ?

5. Les couples  $(P, V)$ ,  $P \in \hat{P}$ ,  $V \in \hat{V}$ , qui, d'un certain point de vue, apparaissent comme étant les pires (susceptibles de conduire aux impacts les plus préjudiciables), doivent-ils jouer un rôle déterminant dans la façon d'appréhender la robustesse ? Le pire pouvant très improbable, ne faut-il pas prendre en compte conjointement risque et efficacité ?
6. Comment arrêter la définition des ensembles  $\hat{P}$  et  $\hat{V}$  ? Les versions à prendre en compte doivent-elles, peuvent-elles être complètement formalisées ? Les procédures utilisées peuvent-elles, doivent-elles être entièrement automatisées ou faire une place à des interventions humaines (interaction avec un ou plusieurs *experts*) ?

Il ne faut jamais perdre de vue, en RO-AD, que celles et ceux pour qui les chercheurs opérationnels que nous sommes exercent leur activité n'attendent, en général, ni qu'on les remplace en tant que décideurs, ni qu'on leur dicte leur conduite. Ils attendent, le plus souvent, qu'on leur apporte des informations, des résultats, voire des outils, susceptibles de baliser leur champ de réflexion et d'action. La réponse à cette attente peut prendre des formes variées : solutions préconisées, méthode conseillée, recommandations assises sur des conclusions, ... Dans tous les cas, ces réponses ne seront jugées utiles que si la façon dont elles sont dépendantes ou conditionnées par la contingence, l'arbitraire, l'ignorance a été effectivement prise en compte dans un cadre suffisamment large et explicité dans des termes convaincants.

Chercher à mieux répondre aux six questions esquissées ci-dessus n'a pas pour seul intérêt d'étendre le champ d'application de la RO-AD ; ce devrait être aussi la source de travaux théoriques ayant une portée plus fondamentale.

## RÉFÉRENCES

- [Roy B. (2004a)] Robustesse de quoi et vis-à-vis de quoi mais aussi robustesse pourquoi en aide à la décision ? In C. Henggeler-Antunes, J. Figueira, and J. Clímaco, editors, *Proceedings of the 56th Meeting of the European Working Group "Multiple Criteria Decision Aiding"*, Coimbra, Portugal, October 3-5, 2002. CCRC, Coimbra, Portugal.
- [Roy B. (2004b)] A propos de robustesse en recherche opérationnelle et aide à la décision. In J.Ch. Billaud, A. Moukrim, and E. Sanlaville, editors, *Flexibilité et Robustesse en Ordonnancement*. Hermès, Paris.

## Recherche opérationnelle et aide au développement

### Conception et simulation de réseaux gravitaires de distribution d'eau potable

Jean-Philippe VIAL<sup>1</sup>

*1. Professeur à l'Université de Genève*

jean-philippe.vial [at] hec.unige.ch

L'accès à l'eau potable est un droit élémentaire des hommes, mais près d'un quart de la population du globe n'en jouit pas. La mortalité infantile due à une mauvaise qualité de l'eau est dix fois plus importante que celle causée par la malnutrition. Hélas, malgré les grands discours et les sommets internationaux, bien peu de réponses concrètes sont apportées sur le terrain.

Agua Para la Vida est une ONG dont le but est de fournir à des communautés rurales démunies du Nicaragua, un des pays les plus pauvres du monde, l'aide matérielle et technologique pour la construction de réseaux de distribution d'eau potable. Pour minimiser la fragilité, la complexité et les coûts de fonctionnement, APLV a choisi de construire des réseaux ne faisant appel qu'à la seule force de gravité. La régulation des écoulements est assurée par les forces de frottements de l'eau contre les parois des tuyaux. Un choix judicieux des diamètres permet le contrôle de ces pertes de charge et la réduction du coût d'installation.

Les réseaux gravitaires sont simples dans leur principe et dans leur réalisation, mais leur conception est délicate. C'est un vrai problème de recherche opérationnelle que celui de concevoir un réseau de distribution à coût minimum pour lequel l'écoulement à chacun des robinets reste stable quels que soient le nombre et la position des autres robinets ouverts dans le réseau. En effet, le taux d'utilisation varie dans la journée et le réseau doit assurer un fonctionnement satisfaisant aux heures de pointe comme en période de faible demande. Pour répondre à ce défi, APLV, en association avec l'Université de Genève, a développé le logiciel NeatWork d'aide à la conception de réseaux gravitaires. Ce logiciel comporte deux modules : un module de conception à proprement parler, qui est basé sur la programmation linéaire, et un module de simulation. Ce dernier repose sur le principe de minimisation de l'énergie totale et se résout comme un problème convexe non linéaire sous contraintes.

En 15 années d'une action sur le terrain, APLV a mené à bien, avec des ressources minimes, une quarantaine de projets apportant de l'eau à plus de 15'000 personnes. Hélas, le Nicaragua n'est pas seulement un pays économiquement défavorisé. C'est un pays sujet à des catastrophes naturelles. Fin juin 2004, la région où opère APLV a été dévastée par un ouragan pire que le tristement célèbre ouragan «Mitch» qui avait sévi sur l'Amérique Centrale. Personnes disparues, ponts arrachés, réseaux détruits, coulées de boues. A l'heure où ces lignes sont écrites, on ne connaît pas l'ampleur des dégâts, mais tout semble à refaire.

## **Des idées simples pour des problèmes qui le sont moins**

Dominique DE WERRA<sup>1</sup>

*1. EPFL-FSB-IMA*

dewerra.ima [at] epfl.ch

Les variations sur les problèmes d'ordonnement ne se comptent plus, tant sont nombreuses les situations où des processus complexes de fabrication ou simplement d'organisation d'opérations partagent des ressources limitées.

Nous nous proposons de montrer comment le modèle simple d'« atelier ouvert » (open shop) peut être modifié pour prendre en compte certaines exigences liées à des processus technologiques particuliers.

Entre autres, nous examinerons comment des exigences de regroupement de machines peuvent être prises en compte ainsi que des contraintes de compatibilité d'opérations à respecter dans un système d'ordonnement par lots (« batch » scheduling).

Ceci permettra d'illustrer comment des outils classiques (programmation linéaire, flots dans des réseaux) peuvent être combinés à quelques idées simples pour obtenir de bonnes approximations des solutions « optimales ».



# Session ILOG

## **Aperçu des algorithmes, interfaces et paramètres de ILOG CPLEX**

Sofiane OUSSEDIK<sup>1</sup>

*1. ILOG, 9, rue de Verdun, 94253 Gentilly Cedex, France*

`soussedik [at] ilog.fr`

La résolution de programmes linéaires, linéaires en nombres entiers, quadratiques ou quadratiques en nombres entiers (ainsi que des problèmes incluant des contraintes quadratiques) est possible en utilisant ILOG CPLEX. CPLEX inclut des interfaces de programmation en C, VB, ainsi qu'en C++, Java et .Net. Ces interfaces permettent le développement d'applications intégrant CPLEX en tant que moteurs d'optimisation. Le but de la première partie de la présentation est de rapidement parcourir les fonctionnalités de CPLEX, en terme d'algorithmes, paramètres et interfaces de programmation.

## **Avancées récentes en programmation linéaire et linéaire en nombres entiers**

Sofiane OUSSEDIK<sup>1</sup>

*1. ILOG, 9, rue de Verdun, 94253 Gentilly Cedex, France*

`soussedik [at] ilog.fr`

Les performances des algorithmes inclus dans CPLEX seront illustrés à l'aide de benchmarks. Ces benchmarks dont certains proviennent de collaborations avec des partenaires industriels permettront aussi de voir l'effet de la modification du choix en terme de modélisation ainsi que du choix algorithmique ou de paramètres sur les résultats obtenus. Certains de ces benchmarks seront aussi utilisés afin d'illustrer les avancées en programmation linéaire durant les deux dernières décennies.

## **Utilisation d'un langage de modélisation mathématique pour le développement et la résolution de problèmes combinatoires**

Sofiane OUSSEDIK<sup>1</sup>

*1. ILOG, 9, rue de Verdun, 94253 Gentilly Cedex, France*

`soussedik [at] ilog.fr`

ILOG CPLEX a été relié à différents langages de modélisation mathématique, incluant OPL (Optimization Programming Language). L'approche utilisant un langage de modélisation mathématique tel que OPL est recommandée lors du prototypage de modèles en un minimum de temps. Elle est également recommandée lorsque les modèles doivent être fréquemment modifiés, ou lorsque plus simplement on préfère avoir le modèle sur un seul fichier modèle et non pas dans une application CPLEX développée en utilisant les interfaces de programmation.

De nombreux utilisateurs adoptent les deux approches : un langage de modélisation pour le prototypage rapide des modèles et ensuite une application CPLEX développée en utilisant les interfaces de programmation.

Dans cette présentation, ILOG OPL Studio sera présenté. La présentation, illustrée d'exemples OPL, a pour but de montrer comment OPL Studio peut être utilisé afin de développer et résoudre des modèles de programmation linéaire, programmation par contraintes et ordonnancement ainsi que la possibilité de développer des approches de résolution hybrides pour la résolution de problèmes complexes.





---

# Session bioinformatique

Organisée par JIN-KAO HAO

[ **David HERNANDEZ**, Robin GRAS, Ron D. APPEL ]

*Stratégies d'exploration de l'espace des alignements locaux multiples sans indels* ..... 14

[ **Aurélia RABIA**, Frédéric GUINAND ]

*Séquençage par hybridation : modélisation et reconstruction* ..... 15

[ **Eric RIVALS**, Sèverine BÉRARD ]

*Alignement de séquences avec des opérations non-commutatives* ..... 16

[ **Christine SINOQUET**, Guillaume BLIN ]

*Révélation de motif consensus fonctionnel dans un génome* ..... 17

## Stratégies d'exploration de l'espace des alignements locaux multiples sans indels

David HERNANDEZ<sup>1</sup>, Robin GRAS<sup>1</sup>, Ron D. APPEL<sup>1,2,3</sup>

1. Institut Suisse de Bioinformatique, Proteome Informatics Group, 1 Michel-Servet, 1211 Genève, Suisse

2. Hôpitaux Universitaires de Genève, 24 Micheli-du-Crest, 1211 Genève, Suisse

3. Université de Genève, CMU, 1 Michel-Servet, 1211 Genève, Suisse

{david.hernandez, robin.gras, ron.appel} [at] isb-sib.ch

**Mots-clés :** alignement local multiple, algorithme génétique, optimisation combinatoire

La procédure d'alignement local multiple a pour but de localiser dans un ensemble de séquences de biopolymères (ADN, protéines) des régions (sous-mots) similaires. Ces régions ainsi identifiées constituent un alignement multiple local sans indels ou ULMA (Ungapped Local Multiple Alignment). L'alignement multiple est sans doute l'une des procédures les plus utilisées en bioinformatique. Elle permet entre autre la création de prédicteurs : un ULMA produit sur un ensemble de séquences supposées de la même famille fonctionnelle peut servir de base à la construction d'une clé d'identification (expression régulière ou modèle probabilistique), qui permettra par la suite d'identifier de nouvelles séquences comme appartenant à la famille en question. Ce type d'alignement permet également d'identifier les occurrences d'un motif fonctionnel potentiel, en utilisant le fait que la pression évolutive a maintenu une certaine similarité entre ces occurrences.

D'une façon plus formelle, le problème que nous considérons est formulé de la façon suivante : étant donné un ensemble de  $N$  séquences biologiques (que l'on suppose apparentées), localiser un sous-mot (de longueur fixée) par séquence de telle façon que les  $N$  sous-mots choisis soient les plus similaires possibles. La mesure de similarité couramment utilisée est l'entropie relative (ou ratio du logarithme des vraisemblances). Dans la littérature, ce problème est principalement abordé d'un point de vue statistique ; les deux approches les plus populaires sont MEME [1] qui est basé sur l'algorithme EM (Expectation-Maximization) et le Gibbs Sampler [2]. Un certain nombre de variantes récentes existent également, mais ces contributions sont essentiellement axées sur des modèles plus complexes ou plus spécifiques, laissant de côté les aspects d'optimisation. Nous considérons le problème comme une optimisation combinatoire et comparons de ce point de vue l'efficacité des différentes stratégies d'exploration. Par exemple, le Gibbs Sampler peut être vu comme un grimpeur stochastique, utilisant une fonction de voisinage qui considère toutes les occurrences possibles sur une séquence.

Dans ce cadre, nous avons développé une stratégie d'exploration dédiée à ce problème [3]. La méthode explore deux espaces de recherche de façon liée : celui des mots d'une longueur donnée, et celui des ULMAs de cette longueur. Les mots sont utilisés pour repérer rapidement des zones prometteuses dans l'espace des ULMAs. Des fonctions de voisinages et opérateurs génétiques utilisant les spécificités du problème sont utilisés pour permettre une exploration efficace de ces deux espaces de recherche. Cette stratégie montre une efficacité d'exploration significativement supérieure aux méthodes statistiques citées plus haut ainsi qu'à d'autres stratégies de grimpeurs.

### RÉFÉRENCES

- [1] T. L. Bailey, C. Elkan. Unsupervised Learning of Multiple Motifs in Biopolymers Using Expectation Maximization, *Machine Learning*, 21 :51-83. 1995.
- [2] A. F. Neuwald, J. S. Liu, C. E. Lawrence. Gibbs motif sampling : Detection of bacterial outer membrane protein repeats, *Protein Science*, 4 :1618-1632, 1995.
- [3] D. Hernandez, R. Gras, R. Appel. MoDEL : an efficient strategy for ungapped local multiple alignment, *Computational Biology and Chemistry*, in press.

## Séquençage par hybridation : modélisation et reconstruction

Aurélia RABIA<sup>1</sup>, Frédéric GUINAND<sup>1</sup>

*1. Université du Havre (lih), France*

{aurelia.rabia, frederic.guinand} [at] univ-lehavre.fr

**Mots-clés :** Séquençage par hybridation, sbh-graphe, parcours de graphe, répétitions, recherche de motifs

SBH est une technique récente de séquençage qui permet de lire la suite des bases d'un morceau d'ADN. Ce processus génère un spectre : ensemble de mots de même longueur, appelés des oligonucléotides. Ce spectre peut contenir deux sortes d'erreurs, les erreurs positives et les erreurs négatives. Les erreurs négatives correspondent aux oligonucléotides présents dans la séquence mais pas dans le spectre, et les erreurs positives aux oligonucléotides présents dans le spectre mais pas dans la séquence. A cela s'ajoute le fait qu'aucune information quantitative n'est donnée, nous ne savons pas combien de fois un oligonucléotide est présent dans la séquence. Le but est de reconstruire la séquence à partir d'un spectre erroné. Les formes simplifiées de ce problème sont NP-difficile [BC85, AW03]. Ce problème se décompose en deux sous-problèmes qui consistent dans un premier temps à modéliser l'espace des solutions à l'aide d'un graphe adapté à SBH puis à développer une méthode qui extrait de ce graphe des chemins vérifiant un ensemble de contraintes. Pour le premier problème nous proposons un nouveau type de graphe, les SBH-graphes dont nous avons prouvé qu'ils contiennent les chemins correspondant aux solutions contrairement aux modèles proposés jusqu'alors. A partir d'un SBH-graphe, le second problème consiste à déterminer les chemins vérifiant un ensemble de contraintes qui sont la longueur de la séquence, le nombre d'erreurs négatives et le nombre d'erreurs positives. Nous parcourons ce graphe en utilisant les informations issues de fragments de chemins valides obtenus auparavant et en remplaçant les cycles par des expressions rationnelles. Les séquences potentielles sont donc les chemins qui respectent ces contraintes. Nous avons réalisé les premières expérimentations sur de courtes séquences, et les expérimentations sur des données réelles extraites de Genbank sont en cours.

### RÉFÉRENCES

- [1] J. Błażewicz and M. Kasprzak, Complexity of DNA-sequencing with errors. In *RECOMB'99 (Lyon)*, 1999.
- [2] A. Guénoche, Can we recover a sequence, just knowing all its subsequences of given length? 8 :569-574, 1992.

## Alignement de séquences avec des opérations non-commutatives

Eric RIVALS<sup>1</sup>, Sèverine BÉRARD<sup>1</sup>

1. LIRMM CNRS, France

{rivals, berard} [at] lirmm.fr

**Mots-clefs :** Alignement, séquence, non commutativité, bioinformatique

L'étude des génomes a révélé l'abondance des séquences répétées, notamment dans le cas des organismes complexes : elles représentent environ 40 % du génome humain [AW03]. La cause de leur apparition ainsi que leur évolution sont encore mal comprises. Les séquences constituées de segments répétés adjacents le long du chromosome, séquences dites "répétées en tandem", sont sujettes à un mécanisme particulier d'évolution. Elles subissent des duplications ou des pertes en tandem du motif répété, ce qui fait varier leur longueur. Les mutations ponctuelles (insertion, délétion et substitution d'un symbole) altèrent les copies du motif. La combinaison des deux types d'événements produit une suite de motifs adjacents, légèrement différents les uns des autres. Ainsi, peut-on observer chez deux individus d'une même espèce des suites différentes de motifs. Nous considérons le problème d'aligner optimalement deux suites de motifs pour mettre en évidence la série d'événements qui transforment l'une en l'autre.

Dans le modèle classique d'alignement de séquences [Bil99], seules les mutations ponctuelles sont considérées. Dans notre contexte, les motifs sont les symboles de la suite et nous autorisons les mutations ponctuelles sur les motifs ainsi que les événements de duplication et de perte en tandem d'un motif. À chaque opération est associée un coût fixe et le coût de l'alignement est la somme des coûts des opérations qu'il contient. Contrairement au cas classique, nos opérations ne sont plus commutatives ; il s'ensuit qu'aligner des paires de préfixes de plus en plus longs des deux suites par programmation dynamique (comme pour l'alignement classique [Bil99]) ne suffit plus à calculer l'alignement optimal. Nous proposons un algorithme exact qui combine programmation dynamique et algorithmique de graphes avec une complexité cubique en fonction de la longueur des suites (cf. [BC85]).

En conclusion, nous discuterons une application sur des séquences génétiques et des perspectives algorithmiques telles que la prise en compte de coûts variables, de duplication de plusieurs motifs, ou la comparaison multiple.

### RÉFÉRENCES

- [1] B. Alberts, D. Bray, J. Lewis, M. Ra , K. Roberts, and J. D. Watson. *Molecular Biology of the Cell*. Garland, New York, 1983.
- [2] Sèverine Bérard and Eric Rivals. Comparison of minisatellites. *J. of Computational Biology*, 10(3-4) : 357-372, 2003.
- [3] David Sanko and Joseph B. Kruskal, editors. *Time Warps, String Edits and Macromolecules : the Theory and Practice of Sequence Comparison*. CSLI Publications, second edition, 1999.

# Révélation de motif consensus fonctionnel dans un génome

Christine SINOQUET<sup>1</sup>, Guillaume BLIN<sup>1</sup>

1. LINA - FRE CNRS 27-29, France

{christine.sinoquet, guillaume.blin} [at] lina.univ-nantes.fr

**Mots-clefs :** recherche de motif, consensus, méthode approchée par voisinage

L'analyse de la régulation des gènes pour le génome d'une bactérie peu étudiée jusqu'alors a motivé la conception de la méthode présentée ici. Nous proposons une alternative aux algorithmes destinés à identifier la présence éventuelle d'un motif *fonctionnel* commun à un ensemble de  $q$  séquences parmi  $n$ . Dans notre cas, les séquences analysées sont  $n$  séquences de taille moyenne  $t$  extraites de régions caractérisées des gènes d'un *même génome*. Le motif à découvrir est uniquement contraint par le nombre maximal de caractères "joker" contigus et la présence des autres caractères ( $a, c, t, g$ ) à une fréquence minimale  $f$  pour les  $q$  séquences.

Une dizaine d'approches traitent de sujets voisins (MEME [1], Projection [2], Consensus [3], Pratt [4], Stars [5], Winnower[6], Gibbs Recursive Sampler [7] ...). Mais certaines ne conviennent pas à notre problème puisqu'elles s'appliquent à des séquences portées par des génomes d'espèces différentes appartenant à une même famille (voisines dans une phylogénie). D'autres supposent qu'un motif fonctionnel devrait être sur-représenté. D'autres encore présentent des limites techniques : nécessité pour l'utilisateur de connaître la longueur du motif à découvrir, longue durée d'exécution pour un nombre  $n$  élevé de séquences de faible taille  $t$  (notre cas), impossibilité de fixer un quorum  $q$ . Enfin, les méthodes probabilistes, sophistiquées, rapides, sont sensibles au bruit de fond.

L'innovation apportée par notre approche heuristique consiste à réduire l'espace de recherche des motifs candidats (ou modèles) en nous affranchissant le plus possible des "ressemblances" non significatives entre séquences (bruit de fond). L'ensemble  $\mathcal{S}$  des séquences les plus "globalement dissemblables" entre elles, relativement à un seuil  $\sigma$  fixé, pour un indice de similarité ou une distance, est d'abord identifié (classification, clustering). Ensuite, la recherche est guidée itérativement au moyen d'un sous-ensemble  $\mathcal{S}_i = \{s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{ip}\} \subset \mathcal{S}$ , appelé "support révélateur". Pour certaines itérations, une proportion significative de ces séquences  $s_{ij}$  peut contenir le motif, s'il existe. Pour révéler le motif, nous optimisons la qualité du support  $\mathcal{S}_i$ .

Pour ce faire, nous définissons une variante aux méthodes approchées d'optimisation combinatoire définies par un voisinage. Nous nous déplaçons dans un voisinage du support  $\mathcal{S}_i$  pour générer le support  $\mathcal{S}_{i+1}$ , en augmentant la variance pour la dissimilarité entre les séquences du support (inertie).

L'algorithme est décrit ainsi :

- niveau bas : successivement, pour chacune des  $p$  séquences  $s_{ij}$ , deux ensembles de séquences  $\mathcal{S}_{i1}$  et  $\mathcal{S}_{i2}$  sont générés, dans le but de révéler si possible le motif putatif en confrontant les meilleurs modèles obtenus avec  $\mathcal{S}_{i1}$  et  $\mathcal{S}_{i2}$ .  $\mathcal{S}_{i1}$  est construit de manière à identifier les motifs communs à toutes les séquences de  $\mathcal{S}_i$ , sur "fond de révélation" de  $m$  autres séquences choisies aléatoirement parmi les  $n$  gènes étudiés.  $\mathcal{S}_{i2}$  est destiné à identifier les motifs communs entre un  $s_{ij}$  donné et ses  $k$  plus proches voisins. L'étape décrite précédemment est répétée  $u$  fois. A l'issue des  $u \times p$  confrontations, les meilleurs modèles sont retenus.
- niveau intermédiaire : les supports  $\mathcal{S}_i$  sont successivement construits par remplacement de  $r$  séquences choisies au hasard par autant de séquences choisies par tirages successifs dans  $\mathcal{S}$  jusqu'à amélioration de l'inertie du support. A l'issue de  $v$  itérations, les meilleurs modèles consensus sont identifiés, sur la base d'un score dépendant de  $f$ .
- niveau haut : tant qu'aucun motif de score satisfaisant n'est identifié, de brusques mutations sont successivement opérées sur le support. En l'occurrence, nous remplaçons  $p/2$  séquences.

En niveau bas, l'identification de motifs est réalisée à l'aide d'un algorithme de programmation dynamique très utilisé en biologie, l'alignement multiple de séquences. Nous choisissons des valeurs pour les paramètres  $p, k$  et  $m$  compatibles avec une exécution rapide de plusieurs sessions du logiciel d'alignement **clustalw**, l'ordre des séquences influençant l'alignement obtenu. **clustalw** doit être utilisé avec les paramètres adéquats : substitution de caractères seulement autorisée, matrice identité

pour les coûts de substitution (séquences non apparentées).

La mise au point des paramètres contrôlant l'exécution de l'algorithme nous conduits à diverses comparaisons. Le choix de la méthode destinée à identifier les gènes les plus dissemblables a une incidence également. Ces diverses conditions d'utilisation sont croisées avec diverses classes de valeurs des paramètres  $n$  et  $t$  (respectivement nombre de séquences à comparer et taille moyenne de ces séquences). Nous testons les performances de notre méthode sur les régions 5'UTR des gènes de la bactérie *Thermotoga Maritima*, pour  $n$  de l'ordre de quelques centaines et  $t$  de l'ordre de quelques dizaines.

## RÉFÉRENCES

- [1] T.L. Bailey, C. Elkan (1995) Unsupervised learning of multiple motifs in biopolymers using expectation maximization. *Machine learning*, 21, 51-80
- [2] J. Buhler, M. Tompa (2001) Finding motifs using random projections. Proceedings of RECOMB 2001, ACM Press, 69-76
- [3] G. Hertz, G. Stormo (1999) Identifying DNA and protein patterns with statistically significant alignments of multiple sequences. *Bioinformatics* 15, 563-577
- [4] I. Jonassen (1997) Efficient discovery of conserved patterns using a pattern graph. *Computer Applications in the Biosciences*, 13, 509-522
- [5] A. Mancheron, I. Rusu (2003) Pattern discovery allowing gaps, substitution matrices and multiple score functions. Proceedings of WABI, Springer-Verlag, LNBI, 2812, 129-145
- [6] P.A. Pevzner, S.-H. Sze (2000) Combinatorial approaches to finding subtle signals in DNA sequences. Proceedings of ISMB, 269-278
- [7] W. Thompson, E.C. Rouchka, C.E. Lawrence (2003) Gibbs Recursive Sampler : finding transcription factor binding sites, *Nucleic Acids Research*, 31(13), 3580-3585

# Session parallèles

## A

- [ **Irène ABI-ZEID**, Luc LAMONTAGNE ]  
*L'intégration d'une approche multicritère dans le raisonnement à base de cas* ..... 23
- [ **Nabil ABSI**, Safia KEDAD-SIDHOUM ]  
*Modélisation et résolution d'un problème de lot-sizing à capacité finie sous contraintes* ..... 24
- [ **Inès ALAYA**, Christine SOLNON, Khaled GHÉDIRA ]  
*Des fourmis pour le sac à dos multidimensionnel* ..... 25

## B

- [ **Bruno BACHELET** ]  
*Méthode d'agrégation pour les problèmes de tension* ..... 27
- [ **Matthieu BASSEUR**, El-ghazali TALBI, Franck SEYNHAEVE ]  
*Coopération de méthodes d'optimisation appliquée au FlowShop MultiObjectif* ..... 29
- [ **Michel BEUTHE**, Christophe BOUFFIOUX, Hilde MEERSMAN, Els VANDAELE ]  
*A multi-criteria analysis of stated preferences among freight transport alternatives* ..... 30
- [ **Corinne BOUTEVIN**, Michel GOURGAND, Sylvie NORRE ]  
*Identification des ressources dans le RCPSP* ..... 31
- [ **Nadia BRAUNER**, Vincent JOST ]  
*Ordonnancement en juste-à-temps et conjecture de Fraenkel symétrique* ..... 33

## C

- [ **Salem CHAKHAR**, Vincent MOUSSEAU ]  
*Modélisation des préférences temporelles fondée sur les concepts de concordance et de non-discordance* ... 34
- [ **Matthieu CHARDY** ]  
*Optimisation tarifaire dans un contexte de multihoming et de tarification au percentile* ..... 36
- [ **Marc CHOUNARD**, Sophie D'AMOURS, Daoud AÏT-KADI ]  
*Modèle de conception d'un réseau logistique intégrant la logistique inversée à la chaîne d'approvisionnement*  
 37
- [ **Sophie CONSTANS**, Rémy FONDACCI, Olivier GOLDSCHMIDT ]  
*Application d'une heuristique gloutonne au problème de l'affectation tactique des niveaux de vol* ..... 40
- [ **Nicolas COSSARD**, Michel GOURGAND, Sylvie NORRE, Nikolay TCHERNEV ]  
*Conception d'un APS dédié basé sur un couplage simulation - optimisation pour un problème de planification*  
 42
- [ **Liliana CUCU**, Yves SOREL ]  
*Ordonnancement non-préemptif pour systèmes temps réel à contraintes de précédences et de latences* ..... 45

## D

- [ **Alexandre DOLGUI**, Nikolay GUSCHINSKY, Genrikh LEVIN ]  
*Optimisation des machines d'usinage et des lignes de transfert* ..... 47
- [ **Sonia DOUAR NÉE RADJEF**, M.O BIBI, M Saïd RADJEF ]  
*Résolution d'un programme linéaire à variables mixtes par la méthode directe du support* ..... 49
- [ **Christophe DUHAMEL**, Jerome TRUFFOT, Philippe MAHEY ]  
*Le problème du flot maximal avec contraintes sur le nombre de chemins* ..... 50

## E

- [ **Tinaz EKIM**, Marc DEMANGE, Dominique DE WERRA ]  
*Algorithmes d'approximation et algorithmes séquentiels sur les problèmes de  $(p, k)$ -coloration* ..... 51

[ <b>Bertrand ESTEVE</b> , Nasser YAHY, Vincent T'KINDT ] <i>Une recherche par faisceaux filtrée améliorée pour un problème d'ordonnancement</i> .....	52
[ <b>Yamna ETTARRES</b> , Khaled MELLOULI ] <i>Une approche multicritère pour la fusion des données représentées par des fonctions de croyance</i> .....	54
<b>F</b>	
[ <b>Dominique FORTIN</b> ] <i>À propos des polytopes de Bell : distillation de l'emberlificotage</i> .....	55
[ <b>Bernard FORTZ</b> , Mikkel THORUP ] <i>Optimisation robuste des métriques OSPF / IS-IS</i> .....	56
<b>G</b>	
[ <b>François GALEA</b> , Catherine ROUCAIROL ] <i>Optimisation du traitement des tumeurs cancéreuses par curiethérapie</i> .....	57
[ <b>Marc GRAVEL</b> , Caroline GAGNÉ, Wilson PRICE ] <i>Comparaison de trois méthodes pour le problème du car-sequencing</i> .....	58
[ <b>Heinz GRÖFLIN</b> , Andreas KLINKERT, Nguyen PHAM DINH ] <i>Job Insertion Neighborhood in Two Job Shop Problems</i> .....	60
<b>H</b>	
[ Frédéric LARDEUX, Frédéric SAUBION, <b>Jin-Kao HAO</b> ] <i>Combinaison de mécanismes de résolution pour le problème MAX-SAT</i> .....	61
[ Vincent BARICHARD, <b>Jin-Kao HAO</b> ] <i>Recherche locale dichotomique pour la résolution des CSP continus</i> .....	63
[ <b>Haiyan HOUSROUM</b> , Tienté HSU, Rémy DUPAS, Gilles GONCALVES ] <i>Une approche évolutionniste du problème de la gestion dynamique de tournées de véhicules avec fenêtres de temps</i> .....	64
<b>J</b>	
[ <b>Jaber JEMAI</b> , Khaled MELLOULI ] <i>Un Système Intégré de Simulation-Optimisation pour le Problème de Tournées de Véhicules Temps Réel</i> ...	65
<b>K</b>	
[ <b>Pierre KUNSCH</b> ] <i>Simulation par la Dynamique des Systèmes et le contrôle flou des émissions de CO2 dans les immeubles résidentiels</i> .....	66
<b>L</b>	
[ <b>Pierre LEMAIRE</b> ] <i>Rangement d'objets multiboîtes, flots et facteurs de graphes</i> .....	67
[ <b>Christophe LENTÉ</b> ] <i>Modélisation Max-Plus d'un flowshop sans attente pour le calcul de bornes inférieures</i> .....	68
<b>M</b>	
[ <b>Wiem M'RABET</b> , Mohamed BEN AHMED ] <i>Reconfiguration des systèmes complexes basée sur les systèmes multi-agents - Application aux systèmes automatisés de production</i> .....	70
[ <b>Fabien MANGIONE</b> , Agustin PECORARI, Bernard PENZ ] <i>Ordonnancement des cellules robotisées pour une production mono-produit</i> .....	72
[ <b>Bruno MARTIN</b> ] <i>Optimisation du remplissage d'espaces publicitaires</i> .....	74



## N

[ **Edith NAUDIN**, Thierry MAUTOR ]*Modélisation et résolution du problème de découpe à une dimension avec des variables Arcs-Etats* . . . . . 75[ **Quang NGUYEN** ]*Tarifification d'un réseau de télécommunication avec qualité de service : un programme biniveau non linéaire* 77[ **Quang NGUYEN**, Mickael MEULLE ]*Un modèle de graphe pour le routage interdomaine* . . . . . 79

## P

[ **Jacques PICTET** ]*Utilisation généralisée de la méthode des cartes dans la moyenne pondérée* . . . . . 81[ **Florence PIRARD**, Fouad RIANE, Abdelhakim ARTIBA, Serguei IASSINOVSKI ]*Apport des techniques d'optimisation et de simulation pour l'élaboration des plannings stratégiques d'entreprises multisites* . . . . . 82

## Q

[ **Dominique QUADRI**, Pierre TOLLA ]*Programmation quadratique en nombres entiers : présentation de méthodes de résolution susceptibles d'être intégrées dans des algorithmes hybrides* . . . . . 83

## R

[ **Patrice RAVEL**, Guilhem KISTER, Marc André DELSUC ]*An algorithm for peak-tracking in multi-dimensional NMR experiment* . . . . . 84[ **Eduardo RODRIGUEZ-TELLO**, Jin-Kao HAO, Jose TORRES-JIMENEZ ]*Une Nouvelle Mesure pour le Problème de Minimisation de Largeur de Bande* . . . . . 86[ **Antoine ROLLAND** ]*Une approche axiomatique des procédures d'agrégation de préférences avec points de référence* . . . . . 88

## S

[ **David SCHINDL**, Marie-Christine COSTA , Christophe PICOULEAU, Dominique DE WERRA ]*Un cas soluble pour un problème de reconstruction d'image en tomographie discrète* . . . . . 89[ **Roman SLOWINSKI**, Salvatore GRECO ]*Induction des règles robustes à partir des approximations d'une relation de préférence* . . . . . 90[ **Mahdi SOUID**, Saïd HANAFI, Frédéric SEMET ]*Recherche à Voisinage Variable pour le Problème de Tournées de Véhicule avec Contraintes d'Accessibilité* 91[ **Louis-Xavier STORME** ]*Recherche de chemins robustes dans les graphes en présence de plusieurs scénarios* . . . . . 94

## T

[ **Éric TAILLARD**, Gregory BURRI ]*POPMUSIC pour le placement de légende sur des plans* . . . . . 95[ **Éric TAILLARD**, Philippe WAELTI, Jacques ZUBER ]*Un nouveau test statistique pour la comparaison de proportions* . . . . . 98[ **Jacques TEGHEM** ]*Planification des séquences de vols à l'aide d'un algorithme génétique hybride* . . . . . 101[ **Julien THÉNIÉ**, Jean-Philippe VIAL ]*Programmation Stochastique avec règles de décision linéaires* . . . . . 102[ **Jean-Michel THIZY** ]*Analyse post-optimale d'un problème de contrôle continu : gestion de stock  $(Q, r)$*  . . . . . 103

[ <b>Jean-Michel THIZY</b> ]	
<i>Garantie a posteriori de l'heuristique gloutonne appliquée à la localisation de sites sans capacité et au problème de recouvrement</i> .....	105
[ <b>Jean-Michel THIZY</b> ]	
<i>Un système interactif d'aide à l'affectation de responsabilités dans une unité de services</i> .....	108
<b>V</b>	
[ <b>Sacha VARONE</b> ]	
<i>Gestion automatique des bornes d'accès par agents distribués</i> .....	110
[ <b>Benedicte VATINLEN, Fabrice CHAUVET, Philippe CHRETIENNE, Philippe MAHEY</b> ]	
<i>Minimisation du nombre de chemins décomposant un flot</i> .....	111
<b>W</b>	
[ <b>Philippe WAELTI, Thierry MAUTOR, Éric TAILLARD</b> ]	
<i>Application de méta-heuristiques au problème de la p-médiane</i> .....	112
[ <b>Paul WENG</b> ]	
<i>Processus de décision markoviens en présence de préférences non classiques</i> .....	114
[ Saïd HANAFI, <b>Christophe WILBAUT</b> ]	
<i>Recherche Dispersée et Diversification pour le Sac à Dos Multidimensionnel en variables 0-1</i> .....	115
<b>Y</b>	
[ <b>Loïc YON, Alain QUILLIOT</b> ]	
<i>Modélisation d'un problème de transports publics en milieu urbain : couplage d'un flot entier et d'un multiflot fractionnaire</i> .....	118
<b>Z</b>	
[ <b>Tahar ZEMMOURI, Peter CHAN, Michael HIROUX, George WEIL</b> ]	
<i>Dimensionnement Multiples Termes d'une équipe</i> .....	120
[ <b>Tahar ZEMMOURI, Peter CHAN, Michael HIROUX, George WEIL</b> ]	
<i>Dimensionnement des équipes à multiples compétences</i> .....	122

## L'intégration d'une approche multicritère dans le raisonnement à base de cas

Irène ABI-ZEID<sup>1</sup>, Luc LAMONTAGNE<sup>2</sup>

1. *Département d'opérations et de systèmes de décision, Université Laval, Québec, Canada*

2. *Département d'informatique, Université Laval, Québec, Canada*

irene.abi-zeid [at] osd.ulaval.ca, luc.lamontagne [at] ift.ulaval.ca

**Mots-clefs :** Raisonnement à base de cas, similarité multicritère, cas textuels

Le raisonnement à base de cas (CBR), est une approche de résolution de problèmes développée en intelligence artificielle qui consiste à utiliser des expériences passées pour résoudre de nouveaux problèmes. Typiquement, un cas contient au moins deux parties : une description d'une situation représentant un "problème" et une "solution" utilisée pour remédier à cette situation. Lorsqu'une nouvelle situation problématique est rencontrée, le système CBR est mis à contribution pour la recherche de situations passées similaires à la nouvelle situation, et pour l'adaptation de ces solutions afin de construire une nouvelle réponse à la situation problématique actuelle.

Le processus de résolution d'un système CBR comprend quatre phases : recherche-réutilisation-révision-rétention. La phase recherche permet de sélectionner les anciens cas les plus similaires au problème à résoudre. Elle est habituellement implantée par une sélection des plus proches voisins (k-nearest-neighbors). Celle-ci utilise des métriques de similarité pour mesurer la correspondance entre chaque cas passé et le nouveau problème à résoudre. Ces métriques sont appliquées individuellement dans un contexte monocritère.

Dans ce travail, nous proposons d'intégrer les métriques de similarité dans un cadre multicritère afin de supporter la tâche de choix des cas passés lors de la phase recherche. Nous présentons des résultats obtenus lors de la mise en oeuvre d'un système de réponse intelligent au courrier électronique développé pour le domaine du service aux investisseurs.

## Modélisation et résolution d'un problème de lot-sizing à capacité finie sous contraintes

Nabil ABSI<sup>1</sup>, Safia KEDAD-SIDHOUM<sup>2</sup>

1. Laboratoire d'Informatique de Paris 6 - DynaSys, France

2. Laboratoire d'Informatique de Paris 6, France

nabil\_absi [at] dynasys.tm.fr, Safia.Kedad-Sidhoum [at] lip6.fr

**Mots-clefs :** Lot-sizing, inégalités valides, branch-and-cut, heuristiques

On s'intéresse à la modélisation et la résolution d'un problème de lot-sizing à capacité finie avec contraintes additionnelles rencontrés dans de nombreuses applications industrielles. Il s'agit de déterminer un plan de production d'un ensemble de  $N$  produits pour un horizon de planification constitué de  $T$  périodes. Ce plan est à capacité finie et doit tenir compte d'un ensemble de contraintes additionnelles. En effet, le lancement de production d'un produit à une période donnée entraîne outre la consommation variable en ressources, une consommation dite fixe. Plusieurs processus de production (ou gammes) peuvent être utilisés, la consommation des ressources s'effectuera de façon différente suivant la gamme. Par ailleurs, les produits sont classés par groupes de produits. Tout lancement de production d'une référence induit une consommation fixe en ressources pour le (ou les) groupe(s) auxquels il appartient. Le plan de production doit également respecter un plan minimum imposé et un lancement minimum s'il y a production. La production doit s'effectuer en respectant des contraintes de taille de lots. Il s'agit alors de minimiser les coûts de production, de lancement et de stockage ainsi que les coûts de ruptures sur la demande des produits. Le problème défini est NP-difficile. Pour définir une borne inférieure de bonne qualité dans le cadre de son utilisation dans une méthode de type Branch and Bound, nous proposons des inégalités valides basées sur une généralisation des inégalités de Miller et al. [1] et de Marchand et Wolsey [2]. Les heuristiques de séparation utilisées sont en  $O(N^2)$  et  $O(NT^2)$ . Nous présenterons des résultats expérimentaux sur les méthodes de branch and cut intégrant ces coupes. Nous présentons également une heuristique permettant de déterminer une solution réalisable au problème. Celle-ci est basée sur une décomposition de l'horizon de planification inspirée des travaux Stadtler de [3]. Des résultats expérimentaux obtenus sur des jeux de données réels seront présentés.

### RÉFÉRENCES

- [1] A. J. Miller G.L. Nemhauser and M.W.P. Savelsbergh, *On the polyhedral structure of a multi-item production planning model with setup times*, Mathematical Programming **94** (2003), 375–405.
- [2] H. Marchand and L.A. Wolsey, *The 0-1 knapsack problem with a single continuous variable*, Mathematical Programming **85** (1999), 15–33.
- [3] H. Stadtler, *Multilevel Lot Sizing with Setup Times and Multiple Constrained Resources : Internally Rolling Schedules with Lot-Sizing Windows*, Operations Research **51** (2003) 487–502.

## Des fourmis pour le sac à dos multidimensionnel

Inès ALAYA<sup>1</sup>, Christine SOLNON<sup>2</sup>, Khaled GHÉDIRA<sup>1</sup>

1. SOIE, 41 Avenue de la Liberté, Bardo Tunisie

2. LIRIS 43 Bd du 11 novembre 1918 Villeurbanne- France

{ines.alaya, khaled.ghedira} [at] isg.rnu.tn, csolnon [at] bat710.univ-lyon1.fr

**Mots-clefs :** Optimisation par colonies de fourmis, métaheuristique, problème du sac à dos multidimensionnel

L'optimisation par colonies de fourmis (ACO) est une métaheuristique qui a été inspirée par le comportement des fourmis réelles, et plus particulièrement comment elles arrivent à trouver le plus court chemin entre une source de nourriture et un nid. Une fourmi artificielle construit une solution par addition itérative de composants de solution à la solution partielle et ce en se déplaçant dans un graphe de construction. Les fourmis artificielles se déplacent en appliquant une politique de décision stochastique basée sur la phéromone artificielle et une information heuristique locale spécifique au problème. Dans les algorithmes ACO, les fourmis déposent les traces de phéromone sur les composants des meilleures solutions construites pour attirer les autres fourmis vers les aires correspondantes de l'espace de recherche. Ainsi pour résoudre un nouveau problème avec l'ACO, un point clé est de décider sur quels composants des solutions construites (sommets ou arrêtes) les fourmis doivent déposer les traces de phéromone et comment exploiter ces traces lors de la construction de nouvelles solutions.

Nous présentons, dans cet article, un algorithme ACO pour la résolution du problème du sac à dos multidimensionnel (MKP). Notre intuition est que le dépôt de phéromone sur les arrêtes devrait attirer les fourmis dans une manière plus précise que le dépôt de phéromone sur les sommets puisque la désirabilité d'un sommet dépend des sommets qui existent déjà dans la solution partielle en cours de construction.

Le MKP est un problème d'optimisation combinatoire sous contraintes NP-difficile. De manière formelle, il est présenté comme suit :

$$\text{MKP} \left\{ \begin{array}{l} \text{maximiser } \sum_{j=1}^n p_j \cdot x_j \\ tqi \in 1..m, \sum_{j=1}^n r_{ij} \cdot x_j \leq b_i(1) \\ j \in 1..n, x_j \in \{0, 1\}^n(2) \end{array} \right\}$$

Les éléments ( $r_{ij}$ ) représentent, pour chaque type de ressource  $i$ , la consommation de l'objet  $j$ . Les  $b_i$  sont les quantités disponibles de chacune des  $m$  ressources. L'objectif est de trouver un sous-ensemble d'objets qui maximise le profit tout en respectant les contraintes de limitation de ressources.

L'algorithme proposé diffère de la plupart des algorithmes ACO dans le fait que la phéromone est déposée non seulement sur les arrêtes du chemin visité par la fourmi mais sur tous les arrêtes reliant toute paire de sommets (correspondant aux objets) appartenant à la solution. En plus lors du choix d'un objet à ajouter, on intègre dans la probabilité non seulement les traces de phéromone entre le dernier sommet ajouté et le sommet sélectionné, mais les traces sur les arrêtes reliant le sommet sélectionné et tous les sommets de la solution.

Nous testons cet algorithme sur des benchmarks récents réputés difficiles [1]. Nous montrons que cet algorithme permet de retrouver la majorité des meilleurs résultats connus pour le MKP sur ces instances en plus d'améliorer plusieurs résultats trouvés par d'autres algorithmes ACO proposés dans la littérature pour le MKP [3][2].

**RÉFÉRENCES**

- [1] P.C. Chu, J.E. Beasley, A genetic algorithm for the multidimensional knapsack problem, *Journal of heuristic*, 4 : 63-86, 1998.
- [2] S. Fidanova, Evolutionary Algorithm for Multidimensional Knapsack Problem. PPSNVII- Workshop 2002.
- [3] G. Leguizamon, Z. Michalewicz. A new version of Ant System for Subset Problem, *Congress on Evolutionary Computation* pp1459-1464, 1999.

## Méthode d'agrégation pour les problèmes de tension

Bruno BACHELET<sup>1</sup>

1. LIMOS (ISIMA), France

bruno.bachelet [at] isima.fr

**Mots-clefs :** Tension de coût minimum, graphe série-parallèle, décomposition de graphe

L'étude de problèmes de tension dans les graphes est motivée ici par des problèmes de synchronisation dans les documents hypermédia (cf. [2]). Ces derniers sont composés de divers objets multimédia tels que du son, de la vidéo, du texte, une image, une applet... Les auteurs ont besoin d'outils puissants pour planifier automatiquement les spécifications temporelles de ces objets dans un document. Chaque objet multimédia  $u$  possède une durée intrinsèque, dite également *idéale*,  $o_u$  et un intervalle  $[a_u; b_u]$  dans lequel sa durée effective (i.e. planifiée) peut varier. L'auteur spécifie également des contraintes temporelles dans le but de décrire le déroulement de la présentation du document. Le problème se résume finalement à planifier une durée pour chaque objet multimédia afin de satisfaire à la fois les intervalles de tolérance et les contraintes temporelles.

Ce problème peut être interprété comme un problème de tension de coût minimum dans un graphe. Soit  $\pi : X \mapsto \mathbb{R}$  une fonction qui affecte un potentiel à chaque noeud d'un graphe  $G = (X; U)$ . La tension  $\theta_u$  d'un arc  $u = (x; y)$  est la différence de potentiels  $\theta_u = \pi_y - \pi_x$  et est contrainte à  $\theta_u \in [a_u; b_u] \subset \mathbb{R}$ . Le problème de la tension de coût minimum peut se modéliser par :

$$\left\{ \begin{array}{l} \text{minimiser } \sum_{u \in U} c_u(\theta_u) \\ \text{avec } \pi_y - \pi_x = \theta_{(x;y)}, \forall (x; y) \in U \\ a_u \leq \theta_u \leq b_u, \forall u \in U \end{array} \right.$$

Pour mesurer la qualité d'un document, plusieurs propositions ont été faites. Les premières études ont considéré des coûts linéaires par morceau, avec un minimum en  $o_u$  (e.g. [4]). Le problème peut alors être exprimé comme un programme linéaire et plusieurs algorithmes polynômiaux ont été développés (e.g. [1]). Récemment, nous avons proposé une méthode d'*agrégation* (cf. [3]) qui résout le problème de la *tension minimum à coûts linéaires par morceaux* (ou problème *CPLCT*) sur des graphes *série-parallèles* (ou *SP-graphes*). Cette approche s'est révélée compétitive avec les meilleurs algorithmes sur cette classe de graphes.

Cependant, le nombre d'objets qui doivent être modifiés (i.e. qui ne sont pas planifiés à leur durée idéale) est également très pertinent pour la synchronisation hypermédia. En effet, altérer la durée d'un objet multimédia est très coûteux en temps de calcul, et on comprend donc, dans un contexte temps réel, l'importance de minimiser cette opération (cf. [5]). Nous proposons ici une approche par agrégation pour le problème de la *tension minimum à coûts binaires* (ou problème *BCT*) dans un SP-graphe, où les fonctions de coût sont définies par :

$$c_u(\theta_u) = \begin{cases} 0, & \text{si } \theta_u = o_u \\ 1, & \text{si } \theta_u \neq o_u \end{cases}$$

De part sa nature discrète, ce problème est NP-complet aussi bien pour des graphes quelconques que pour des graphes série-parallèles (cf. [5]).

Notre intérêt pour les SP-graphes s'explique par la structure très proche du série-parallèle des contraintes temporelles utilisées pour l'hypermedia. Malgré tout, les SP-graphes traduisent des situations trop idéales. La notion de quasi SP-graphes est donc introduite pour regrouper les graphes dont la propriété série-parallèle est quelque peu altérée (ajout d'arcs perturbateurs). Ces graphes traduisent alors parfaitement les besoins d'expression de synchronisation entre objets multimédia.

En résumé, nous introduisons les SP-graphes et la méthode générale d'agrégation, et présentons brièvement son application au problème CPLCT pour des SP-graphes, avant de l'étendre et de la combiner avec la mise à conformité (*out-of-kilter*) pour résoudre le problème sur des quasi SP-graphes. Pour cette dernière approche, appelée *reconstruction*, le problème de la décomposition d'un graphe quelconque en composantes série-parallèles est abordé. Nous proposons également une application de la méthode d'agrégation au problème BCT. Enfin, nous concluons par une étude comparative, à la fois théorique et pratique, de ces méthodes avec celles existantes.

## RÉFÉRENCES

- [1] Ravindra K. Ahuja, Dorit S. Hochbaum et James B. Orlin. Solving the Convex Cost Integer Dual Network Flow Problem. Dans *Management Science*, volume 49, pages 950–964, 2003.
- [2] Bruno Bachelet. *Modélisation et optimisation de problèmes de synchronisation dans les documents hypermédia*. Thèse de Doctorat, Université Blaise Pascal, Clermont-Ferrand, France, 2003.
- [3] Bruno Bachelet et Philippe Mahey. Minimum Convex-Cost Tension Problems on Series-Parallel Graphs. A paraître dans *RAIRO Operations Research*, 2004.
- [4] M. Cecelia Buchanan et Polle T. Zellweger. Specifying Temporal Behavior in Hypermedia Documents. Dans *European Conference on Hypertext '92*, pages 262–271, 1992.
- [5] Celso C. Ribeiro et Eric Sanlaville. On the Complexity of Scheduling with Elastic Times. A paraître, 2002.



## Coopération de méthodes d'optimisation appliquée au FlowShop MultiObjectif

Matthieu BASSEUR<sup>1</sup>, El-ghazali TALBI<sup>1</sup>, Franck SEYNHAEVE<sup>1</sup>

*1. Laboratoire d'informatique fondamentale de Lille, FRANCE*

{basseur, talbi, seynhaev} [at] lifl.fr

**Mots-clefs :** Coopération, Métaheuristique, Méthode exacte, Multiobjectif

Les techniques d'optimisation existantes sont variées, chacune étant adaptée à un certain type de problèmes NP-difficiles ou d'instance de problèmes NP-difficiles. Pour la résolution de ces problèmes on distingue les méthodes exactes et les méthodes approchées. Les méthodes exactes sont dédiées aux problèmes de petite taille, quant aux méthodes approchées, elles peuvent être efficaces sur des problèmes de taille intermédiaire, ou de grande taille.

Depuis peu de temps, des méthodes hybrides apparaissent. Leur but est de faire coopérer différentes approches afin d'être efficace sur un plus large panel d'instances. On s'intéresse ici à un problème de FlowShop MultiObjectif de type  $F/perm, d_i/(C_{Max}, T)$  pour lequel nous avons testé différentes approches de résolution. En premier lieu, nous réalisons une résolution exacte par une adaptation au FlowShop MultiObjectif de la méthode deux-phases proposée par Ulungu et Teghem [4]. Puis nous proposons et testons deux approches évolutionnaires - Algorithme Génétique Adaptatif (AGA) et Algorithme Mimétique (MA) [1].

Chacune de ces méthodes a ses avantages et ses limites. Nous nous proposons donc de les faire coopérer dans le but d'améliorer les résultats généraux. Deux approches coopératives ont été réalisées et appliquées au FlowShop MultiObjectif afin de montrer leur intérêt. La première combine de manière adaptative l'algorithme génétique et l'algorithme mimétique, ce dernier intervenant lorsque l'algorithme génétique est tenu en échec (algorithme coopératif (AGMA) présenté dans [1]). Notre deuxième approche propose d'appliquer la méthode deux-phases à des partitions de solutions trouvées par une heuristique donnée. Dans le cadre de nos tests, celle-ci a été appliquée sur les solutions Pareto optimales trouvées par AGMA. Les différentes approches ont été testées sur des benchmarks de Taillard [3], avec dates de retard pour l'approche bi-critère [2]. Les résultats obtenus montrent l'efficacité des approches coopératives, et encouragent à continuer dans cette voie.

### RÉFÉRENCES

- [1] M. Basseur, F. Seynhaeve, E. G. Talbi "Adaptive mechanisms for multi-objective evolutionary algorithms", Congress on Engineering in System Application CESA'03, 2003.
- [2] E. G. Talbi, M. Rahoual, M. H. Mabed, C. Dhaenens "A Hybrid Evolutionary Approach for Multicriteria Optimization Problems : Application to the Flow Shop", Evolutionary Multi-Criterion Optimization, vol. 1993, p416-428.
- [3] E. Taillard "Benchmarks for basic scheduling problems", European Journal of Operations Research, 1993, vol. 64, p278-285.
- [4] E. L. Ulungu, J. Teghem "The two phases method : An efficient procedure to solve bi-objective combinatorial optimization problems", FOUNDATIONS OF COMPUTING AND DECISION SCIENCES, 1995, Vol. 20, 149-165.

## A multi-criteria analysis of stated preferences among freight transport alternatives

Michel BEUTHE<sup>1</sup>, Christophe BOUFFIOUX<sup>1</sup>, Hilde MEERSMAN<sup>2</sup>, Els VANDAELE<sup>3</sup>

1. *Fucam, Belgique*

2. *UA Antwerp*

3. *RUG Gand*

{michel.beuthe, Christophe.Bouffioux} [at] fucam.ac.be,  
Hilde.Meersman [at] ua.ac.be, Els.vandaele [at] ugent.be

**Mots-clefs :** multi-criteria, UTA, freight transport, stated preference

This paper presents a multi-criteria analysis of stated preference data, an approach we are experimenting with in the framework of a research trying to assess the relative importance of quality attributes in freight transportation, i.e. factors like reliability, frequency, absence of losses, carrier's flexibility, and transport time. The overall objective is to better understand what determines the choice of a particular freight transport solution and/or mode. Indeed, given the continuous growth of freight transports, the increasing congestion of roads and pollution, policy makers are attempting to promote a switch from trucking to other modes like inland waterways, short-sea shipping and rail, as well as combination of these means and trucking. Thus, it is particularly important to analyse how that can be organised and promoted given the determinants of transport means choice.

Some useful information is available about freight transport price direct- and cross-elasticities, for instance in Abdelwahab (1998), NEI (1999) and Beuthe and al. (2001). However, the problem of transportation choice cannot be reduced to the one of pricing but should also encompass the role of qualitative factors, which may bear upon the internal and external logistic organisation of the firms. These are not enough taken into account in the above studies. A stated preference approach can provide some additional information in that respect by assessing with transport managers the relative importance and value they give to service quality attributes. Hopefully, it should enable us to better value the real potential of a means/mode switching policy.

The paper gives a description of the questionnaire developed for this research and the experimental design that is used to elicit preferences from transport managers. Then, it presents the multi-criteria methodology of data analysis that we are experimenting with, the UTA multi-criteria method of preference des-aggregation of Jacquet-Lagrèze and Siskos (1978 and 1982). It relies on a goal programming model to evaluate an additive non-linear utility function from an individual preference ranking of alternatives. It allows the computation of the attributes' weights and equivalent money values for individual decision makers. Our survey is far from completed at this stage, so that the last section can only illustrate the methodology with some results obtained on a set of interviewed firms.

## Identification des ressources dans le RCPSP

Corinne BOUTEVIN<sup>1</sup>, Michel GOURGAND<sup>1</sup>, Sylvie NORRE<sup>1</sup>

*1. Université Blaise Pascal, France*

{boutevin, gourgand} [at] isima.fr, norre [at] moniut.univ-bpclermont.fr

**Mots-clefs :** RCPSP, identification des ressources, modèle linéaire, heuristique, notation

### Présentation du problème

L'objectif de ce papier est la résolution d'un problème de type RCPSP (Resource-Constrained Project Scheduling Problem) plus contraint que le problème classique. Le RCPSP classique cherche à ordonnancer des activités, chacune requérant une quantité connue de ressources de différents types. Les ressources sont présentes en nombre limité. Plusieurs types de contraintes sont à satisfaire : la non-préemption (C1), les précédences entre activités (C2), et le respect de la quantité disponible de chaque type de ressources (C3). Pour chaque activité, nous avons une date de fin au plus tôt à respecter et une date de fin au plus tard souhaitée. Trois objectifs peuvent alors être considérés : la minimisation du makespan, la minimisation de la somme des retards, la minimisation du plus grand retard. Ce problème théorique a été largement étudié dans la littérature ([Her72], [Ozd95], [Min98], [Bru99], [Yan01], ...). Les problèmes industriels (planification d'essais, ordonnancement de lots dans un contexte multi-sites, ...) que nous avons traités comprennent d'autres contraintes non étudiées dans le contexte du RCPSP :

- C4 : contraintes entre les activités et les unités de ressources (incompatibilité, obligation),
- C5 : contraintes entre unités de ressources de même type ou non (incompatibilité),
- C6 : contraintes sur les unités de ressources (indisponibilité).

Ces contraintes imposent de raisonner sur les unités de ressources, et non sur les types de ressources. Le problème dans sa globalité ne peut donc pas être entièrement modélisé par le RCPSP classique. Nous proposons une extension du modèle du RCPSP classique permettant d'identifier les ressources. Il faut donc déterminer les unités de ressources affectées à chaque activité, alors que dans le RCPSP classique seule la quantité est considérée. Nous devons donc résoudre conjointement un problème d'ordonnancement des activités et un problème d'affectation des unités de ressources à ces activités.

Nous remarquons que la contrainte C3, relative à la quantité disponible de chaque type de ressources, se trouve modifiée. En effet, il suffit de vérifier qu'à chaque période, toute unité de ressources est affectée à au plus une activité. D'autres auteurs ont proposé des extensions pour le RCPSP classique. Dans [Ner03], est présentée une extension intégrant la notion de compétence : une activité nécessite un nombre donné de ressources ayant une certaine compétence et les ressources possèdent une ou plusieurs compétences. L'extension proposée dans [Dau98] consiste à choisir les ressources à affecter à une activité parmi un ensemble de ressources candidates. Pour ces extensions, l'identification des ressources n'est pas nécessaire.

### Méthodes de résolution et mise en oeuvre

Afin de résoudre notre problème, nous proposons un modèle linéaire en nombres entiers. Ce modèle a été testé sur des instances de la PSPLIB ([Kol96]), instances J30 (uniques instances pour lesquelles le makespan optimal est connu) où sont considérées 30 activités nécessitant au plus quatre types de ressources. Pour chaque jeu de données, nous générons aléatoirement des incompatibilités entre activités et unités de ressources, entre unités de ressources de même type ou non, et des indisponibilités sur les unités de ressources. Nous étudions alors l'influence de l'identification des ressources sur le makespan. Nous proposons également une heuristique de priorité. Cette méthode consiste à trier les activités réalisables par date de fin au plus tard croissante. Nous déterminons ensuite tous les ensembles d'unités de ressources de même type pouvant être affectées à l'activité courante (vérification des

indisponibilités et des incompatibilités). Dès lors qu'aucune autre activité réalisable ne peut être ordonnée à la période courante, une nouvelle période est considérée. Cette heuristique est également testée sur des instances de la PSPLIB (J30 à J120).

## Conclusion

Nous avons traité un problème de type RCPSP plus contraint que le problème classique, qui permet d'intégrer l'identification de chaque ressource. Cette étude permet une meilleure modélisation des problèmes réels. Nous avons proposé un modèle linéaire et une heuristique. La mise en oeuvre porte sur des instances de la littérature modifiées et sur des jeux de données réels. Une notation basée sur celles de [Kan76] et [Bru99] est proposée. Dans un avenir proche, nous souhaitons mettre en oeuvre des algorithmes stochastiques (recuit simulé, kangourou, ...) pour la résolution de notre problème.

D'autre part, nous avons étudié deux autres problèmes dans le cadre du RCPSP : le double découpage temporel et la variation de la quantité requise de ressources au cours du traitement de chaque activité ([Bou03]). Nos perspectives concernent l'étude de problèmes de type RCPSP intégrant ces deux nouvelles caractéristiques et l'identification des ressources. De manière générale, nous avons travaillé dans le domaine du RCPSP et nous souhaitons nous intéresser également aux problèmes d'emploi du temps.

## RÉFÉRENCES

- [Bou03] Boutevin C., (2003) Problèmes d'ordonnement et d'affectation avec contraintes de ressources de type RCPSP et Line Balancing. Thèse de doctorat, Université Blaise-Pascal, Clermont-Ferrand.
- [Bru99] Brucker P., A. Drexl, R. Möhring, K. Neumann, E. Pesch, (1999) Resource-constrained Project Scheduling : Notation, Classification, Models and Methods, *European Journal of Operational Research* 112, p. 3-41.
- [Dau98] Dauzère-Pères S., W. Roux, J. B. Lasserre, (1998) Multi-ressource Shop Scheduling with Resource Flexibility, *European Journal of Operational Research* 107, p. 289-305.
- [Her72] Herroelen W.S., (1972) Resource-constrained Project Scheduling - the State of the Art, *Journal of the Operational Research Society* 23, p. 261-275.
- [Kan76] Kan A. R., (1976) *Machine Scheduling Problems : Classification, complexity and computations*, Martinus Nijhoff, The Hague, Netherlands.
- [Kol96] Kolisch R., A. Sprecher, (1996) PSPLIB - A Project Scheduling Problem Library, *European Journal of Operational Research* 96, p. 205-216.
- [Min98] Mingozzi A., V. Maniezzo, S. Ricciardelli, L. Bianco, (1998) An Exact Algorithm for the Resourced-constrained Project Scheduling Problem Based on a New Mathematical Formulation, *Management Science* 44 (5), p. 714-729.
- [Ner03] Néron E., O. Bellenguez, (2003) Méthodes Approchées pour le Problème de Gestion de Projet Multi-compétence, *Ecole d'Automne de Recherche Opérationnelle*, 28-31 Octobre 2003, Tours, p. 40-42.
- [Ozd95] Özdamar L., G. Usuloy, (1995) A Survey on the Resource-constrained Project Scheduling Problem, *IIE Transactions* 27, p. 574-586.
- [Yan01] Yang B., J. Geunes, (2001) *Resource-Constrained Project Scheduling : Past Work and New Directions*, Research Report 2001-6, Department of Industrial and Systems Engineering, University of Florida.

## Ordonnancement en juste-à-temps et conjecture de Fraenkel symétrique

Nadia BRAUNER<sup>1</sup>, Vincent JOST<sup>1</sup>

*1. Leibniz-IMAG, France*

{nadia.brauner, vincent.jost} [at] imag.fr

**Mots-clefs :** Ordonnancement, Juste-à-temps

Les systèmes de production en juste-à-temps ont été développés chez Toyota afin d'améliorer les ordonnancements sur les lignes d'assemblage. L'objectif est de "lisser" au maximum la production. Plusieurs modèles mathématiques ont été proposés. Nous nous concentrons sur le problème de minimisation de la déviation maximale : on a  $n$  types de pièces qui doivent être produites en quantités  $d_1 \leq d_2 \dots \leq d_n$  sur une machine. Soit  $D = \sum_{i=1}^n d_i$  la demande totale en pièces à produire et  $r_i = \frac{d_i}{D}$  le taux de production idéal des pièces de type  $i$ . L'objectif est de minimiser la déviation maximale entre la production effective et la production idéale soit

$$B^* = \min \max_{i,k} |x_{ik} - kr_i|$$

où  $x_{ik}$  est le nombre de pièces de type  $i$  produites pendant les  $k$  premiers instants.

On peut montrer que pour toute instance, on a  $B^* < 1$ . Nous démontrons que la seule instance telle que  $B^* < 0,5$  est la suite successive des puissances de 2. Pour cela, nous utilisons les mots équilibrés. Un mot équilibré sur un alphabet  $v_1, v_2 \dots v_n$  est tel que pour deux sous séquences de même taille  $\sigma_1$  et  $\sigma_2$ , les nombres d'occurrences de la lettre  $v_i$  dans  $\sigma_1$  et  $\sigma_2$ , diffèrent d'au plus 1.

Or, la répétition des ordonnancements qui vérifient  $B^* < 0,5$  est un mot symétrique équilibré. Par conséquent, il suffit de prouver la conjecture de Fraenkel sur les mots équilibrés dans le cas symétrique pour obtenir le résultat escompté.

## Modélisation des préférences temporelles fondée sur les concepts de concordance et de non-discordance

Salem CHAKHAR<sup>1</sup>, Vincent MOUSSEAU<sup>1</sup>

1. LAMSADE - UNIVERSITE PARIS IX DAUPHINE, France

{chakhar, mousseau} [at] lamsade.dauphine.fr

**Mots-clefs :** Préférences temporelles, Agrégation, Concordance, Non-Discordance

Fournir une aide à un décideur impliqué dans un problème de décision impose le plus souvent de comparer les actions d'un ensemble  $A$  les unes par rapport aux autres. De telles comparaisons s'effectuent généralement en référence à un ensemble de critère caractérisant les conséquences des actions. Les modèles utilisés pour représenter les préférences du décideur supposent généralement que ces conséquences sont stables dans le temps. Or, dans plusieurs domaines comme en économie, analyse spatiale, planification, etc., la non prise en compte de la nature évolutive des conséquences des actions potentielles peut amener à adopter des décisions qui s'avéreront non adéquates à long terme.

Considérons deux actions  $x$  et  $y$  dont les conséquences sont dispersées dans le temps et supposons que l'axe du temps est discret et que l'horizon temporel  $T$  est divisé en  $n$  périodes  $t_1$  à  $t_n$ . Si on considère indépendamment les différentes périodes du temps, le décideur peut exprimer aisément ses préférences concernant la paire d'actions  $x$  et  $y$ . Ce n'est plus le cas s'il doit comparer ces deux actions sur la totalité de l'horizon temporel  $T$ . Nous appellerons préférences temporelles les préférences faisant référence à l'ensemble de l'horizon temporel  $T$ . Pour définir ces préférences temporelles, une approche consiste à définir un mécanisme permettant d'agréger toutes les assertions en une seule. Formellement, pour agréger ces préférences temporelles, nous pouvons faire usage d'une fonction  $f$  définie sur l'ensemble d'actions  $A$  et qui associe à chaque élément  $x$  une valeur globale correspondant à une agrégation de ses performances périodiques :

$$\begin{aligned} f : A &\rightarrow \mathbb{R} \\ x &\rightarrow f(x) = \Phi[g^t(x); t = 0..n], \end{aligned}$$

où  $\Phi$  est un mécanisme d'agrégation et  $g^t(x)$  représente la performance globale de  $x$  pour la période  $t$ . En pratique l'évaluation  $g^t(x)$  de l'action  $x$  relative à la période  $t$  nécessite une agrégation des performances de  $x$  sur les différents critères. Ceci implique donc une double agrégation :

$$f(x) = \Phi\{\mathbf{M}[g_j^t(x); j = 1..m]; t = 0..n\}.$$

où  $\mathbf{M}$  est un mécanisme d'agrégation multicritère et  $g_j^t(x)$  est la performance de l'action  $x$  relative au critère  $j$  et à la période  $t$ . Une caractérisation complète de la fonction  $f$  exige donc la définition de deux mécanismes d'agrégations  $\mathbf{M}$  et  $\Phi$ . Dans cette présentation, nous allons focaliser sur la définition de mécanisme d'agrégation temporelle  $\Phi$  et nous considérons donc que les performances par période des différentes actions sont déjà définies.

Différents opérateurs d'agrégation peuvent être exploités pour agréger les préférences temporelles (e.g. médiane, moyenne pondérée, OWA, fonctions basées sur un taux d'actualisation, etc.). Néanmoins, la modélisation fonctionnelle des préférences temporelles génère souvent des problèmes de compensation et ne permet pas de représenter les situations d'incomparabilités. De plus, la majorité des opérateurs d'agrégation cités ci-dessus ne supportent pas plusieurs sémantiques liées aux préférences temporelles (par exemple le fait qu'une évolution positive est préférée à une évolution négative, ou le fait qu'une stabilité est préférée à une évolution négative, ou encore le fait qu'une variabilité faible est préférée à une large variabilité).

Pour éviter ces problèmes, nous proposons l'utilisation d'une approche d'agrégation basée sur les relations de surclassement et plus précisément sur les concepts de concordance et de non-discordance. Pour ce faire, nous introduisons une relation binaire  $S^t$  définie pour tout  $t$  dans  $T$  et pour chaque deux actions  $x$  et  $y$  de  $A$  comme suit :

" $xS^t y$  signifie que  $x$  est au moins aussi bonne que  $y$  durant la période  $t$ ".

$S^t$  permet de représenter, pour chaque période  $t$ , les situations de préférence : la préférence, l'indifférence et l'incomparabilité (les relations correspondantes sont  $P^t$ ,  $I^t$  et  $R^t$ , respectivement). Pour une période  $t$  donnée,  $\psi^t = (P^t, I^t, R^t)$  est une structure de préférence si les relations binaires  $P^t$ ,  $I^t$ , et  $R^t$  sont mutuellement exclusives et vérifient les propriétés classiques (i.e.  $P^t$  asymétrique,  $I^t$  réflexive et symétrique, et  $R^t$  irreflexive et symétrique). Pour la modélisation des préférences pour la totalité de l'horizon temporel  $T$ , nous introduisons une nouvelle relation binaire  $S^T$  qui est définie pour chaque deux actions  $x$  et  $y$  de  $A$  comme suit :

” $xS^T y$  signifie que  $x$  est au moins aussi bonne que  $y$  durant l'horizon temporel  $T$ ”.

Comme la relation binaire  $S^t$  précédente, la relation  $S^T$  permet de représenter, pour l'horizon temporel  $T$ , les situations de préférence : la préférence  $P^T$ , l'indifférence  $I^T$  et l'incomparabilité  $R^T$ .  $\Psi^T = (P^T, I^T, R^T)$  est alors une structure de préférence temporelle.  $S^T$  synthétise les informations préférentielles exprimées par  $S^t$  ;  $t \in T$ . Par conséquent,  $S^T$  peut être vue comme une agrégation des  $S^t$  ;  $t \in T$ , et nous pouvons alors écrire :

$$\Psi^T = \Phi[\psi^t]_{t \in T}.$$

L'objectif principal de cette présentation est de montrer comment, en exploitant les concepts de concordance et de non-discordance pour la définition du mécanisme d'agrégation  $\Phi$ , nous pouvons éviter la majorité des problèmes générés par une agrégation fonctionnelle des préférences temporelles.

# Optimisation tarifaire dans un contexte de multihoming et de tarification au percentile

Matthieu CHARDY<sup>1</sup>

*1. France Télécom R&D, France*

matthieu.chardy [at] rd.francetelecom.com

**Mots-clefs :** Réseaux de télécommunication, multihoming, tarification au percentile.

Dans les réseaux de télécommunication, le multihoming se définit comme une connexion permanente et simultanée d'un client à plusieurs fournisseurs. Très répandue dans les réseaux dits "*best effort*" (c'est à dire les réseaux qui ne garantissent pas de qualité de service), la pratique du multihoming répond à l'objectif du client d'améliorer sa qualité de service. Dans le réseau Internet, elle permet par exemple à un ISP (Internet Service Provider) client de s'assurer un réseau de back-up et des solutions de partage de charge ou encore à un client particulier d'effectuer du routage intelligent ("*smart routing*"), c'est-à-dire de choisir entre plusieurs routages BGP pour un préfixe donné en fonction de la qualité de service proposée par les différents fournisseurs sur les différents chemins.

Nous proposons d'étudier les stratégies économiques clients et fournisseurs dans un contexte de multihoming où le cadre tarifaire est la tarification au percentile. Introduite récemment dans les télécommunications, la tarification au  $\alpha^{eme}$  percentile est un mode de tarification hybride entre une tarification à l'usage et une tarification au forfait (on peut considérer ce mode de tarification comme une tarification au forfait dépendant de l'usage). Disposant d'une période de facturation segmentée en sous-périodes pour lesquelles il connaît le volume de trafic agrégé d'un client, un fournisseur facture sur chaque sous-période à ce client un trafic constant égal au plus petit trafic tel que au plus  $(1 - \alpha)\%$  des trafics des sous-périodes sont strictement plus grands que ce trafic. Par exemple, dans le cas d'une tarification au 95<sup>eme</sup> percentile et d'une période de facturation segmentée en 100 sous-périodes, un client se verra facturer son 6<sup>eme</sup> plus important trafic sur chaque sous-période.

La problématique économique adressée dans ce travail est celle de l'optimisation du positionnement tarifaire d'un opérateur privilégié dans un contexte de multihoming et de tarification au percentile. La modélisation de cette problématique conduit à un programme d'optimisation bi-niveau avec problème de bas-niveau non convexe. Dans cette présentation, nous nous focalisons sur différentes problématiques client (correspondant au problème de bas-niveau). Il s'agit de problématiques d'allocation dynamique de trafic dans un contexte de tarification au percentile. Ces différentes problématiques sont modélisées sous forme de programmes linéaires mixtes pour lesquels nous proposons des méthodes de résolution par Branch-and-Bound.

## RÉFÉRENCES

- [1] A. Odlyzko "*Internet pricing and the history of communications*", 2001.
- [2] A. Akella, B. Maggs, S. Seshan, A. Shaikh, R. Sitaraman "*A Measurement-Based Analysis of Multihoming*", 2003.



## Modèle de conception d'un réseau logistique intégrant la logistique inversée à la chaîne d'approvisionnement

Marc CHOUINARD<sup>1</sup>, Sophie D'AMOURS<sup>1</sup>, Daoud AÏT-KADI<sup>1</sup>

*1. Centre de recherche sur les technologies de l'organisation réseau (CENTOR), Université Laval, Canada*

{Marc.Chouinard, Sophie.D'Amours, Daoud.AitKadi} [at] centor.ulaval.ca

**Mots-clefs :** Conception et gestion de réseau logistique, Logistique inversée, Chaîne d'approvisionnement, Nomenclature de produit

Ces travaux de recherche portent sur la conception d'un réseau logistique incluant des unités d'affaires chargées de la récupération et de la valorisation ou de la disposition propre des produits. Les activités de valorisation réfèrent ici à la réparation, au reconditionnement, au réassemblage, au désassemblage des produits pour la récupération de composants réutilisables (cannibalisation) et au recyclage des produits récupérés [7]. Le modèle proposé vise à déterminer la localisation, le nombre, la taille et la capacité des centres de valorisation et de disposition propre ainsi que des sites d'entreposage de produits valorisés, et ce, de sorte à répondre adéquatement aux besoins de gestion des retours et aux besoins en produits (pièces et produits finis) valorisés. La fonction économique porte sur la minimisation des coûts d'ouverture de ces installations, des coûts de traitement des produits récupérés et des coûts des flux de matériel entre les différents sites du réseau, incluant les coûts d'acquisition, de manutention, d'immobilisation des stocks et de transport. En plus des contraintes courantes de satisfaction des besoins et de respect de la capacité, différentes contraintes additionnelles interviennent pour assurer l'équilibre des flux lors des activités de valorisation. Il sera ainsi possible d'évaluer l'impact de la réintroduction de produits valorisés sur le fonctionnement courant de l'organisation.

Plusieurs modèles de conception de réseau de logistique inversée ont été proposés dans la littérature [3, 4, 5, 6]. Les formulations proposées présentent des similarités importantes avec celles développées à l'égard de la chaîne d'approvisionnement. Toutefois, lorsque les produits peuvent être désassemblés pour produire des pièces, et que les pièces peuvent être reconditionnées et réutilisées, la modélisation de la nomenclature de produit et de l'ensemble des flux possibles entre les unités du réseau doit être révisée.

Dans le cadre de la chaîne d'approvisionnement, les modèles sont généralement élaborés de sorte à ce que le réseau puisse satisfaire la demande finale des clients (flux tirés). Dans le cas de la logistique inversée, les produits inutilisés sont retournés aux sites. Ils sont orientés au mieux dans le réseau de la logistique inversée (flux poussés). Dans certains cas, les produits traités peuvent ensuite être réintroduits dans la chaîne d'approvisionnement pour satisfaire, partiellement ou complètement, la demande manifestée par les clients acceptant des produits valorisés. Un déséquilibre peut ainsi se présenter entre l'offre et la demande. À l'exception des travaux de Fleischmann [4], peu de modèles abordent cette situation. En fait, encore peu de modèles ne traitent simultanément de la logistique inversée et de la chaîne d'approvisionnement.

De plus, l'ensemble des modèles développés en regard de la logistique inversée, du moins ceux identifiés dans la littérature, considèrent que les produits inutilisés se retrouvent déjà au niveau de centres de collecte préalablement identifiés. Cette approche limite la portée de l'exercice de conception du réseau et ne permet pas de considérer la localisation des centres de collecte. Des zones géographiques de besoins, permettant de préciser les volumes de retour en plus des volumes de demande, doivent alors être modélisées pour capter les interactions avec les clients.

Une autre contribution de notre modèle consiste à permettre qu'une alternative de traitement différente puisse être retenue suivant l'état des produits ainsi que suivant la capacité et les besoins du réseau. Généralement, une [3, 5, 6] et parfois deux alternatives de traitement [4] seulement sont prises en considération par les modèles développés à ce jour. Lorsque plus d'une alternative de traitement est envisagée, tel que mentionné par Fleischmann [4], la proportion de produits dirigés vers l'une ou l'autre des alternatives est généralement déterminée et fixée au préalable. Aussi, sauf en ce qui a trait aux travaux de Fandel et Stammen [3], encore peu de modèles traitent de la décomposition des

produits par l'intermédiaire de nomenclature inverse de produit.

Le modèle proposé est un programme linéaire mixte dont les paramètres sont soigneusement définis en tenant compte, entre autres, des fonctions de dégradation des différents produits. Ces fonctions sont établies par catégorie de client. Ces catégories dépendent de plusieurs paramètres, comme la localisation, l'âge des clients, l'âge des produits, l'intensité de l'utilisation des produits, etc. La modélisation et la définition des paramètres constituent l'essence de cette contribution. Au niveau de la résolution, les défis demeurent ceux des problèmes de grande taille.

Le modèle proposé est appliqué à un réseau constitué de centres de service déjà en place qui desservent une clientèle propre. Ces centres offrent à leurs clients des produits neufs et valorisés ainsi que des services de maintenance et de récupération. La demande pour de tels produits et services n'est toutefois pas connue avec certitude. En ce qui a trait aux produits, deux types de demande peuvent se manifester, soit la demande liée à un nouveau besoin ou encore la demande liée au remplacement d'un produit (lors de l'acquisition ou lors d'intervention de maintenance). Les produits neufs proviennent de fournisseurs externes établis. Le modèle prend en considération que certains besoins des clients ne peuvent être satisfaits que par des produits valorisés. Pour ce qui est de la récupération de produits inutilisés, chaque centre de service opère de façon autonome, soit par l'intermédiaire de sa flotte privée de véhicules ou en faisant appel à des transporteurs. Des retours volontaires de la part des clients peuvent également se rencontrer, notamment suite à un remplacement de produit ou dans le cadre d'activités de maintenance. Les produits récupérés doivent ensuite être acheminés vers le centre de traitement approprié. Les produits valorisés générés dans ces centres (produits finis et composants) sont entreposés de sorte à pouvoir répondre aux besoins du réseau (centres de service et centres de traitement). En plus du matériel valorisé, des composants neufs peuvent intervenir lors de la remise en état des produits. Les centres de traitement et les sites d'entreposage sont à localiser de sorte à assurer un certain niveau de service. Les produits sont orientés dans le réseau suivant leur condition (âge, intensité d'utilisation, etc.) et la condition même du réseau (capacité des sites, niveau de service à la clientèle, etc.). La nomenclature inverse de produit intervient afin d'assurer l'équilibre des flux.

Au Canada, ces travaux se voient une application au contexte québécois d'attribution, de maintenance, de récupération et de valorisation d'aides à la mobilité, plus spécifiquement de fauteuils roulants. Treize centres de réadaptation sont chargés de réaliser ces activités pour le compte de la Régie de l'assurance maladie du Québec (RAMQ). La RAMQ représente le principal acheteur d'aide à la mobilité au Québec. Elle défraie les coûts rencontrés lors des différents services exigés par la clientèle admissible. Depuis juin 2000, cet organisme payeur exige aux centres de réadaptation de récupérer et de valoriser l'ensemble des appareils inutilisés de la clientèle, notamment lors de remplacement de produit ou suite au décès du client. Chaque centre opère actuellement de façon autonome. Entre le 15 juin 2000 et le 30 mars 2002, des économies de l'ordre de 4,35 millions de dollar ont pu être réalisées par la RAMQ [2]. De plus, au niveau de l'un de ces centres de réadaptation, le délai moyen de livraison d'un appareil valorisé est présentement de deux semaines, comparativement à deux mois pour un appareil neuf [1]. Il est souhaité d'élaborer un réseau logistique permettant de structurer le réseau inverse et ainsi d'améliorer l'accessibilité à de tels appareils, tout en assurant la performance du système.

Ces travaux sont également généralisables à d'autres domaines d'application, tel les industries de l'automobile, de l'informatique et de l'électronique.

**RÉFÉRENCES**

- [1] M. Chouinard "Système organisationnel et architecture d'un support d'information pour l'intégration des activités de logistique inversée au sein d'un centre de réadaptation", Mémoire de maîtrise, Université Laval, Québec, Canada, aussi disponible à : [www.theses.ulaval.ca](http://www.theses.ulaval.ca), 2003.
- [2] M. Côté, J. Tremblay, SOM inc. "Évaluation du projet de valorisation des aides à la locomotion. Régie de l'assurance maladie du Québec", Québec, Québec, Canada, 2003.
- [3] G. Fandel and M. Stammen, "A general model for extended strategic supply chain management with emphasis on product life cycles including development and recycling", International Journal of Production Economics, 2003. Article in press.
- [4] M. Fleischmann "Quantitative Models for Reverse Logistics", Springer, Berlin, Germany, 2001.
- [5] V. Jayaraman, R.A. Patterson, E. Rolland. "The design of reverse distribution networks : Models and solution procedures", European Journal of Operational Research, 2003, 150, 128-149.
- [6] L.-H. Shih "Reverse logistics system planning for recycling electrical appliances and computers in Taiwan", Resources, Conservation and recycling, 2001, 32, 55-72.
- [7] M. Thierry, M. Salomon, J. van Nunen, L. van Wassenhove "Strategic issues in product recovery management", California Management Review, 1995, 37 (2), 114-135.

## Application d'une heuristique gloutonne au problème de l'affectation tactique des niveaux de vol

Sophie CONSTANS<sup>1</sup>, Rémy FONDACCI<sup>1</sup>, Olivier GOLDSCHMIDT<sup>2</sup>

1. LICIT (INRETS - ENTPE), 25 av. F. Mitterrand, 69675 Bron cedex, France

2. OPNET Technologies, 2006 Delaware street, Berkeley, CA 94709-2122, USA

{sophie.constans, remy.fondacci} [at] inrets.fr, ogoldschmidt [at] nc.opnet.com

**Mots-clefs :** Problème d'affectation quadratique, heuristique, application, trafic aérien

Les niveaux de croisière des vols commerciaux sont généralement choisis par les compagnies aériennes de façon à minimiser la consommation de carburant. Malheureusement, du fait de leurs caractéristiques techniques voisines, la plupart des vols ont tendance à se répartir sur un petit nombre de niveaux de vol différents, ce qui augmente les risques de conflit potentiel en l'air. Les conflits sont des situations caractérisées par le fait que la distance de sécurité minimale devant être maintenue entre les avions n'est plus respectée ; ces situations sont dangereuses et mobilisent l'attention des contrôleurs qui doivent alors déterminer des manoeuvres pour séparer les appareils impliqués. Le nombre de conflits pouvant être gérés par les contrôleurs dans un secteur est forcément limité ; l'entrée d'un secteur peut être refusée ou différée pour certains vols si leur présence dans ce secteur risque d'entraîner trop de conflits. Ceci entraîne des retards et conduit à la saturation de l'espace. L'augmentation générale et continue du trafic rend ce problème de plus en plus crucial ; de plus en plus d'efforts sont faits pour alléger la charge de travail des contrôleurs et limiter les retards.

La gestion et la prévention des conflits peuvent être traitées à différents niveaux. D'une part, la vision court-terme du problème consiste à traiter les situations conflictuelles au cas par cas, quelques minutes avant qu'elles n'aient lieu. D'autre part, une planification à moyen terme du trafic peut également être mise en place, visant à répartir la charge de trafic a priori, c'est-à-dire avant le décollage des appareils, de façon à éviter les conflits une fois que les appareils sont en l'air. Notre approche entre dans le cadre de la planification tactique, c'est à dire à moyen terme. Plus précisément, nous nous plaçons à un horizon de quelques heures à quelques jours avant le début de la période de trafic traitée et nous cherchons à adapter les plans de vol déposés pour cette période de façon à minimiser les risques de conflit une fois que les appareils sont en l'air. Les adaptations faites sur les plans de vol sont des modifications d'heure de départ, de route ou de niveau de vol qui doivent rester les plus faibles possibles pour ne pas bouleverser les trajets prévus par les compagnies.

Ici, nous nous attacherons à imposer des modifications de niveau de vol seulement, chaque vol pouvant être placé sur son niveau préférentiel, sur le niveau situé directement au dessus, ou sur le niveau situé directement au dessous. Nous avons donc un problème d'affectation des appareils sur les niveaux, où la fonction objectif à minimiser peut être la suivante :

$$Z = \sum_{f=1, l \in L(f)}^{f=N} x_{f,l} \sum_{f'=f+1, l' \in L(f')}^{f=N} x_{f',l'} \cdot X_{f,f',l,l'}$$

où  $x_{f,l} = 1$  si le vol  $f$  est affecté sur le niveau  $l$ ,  $X_{f,f',l,l'}$  représente le coût d'affectation des vols  $f$  et  $f'$  sur les niveaux  $l$  et  $l'$  simultanément, en terme de coût de conflit,  $N$  est le nombre de vols en jeu, et  $L(f)$  est l'ensemble des niveaux admissibles pour le vol  $f$ . Les coûts  $X_{f,f',l,l'}$  sont calculés en fonction des trajectoires adoptées par les appareils, et de leurs caractéristiques techniques ; ils sont d'autant plus forts que la situation de conflit est sévère.

Ce problème étant *NP*-difficile et les applications étant de taille importante, nous proposons une méthode approchée pour l'attribution des niveaux vols. Cette méthode est basée sur une modélisation des conflits par un graphe où les sommets représentent les différents couples (vol, niveau de vol) possibles et où deux sommets sont liés par une arête si les affectations correspondantes impliquent un coût de conflit  $X$  non nul. La méthode est alors basée sur des adaptations d'heuristiques de recherche d'ensembles stables, en cherchant à affecter chaque vol considéré sur un niveau de vol exactement.

Les applications numériques testées donnent des résultats encourageants. Ainsi, la procédure d'affectation sur les niveaux pour un fichier de vols correspondant à une journée de trafic au dessus de l'Europe et comprenant un peu plus de 20000 vols demande un temps de calcul de l'ordre de 5 minutes et fournit une amélioration du coût total de conflit  $Z$  de plus de 50% par rapport à la solution consistant à donner le niveau de vol préférentiel à chacun des vols. Les perspectives de ce travail sont néanmoins nombreuses, tant au niveau de la détermination des coûts  $X$  et de la prise en compte d'incertitudes sur les positions des appareils que sur les méthodes d'optimisation employées.

# Conception d'un APS dédié basé sur un couplage simulation - optimisation pour un problème de planification

Nicolas COSSARD<sup>1</sup>, Michel GOURGAND<sup>1</sup>, Sylvie NORRE<sup>1</sup>, Nikolay TCHERNEV<sup>1</sup>

*1. Université Blaise Pascal, France*

{cossard, norre} [at] univ-bpclermont.fr,

{gourgand, tchernev} [at] isima.fr

**Mots-clés :** planification, simulation, heuristique, ordonnancement, plan de production, flux

## Introduction

Ce papier traite d'un problème de planification tactique mono-site étudié dans le cadre d'une collaboration avec une entreprise désireuse d'améliorer sa chaîne logistique. Pour cela, nous proposons une modélisation et une méthode de résolution (mettant en oeuvre des méthodes d'optimisation et un modèle de simulation à événements discrets) implantée dans une maquette. L'étude de faisabilité en amont de cette étude est présentée dans [1]. Par rapport à la classification des problèmes liés à un Supply Chain proposée par [4], notre outil se positionne comme un APS (Advanced Planning and Scheduling) dédié, donc un outil de planification, basé sur la simulation. Généralement, les APS sont basés sur des moteurs d'optimisation linéaire, travaillent à capacité finie ou infinie, et sont notamment prévus pour être couplés à un ou plusieurs ERP (Enterprise Resource Planning). D'autres travaux, comme ceux de [2] s'intéressent à la proposition d'une méthodologie de résolution (basée également sur la programmation linéaire) pour un problème global de planification et d'ordonnancement. Nous présentons dans ce papier la méthode mise en oeuvre pour élaborer un plan de production mono-site à capacité finie.

## Présentation du problème

La présentation du problème et la modélisation suivent la décomposition en trois sous-systèmes préconisée par la méthodologie de modélisation des systèmes de production ASCI développée au LIMOS. Le sous-système physique dispose d'une topologie modélisable sous la forme d'un flow-shop hybride. Certaines machines du système nécessitent la présence d'opérateurs, dont les qualifications peuvent différer. Les outils sont classés en différents types et ont des incompatibilités avec les machines. Le sous-système logique comprend les produits, regroupés en famille de planification, et pour chacun d'eux, nous disposons d'un ensemble de caractéristiques (couleur, forme, poids, etc.). La demande est répartie sur des périodes élémentaires. Une période qui est la maille temporelle avec laquelle nous travaillons peut être l'heure, la journée, la semaine, ... Le sous-système décisionnel comprend les règles de gestion. Le système fonctionne avec les contraintes suivantes :

- les machines fonctionnent à capacité finie, variable sur l'horizon,
- la disponibilité des outils est variable sur l'horizon,
- la disponibilité du personnel est variable sur l'horizon,
- les machines et les outils peuvent présenter des incompatibilités,
- le nombre d'occurrences d'une caractéristique sur une machine ou un ensemble de machines est limité,
- le nombre de changements d'outils est limité sur horizon (nombre de périodes donné) glissant.

La planification s'effectue dans le but de respecter :

- les besoins des clients,
- les normes de stock minimum (taux de couverture de la demande),
- les contraintes économiques (coût de lancement d'une production, coût de stockage d'un produit).

Nous discrétisons la planification en périodes élémentaires et gérons la production comme un flux au cours de la période. Il est indispensable de pouvoir réaliser un plan de production fiable et d'être

capable de l'évaluer. Le calcul du besoin en produits semi-finis est exclu de la planification, mais le plan obtenu doit être suffisamment détaillé pour pouvoir être validé par le processus de planification des semi-finis. Le plan obtenu a pour but de valider le plan de vente de l'entreprise. Il s'agit de pouvoir réaliser plusieurs scénarii de manière interactive avec notre outil d'aide à la décision. Dans cette optique, la méthode de résolution doit fonctionner sur une simple station de travail et fournir un plan de production en moins de 30 secondes quel que soit le site de production expérimenté. Le plan recherche un compromis entre la minimisation des retards, des coûts de fabrication, du nombre de changements d'outils.

## Principe de résolution

Le processus de résolution proposé enchaîne deux étapes :

- La première consiste à effectuer un ensemble de calculs à partir des données fournies en entrée. Nous établissons principalement dans cette étape un plan prévisionnel où les capacités de production prises en compte sont agrégées. Nous utilisons pour cette première étape des heuristiques basées sur des listes de priorité.
- La seconde étape est un couplage heuristique / simulation. Nous utilisons la simulation à événements discrets pour étudier la dynamique du système, obtenir une évaluation des critères de performance, gérer les lancements et fins de production. Le noyau de synchronisation générique réalisé est exploité au travers d'une approche par événements. Les décisions sont réalisées par des heuristiques basées sur des listes de priorité, créées dynamiquement.

La planification s'effectue au niveau famille. La répartition de la production aux produits est ensuite élaborée de telle sorte que l'on cherche à équilibrer leur taux de couverture. Plusieurs approches ont été testées. Dans la seconde étape, nous avons couplé le modèle de simulation avec des algorithmes basés sur le recuit simulé. L'objectif est, entre autres, d'améliorer le plan de production obtenu avec le couplage heuristique / simulation (la charge en entrée est connue). Ces travaux portent sur l'optimisation de l'état initial, la répartition des opérateurs, tout en garantissant un taux de satisfaction fixé ou une limite de détérioration de la solution (approche epsilon-constraint [3]). Plusieurs autres critères comme le stock moyen sont étudiés.

## Mise en oeuvre

La méthode de résolution a été testée sur plusieurs jeux d'essais réels et les résultats ont été confrontés aux plans réalisés par l'entreprise. Nous présentons des résultats sur des instances comprenant plus d'une centaine de produits, plusieurs dizaines de machines réparties sur 4 étapes de fabrication, avec un horizon de planification de 18 à 24 mois. Un plan de production est évalué par divers indicateurs indiquant les taux de manque des produits par période, le taux de satisfaction de la demande. L'ordonnement et l'affectation des lots de production sur chaque machine sont fournis dans un rapport de production et graphiquement par l'intermédiaire de la maquette. Elle propose entre autres plusieurs résultats graphiques avec des mailles paramétrables, que ce soit au niveau des produits, des machines ou encore des périodes. Un diagramme de Gantt fournit graphiquement l'affectation des productions aux machines pour lesquelles nous indiquons les ressources consommées, taux de charge, ...

## Conclusions et perspectives

Ce travail est validé industriellement par les responsables de la planification tactique et sur plusieurs sites. Nous proposons une maquette fonctionnant à capacité finie et permettant la planification rapide de modèles importants avec la prise en compte de contraintes à la fois globales et plus spécifiques. L'industrialisation de cet outil est envisagée. Les résultats sont très encourageants et de nombreuses

perspectives s'annoncent. Nous envisageons actuellement une résolution de la problématique multi-sites, basée sur un concept similaire à celui présenté ici. Nous souhaitons intégrer pour la résolution de ces types de problèmes des algorithmes d'optimisation multi-critères, combinant notamment les coût de lancement, de stockage, d'exploitation, le taux de satisfaction de la demande et les stocks moyens.

## RÉFÉRENCES

- [1] Caumont A., N. Cossard et L. Deroussi (2003) - Modèle d'évaluation et d'optimisation pour la planification à long terme d'un atelier de production - Majestic'03
- [2] Dauzère-Pérès S. et J.B. Lasserre (2002). On the Importance of Sequencing Decisions in Production Planning and Scheduling - International Transactions in Operational Research, 9, 6, 779-793.
- [3] Hwang C.L. et A.S. Massud (1979) Multiple Objective Decision Making - Methods and Applications. Springer Verlag, Berlin.
- [4] Ortiz A. V. et A. Thomas (2003) Méthodes et outils d'optimisation de planification tactique dans une chaîne logistique - Mosim, 4e Conférence Francophone de MOdélisation et SIMulation



# Ordonnement non-préemptif pour systèmes temps réel à contraintes de précédences et de latences

Liliana CUCU<sup>1</sup>, Yves SOREL<sup>1</sup>

1. INRIA Rocquencourt, France

{liliana.cucu, yves.sorel} [at] inria.fr

**Mots-clés :** ordonnancement, système temps réel, ordonnançabilité

Les systèmes temps réel sont de plus en plus utilisés dans le monde contemporain. Longtemps réservés aux équipements industriels lourds (centrale nucléaire, chaîne de fabrication, avionique, systèmes d'armes), leurs domaines d'utilisation sont aujourd'hui très variés, on peut les trouver dans des produits grand public (automobile, téléphone, domotique) pour lesquels les temps de développement conditionnant la mise sur le marché doivent être minimisés. Ces systèmes ne sont pas seulement contraints de réagir correctement, mais aussi, d'avoir une réaction bornée en temps. Un délai est donc imposé entre la consommation d'un stimulus par le système et la production de la réaction correspondant à ce stimulus, les deux étant liées par des contraintes de précédences à travers d'opérations intermédiaires. Pour cela on a proposé [1] une nouvelle contrainte appelée "contrainte de latence" mieux adaptée que d'autres contraintes pour décrire ce délai.

Dans la littérature sur l'ordonnement temps réel, le mot "latence" a déjà été utilisé à plusieurs reprises. Par exemple par Hagmann [3] pour exprimer le temps nécessaire pour obtenir une donnée lors de la lecture depuis un disque dur. Des définitions plus théoriques ont été données par Goddard [6] dans le cas de graphes flot de données ou par Van Beek [5] dans le cas de précédences répétitives. Les définitions théoriques existant se limitent à des cas particuliers, on ne peut pas les utiliser pour exprimer le temps écoulé entre deux opérations quelconques d'un système d'opérations. Evidemment si on veut que la latence exprime ce temps écoulé entre deux opérations, alors elle fait partie de la classe des contraintes relatives (contrainte définie au moins entre deux opérations), et l'intérêt des contraintes relatives a très bien été justifié par Gerber [4]. Notre définition de la latence généralise la notion de contrainte de bout en bout qui est imposée entre une entrée et une sortie du système temps réel.

Le problème traité dans cet article est le problème d'ordonnement non-préemptif des systèmes temps réel avec contraintes de précédences et de latences. On définit les contraintes de précédences à l'aide d'un graphe orienté acyclique  $\mathcal{G} = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$  où  $\mathcal{V}$  est l'ensemble des opérations et  $\mathcal{E} \subseteq \mathcal{V} \times \mathcal{V}$  l'ensemble des arcs qui représentent des précédences entre les opérations. Les contraintes de précédences induisent un ordre partiel et un ordre total correspondant à cet ordre partiel s'appelle ordonnancement. La définition suivante est la définition formelle de cette dernière notion et elle est suivie par la définition de la contrainte de latence.

Pour un système d'opérations, un ordonnancement  $S$  est un ordre total sur l'ensemble des opérations qui associe à chaque opération une date de début qui exprime l'instant auquel l'opération sera exécutée. Cela signifie qu'un ordonnancement  $S$  est égal à l'ensemble  $\{s_A \in \mathbb{N}, A \in \mathcal{V}\}$ .

Deux opérations différentes  $A$  et  $B$ , telles que  $\exists P(A, B) \in \mathcal{P}$ , ont une contrainte de latence  $L_{AB} \in \mathbb{Z}^+$  si les opérations sont ordonnancées tel que  $s_B + C_B - s_A \leq L_{AB}$ .

Résoudre le problème d'ordonnement non-préemptif des systèmes avec contraintes de précédences et de latences revient à trouver un ordonnancement qui satisfait toutes les contraintes de latences et cela d'une manière non-préemptive c'est à dire aucune opération ne peut arrêter l'exécution d'une autre opération pour s'ordonner.

L'étude d'ordonnançabilité [2] nous a permis d'identifier les opérations qui interviennent dans une contrainte de latence et l'influence réciproque de ces opérations dans le cas où l'on a plusieurs contraintes de latences. On a formalisé cela à l'aide de trois relations  $\parallel$ ,  $Z$  et  $X$  entre des paires d'opérations sur lesquelles une contrainte de latence a été imposée.

A l'aide de ces trois relations, nous donnons dans cet article un algorithme d'ordonnement optimal dans le sens où s'il y a un ordonnancement, l'algorithme le trouvera. L'algorithme d'ordonnan-

ement utilise un marquage des opérations du graphe. Ce marquage des sommets “prévoit” quelles sont pour chaque contrainte de latence les opérations importantes appartenant aux autres contraintes de latences. On prouve l’optimalité de l’algorithme d’ordonnancement en montrant qu’il construit des ordonnancements qui satisfont les conditions d’ordonnabilité et donc si ces ordonnancements ne satisfont pas les contraintes de latence alors aucun autre ordonnancement ne le fera.

Une perspective ouverte par ces résultats concerne les contraintes relatives. La définition de la latence permet d’imposer une contrainte de latence sur deux opérations quelconques. Son caractère général permet d’étendre les résultats obtenus sur l’ordonnabilité et l’ordonnement de tels systèmes pour d’autres contraintes relatives.

## RÉFÉRENCES

- [1] Cucu L., Kocik R., Sorel Y., “*Real-time scheduling for systems with precedence, periodicity and latency constraints*”, Real-time and Embedded Systems, 2002.
- [2] Cucu L., Sorel Y., “*Schedulability condition for real-time non-preemptive systems with precedence and latency constraints*”, à paraître .
- [3] Hagmann R.B., “*Low latency logging*”, Palo Alto Research Center, 1991.
- [4] Gerber R., Hong S., Saksena M., “*Guaranteeing Real-Time Requirements with Resource-Based Calibration of Periodic Processes*”, IEEE Transactions on Software Engineering(21)7, 1995.
- [5] van Beek P., Wilken K., “*Fast optimal instruction scheduling for single-issue processors with arbitrary latencies*”, Springer-Verlag, 2001.
- [6] Goddard S., “*Constraints on data-flow*”, University of North Carolina , 2000.

## Optimisation des machines d'usinage et des lignes de transfert

Alexandre DOLGUI<sup>1</sup>, Nikolay GUSCHINSKY<sup>1,2</sup>, Genrikh LEVIN<sup>2</sup>

1. Ecole des Mines de Saint Etienne, France

2. Académie des Sciences de Biélorussie

dolgui [at] emse.fr, {gyshin, levin} [at] newman.bas-net.by

**Mots-clefs :** Conception des machines d'usinage, optimisation combinatoire, graphes

### Introduction

Dans cette communication, nous nous intéressons à l'optimisation des machines d'usinage à l'étape de leur conception préliminaire. Nous traitons des machines avec table circulaire pivotante permettant la production de masse d'un seul type de produit. Pour une telle machine, nous avons  $m$  positions de travail.  $N$  est l'ensemble de toutes les opérations nécessaires pour fabriquer un produit. A chaque position de travail  $k$ , il y a une pièce pour laquelle un sous-ensemble  $N_k$  d'opérations de  $N$  est réalisé par l'ensemble de têtes d'usinage affectées à cette position. Chaque sous-ensemble d'opérations  $N_k$ ,  $k = 1, \dots, m$  est divisé en  $n_k$  groupes (blocs d'opérations). Toutes les opérations  $N_{ki}$ ,  $i = 1, \dots, n_k$ ,  $k = 1, \dots, m$  d'un même bloc sont réalisées en parallèle par une même tête d'usinage.

Nous étudions des modèles de machines où les têtes d'usinage de toutes les positions de travail sont activées simultanément (exécution en parallèle des opérations). L'exécution de toutes les opérations représente donc un cycle de travail de la machine. A la fin d'un cycle, les pièces sont déplacées vers la position suivante, pour chacune d'elles. La pièce de la dernière position est considérée comme produit fini et est évacuée de la machine. Si  $t_j$  est le temps d'exécution de l'opération  $j$ , alors le temps d'exécution du bloc  $i$  de la position  $k$  est  $T_{ki} = \max \{t_j | j \in N_{ki}\}$ . Le temps nécessaire pour faire toutes les opérations d'une position  $k$  est  $T_k = \max \{t_i | i \in N_k\}$ . Le temps de cycle de la machine est alors défini par la position la plus chargée, il est égal à  $T = \max \{T_k | 1 \leq k \leq m\}$ .

A l'étape de la conception préliminaire, nous devons essayer de minimiser le nombre de positions  $m$  et le nombre de têtes d'usinage utilisées, c'est-à-dire de choisir l'affectation des opérations aux positions  $N_k$  et aux blocs  $N_{ki}$  minimisant le coût de la machine. Chaque décision d'affectation  $P = \langle N_{11}, \dots, N_{1n_1}, \dots, N_{m1}, \dots, N_{mn_m} \rangle$  donne une solution pour la structuration de la machine. L'objectif est donc de trouver une variante qui minimise le coût total de la machine tout en respectant les contraintes existantes. Nous avons les contraintes de précédences, pour les opérations, les contraintes d'inclusion (les opérations qui doivent absolument être exécutées sur une même position, c'est-à-dire sans que la pièce bouge), et les contraintes d'exclusion (les opérations d'usinage que nous ne pouvons pas mettre sur une même position ou faire par une même tête d'usinage). Nous connaissons toutes ces contraintes ainsi que les temps opératoires et le nombre maximal autorisé de positions  $m_0$  et le nombre maximal autorisé de têtes d'usinage par position  $n_0$ .

L'installation d'une nouvelle position coûte  $C_1$ . Chaque tête d'usinage a également son coût  $C_2$  (on suppose que le coût d'une tête d'usinage est le même quelle que soit la tête). Le problème est, tout en respectant les contraintes énumérées ci-dessus, de répartir les opérations par positions et de choisir des têtes d'usinage pour chaque position en minimisant le critère suivant :

$$C(P) = C_1 \cdot m + C_2 \cdot \sum_{k=1}^m n_k \quad (1)$$

C'est un problème d'équilibrage (Line balancing), ce type de problème est plutôt connu dans un environnement d'assemblage manuel [AW03, Bil99, Cam99]. Les problèmes d'équilibrage pour les systèmes d'usinage ne sont pas assez étudiés. Dans nos publications précédentes, nous avons déjà proposé et testé un modèle linéaire en variables mixtes [BC85]. Dans cette communication, nous

présentons une nouvelle approche qui se base sur la théorie de graphes et la recherche de chemin plus court sous contraintes.

## Approche de graphe

Soit  $v_k$  l'état de la pièce signifiant qu'elle a passé le traitement à  $k$  premiers positions, c'est-à-dire  $v_k = \bigcup_{r=1}^k \bigcup_{l=1}^{n_r} N_{rl}$ . Soit  $V$  l'ensemble de tous les états possibles incluant l'état initial  $v_0 = \emptyset$  et l'état final  $v_N = N$ . Nous pouvons donc construire un nouveau graphe orienté  $G = (V, D)$ , dans lequel un arc du sommet  $v_1$  au sommet  $v_2$  appartient à  $D$  si et seulement si  $v_1 \subset v_2$ , et il existe  $P$  contenant  $(N_{k1}, \dots, N_{kn_k})$  tel que  $\bigcup_{r=1}^{k-1} \bigcup_{l=1}^{n_r} N_{rl} = v_1$  et  $\bigcup_{l=1}^{n_k} N_{kl} = v_2 \setminus v_1$ . Nous assignons à chaque arc  $d \in D$  le coût  $C(d) = C_2 \cdot \sum_k n_k + C_1$ .

Soit  $X$  est l'ensemble de tous les chemins  $x = (d_1(x), \dots, d_k(x), \dots, d_{m(x)}(x))$  dans ce graphe  $G$  de  $v_0$  à  $v_N$ . Nous avons montré que le problème de conception considéré ici peut être ramené au problème de la recherche de chemin plus court dans ce nouveau graphe :

$$C(x) = \sum_{k=1}^{m(x)} C(d_k(x)) \rightarrow \min, x \in X, \text{ sous la contrainte } m(x) \leq m_0 \quad (2)$$

Nous avons proposé un algorithme de construction du graphe  $G$  à partir de l'ensemble des contraintes de précédence, d'inclusion et d'exclusion. Un certain nombre de propriétés de dominance concernant les blocs ont été proposées et démontrées pour réduire la complexité de construction de ce graphe. Un algorithme de recherche de chemin plus court sous contrainte a été également développé.

Nous avons traité quelques exemples réels des machines d'usinage et nous avons effectué un certain nombre de tests numériques sur un ensemble assez représentatif des exemples générés aléatoirement. Pour les exemples réels, nous avons obtenu des gains significatifs en terme de coût. Les tests avec les exemples générés ont montré l'influence significative de nombre de contraintes d'exclusion et de la densité du graphe de précédence sur la taille du graphe  $G$  (et par conséquent, sur le temps de calcul). Pour les exemples avec ces paramètres proches de la réalité industrielle, les exemples de tests avec  $|N| < 100$  ont demandé moins qu'une heure de calcul pour trouver une solution optimale.

**Remerciements** : Ce travail est partiellement financé par le projet INTAS 03-51-5501.

## RÉFÉRENCES

- [1] I. Baybars (1986). A survey of exact algorithms for the simple assembly line balancing. *Management Science*, 32, 909-932.
- [2] A. Dolgui, N. Guschinsky, Y. Harrath, et G. Levin (2002). Une approche de programmation linéaire pour la conception des lignes de transfert. *Journal Européen des Systèmes Automatisés*, 36 (1), 11-33.
- [3] B. Rekiek, A. Dolgui, A. Delchambre, et A. Bratcu (2002). State of art of assembly lines design optimisation. *Annual Reviews in Control* 26(2), 163-174.
- [4] A. Scholl (1999). Balancing and sequencing of assembly lines, Heidelberg Physica.

## Résolution d'un programme linéaire à variables mixtes par la méthode directe du support

Sonia DOUAR NÉE RADJEF<sup>1</sup>, M.O BIBI<sup>2</sup>, M Saïd RADJEF<sup>2</sup>

1. Université d'Oran USTO, Algérie

2. Lamos, Université de Béjaïa

sonia.radjef [at] caramail.com, {mobibi, sradjef} [at] hotmail.com

**Mots-clefs :** Programme linéaire, variables mixtes, méthode directe du support,  $\epsilon$ -optimalité

Dans ce travail, nous présentons une généralisation de la méthode directe du support à un programme linéaire dont les variables de décisions sont de deux types : des variables qui sont bornées supérieurement et inférieurement et des variables bornées seulement inférieurement par une valeur nulle.

En général, la résolution d'un programme linéaire dont les variables de décision sont des variables bornées et d'autres non-négatives passe par une transformation préliminaire des variables. La méthode que nous présentons dans ce travail évite ce changement. Elle manipule les bornes des variables de décision telles qu'elles se présentent initialement sans avoir à les modifier. D'où le gain important en temps et espace mémoire qu'elle présente. Elle a aussi l'avantage de nous renvoyer une solution  $\epsilon$ -optimale.

Le principe de cette méthode est : partant d'une solution réalisable initiale, chaque itération consiste à trouver une direction d'amélioration et un pas maximal le long de cette direction de façon à améliorer la valeur de la fonction objectif tout en veillant à ne pas sortir du domaine réalisable déterminé par les contraintes du problème.

Le problème de la programmation linéaire à variables mixtes se présente sous la forme canonique suivante :

$$z(x, y) = c'x + k'y \longrightarrow \max, \quad (1)$$

$$Ax + Hy = b, \quad (2)$$

$$d^- \leq x \leq d^+, \quad (3)$$

$$y \geq 0, . \quad (4)$$

### RÉFÉRENCES

- [1] M. O. Bibi, "Methods for solving linear-quadratic problems of optimal control", University of Minsk, 1985
- [2] M. O. Bibi, "Support method for solving a linear-quadratic problem with polyhedral constraints on control", Optimization 37, 1996, 139-147
- [3] R. Gabasov, "Constructive methods of optimization", P.I.-University Press, 1984, Minsk
- [4] R. Gabasov and F.M. Kirillova and V.M. Rakestsky, "Constructive methods of optimization. P.IV : Convex problems", University Press, 1987, Minsk

## Le problème du flot maximal avec contraintes sur le nombre de chemins

Christophe DUHAMEL<sup>1</sup>, Jerome TRUFFOT<sup>1</sup>, Philippe MAHEY<sup>1</sup>

*1. LIMOS, université Blaise Pascal, France*

{christophe.duhamel, jerome.truffot, philippe.mahey} [at] isima.fr

**Mots-clefs :** problème de routage, algorithme d'approximation, métaheuristique

Le protocole de routage MPLS permet de mettre en place des mécanismes d'ingénierie de trafic (MPLS-TE). Il facilite d'autant la tâche des fournisseurs d'accès en intégrant par exemple des contraintes sur les délais de bout-en-bout. Cette volonté de simplification donne également naissance à de nouveaux types de contraintes. Ainsi, la limitation du nombre de chemins utilisés pour router une demande permet d'alléger le mécanisme de gestion des tables de routage et de faciliter la maintenance générale des trafics pour le gestionnaire. Cette contrainte est peu étudiée dans le domaine, même si elle se rapproche des contraintes de flot entier (unsplittable flot [1]) et de chemins disjoints [3]. Bien que simple à formuler, elle induit une grande complexité dans le problème final.

Dans cette présentation, nous allons nous pencher sur un des problèmes les plus simples qui puisse être muni de cette contrainte : le problème du flot maximal. L'ajout de la contrainte sur le nombre de chemins rend ce problème classique NP-complet. La modélisation mathématique nécessite l'utilisation de la formulation arc-chemins. Nous montrons qu'il est également possible d'obtenir une formulation alternative en passant par le modèle arc-sommet, au prix d'un accroissement sensible de la taille du modèle. Nous montrons également que ce problème est étroitement lié au problème de recherche d'un support minimal de chemins.

Nous proposons l'extension d'un algorithme d'approximation développé par Baier, Kohler et Skutella [2] pour le problème de routage équitable sur exactement  $k$  chemins. La borne d'approximation est comprise entre  $(k-1)/(2k-1)$  et  $1/2$ . L'ajout d'une étape de postoptimisation ne change pas cette borne. Elle permet néanmoins d'améliorer sensiblement les résultats expérimentaux. Dans certains cas simples (routage équitable ou capacités uniformes), le problème devient polynômial et l'algorithme d'approximation fournit la solution optimale.

Nous présentons enfin une métaheuristique de type GRASP [4]. La phase de recherche locale a pour objectif d'augmenter le flot total. Elle procède par modification progressive de l'ensemble des chemins utilisés. La phase de construction, quant-à-elle, repose sur l'utilisation d'une table de fréquence sur les arcs de manière à identifier des chemins nouveaux ou peu utilisés. À la fin de chaque recherche locale, une étape de path relinking est effectuée pour tenter d'améliorer la solution courante. La structure de la méthode, en particulier ses opérateurs de voisinage, est volontairement maintenue générique de manière à pouvoir l'appliquer à des problèmes plus réalistes tels le multiflot de coût minimal avec contraintes sur le nombre de chemins.

### RÉFÉRENCES

- [1] A. Atamtürk et D. Rajan, On splittable and unsplittable flow capacitated network design arc-set polyedra, *Mathematical Programming*, 92(2), p. 315-333, 2002
- [2] G. Baier, E. Kohler et M. Skutella, On the  $k$ -splittable flow problem. *ESA : Annual European Symposium on Algorithms*, 2002.
- [3] J.M. Kleinberg, *Approximation algorithms for disjoint path problems*, PhD thesis, MIT, Cambridge, MA, 1996.
- [4] M.G.C. Resende et C.C. Ribeiro, GRASP with path-relinking for private virtual circuit routing, *Networks* 41, p. 104-114, 2003.

## Algorithmes d'approximation et algorithmes séquentiels sur les problèmes de $(p, k)$ -coloration

Tinaz EKIM<sup>1</sup>, Marc DEMANGE<sup>2</sup>, Dominique DE WERRA<sup>1</sup>

1. EPFL-ROSE, Suisse

2. ESSEC, département SID, Paris

{tinaz.ekim, dewerra.ima} [at] epfl.ch, demange [at] essec.fr

**Mots-clefs :**  $(p, k)$ -coloration, bornes supérieures, approximation

[ Résumé ] Une généralisation du problème de coloration consiste à partitionner les sommets d'un graphe en  $p$  cliques et  $k$  ensembles stables. L'objectif de ce problème, appelé  $(p,k)$ -coloration, est de minimiser  $p$  (resp.  $k$ ) pour un  $k$  (resp.  $p$ ) fixé. Lorsque  $p = k$ , le problème devient celui de minimiser le nombre de graphes scindés (une clique et un stable avec des arêtes possibles entre les deux) partitionnant les sommets d'un graphe ; on parle alors de la *coloration scindée*. Une dernière version, qui s'appelle la *cocoloration*, consiste à minimiser le nombre total  $p + k$  de cliques et/ou d'ensembles stables.

Ces problèmes généralisent bien les problèmes de coloration et assurent une meilleure compréhension de sa structure.

Dans un premier temps, nous allons présenter les bornes supérieures sur les valeurs optimales de ces problèmes. Pour ce faire, nous utilisons les algorithmes séquentiels sur les ordres de sommet comme l'ordre de Matula et l'ordre de Welsh-Powell. Ensuite, après avoir évoqué les cas polynomiaux connus, nous allons discuter les propriétés d'approximabilité des problèmes de  $(p, k)$ -coloration de deux points de vue différents ; l'approximation classique et l'approximation différentielle.

### RÉFÉRENCES

- [1] M. Demange, T. Ekim, D. de Werra, "Partitioning cographs into cliques and stable sets", ORWP, EPFL, 2004.
- [2] A. Brandstädt, V.B. Le, T. Szymczak "The complexity of some problems related to graph 3-colorability", Discrete Applied Mathematics, 89, 59-73, 1998.
- [3] F.V. Fomin, D. Kratsch, J.C. Novelli, "Approximating minimum cocolorings", Information Processing Letters, 84, 285-290, 2002.

## Une recherche par faisceaux filtrée améliorée pour un problème d'ordonnancement

Bertrand ESTEVE<sup>1</sup>, Nasser YAHI<sup>1</sup>, Vincent T'KINDT<sup>1</sup>

*1. Laboratoire d'Informatique, Université de Tours, France*

bertrand.esteve [at] etu.univ-tours.fr, tkindt [at] univ-tours.fr

**Mots-clefs :** Ordonnancement ; Machine unique ; Juste-à-Temps ; multicritère

Dans cette communication, nous considérons un problème d'ordonnancement à une machine de type "Juste-à-Temps" (JaT). Ce problème peut être défini comme suit. Un ensemble de  $n$  travaux doit être réalisé sur une machine unique qui est disponible en continue. Chaque travail  $j$  est défini par un temps opératoire  $p_j$ , une date due  $d_j$  et implique un coût unitaire d'avance  $\alpha_j$  et un coût unitaire de retard  $\beta_j$ . La machine peut traiter un travail à la fois et peut être laissée inactive si cela peut conduire à réduire la valeur de la fonction objectif. La préemption des travaux n'est pas autorisée. Formellement, nous définissons ce problème comme un problème multicritère en introduisant  $n$  critères  $Z_j, \forall j = 1, \dots, n$ , avec  $Z_j = \alpha_j E_j + \beta_j T_j$ , qui est le coût engendré par le travail  $j$  lorsqu'il se termine à la date  $C_j$ . Le critère  $Z_j$  est la déviation pondérée du travail  $j$ . L'objectif est de trouver des ordonnancements strictement non dominés ou ordonnancements Pareto optimal [3]. Ce problème est appelé le problème d'ordonnancement à une machine de type "Juste-à-Temps" car il est basé sur les principes de cette philosophie de la gestion des opérations. Cela consiste à satisfaire la demande des clients au mieux par rapport à ses attentes (notamment en terme de délais) à un coût minimum. En ordonnancement cela est modélisé par des pénalités de retard qui représentent le mécontentement du client si le produit est livré en retard, et par des pénalités d'avance qui représentent des coûts de stockage de produits finis ou des coûts de détérioration dans le cas de biens périssables. Ces coûts surviennent lorsque le produit est terminé en avance par rapport à sa date due.

Pour résoudre ce problème nous utilisons l'approche paramétrique [3] sur les critères  $Z_j$  pour permettre à un décideur de calculer un optimum de Pareto. Cela conduit à résoudre un problème d'ordonnancement particulier, défini comme suit : minimiser  $\sum Z_j$  sachant que  $Z_j \leq b_j, \forall j = 1, \dots, n$ , où les valeurs  $b_j$  sont données par le décideur. Ce problème est équivalent au problème  $1|r_j, d_j, \tilde{d}_j | \sum \alpha_j E_j + \beta_j T_j$  avec  $r_j = \max(0, d_j - \lfloor b_j / \alpha_j \rfloor)$  et  $\tilde{d}_j = d_j + \lfloor b_j / \beta_j \rfloor$ . Toute solution optimale de ce problème est un optimum de Pareto. Ce nouveau problème est  $\mathcal{NP}$ -difficile au sens fort car le sous-problème avec  $r_j = 0, \tilde{d}_j = \infty$  et  $\alpha_j = 0, \forall j = 1, \dots, n$ , l'est également. Il convient de noter que lorsque la séquence des travaux est fixée, le problème de calcul des dates de début optimales peut être résolu optimalement en utilisant un algorithme polynomial donné dans [1].

Pour résoudre le problème lorsque les valeurs  $b_j$  sont fixées, nous proposons une recherche par faisceaux filtrée et des algorithmes de construction progressive et de voisinage qui constituent des améliorations d'un travail préliminaire présenté dans [2]. Des résultats expérimentaux, présentés lors de la conférence, permettent d'établir quels sont les heuristiques les plus efficaces sur les instances générées.

L'approche multicritère proposée pour ordonnancer JaT permet d'apporter plus de flexibilité pour un décideur, lors du choix d'un ordonnancement, qu'une approche plus conventionnelle dans laquelle seul le coût total est minimisé. Pouvoir choisir un optimum de Pareto pour les critères  $Z_j$  dans le cadre d'un algorithme interactif constitue donc une perspective de recherche intéressante. De même, nous considérerons comme extension de l'approche proposée, une approche bicritère qui garantit une qualité de service. Ces perspectives seront également brièvement abordées lors de la conférence.



**RÉFÉRENCES**

- [1] P. Chrétienne, F. Sourd, "*PERT Scheduling with convex cost functions*", Theoretical Computer Science, vol 292, pp 145-164, 2003.
- [2] B. Estève, C. Aubijoux, A. Chartier, V. T'kindt, "*A Recovering Beam Search algorithm for the single machine Just-in-Time scheduling problem*", 6th International Workshop on Models and Algorithms for Planning and Scheduling Problems (MAPSP'04), Aussois (France), 2003.
- [3] V. T'kindt, J.-C. Billaut, "*Multicriteria Scheduling : Theory, Models and Algorithms*", Springer (Heidelberg), 2002.

## Une approche multicritère pour la fusion des données représentées par des fonctions de croyance

Yamna ETTARRES<sup>1</sup>, Khaled MELLOULI<sup>2</sup>

*1. Larodec-ISG, Tunisie*

*2. Institut des Hautes Etudes Commerciales, Carthage Présidence Tunis Tunisie*

yamna.ettarres [at] edunet.tn, Khaled.mellouli [at] ihec.rnu.tn

**Mots-clefs :** Théorie des fonctions de croyance, aide multicritère à la décision, fusion, agrégation, fonctions de crédibilité, probabilités pignistiques

Le processus de prise de décision est basé sur l'utilisation de l'information disponible. Cependant, cette information est souvent imprécise, incertaine, ou approximative. En plus, plusieurs sources d'information, pouvant être conflictuelles, participent à l'évaluation de l'état d'un système. Parmi les nombreuses approches de représentation de l'incertitude, nous avons choisi d'utiliser le modèle des fonctions de croyance. Pour combiner les données obtenues à partir des différentes sources, nous avons choisi d'utiliser un processus d'agrégation au lieu d'une fusion. En effet, plusieurs méthodes de fusion ont été présentées dans la littérature, comme celle de Dempster, de Dubois et Prade ou encore celle de Yager [Shafer G. 1976], [Janez F. 1996], [Yager R. 1987]. Elles sont toutes basées sur la production d'une masse unique de synthèse obtenue par combinaison des différentes masses élémentaires issues des différentes sources.

Dans ce papier, nous présentons une approche de rangement des alternatives basée sur les fonctions de croyance et sur le modèle d'aide multicritère à la décision. Les actions potentielles sont assimilées aux hypothèses et les critères aux sources d'information. Les évaluations sont les fonctions de crédibilité ou les probabilités pignistiques. Finalement, nous utilisons une procédure de rangement pour choisir la "meilleure" hypothèse ou plus concrètement l'hypothèse la plus soutenue par les différentes sources conformément aux poids affectés à ces sources d'information. Notre objectif est de tirer bénéfice des deux approches, en remplaçant un processus de fusion, sensible aux informations conflictuelles, par un processus d'agrégation (en utilisant la méthode Electre III), assumant la présence de conflits entre critères. Nous comparons aussi les approches de fusion et d'agrégation sur un exemple simple.

### RÉFÉRENCES

- [Janez F. 1996] Fusion de sources d'information définies sur des référentiels non exhaustifs différents- Solutions proposées sous le formalisme de la théorie de l'évidence. Thèse de doctorat en sciences de l'ingénieur, université d'Angers.
- [Shafer G. 1976] A Mathematical Theory of Evidence. Princeton University Press.
- [Smets Ph. et al. 1988] Non-Standard logics for Automated Reasoning-chapter 9. Philippe Smets, Abe Mamdani, Didier Dubois, Henri Prade. Academic Press, Harcourt Brace Jovanovich, Publishers.
- [Yager R. 1987] On the dempster-shafer framework and new combination rules. Information Sciences, Volume 41, Issue 2, March 1987, Pages 93-137

## À propos des polytopes de Bell : distillation de l'emberlificotage

Dominique FORTIN<sup>1</sup>

1. INRIA-Rocquencourt, France

Dominique.Fortin [at] inria.fr

**Mots-clefs :** Inégalités de Bell, inégalités quantiques, points extrêmes, corrélation, couplages

Il est communément supposé que la puissance du calcul quantique vienne de l'emberlificotage : en calcul classique, les états sont intrinsèquement séparables alors qu'en calcul quantique, tous les états possibles sont combinés de manière potentiellement non séparable. Dans son travail fondateur, Bell a exhibé une classe d'inégalités satisfaite par le calcul classique et potentiellement violée par la mécanique quantique. Depuis, il a été montré que certains états emberlificotés pouvaient satisfaire des inégalités classiques donnant lieu à une *distillation* des états ; parmi ces classes, on note les cas *partial positive transpose* et les états  $U \otimes U$  unitairement invariants. Dans cet article, on étudie une hiérarchie de polytopes comme alternative à la classification des états non séparables.

Pour des variables aléatoires binaires  $X, Y, Z$  centrées, l'inégalité triangulaire de Bell relative aux corrélations notées  $\langle \cdot, \cdot \rangle$ , s'écrit  $|\langle X, Y \rangle - \langle X, Z \rangle| + \langle Y, Z \rangle \leq 1$  et l'inégalité quadrangulaire correspondante (connue sous le nom CHSH)  $|\langle X, Y \rangle + \langle Y, Z \rangle + \langle Z, T \rangle - \langle X, T \rangle| \leq 2$  ; nous les étendons à plus de points d'un point de vue polyédrique et les reformulons également, tant dans un contexte multivalué qu'en dimension supérieure.

### RÉFÉRENCES

- [Fishburn and Reeds(1994)] P. C. Fishburn and J. A. Reeds. Bell inequalities, Grothendieck's constant, and root two. *SIAM J. Discrete Math.*, 7(1) : 48-56, 1994. ISSN 0895-4801.
- [Gupta(1999)] J. C. Gupta. Characterisation of correlation matrices of spin variables. *Sankhyā Ser. A*, 61(2) : 282-285, 1999. ISSN 0581-572X.
- [Werner and Wolf(2001)] R. F. Werner and M. M. Wolf. Bell inequalities and entanglement, 2001. URL [cite-seer.nj.nec.com/595133.html](http://cite-seer.nj.nec.com/595133.html)

## Optimisation robuste des métriques OSPF / IS-IS

Bernard FORTZ<sup>1</sup>, Mikkel THORUP<sup>2</sup>

1. *Université Catholique de Louvain, Belgique*

2. *AT&T Labs - Research*

fortz [at] poms.ucl.ac.be, mthorup [at] research.att.com

**Mots-clefs :** Télécommunications, recherche locale

Les protocoles du type "Shortest Path First" (SPF) sont les protocoles le plus généralement utilisés aujourd'hui pour le routage intra-domaine dans les réseaux internet. Le trafic est acheminé le long des chemins les plus courts vers la destination. Les poids des liens, et de ce fait les chemins les plus courts, peuvent être changés par l'opérateur du réseau.

Une configuration simple de poids par défaut suggérée par Cisco est de prendre des poids de liens inversement proportionnels à leur capacité. Notre objectif général est d'acheminer les demandes dans un réseau basé sur OSPF/IS-IS afin d'éviter la congestion en termes de charges de lien excédant les capacités ainsi que de perte de paquets résultant de TCP. Le routage doit être efficace non seulement quand le réseau fonctionne sans panne, mais également dans chaque cas de panne simple de lien. Dans le contexte d'un réseau fixe (c.-à-d. avec une topologie fixe et aucune panne), avec une matrice connue fixe de demande ce problème a déjà été adressé expérimentalement avec des données réelles et synthétiques, montrant que nous pouvons trouver des configurations de poids pouvant supporter une demande de 50% à 110% plus élevée que la configuration par défaut, à quelques pour cents du routage optimal.

Cependant, les matrices de demande et les de réseaux changent. Les opérateurs n'aiment pas changer les poids, et il serait préférable de tenir compte des scénarios d'échec en optimisant les poids, afin d'obtenir une configuration robuste de poids. Dans cet exposé, nous décrivons comment notre heuristique précédente pour le cas sans panne peut être adapté pour tenir compte des scénarios de pannes. Notre objectif est d'optimiser les paramètres de réseau par rapport à une fonction objective de robustesse qui exige l'évaluation de tous les scénarios possibles de panne de lien. Nous voudrions employer notre heuristique de recherche locale précédente, mais l'évaluation de toutes les pannes de lien pour chaque solution est trop coûteuse en temps calcul pour les problèmes considérés. Nous avons évité ce problème en développant un ensemble de pannes critiques de liens, qui sont les seules considérées dans la boucle intérieure de la recherche locale. Dans une boucle externe, nous avons testé sur toutes les pannes possibles de lien la solution de la boucle intérieure pour les pannes critiques de lien. Basé sur ce test, nous ajoutons parfois de nouvelles pannes de lien à l'ensemble critique.

Dans les expériences effectuées, nous sommes parvenus à employer des ensembles critiques qui étaient de deux ordres de grandeur plus petits que l'ensemble de toutes les pannes de lien. Malgré cela, nous sommes parvenus à obtenir de très bonnes solutions pour l'ensemble des pannes possibles. En conséquence, notre idée d'ensemble critique a fourni une accélération par deux ordres de grandeur, nous permettant de traiter le réseau backbone IP d'AT&T, qui est le plus grand aujourd'hui. Cette idée d'ensemble critique a un caractère très général et nous espérons qu'elle trouvera beaucoup d'autres applications à l'avenir.

## Optimisation du traitement des tumeurs cancéreuses par curiethérapie

François GALEA<sup>1</sup>, Catherine ROUCAIROL<sup>1</sup>

1. Université de Versailles, France

{francois.galea, catherine.roucairol} [at] prism.uvsq.fr

**Mots-clefs :** curiethérapie, recherche tabou continue

La curiethérapie est un procédé de traitement médical se basant sur l'utilisation de sources radioactives placées à l'intérieur du corps du patient, afin de soumettre une dose de rayonnement à un volume cible. La curiethérapie est principalement utilisée pour le traitement de certains types de tumeurs cancéreuses.

La curiethérapie à bas débit de dose (*low dose rate* ou LDR) est une technique, largement appliquée pour le traitement du cancer de la prostate, consistant à introduire à l'intérieur ou à proximité de la tumeur un certain nombre de sources radioactives, de radioactivité relativement faible.

Les curithérapies à haut débit de dose (*high dose rate* ou HDR) ou à débit de dose pulsé (*pulsed dose rate* PDR) reposent sur le même principe, mais en utilisant des sources radioactives de forte activité. Dans ce cas, une seule source est réellement utilisée, mais peut être introduite à différents emplacements dans le corps du patient, et pour une durée préalablement calculée pour chacun des emplacements. A la fin du traitement, la source est retirée du corps du patient, contrairement à la curiethérapie LDR, où les sources se détériorent suffisamment vite pour ne pas nécessiter de les retirer.

Dans la majorité des cas, les sources sont placées à l'intérieur de vecteurs, qui sont des tubes implantés dans ou à proximité de la tumeur. Dans le cas de la curiethérapie LDR, les sources sont retirées au bout de l'expiration du temps d'exposition déterminé. Dans le cas de la curiethérapie HDR, la source est automatiquement déplacée sur toutes les positions d'arrêt possible à l'intérieur de chaque vecteur, pour un temps d'arrêt spécifique à chaque position.

Un traitement est considéré comme bon lorsque l'ensemble de la tumeur a reçu au minimum la dose prescrite par le médecin, mais d'une façon la plus uniforme possible. En outre, il faut que la dose reçue en surface de la tumeur soit le plus proche possible de la dose requise, et dans le cas où la tumeur se trouverait proche d'organes dits "à risque", il faut minimiser la dose reçue à l'intérieur de ces organes.

Il existe différentes approches en optimisation de plans de traitement en curiethérapie, faisant usage de la programmation linéaire, et de techniques d'optimisation telles que des métaheuristiques (algorithmes génétiques, recuit simulé), des méthodes exactes (branch-and-bound), ou d'optimisation multi-objectif. [1, 2, 3]

Nous présentons les problèmes liés aux différentes techniques de curithérapie, et nous classifions et comparons les modèles d'optimisation utilisés.

Dans le cadre d'une application menée avec Gilbert Boisserie, de l'Unité de Physique du service de radiothérapie de l'hôpital de la Pitié-Salpêtrière de Paris, pour un problème de traitement en curiethérapie HDR, nous proposons un modèle et montrons qu'une métaheuristique tabou adaptée au cas continu est appropriée.

### RÉFÉRENCES

- [1] François Galea, Détermination de modèles d'implantation de vecteurs en curiethérapie. Laboratoire PRiSM, Université de Versailles-Saint Quentin en Yvelines. 2003.
- [2] E. Lessard, J. Pouliot. Inverse planning anatomy-based dose optimisation for HDR-brachytherapy of the prostate using fast simulated annealing and dedicated objective function. *Med. Phys.* **28** (2001) 773-779.
- [3] M. Milickovic, M. Lahanas, M. Pagagiannopoulou, D. Baltas. Multiobjective anatomy-based optimization for HDR-brachytherapy with constrained free deterministic algorithms. *Phys. Med. Biol.* **47** (2002) 2263-2280.

## Comparaison de trois méthodes pour le problème du *car-sequencing*

Marc GRAVEL<sup>1</sup>, Caroline GAGNÉ<sup>1</sup>, Wilson PRICE<sup>2</sup>

1. Université du Québec à Chicoutimi, Canada

2. Université Laval, Québec, Canada

{marc\_gravel, caroline\_gagne} [at] uqac.ca, Wipr1 [at] aol.com

**Mots-clefs :** *Car-sequencing problem*, Optimisation par Colonie de Fourmis (OCF), Programmation linéaire en nombres entiers, *Constraint Satisfaction Problem* (CSP)

Le *car-sequencing problem* consiste à déterminer l'ordre dans lequel un ensemble de voitures seront fabriquées sur une ligne d'assemblage composée de trois ateliers : la tôlerie, la peinture et le montage. Dans l'atelier de tôlerie, la carrosserie de la voiture est réalisée et les temps de mise-en-course sur les presses font en sorte qu'il est souhaitable de favoriser une séquence de voitures identiques. Dans l'atelier de peinture, les carrosseries sont préparées, traitées et peinturées. Les coûts de solvant pour le nettoyage des pistolets sont non négligeables et impliquent que la séquence dans cet atelier doit favoriser des voitures de couleurs identiques. Dans l'atelier de montage, de nombreux éléments sont ajoutés à la carrosserie peinturée pour terminer l'assemblage de la voiture. Chaque voiture est caractérisée par un ensemble d'options dont certaines nécessitent des opérations lourdes (toit ouvrant, la climatisation, etc.) faisant en sorte que ces véhicules difficiles doivent être dispersés dans la séquence de production de façon à lisser la charge de travail sur les différents postes. Cette dispersion est exprimée par un ratio  $r_k/s_k$  signifiant que, pour toute séquence consécutive de  $s$  voitures, au plus  $r$  voitures peuvent posséder l'option  $k$ . Une solution réalisable pour cet atelier représente alors une séquence respectant l'ensemble des contraintes liées aux options. S'il est impossible de trouver une telle séquence, la séquence minimisant le nombre de contraintes non satisfaites devient la solution.

Les contraintes des trois ateliers ont tendance à être conflictuelles et font en sorte qu'une bonne séquence dans l'un des ateliers ne sera pas nécessairement intéressante dans un autre. Par exemple, une longue séquence de voitures de couleurs identiques à l'atelier de peinture peut entraîner différents problèmes de charge dans l'atelier de montage. Pour ces raisons, le *car-sequencing problem* est souvent abordé dans la littérature en ne considérant que l'atelier de montage et les séquences déterminées sont alors appliquées à l'ensemble de la chaîne.

Même en restreignant le problème d'ordonnancement à l'atelier de montage, le *car-sequencing problem* a été démontré NP-Complet [1]. Lopez & Roubellat [2] ont publié une revue de la littérature sur le sujet et ont recensé des méthodes exactes et différentes heuristiques comme approches de solution. Dans des travaux récents, d'autres auteurs ont proposé des heuristiques pour ce problème. Par exemple, l'Optimisation par Colonie de Fourmis (OCF) a été utilisé par Solnon [3] et Gottlieb *et al.* [4] et des méthodes de recherche dans le voisinage ont été proposées par Davenport *et al.* [5], Davenport & Tsang [6], Putcha & Gottlieb [7] et Gottlieb *et al.* [4].

Dans cette présentation, nous nous référerons d'abord à certains travaux réalisés par les chercheurs du domaine du Constraint Satisfaction Problem (CSP) [8] [9] [10] et aux problèmes-tests proposés par ceux-ci. Nous proposerons une modélisation en programmation linéaire en nombres entiers et nous montrerons que cette méthode exacte permet de résoudre la plupart de ces problèmes-tests. Par la suite, une métaheuristique d'OCF sera présentée et sa performance sera établie sur ces mêmes problèmes. Nous montrerons que l'OCF permet de solutionner beaucoup plus rapidement les problèmes pour lesquels une solution a été trouvée par la méthode exacte et nous présenterons les résultats obtenus par cette métaheuristique sur les problèmes pour lesquels l'optimalité n'a pas été encore démontrée. Nous terminerons en présentant les principales avenues de recherche pour modéliser une problématique plus près du monde industriel.

**RÉFÉRENCES**

- [1] I.P. Gent, "*Two Results on Car-sequencing Problems*", Technical Report APES, 1998.
- [2] P. Lopez, F. Roubellat, "*Ordonnancement de la production*", Hermes Science Europe Ltd, 2001.
- [3] C. Solnon, "*Solving car sequencing problems with artificial ants*", In Proceeding of ECAI-2000, 118-122, IOS Press, 2000.
- [4] J. Gottlieb, M. Puchta, C. Solnon, "*A study of greedy, local search and ant colony optimization approaches for car sequencing problems*", Lecture Notes in Computer Science 2611, 246-257, Springer-Verlag Heidelberg, 2003.
- [5] A. Davenport, E. Tsang, K. Zhu, C. Wang, "*GENET : a connectionist architecture for solving constraint satisfaction problems by iterative improvement*", In Proceedings of AAAI'94, 325-330, 1994.
- [6] A. Davenport, E. Tsang, "*Solving constraint satisfaction sequencing problems by iterative repair*", In Proceedings of the First International Conference on the practical Applications of Constraint Technologies and Logic Programming, 345-357, 1999.
- [7] M. Puchta, J. Gottlieb, "*Solving Car Sequencing Problems by Local Optimization in Applications of Evolutionary Computing*", Proceedings EvoWorkshops, Kinsale, Ireland, April 3-4, 2002.
- [8] J. Lee, H. Leung, H. Won, "*Performance of a comprehensive and efficient constraint library using local search*", 11th Australian Joint Conference on Artificial Intelligence, LNAI, Springer-Verlag, 1998.
- [9] I. Gent, T. Walsh, "*CSPLib : a benchmark library for constraints*", APES-09-1999, available from <http://4c.ucc.ie/~tw/csplib/schedule.html>
- [10] J.C. Regin, J.F. Puget, "*A Filtering Algorithm for Global Sequencing Constraints*", In Principles and Practice of Constraint Programming, 32 - 46, LNCS 1330, Springer, 1997.

## Job Insertion Neighborhood in Two Job Shop Problems

Heinz GRÖFLIN<sup>1</sup>, Andreas KLINKERT<sup>1</sup>, Nguyen PHAM DINH<sup>1</sup>

*1. DIUF, Université de Fribourg, Suisse*

{heinz.groeflin, andreas.klinkert, phamdinh.nguyen} [at] unifr.ch

**Mots-clefs :** Job Shop, Synchronization, Blocking, Multi-processor-task, Neighborhood, Local Search

We study two versions of the job shop scheduling problem, the Synchronized Job Shop and the Multi-Processor-Task Job Shop.

The Synchronized Job Shop features synchronized transfer operations, blocking constraints and sequence-dependent set-up times. The problem arises in manufacturing when no (or limited) buffer space is available as well as in logistics, e.g. in automated storage systems. After proposing a generalized disjunctive graph framework, we formulate the problem and briefly examine differences to the classical job shop with respect to disjunctive graph structure and complexity of the feasibility problem. We then establish some structural properties such as closed selections and short cycles that enable us to develop a neighborhood based on job (re-)insertion. We give a good characterization of this neighborhood and implement it in a local search procedure. Computational results indicate substantial solution improvements and support the validity of the approach.

The Multi-Processor-Task Job Shop is an extension of the Job Shop problem where an operation of a job requires a set of machines instead of a single machine. We derive a polyhedral description of all feasible job insertions in this problem, settling an open problem recently proposed by Kis and Hertz. Constrained feasible insertions, satisfying additional constraints, are also introduced and a feasibility theorem is established. A lower bound on the job insertion problem is derived and computed by repeatedly invoking the feasibility theorem. Numerical results show high quality of the bounds and short computation times.



# Combinaison de mécanismes de résolution pour le problème MAX-SAT

Frédéric LARDEUX<sup>1</sup>, Frédéric SAUBION<sup>1</sup>, Jin-Kao HAO<sup>1</sup>

1. Université d'Angers, France

{lardeux, saubion, hao} [at] info.univ-angers.fr

**Mots-clés :** Tabou, Recherche Locale, Davis-Putnam-Loveland, Hybridation, MAX-SAT

## Introduction

Le problème de satisfiabilité (SAT) [1] consiste à trouver une affectation booléenne validant une formule en logique propositionnelle. Une instance de ce problème est définie par un ensemble de variables booléennes (aussi appelées atomes)  $\mathcal{X} = \{x_1, \dots, x_n\}$  et une formule booléenne  $\phi : \mathcal{B}^n \rightarrow \mathcal{B}$ . Un littéral est une variable ou sa négation ; une clause est une disjonction de littéraux. On considère en général des formules en forme normale conjonctive (CNF) c'est à dire des conjonctions de clauses. Une affectation est une fonction  $v : \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{B}$ . Une formule est vraie si et seulement si toutes ses clauses sont vraies. La formule  $\phi$  est dite satisfiable s'il existe une affectation rendant  $\phi$  vraie et est non satisfiable s'il n'en existe pas.

Le problème MAX-SAT, auquel nous nous intéressons plus particulièrement ici, peut alors être vu comme une formulation alternative du problème SAT qui consiste à trouver une affectation maximisant le nombre de clauses satisfaites dans la formule.

Quelque soit le problème traité, SAT ou MAX-SAT, l'espace de recherche est défini par l'ensemble des affectations possibles, qui peut être vu, pour une instance comprenant  $n$  variables, comme l'ensemble des  $n$ -uplets composés de *vrai* et de *faux*.

## Algorithme Tabou trivalué hybride

Notre algorithme combine une méthode incomplète, la procédure Tabou, et une méthode complète, la procédure Davis-Putnam-Loveland (DPL). Chacune de ces méthodes possède ses avantages propres : la méthode DPL permet d'effectuer une recherche exhaustive et donc d'exploiter complètement l'espace de recherche alors que la méthode Tabou est à même de n'explorer que certaines zones ce qui s'avère particulièrement intéressant pour des problèmes de grande taille. Notre idée est donc d'intégrer ce pouvoir d'intensification de la méthode DPL au sein d'un algorithme Tabou qui possède des facultés de diversification et ce, afin d'obtenir un bon compromis entre ces deux stratégies fondamentales de recherche. Pour cela il faut transformer la procédure Tabou car elle ne fait que modifier des affectations complètes alors que la procédure DPL travaille sur des affectations partielles.

Pour que l'hybridation avec la méthode DPL soit efficace, il faut unifier ces deux méthodes dans une même représentation des éléments de base, c.à.d les affectations. L'ajout d'une troisième valeur de vérité *indéterminé* permet de faire travailler la méthode Tabou sur une affectation partielle. Les méthodes Tabou et DPL peuvent alors s'enchaîner de manière homogène. Outre une meilleure cohésion entre les deux méthodes, cette troisième valeur permet également de diversifier la recherche Tabou sans ajout d'heuristique externe.

En effet, alors que la méthode Tabou à deux valeurs de vérité parcourt l'espace de recherche en passant d'une affectation à une autre, la méthode Tabou à trois valeurs permet de se déplacer dans l'espace de recherche avec une affectation partiellement indéterminée qui peut être considérée comme la représentation d'un ensemble d'affectations totalement déterminées. Dès qu'il est possible de réduire cet ensemble, la méthode Tabou instancie certaines variables aux valeurs *vrai* ou *faux*. De cette manière la recherche se diversifie lors de la création de variables indéterminées et s'intensifie lors de la valuation de variables à *vrai* ou à *faux*.

## Expérimentations

Dans cette section, l'hybridation entre les méthodes Tabou trivalué et DPL est comparée à un algorithme Tabou classique sur différents *benchmarks* bien connus. Pour comparer la qualité des deux algorithmes, trois critères sont utilisés : le nombre minimum de clauses fausses moyen (moy.) trouvé au cours de la recherche, son écart type (e.t.) et le nombre de flips (fl.) nécessaires pour atteindre cette valeur.

Benchmarks			Tabou			Tabou+DPL		
instances	var	cls	clauses fausses		fl.	clauses fausses		fl.
			moy.	e.t.		moy.	e.t.	
color-10-3	300	6475	2.60	0.50	219359	2.45	0.76	256962
color-15-4	900	45675	5.30	0.52	263991	5.20	0.57	341175
par32-5-c	1339	5350	14.70	11.38	303836	11.70	6.66	219720
par32-5	3176	10325	23.70	30.04	361385	10.20	1.32	473116
ssa7552-038	1501	3575	10.00	13.06	407185	8.55	1.88	553387
aim-100-2.0-yes1-1	100	200	2.90	2.69	165.55	1.20	0.70	5992.25
aim-200-2.0-yes1-3	200	400	3.95	3.53	1306.90	1.35	1.14	16363
gencnf	85	7539	1.00	0.00	56248	0.80	0.45	197866

TAB. 1 – Comparaisons entre la méthode Tabou trivalué hybridé avec la méthode DPL et un algorithme Tabou classique

## Conclusion

Le tableau 1 montre que l'hybridation entre les méthodes Tabou et DPL dans notre nouveau cadre de résolution introduisant trois valeurs de vérité permet d'obtenir de meilleurs résultats qu'une méthode Tabou classique. En plus de donner un nombre de clauses fausses moyen plus faible, l'hybridation Tabou+DPL a une meilleure fiabilité dans ses résultats comme le prouve les écarts types très faibles par rapport à l'algorithme Tabou classique.

## RÉFÉRENCES

- [1] Michael R. Garey and David S. Johnson. *Computers and Intractability, A Guide to the Theory of NP-Completeness*. W.H. Freeman & Company, San Francisco, 1978.

## Recherche locale dichotomique pour la résolution des CSP continus

Vincent BARICHARD<sup>1</sup>, Jin-Kao HAO<sup>1</sup>

1. Université d'Angers, France

{Vincent.Barichard, Jin-Kao.Hao} [at] univ-angers.fr

**Mots-clés :** Satisfaction de contraintes numériques, propagation de contraintes, recherche locale, hybridation, heuristique

Les problèmes de satisfaction de contraintes continus (CSPC) ou numériques, tout comme les CSP discrets, constituent un modèle très général et puissant permettant la formulation d'un grand nombre d'applications pratiques. D'une manière informelle, un CSP continu est défini par un ensemble de variables dont chacune est associée à un intervalle dans  $\mathbb{R}$  (domaine) et un ensemble de contraintes. Une solution au problème est une affectation de valeurs, tirées des domaines des variables, telle que les contraintes du problème soient satisfaites simultanément. La résolution des CSPC est aussi de grand intérêt pour l'optimisation sous contraintes dont une des tâches difficiles consiste à trouver efficacement des points réalisables.

Dans cet article, nous proposons un algorithme heuristique que nous appelons "Recherche Locale Dichotomique (*RLD*)" pour la recherche d'une solution d'un CSPC. Cet algorithme combine une recherche locale à la "stratégie d'évolution" avec les techniques classiques de contraction d'intervalles, de propagation de contraintes et de recherche dichotomique par bisection. L'idée fondamentale de la *RLD* est d'utiliser la contraction et la propagation de contraintes pour éliminer des parties non réalisables de l'espace de recherche, et d'employer la recherche locale pour orienter la découpe et pour exploiter rapidement les zones délimitées par la découpe.

Comme les autres méthodes fondées sur le principe de bisection, l'algorithme "Recherche Locale Dichotomique (*RLD*)" utilise une représentation de l'espace de recherche par intervalles et manipule de manière itérative des boîtes, une boîte  $[x]$  de  $\mathbb{R}^n$  correspondant simplement au produit cartésien de  $n$  intervalles de  $\mathbb{R}$ . La différence fondamentale de la *RLD* par rapport aux méthodes de bisection existantes réside dans l'introduction de la recherche locale comme un moyen puissant d'exploitation de zones de recherche, mais aussi d'orientation pour les choix des découpes. Ainsi, partant de la boîte  $[x]$  de  $\mathbb{R}^n$  définie par les domaines des variables (intervalles) du CSPC initial, la *RLD* répète la séquence suivante d'actions : *Bisection - Contraction et propagation - Recherche Locale - Remplacement de boîte*.

Pour évaluer la performance de notre algorithme, nous réalisons des expérimentations numériques sur des jeux de test couvrant des caractéristiques différentes et variées et présentons des comparaisons entre *RLD* et un algorithme de recherche locale à la "stratégie d'évolution".

# Une approche évolutionniste du problème de la gestion dynamique de tournées de véhicules avec fenêtres de temps

Haiyan HOUSROUM<sup>1</sup>, Tienté HSU<sup>1</sup>, Rémy DUPAS<sup>1</sup>, Gilles GONCALVES<sup>1</sup>

*1. LGI2A - Université d'Artois, France*

housroum [at] iut-bethune.univ-artois.fr, hsu [at] iut-lens.univ-artois.fr,  
Remy.Dupas [at] iut-gtr.univ-artois.fr, goncalves [at] univ-artois.fr

**Mots-clés :** Tournées de véhicules avec fenêtres de temps, algorithme génétiques.

Le problème de construction de tournées de véhicules VRP (Vehicle Routing Problem) avec fenêtres de temps (TW) est un problème d'optimisation combinatoire multi-objectifs qui a fait l'objet de nombreux travaux. Il modélise un problème de transport très répandu qui consiste à livrer (et /ou ramasser) des produits auprès d'un ensemble de clients à l'aide d'une flotte de véhicules. La résolution du problème consiste à déterminer un ensemble de tournées qui minimisent au mieux des objectifs comme la distance totale parcourue, le nombre de véhicules utilisés, la somme des retards des clients, etc. Les solutions retenues doivent respecter plusieurs contraintes comme « la charge totale d'un véhicule servant une tournée doit être inférieure à la capacité du véhicule » ou encore « chaque client doit être servi une seule fois par un seul véhicule ». Le problème VRPTW est une extension du problème classique VRP dans lequel chaque client fournit deux limites de temps entre lesquelles il désire être desservi.

Dans cet article nous nous intéressons à une version dynamique du problème VRPTW (Dynamic VRPTW) qui prend en compte l'apparition de nouveaux clients au cours de temps. Après avoir présenté les caractéristiques propres aux problèmes DVRPTW, nous présentons notre approche de résolution basée sur l'utilisation d'algorithme génétique. C'est à notre connaissance la seule approche de ce type utilisée dans un contexte dynamique. Celle-ci utilise une représentation chromosomique divisée en deux parties. La première de type matricielle correspond aux clients déjà servis ou en train d'être servis par les véhicules. La seconde de type vectorielle conserve tous les clients en attente de service. Finalement, nous avons utilisé une technique d'insertion pour décoder le chromosome, qui permet de calculer la fonction objective ( $F = D + R$ ) représentant la somme de la distance totale parcourue et le retard total des clients. Pour régler les paramètres de l'algorithme génétique (la taille de la population, le type et le taux de l'opérateur de croisement, le type et le taux de l'opérateur de la mutation, et le taux de l'élitisme), nous avons utilisé des plans d'expériences. Cette méthode nous a permis d'une part de déterminer les paramètres influents et non-influents dans le comportement de l'algorithme génétique, et d'autre part de régler ceux-ci de façon « idéale ». Nous terminons par une présentation des résultats de résolutions sur les benchmarks de Solomon. Une comparaison est réalisée avec les résultats obtenus par Gendreau et al. [3].

## RÉFÉRENCES

- [1] Allan LARSEN, "The dynamic vehicle routing problem", LYNGBY, IMM-PHD-2000-73, Denmark, june 2000.
- [2] Philip Kilby, Patrick Prosser, Paul Shaw, "Dynamic VRPs : A study of scenarios", Report APES-06-1998, Septembre 1998.
- [3] M. Gendreau, F. Guertin, J-Y. Potvin, E. Taillard, "Parallel Tabu Search for Real-Time Vehicle Routing and Dispatching", Transportation Sciences 33 (4), pp 381-390, 1999.
- [4] Sushil J Louis, "Multiple vehicle routing with time windows using genetic algorithms", University of Nevada, January 1999.

# Un Système Intégré de Simulation-Optimisation pour le Problème de Tournées de Véhicules Temps Réel

Jaber JEMAI<sup>1</sup>, Khaled MELLOULI<sup>2</sup>

1. Laboratoire LARODEC - ISG Tunis, Tunisie

2. Institut des hautes études commerciales Carthage présidence Tunis Tunisie

jaber.jemai [at] isg.rnu.tn, khaled.mellouli [at] ihec.rnu.tn

**Mots-clefs :** Problème de Tournées de Véhicules Temps Réel, Simulation, Optimisation

Ce papier présente un système intégré pour le Problème de Tournées de Véhicules Temps Réel (PTVTR). Le PTVTR est un problème dynamique qui exige des réponses rapides pour les requêtes générées. Plusieurs problèmes réels peuvent être modélisés comme étant des PTVTR tels que la collecte de courrier, l'affectation des ambulances, le transport des handicapés et des vieillards. Un algorithme susceptible de résoudre le PTVTR doit avoir le meilleur compromis entre la qualité de la solution proposée et le temps mis pour la retrouver. On se propose de développer une approche de résolution du PTVTR basée sur les Réseaux de Neurones Artificiels (RNA).

Les techniques des RNA ont été appliquées dans plusieurs domaines tels que la reconnaissance de formes, la classification et l'optimisation combinatoire. Deux principaux modèles ont été proposés pour résoudre des problèmes combinatoires : les cartes auto-organisatrices et le modèle de Hopfield. Le modèle de Hopfield [1] se base sur une transformation du problème en un réseau de neurones complet où la fonction d'énergie est équivalente à la fonction objectif plus des termes de pénalités représentant les contraintes du problème. L'algorithme de Hopfield modifie itérativement une solution initiale tout en minimisant la fonction d'énergie pour aboutir à la solution finale. Le modèle d'origine a été appliqué au Problème de Voyageur de Commerce (PVC). Pour résoudre le PTVTR, nous proposons une extension de ce modèle en intégrant dans la fonction d'énergie des termes assurant la satisfaction des contraintes de capacité et de fenêtres de temps. Etant donnée l'historique du problème, nous proposons un algorithme de propagation arrière pour générer la solution initiale.

L'actuel système constitue une plate-forme logicielle sur laquelle on peut évaluer et valider notre approche par comparaison à d'autres algorithmes et stratégies connus [2,3]. Le système est composé de deux modules interagissants. Le premier est un simulateur par événements discrets qui génère des instances relatives aux différentes requêtes demandées. Chaque instance doit être résolue et des décisions d'action doivent être prises. Ceci est accompli par le module d'optimisation qui, en utilisant un algorithme de résolution particulier choisi par l'utilisateur, propose une solution pour l'instance courante. Les solveurs utilisés contiennent en plus de Cplex, des implémentations de stratégies classiques déjà proposées dans la littérature pour résoudre le PTVTR. On reporte les résultats de différents problèmes générés et résolus à l'aide du système intégré développé.

## RÉFÉRENCES

- [1] Hopfield J.J., Tank D.W., Neural Computation of Decisions in Optimization Problems, *Biological Cybernetics* 52, 141-152, 1985.
- [2] Ghiani G., Guerriero, F., Laporte, G., Musmanno, R., Real-time vehicle routing : Solution concepts, algorithms and parallel computing strategies, *European Journal of Operational Research* 151, 1, 1-11, 2003.
- [3] Yang J., Jaillet P. and Mahmassani H., Study of a Real-time Multi-vehicle Truckload Pickup-and-Delivery Problem, to appear in *Transportation science : focused issue on Real-Time Fleet Management*.

## Simulation par la Dynamique des Systèmes et le contrôle flou des émissions de CO<sub>2</sub> dans les immeubles résidentiels

Pierre KUNSCH<sup>1</sup>

*1. ULB-SMG, Belgique*

pikunsch [at] ulb.ac.be

**Mots-clefs :** Emissions de CO<sub>2</sub>, secteur résidentiel, Adaptive Control Methodology (ACM), Dynamique des Systèmes, contrôle flou

Le papier présente un modèle stratégique permettant de simuler la réduction des émissions de CO<sub>2</sub> causées par le chauffage des immeubles résidentiels. L'objectif est d'illustrer dans ce cas concret, d'intérêt dans le contexte du changement climatique global et du protocole de Kyoto, une méthodologie de simulation en avenir incertain, utile pour les décideurs publics et tenant compte des nombreuses incertitudes sur le comportement des ménages. Cette méthodologie constitue une extension sur la base des techniques du contrôle flou de la méthodologie ACM (Adaptive Control Methodology), développée précédemment dans un contexte de scénarios déterministes par Brans et al. (2000). L'approche étendue qui est proposée ici combine la méthodologie ACM déterministe, basée sur l'outil de simulation de la Dynamique des Systèmes, avec la représentation par des fonctions d'appartenance des paramètres incertains et par des règles d'interaction floues des variables à l'intérieur du modèle.

### RÉFÉRENCES

- [1] J.P. Brans, C. Macharis, P.L. Kunsch, A. Chevalier, and M. Schwaninger, Combining multicriteria decision aid and system dynamics for the control of socio-economic processes. An iterative real-time procedure, *European Journal of Operational Research*, 109 2 (1998) 428-441.

## Rangement d'objets multiboîtes, flots et facteurs de graphes

Pierre LEMAIRE<sup>1</sup>

*1. Leibniz-IMAG, France*

pierre.lemaire [at] imag.fr

**Mots-clefs :** rangements multiboîtes, flots, facteurs de graphes bipartis

Les rangements multiboîtes sont des problèmes intermédiaires entre les problèmes de rangement classiques (p.ex. le *bin-packing*) et les problèmes d'ordonnancement de tâches multiprocesseurs : ils sont une extension des premiers et une relaxation des seconds.

Un objet multiboîte est composé de plusieurs bouts identiques, chacun devant être rangé dans une boîte différente. Si chaque objet n'est en fait formé que d'un seul bout, on retrouve un problème de rangement classique. Au sein d'une boîte, l'ordre des objets est sans importance : il n'y a pas de notion de temps (c'est ce qui fait des problèmes de rangement multiboîtes une relaxation des problèmes d'ordonnancement de tâches multiprocesseurs); de plus, la hauteur d'une boîte est la somme des hauteurs des objets qui y sont rangés.

Nous nous occupons ici d'un cas particuliers :  $B|allow_j|H_{\max}$ , selon la classification de [1]. Pour ce problème, un objet  $O_j$  occupe une hauteur  $h_j$  dans  $size_j$  boîtes et il faut minimiser la hauteur de la plus grande boîte (critère  $H_{\max}$ ). De plus, il existe des compatibilités entre objets et boîtes caractérisées, pour chaque objet, par l'ensemble  $allow_j$ .

Nous montrons que ce problème se modélise comme un flot dans un graphe biparti et peut, par ce biais, être résolu en temps polynomial lorsque les hauteurs des objets sont unitaires ( $h_j = 1$ ). Dans ce cas-là, une approche plus spécifique basée sur les  $(g, f)$ -facteurs et les chaînes alternées permet d'affiner les résultats. Rappelons que les  $(g, f)$ -facteurs sont des sous-graphes dont les degrés vérifient  $g(v) \leq \deg(v) \leq f(v)$  pour tout sommet  $v$  [2]. Par cette approche, nous obtenons une caractérisation des solutions minimales, c'est-à-dire optimales et ayant le minimum de boîtes de hauteur maximale.

### RÉFÉRENCES

- [1] Pierre Lemaire, Gerd Finke, and Nadia Brauner. Packing of Multibin Objects. In *Proceedings of IEPM'03, International Conference on Industrial Engineering and Production Management*, volume 1, pages 422–431, Porto, Portugal, 26-28 mai 2003. Updated version available at [www-leibniz.imag.fr/~lemaire](http://www-leibniz.imag.fr/~lemaire).
- [2] László Lovász and Michael D. Plummer. *Matching Theory*. Akadémiai Kiadó, Budapest, 1986.

## Modélisation Max-Plus d'un flowshop sans attente pour le calcul de bornes inférieures

Christophe LENTÉ<sup>1</sup>

1. LI Université de Tours, France

lente [at] univ-tours.fr

**Mots-clefs :** Max-Plus, Flowshop, sans attente, Bornes

Il est possible, en utilisant l'algèbre Max-Plus, de modéliser indifféremment des problèmes d'ordonnement de type flowshop avec des contraintes de temps de montage et de démontage indépendants de la séquence, des décalages temporels ou des lots prédéfinis. Si le critère à minimiser est le  $C_{max}$ , ces problèmes se réduisent tous à l'optimisation d'un produit de matrices triangulaires Max-Plus. On définit ainsi un problème d'optimisation dans l'algèbre Max-Plus qui généralise ces problèmes de flowshop [3].

L'étude est étendue ici aux problèmes de flowshop sans attente. On montre que cela revient de nouveau à optimiser un produit de matrices particulières dans l'algèbre MaxPlus et une méthode de minoration du  $C_{max}$ , similaire à celle définie par Lageweg, Lenstra et Rinooy Kan pour le Flowshop de base est proposée. Cette minoration est basée sur une réduction du problème à un produit de matrices 2x2 et sur la résiduation.

À tout travail  $x$  on peut associer une matrice carrée Max-Plus  $T_x$  et à toute séquence de travaux  $\sigma$  la matrice  $T(\sigma) = \otimes_{x \in \sigma} T(x)$ . La matrice  $T(\sigma)$  contient les dates de fin d'exécution de la séquence sur chaque machine. Le problème est donc d'organiser au mieux la produit des matrices  $T(x)$ .

Si on travaille sur un flowshop à deux machines, les matrices sont d'ordre 2 et de déterminant nul. On "ordonnance" au mieux le produit en appliquant l'algorithme de Gilmore et Gomory [1].

Si le flowshop est composé de  $m$  machines, on privilégie un couple  $(u, v)$  de machines et on extrait de chaque matrice  $T_x$  une sous-matrice 2x2  $T_x^{(u,v)}$  composée des quatre coefficients aux intersection lignes et colonnes  $u$  et  $v$  de  $T_x$ . Ces sous-matrices sont de déterminant nul et définissent donc un flowshop sans attente à deux machines. L'utilisation de l'algorithme de Gilmore et Gomory permet alors d'obtenir une minoration du  $C_{max}$  du flowshop à  $m$  machines. Cette minoration peut ensuite être légèrement améliorée par un calcul de résiduées sur les matrices en première et dernière position. Le fait d'extraire un sous matrice 2x2 revient à considérer que les machines autres que  $u$  et  $v$  sont non goulet, l'approche est donc similaire à celle de Lageweg et al [2].

Cette modélisation s'adapte à des problèmes où il existe des temps de montage ou de démontage, des dates de début au plus tôt, des durées de latence, des lots prédéfinis ou des décalages inter-opération exacts. Elle mène à la définition d'un nouveau problème d'ordonnement purement algébrique. Les contraintes sont prises en compte de façon transparente dans le processus : elles apparaissent dans les données, mais pas dans les formules de calcul. Ceci constitue un avantage important de cette approche car cela permet d'unifier l'étude de plusieurs problèmes de flowshop sans attente différents.

Le processus d'unification peut se poursuivre, il est possible de définir des bornes supérieures et des méthodes de résolution pour le problème matriciel et donc communes aux divers problèmes de flowshop et d'inclure ces bornes dans une procédure par séparation et évaluation.



**RÉFÉRENCES**

- [1] P.C. Gilmore AND R.E. Gomory : *Sequencing a one-state Variable Machine : A Solvable Case of the Travelling Salesman Problem* ;Operations Research, 12 :655-679, 1964.
- [2] B.J. Lageweg, J.K. Lenstra AND A.H.G. Rinnooy Kan : *A general bounding scheme for the Flow-Shop problem* ; Operations Research, 26(3) :53-67, 1978.
- [3] C. Lenté : *Analyse Max-Plus de problèmes d'ordonnancement de type Flowshop* ; Thèse de Doctorat, Université François Rabelais, Tours, Novembre 2001.

## Reconfiguration des systèmes complexes basée sur les systèmes multi-agents - Application aux systèmes automatisés de production

Wiem M'RABET<sup>1</sup>, Mohamed BEN AHMED<sup>1</sup>

*1. Laboratoire RIADI - Ecole nationale des sciences de l'informatique Manouba TUNISIE*

wiemmrabet [at] yahoo.fr, Mohamed-Benahmed [at] serst-rnrt.tn

**Mots-clefs :** Architecture multi-agents, systèmes complexes, modélisation distribuée, systèmes automatisés de production, reconfiguration

Dans l'objectif d'explorer l'émergence de comportement complexe dans les systèmes multi-agents, cet article aborde le problème sous-jacent de la modélisation et de la simulation des systèmes complexes, tel que les systèmes automatisés de production (SAP), par une approche orientée agent.

En effet, les gestionnaires sont actuellement confrontés à un fort accroissement de la complexité des systèmes en terme :

- de contraintes externes : concurrence, prix du marché, diversité des produits ou services, etc.
- de contraintes internes : inertie des processus, aléas de fonctionnement, etc.

Les méthodes actuelles de gestion répondent difficilement à cette dynamique de l'évolution croissante. Elles sont très souvent développées pour un besoin spécifique, et ce manque de généricité réduit fortement la capacité des entreprises à évoluer dans des conditions favorables. En particulier, la gestion temps-réel - dont le rôle est de proposer une gestion réactive d'un système afin d'établir un compromis entre les objectifs à atteindre et la dynamique du système - constitue un niveau critique pour la gestion des systèmes de production qui présentent toutes les caractéristiques des systèmes complexes à savoir :

- un nombre important de paramètre à prendre en considération,
- une diversité et multiplicité de composants matériels ou humains,
- une large interaction entre les divers constituants du système,
- une présence de perturbations qui altèrent la capacité à anticiper le fonctionnement du système.

La complexité des systèmes industriels est croissante compte tenu de l'interaction entre les différentes technologies, du nombre important d'acteurs concernés et du niveau d'intervention humaine dans les SAP. La compétitivité et la flexibilité en matière de production conduisent à des systèmes de production de plus en plus automatisés et performants. Ceci entraîne un niveau supérieur de complexité pour assurer l'exploitation de ces systèmes et en conséquence, les limites des exploitants apparaissent rapidement. Ainsi, la nature même des systèmes complexes nuit fortement à une reconfiguration efficace. C'est pourquoi il est nécessaire d'élaborer des structures et méthodes plus particulièrement adaptés à la gestion des systèmes complexes. Les problèmes liés à la phase d'exploitation des SAP sont apparus lors des phases d'utilisation et de maintenance de ces systèmes. Les plus notables sont les problèmes liés aux modes d'exploitation non compatibles, notamment pour la reconfiguration des SAP qui peut intervenir en cas d'une défaillance, de changement de production, de reprise ou de réintégration, etc. Face à ces problèmes, il s'avère nécessaire de mettre en place des méthodes et des outils d'aide à la reconfiguration des SAP. Le principe de notre système de reconfiguration automatique décentralisée repose sur un ensemble homogène d'agents intelligents qui contrôle chacun une machine du système opératif. Ces agents sont autonomes, coopèrent entre eux, et sont coordonnés par leurs objectifs. Ils possèdent tous une même structure décisionnelle. Ces agents ont un ensemble de règles de décision identiques, et de connaissances spécifiques.

La coordination entre les agents résulte de l'interaction entre, d'une part l'ensemble des machines et d'autre part les produits : il s'agit de coordination par les événements. L'autonomie d'actions des agents est obtenue par l'attachement, au produit lui-même, de la connaissance nécessaire à son élaboration. La coordination décentralisée s'effectue donc au travers d'une relation Producteur/Consommateurs : un agent ayant achevé sa tâche de fabrication sur un produit le propose à d'autres. Les agents consommateurs filtrent et analysent les informations attachées aux produits pour s'autodéterminer sur la prise en charge de la tâche de fabrication du produit.

Dans cet article, nous présentons et analysons la phase d'exploitation d'un SAP, nous mettrons en évidence ses principales activités et la problématique associée, en particulier les problèmes liés à la reconfiguration. Nous montrons ensuite les insuffisances des modèles et des méthodes actuelles de gestion de modes d'exploitation des SAP pour fournir une aide à la reconfiguration de ces systèmes complexes. Après avoir défini le concept de la reconfiguration dans sa forme générale, nous proposons une approche basée sur le système multi-agents permettant la définition de l'ensemble de séquences d'évolution d'état de mode d'exploitation des entités du SAP au cours de la reconfiguration ainsi que les contraintes (fonctionnelles, structurelles, sécurité) entre ces états et les procédures de recherche de ces séquences. Nous établissons ensuite les spécifications d'un outil d'aide à la reconfiguration des SAP basées sur l'approche proposée. Enfin, nous présentons le site industriel et la maquette logicielle développée pour la validation de nos travaux ainsi que les axes futurs de recherche.

## Ordonnancement des cellules robotisées pour une production mono-produit

Fabien MANGIONE<sup>1</sup>, Agustin PECORARI<sup>1</sup>, Bernard PENZ<sup>1</sup>

*1. Laboratoire GILCO, France*

{mangione, pecorari, penz} [at] gilco.inpg.fr

**Mots-clefs :** Flow-shop, cellules robotisées, ordonnancement, cycle de production, graphe d'état.

### Introduction

Dans les cellules robotisées, les produits sont montés sur des porteurs et transportés d'une machine à l'autre à l'aide d'un robot. Ce problème a été introduit par Sethi et al. [3]. Un état de l'art est proposé par Crama et al. [2]. Les machines de chargement ( $M_0$ ) et de déchargement ( $M_{m+1}$ ) ont des capacités infinies alors que les autres machines ( $M_i$  avec  $i \in [1, m]$ ) ont une capacité unitaire. On définit l'activité  $A_i$  comme l'ensemble des mouvements permettant le transport d'un porteur de  $M_i$  à  $M_{i+1}$ .

On s'intéresse ici à une production mono-produit. Nous considérons les mouvements cycliques du robot et définissons un  $k$ -cycle (cycle de degré  $k$ )  $C_k$  comme une séquence d'activités où chaque activité est effectuée exactement  $k$  fois avant que l'état de la ligne soit restaurée. L'état du système peut être représenté par un vecteur de dimension  $m$  où la  $i$ ème composante vaut 0 si la machine  $M_i$  est vide et 1 si elle est occupée. On définit le *graphe d'état* de la ligne où les noeuds sont les états du système et les arcs les activités qui permettent de passer d'un état à l'autre. A tout circuit du graphe est alors associé un cycle de production réalisable et vice-versa. L'objectif de l'étude est d'utiliser cette propriété afin de déterminer l'ensemble des cycles réalisables puis d'obtenir le cycle optimal (cycle dont le temps de cycle est minimal).

### Calcul du temps de cycle et construction des cycles

Le calcul du temps de cycle peut être divisé en deux parties. La première (résolvable par un algorithme en  $O(k(m+1))$ ) permet de calculer les temps de déplacement du robot. La seconde nécessite quant à elle l'utilisation de la programmation linéaire afin de déterminer les temps d'attente éventuels du robot au dessus des cuves. Cette programmation pouvant être utilisée quel que soit le degré du cycle. Nous avons prouvé que les temps d'attente obtenus sont les temps d'attente minimum possibles.

La relation entre les cycles et le graphe d'état est utilisée afin de trouver l'ensemble des cycles réalisables. Le principe de l'algorithme est de trouver tous les circuits du graphe. L'algorithme initial est basé sur une recherche dans une arborescence avec backtrack (algo. # 1). Cet algorithme étant exponentiel il est donc dédié à des structures avec un faible nombre de machines. Afin de limiter les temps de calcul nous avons utilisé les propriétés suivantes :

- Si initialement il y a  $\pi_0$  produits sur la ligne, lors d'un  $k$ -cycle ce nombre doit être compris entre  $\pi_0 - k$  et  $\pi_0 + k$  (algo. # 2) ;
- suppression des arcs déjà étudiés (algo. # 3) ;
- calcul des distances de retour à chaque noeud et suppression des noeuds inaccessibles (algo. # 4)..

Le tableau 1 donne le nombre de  $k$ -cycles pour  $k \leq m - 1$ , et  $m$  égal à 5 (le ratio étant équivalent pour un nombre de machines inférieur à cinq). Le nombre de cycles obtenu peut être comparé avec le nombre de cycles théorique proposé par Brauner [1]. Le tableau 1 donne aussi les temps de calcul pour une ligne à cinq machines. Pour des lignes comportant moins de cinq machines le temps est inférieur à la seconde et pour des lignes de plus de cinq cuves le temps de calcul explose.

	algo. # 1	algo. # 2	algo. # 3	algo. # 4	théorique
nombre de cycles	118017288	118017288	35640478	35640478	29604116
temps de calcul	4254,07	4655,51	1404,06	807,19	

TAB. 1 – Nombre de cycles et temps de calcul (s)

## Conclusions et perspectives

Cette étude permet donc de calculer les cycles optimaux pour le problème des cellules robotisées. Les temps de calcul étant trop importants pour des lignes à six machines ou plus, cette méthode pourrait être utilisée pour le "*Hoist Scheduling Problem*" où les temps de process ont une borne maximale. Ainsi on pourrait diminuer la taille du graphe d'état en supprimant les arcs irréalisables afin d'obtenir des solutions pour un nombre plus élevé de cuves. Une autre perspective est de calculer une borne inférieure du temps de cycle lors de la construction des cycles de façon à couper plus rapidement des solutions dominées.

## RÉFÉRENCES

- [1] N.Brauner-Vettier, "*Ordonnancement dans des cellules robotisées*", Université Joseph Fourier, Grenoble, France, 1999.
- [2] Y. Crama, V. Kats, J. van de Klundert, E. Levner, "*Cyclic scheduling in a robotic flowshops*", *Annals of Operation Research : Mathematics of Industrial Systems* 97, 2000, 97-124.
- [3] S-P Sethi, C. Sriskandarajah, G. Sorger, J. Blazewicz, W. Kubiak, "*Sequencing of Parts and Robots Moves in a Robotic Cell*", *International Journal of Flexible Manufacturing Systems* 4, 1992 331-358.

## Optimisation du remplissage d'espaces publicitaires

Bruno MARTIN<sup>1</sup>

*1. Bouygues SA, France*

bmartin [at] bouygues.com

**Mots-clefs :** affectation, programmation linéaire en nombre entiers

Nous nous intéressons à un problème d'affectation généralisé qui se pose dans le cadre du remplissage d'écrans publicitaires à la télévision. Il s'agit d'affecter des budgets dans des écrans publicitaires de tailles et de tarifs variables. L'objectif est de maximiser la somme des budgets servis. Un budget correspond à une campagne publicitaire pour lequel un ou plusieurs spots de tailles différentes ont été réalisés (par exemple 8s et 20s). Le tarif d'un spot dépend à la fois de son format et de l'écran auquel il est affecté. La difficulté principale en terme d'optimisation est de répartir le budget compte tenu de l'aspect multi formats. Nous avons d'un côté des contraintes de budget à ne pas dépasser pour chaque campagne et de l'autre des contraintes de durée disponible dans les écrans. A cela s'ajoutent des contraintes de concurrence entre les produits : il n'est pas possible de mettre deux spots pour des produits concurrents dans un même écran (et en particulier il ne faut pas mettre deux spots d'un même produit dans un écran).

Bien entendu, toutes les solutions ne sont pas satisfaisantes et aux contraintes ci-dessus s'ajoutent un certain nombre de préférences :

- une grande équité entre les annonceurs (dans les budgets servis et la qualité des spots proposés produits par produits) ;
- le respect des souhaits des annonceurs pour chaque produit en terme de programmes (film, variété, enfants) et donc de cible des écrans ;
- un souhait de diversité des spots proposés (répartition sur l'ensemble des jours de la campagne, sur l'ensemble des parties de la journée (matin, midi, soir...) et sur l'ensemble des programmes souhaités) ;
- des souhaits de répartition entre les formats d'un même produit.

Notons que ces souhaits sont antagonistes avec l'objectif principal qui est de maximiser le budget servi.

Nous proposons une solution hybridant une recherche locale et une programmation linéaire en nombres entiers. La relaxation continue prend en compte l'ensemble des contraintes et des souhaits à l'exception de l'équité entre les annonceurs. La recherche d'une solution entière est sécurisée par une technique de rounding lorsque le branch and bound prend trop de temps. La recherche locale teste parmi les spots des annonceurs bien servis lesquels peuvent être affectés aux annonceurs les moins servis de façon à rétablir l'équité par des mouvements d'échange.

## Modélisation et résolution du problème de découpe à une dimension avec des variables Arcs-États

Edith NAUDIN<sup>1</sup>, Thierry MAUTOR<sup>1</sup>

1. Labo. PRiSM - Univ. Versailles, France

{edith.naudin, thierry.mautor} [at] prism.uvsq.fr

**Mots-clefs :** programmation linéaire en nombres entiers, problèmes de découpe, génération de colonnes et de lignes

Le problème de *Découpe à une dimension* peut être formulé par :

- un nombre entier de boîtes de capacité positive  $W$ ,
- un ensemble de  $m$  objets, l'objet  $k$  est de taille  $w_k$  et de demande  $d_k$ .

Le problème consiste à affecter des objets aux boîtes de telle manière que la capacité des boîtes ne soit pas dépassée, que la demande de chaque objet soit satisfaite tout en minimisant le nombre de boîtes utilisées. Si les demandes sont toutes égales à 1, le problème est alors un problème de *Bin-Packing*. Nous proposons de modéliser ce problème comme un problème de tournées de véhicules avec contraintes de capacité (VRPC) en utilisant notre modèle *Arcs-États* présenté dans [N03].

Un autre modèle de VRPC a déjà été utilisé pour ce type de problème : Desaulniers et al., [DDI+98], ont modélisé le problème de *Bin Packing* comme un VRPC en utilisant un modèle *Routes* où chaque variable est associée à une route réalisable.

Le problème est défini dans un graphe où les clients représentent les objets et les véhicules représentent les boîtes. Les demandes des clients sont égales à la taille de l'objet associé et les véhicules ont pour capacité la taille des boîtes. Deux nœuds supplémentaires sont créés, ils représentent les bases de départ et de retour.

A chaque route réalisable dans ce graphe on peut associer une composition dans une boîte. Pour minimiser le nombre de boîtes, on minimise le nombre de véhicules utilisés. La résolution est ensuite classiquement faite en utilisant de la génération de colonnes.

Nous modélisons le problème de *Découpe à une dimension* comme un problème de tournées de véhicules avec contrainte de capacité. Le graphe est similaire au graphe construit par Desaulniers et al. mais on y ajoute les boucles qui permettent de passer plusieurs fois par un sommet, et donc de placer plusieurs occurrences d'un objet à l'intérieur d'une boîte.

Résoudre ce problème par la modélisation *Routes* n'est pas aisé car les boucles de ce graphe risquent de créer l'effet du "tout-ou-rien" : si une boucle au sommet  $i$  a un coût réduit négatif, alors toute route passant par le sommet  $i$  passera un nombre maximal de fois dans la boucle et si le coût réduit est positif, alors aucune route n'empruntera cette boucle. Afin de contourner ce problème, nous utilisons une modélisation par *Arcs-États*, présentée dans [N03].

Pour ce type de modèles, les variables ne sont plus des routes, mais des arcs auxquels on associe l'état du véhicule lorsqu'il les parcourt. Pour le VRP avec contrainte de capacité, l'état du véhicule décrit la charge du véhicule. Par rapport à un modèle *Routes*, nous devons ajouter des contraintes de conservation de flux qui vérifient la compatibilité des variables arcs-états entrant et sortant de chaque sommet. Le problème est alors formulé par le programme linéaire suivant :

Une variable  $x_{ij}^q$  est égale au nombre de véhicules passant sur l'arc  $(i; j)$  avec la charge  $q$  au départ du sommet  $i$ . On minimise le nombre de départs depuis le dépôt, tout en vérifiant que les demandes soient respectées (série de contraintes (2)); il y a autant d'arrivées que de départs à chaque sommet (série de contraintes (3)); et enfin les charges à l'entrée et à la sortie de chaque client sont compatibles entre elles (série de contraintes (4)).

La particularité de ce modèle, qui est équivalent à un modèle *Routes*, est que c'est le problème maître qui compose les routes et non les sous-problèmes. Par conséquent, si une boucle à un sommet  $i$  a un coût réduit négatif, alors c'est le problème maître qui décide du nombre effectif de fois où cette boucle est empruntée par chaque route. Ainsi toutes les solutions qui ne peuvent pas être atteintes par la modélisation *Routes* deviennent possibles avec le modèle *Arcs-États*.

$$\begin{array}{l}
\left. \begin{array}{l}
\min \sum_{j=1}^{m+1} \sum_{q=0}^{W-w_j} x_{0j}^q \\
\text{s.c.} \\
\sum_{j=i}^{m+1} \sum_{q=w_i}^{W-w_j} x_{ij}^q = d_i, \quad \forall i \in \{1, \dots, m\} \\
\sum_{h=0}^i \sum_{q=w_h}^{W-w_i} x_{hi}^q - \sum_{j=i}^{m+1} \sum_{q=w_i}^{W-w_j} x_{ij}^q = 0, \quad \forall i \in \{1, \dots, m\} \\
\sum_{h=0}^i x_{hi}^{q-w_i} - \sum_{\substack{j=i, \dots, m+1 \\ q+w_j \leq W}} x_{ij}^q = 0, \quad \begin{array}{l} i \in \{1, \dots, m\}, \\ \forall q \in \{w_i, \dots, W\} \end{array} \\
x_{ij}^q \in \{0, \dots, d_i\} \quad \forall i, j : 0 \leq i \leq j \leq m+1, \\ \quad \forall q \in \{w_i, \dots, W-w_j\}
\end{array} \right\} \text{(CS}_{AE}\text{)} \quad \begin{array}{l} \text{(1)} \\ \text{(2)} \\ \text{(3)} \\ \text{(4)} \\ \text{(5)} \end{array}
\end{array}$$

À la différence d'un modèle *Routes* qui contient un nombre exponentiel de variables, ce modèle est de taille pseudo-polynomiale en terme de variables et de contraintes (elles dépendent de  $W$ ). Nous effectuons donc de la génération de colonnes et de lignes. Le problème de départ utilise un sous-ensemble de variables et ne considère pas les contraintes de la série (4) qui sont en nombre pseudo-polynomial. Les colonnes sont recherchées par la résolution de *problèmes de plus court chemin contraint* et les lignes le sont par la résolution de *problèmes de flot maximal*.

Nous avons implémenté une méthode *Branch and Bound* utilisant de la génération de colonnes et de lignes et nous en présentons les premiers résultats.

## RÉFÉRENCES

- [DDI+98] G. DESAULNIERS, J. DESROSIERS, I. IOACHIM, M.SALOMON, F. SOUMIS, D. VILLENEUVE, (1998), "A unified framework for deterministic time constrained routing and crew scheduling problems", Ed. T.G. Crainic and G. Laporte Editors, Fleet Management and Logistics, Kluwer Academic Publishers, Boston.
- [N03] E. NAUDIN, (2003). "Problèmes de Tournées de Véhicules avec Contraintes de Ressources : Modélisations par Arcs-États et techniques de résolution adaptées". *Thèse, PRISM, Université Pierre et Marie Curie - Paris 6*



## Tarification d'un réseau de télécommunication avec qualité de service : un programme biniveau non linéaire

Quang NGUYEN<sup>1</sup>

*1. France Télécom R&D,*

*Laboratoire DAC-OAT,*

*38 rue du Général-Leclerc,*

*92794 Issy les Moulineaux Cedex 9*

quang.nguyen [at] rd.francetelecom.com

**Mots-clés :** Programmation biniveau, optimisation non convexe, tarification, réseau, congestion

Le problème de programmation biniveau présenté dans ce travail intervient dans l'étude de la tarification d'un système hiérarchique à deux niveaux de décision (cf. [VC94], [MS2000], [BLMS01]) : au niveau supérieur, le meneur cherche à maximiser son revenu, tandis qu'au niveau inférieur les usagers (ou suiveurs) désirent minimiser leurs coûts d'activité. Le but est de trouver la solution d'équilibre du système, i.e.

$$\max\{F(T, x) : x \in S(T)\}, \quad (1)$$

où  $S(T)$  est l'ensemble des solutions du problème de bas niveau

$$\min\{f(T, x) : x \in X\}. \quad (2)$$

La variable de décision  $T$  correspond aux taxes (ou tarifs) imputées aux activités  $x$ . Chaque décision  $T$  du meneur modifie la fonction objectif du problème de second niveau (on considérera le cas où les fonctions de coût sont bilinéaires).

Dans ce sens, un problème de tarification dans les réseaux avec (et sans) contrainte de capacité a été étudié dans [NBL03] et [NTL03]. On constate que le flot optimal sur certain arc sature la capacité, ce qui au niveau de la gestion opérationnelle des réseaux entraîne un délai important sur les trafics. Pour cela, on introduit une fonction de délai dans le modèle qui permettra d'optimiser la qualité de service du routage. Une forme de fonction couramment utilisée dans les applications en communication est celle proposée par Kleinrock :

$$D_u(x_u) = \begin{cases} \lambda_u \frac{x_u}{\gamma_u - x_u}, & \text{si } x_u < \gamma_u \\ +\infty, & \text{sinon} \end{cases} \quad (3)$$

où  $\gamma_u$  représente la capacité maximale de l'arc  $u$  (lorsqu'une quantité de flot total  $x_u$  tend vers la capacité maximal de l'arc alors le délai tend vers l'infini).

En raison de la nature non linéaire de la fonction de délai qui intervient maintenant dans la fonction objectif du suiveur, le problème est d'autant plus difficile à résoudre que le programme biniveau de base est déjà NP-Difficile. Dans [MS00], cette difficulté est d'ailleurs bien soulignée par les auteurs qui ont proposé de recourir à une formulation en un programme linéaire en nombre mixte lorsque les tarifs et les coûts sont séparables suivant les flots. Pour notre part, nous proposons une démarche différente basée sur l'exploitation, d'une part, des propriétés des flots en théorie des graphes et, d'autre part, d'une décomposition DC (Différence de deux fonctions Convexes) du problème (cf. [Hir95],[Tuy95]). On montre, qu'en approchant la fonction de délai par une fonction convexe linéaire par morceaux et en utilisant une remodelisation du réseau, le problème peut être reformulé en un programme biniveau bilinéaire. Nous recourons ensuite aux méthodes de l'optimisation DC que nous avons développé pour cette classe de problèmes [NTL03]. Brièvement, on reformule le programme biniveau bilinéaire en un problème à un seul niveau en substituant le problème du suiveur par ses conditions d'optimalité, puis on pénalise la contrainte de saut de dualité pour obtenir un programme bilinéaire, et finalement on établie une représentation DC. Un schéma de séparation et d'évaluation progressive (B&B) s'appuyant sur une décomposition prismatique est alors mis en oeuvre. Une approche heuristique est également proposée pour accélérer la recherche de bonnes bornes supérieures. Les expérimentations numériques

préliminaires donnent des résultats satisfaisants : pour les problèmes de petite dimension l'optimalité des solutions trouvées est vérifiée ; pour des problèmes de plus grande dimension l'heuristique converge rapidement vers de bonnes solutions approchées.

## RÉFÉRENCES

- [BLMS01] L. Brotcorne, M. Labbé, P. Marcotte, G. Savard (2001), "A bilevel model for toll optimization on a multicommodity transportation network", *Transportation Science*, 35, pp. 1-14.
- [MS00] P. Marcotte and G. Savard (2000), "A Bilevel Programming Approach to Optimal Pricing Setting", *Les Cahiers du GERAD*.
- [NBL03] T.Q. Nguyen, M. Bouhtou, J-L. Lutton (2003), "D.C. Approach to the Bilevel Bilinear Programming Problem", in the book "Optimization and Optimal Control", edited by P.M. Pardalos et al., *World Scientific Publishing, series on Computers and Operations Research*, vol. 1, pp. 211-231.
- [NTL03] T.Q. Nguyen, Q.P. Thai, J-L. Lutton (2003), "On Solving Network Tariff-Setting Problem by D.C. Programming Approach", (In proceedings of International Network Optimization Conference -INOC'2003- Paris, France), *Technical report, France Télécom R&D*, NT/FTRD/8300.
- [Hir95] J.P. Hiriart-Urruty (1995), "Conditions for global optimality", in Handbook of Global Optimization, R. Horst and Pardalos eds, *Kluwer Academic Publishers*, 1-26.
- [Tuy95] H. Tuy (1995), "D.C. Optimization : Theory, Methods and Applications", in eds. R. Horst and P.M. Pardalos Handbook on Global Optimization, *Kluwer Academic Publishers*, 149-216.
- [VC94] L. N. Vicente, P. H. Calamai (1994), "Bilevel and multilevel programming : A bibliography review", *Journal of Global Optimization*, Vol 5, No. 3.

## Un modèle de graphe pour le routage interdomaine

Quang NGUYEN<sup>1</sup>, Mickael MEULLE<sup>1</sup>

1. France Télécom R&D,

Laboratoire DAC-OAT,

38, rue du Général-Leclerc,

92794 Issy les Moulineaux Cedex 9

{quang.nguyen, michael.meulle} [at] rd.francetelecom.com

**Mots-clés :** Internet, BGP, routage interdomaine, algèbre de chemin, modélisation

L'Internet est organisé en une collection de plusieurs milliers de domaines interconnectés appelés systèmes autonomes (AS). Le routage interdomaine est régi par le Border Gateway Protocol (BGP). Ce protocole de routage permet à chaque AS de définir des politiques de routage vers les autres domaines de manière plus sophistiquée qu'un routage aux plus courts chemins basés sur des métriques de distance comme RIP ou OSPF. Les politiques permettent par exemple de filtrer les routes à importer ou à annoncer suivant les accords d'interconnexion commerciaux conclus entre les domaines, de privilégier le choix d'un chemin, ou encore de prévoir les voies de secours, et cela sans qu'il soit nécessaire de révéler la politique ou la topologie interne de l'AS [Ste98]. Les politiques de routage traduisent en premier lieu les stratégies économiques qui sont établies entre les différents domaines administratifs. Ainsi, un AS client souscrit à un *contrat de transit* avec un fournisseur pour pouvoir envoyer et recevoir du trafic vers le reste de l'Internet. Deux AS peuvent également opter pour un *accord de peering*, c'est-à-dire, de libre échange de trafic gratuit à destination de leurs clients respectifs. Ces relations d'interconnexion ont une incidence déterminante sur la structure de l'Internet, sur la distribution du trafic et sur les performances du routage [GSW02], [DN03].

Cette grande liberté de configuration au niveau du routage interdomaine a pour contrepartie de soulever des problèmes d'interaction difficilement prévisibles entre les politiques, des problèmes de convergence de BGP, et plus généralement une difficulté à mettre en œuvre des techniques en *Traffic Engineering (TE)* [QUP+03]. Peu de travaux sont actuellement disponibles en TE de l'interdomaine et cela en particulier dans le cadre de la recherche opérationnelle. La prise en compte du routage interdomaine basé sur les politiques, constitue une première difficulté à surmonter. Dans cet exposé, nous proposons de formuler le réseau interdomaine dans le cadre de la théorie des graphes. L'objectif est, en particulier, de montrer que les problèmes de routage basés sur des politiques peuvent se formuler et se résoudre dans le cadre des *structures algébriques de chemins* [Moh02], [GM86]. La formulation que nous établissons pour caractériser les politiques de routage possède les propriétés adéquates correspondant à un monoïde, pouvant s'étendre à la structure plus générale de dioïde. Les problèmes de cheminement peuvent alors être résolus simplement en transposant les algorithmes classiques de résolution en algèbre linéaire et en théorie des graphes. Nous proposons également un modèle de transformation du graphe interdomaine permettant de prendre en compte simplement les contraintes de routage introduites.

Concernant les données numériques utilisées pour caractériser le modèle, nous avons observé un graphe interdomaine comprenant 17 000 AS et 41 000 arêtes, parcouru par 18 million de chemins BGP à destination de plus de 360 000 préfixes.

**RÉFÉRENCES**

- [DN03] M. Décima and Q. Nguyen (2003), “Topologie de l’Internet : Exploration et représentation du réseau”, *France Télécom Recherche et Développement, NT/FTR&D/7919*.
- [GSW02] T. G. Griffin and F. B. Shepherd and G. Wilfong (2002), “The stable paths problem and interdomain routing”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, April, 10.2, pp.232-243.
- [GM86] M. Gondran and M. Minoux (1986), “Graphs and Algorithms”, *New York : Wiley*.
- [Moh02] M. Mohri (2002), “Semiring Frameworks and Algorithms for Shortest-Distance Problems”, *Journal of Automata, Languages and Combinatorics*, 7.2, pp. 321-350.
- [QUP+03] B. Quoitin and S. Uhlig and C. Pelsser and L. Swinnen and O. Bonaventure (2003), “Interdomain traffic engineering with BGP”, *IEEE Communications Magazine*.
- [Ste98] J. W. Stewart (1998), “BGP4 : Inter-Domain Routing in the Internet”, *Addison Wesley*.

## Utilisation généralisée de la méthode des cartes dans la moyenne pondérée

Jacques PICTET<sup>1</sup>

*1. Bureau AD, Suisse*

jpictet [at] aide-decision.ch

**Mots-clefs :** AMCD, Moyenne pondérée, méthode des cartes

Dans le cadre de la méthodologie de la valeur multi-attribut (MAVT), la moyenne pondérée constitue la méthode la plus simple. Pour la mettre en oeuvre, il convient de définir une méthode d'élicitation des préférences qui reste elle aussi simple. La méthode des cartes a été conçue à l'origine pour l'élicitation des poids pour les méthodes de type ELECTRE par Jean Simos, puis améliorée par Bernard Roy et José Figueira. Nous proposons de l'utiliser en liaison avec la moyenne pondérée. Cette utilisation est possible non seulement pour la pondération des critères, mais aussi pour l'évaluation des variantes sur certains critères. C'est notamment le cas lorsque ces critères sont définis par des échelles d'intervalle. Pour cela, certaines conditions doivent être respectées. Le résultat est une méthode simple et complète qui, malgré certains défauts mathématiques, présente des avantages certains de facilité de compréhension et de d'utilisation.

## Apport des techniques d'optimisation et de simulation pour l'élaboration des plannings stratégiques d'entreprises multisites

Florence PIRARD<sup>1</sup>, Fouad RIANE<sup>1</sup>, Abdelhakim ARTIBA<sup>1</sup>, Serguei IASSINOVSKI<sup>1</sup>

*1. Facultés Universitaires Catholiques de Mons, Belgique*

{pirard, riane, artiba, iassinov} [at] fucam.ac.be

**Mots-clefs :** Réseau logistique, planning stratégique, optimisation, simulation

A l'heure actuelle, de nombreuses entreprises sont présentes sur un marché mondial très instable. Afin de faire face aux changements environnementaux, ces dernières doivent, régulièrement, repenser la structure de leur réseau logistique. Cette réorganisation peut avoir lieu, par exemple, à la suite d'une décision concernant l'introduction de produits dans de nouvelles régions où l'entreprise ne dispose pas encore d'infrastructure ou encore à la suite d'une fusion ou d'une acquisition. Dans cet article, nous nous intéressons au problème de décision lié à la conception de réseaux logistiques. Généralement, trois types de décisions sont associés au problème consistant à définir la structure de réseaux logistiques : des décisions concernant la localisation des installations de production et de distribution, des décisions concernant les flux de matière et d'information entre ces entités et des décisions concernant les investissements en main d'oeuvre et en équipement dans chacun de ces sites.

Dans le cadre de nos recherches, nous nous attachons, plus particulièrement, à la conception et à l'optimisation globale de réseaux logistiques d'entreprises multisites c'est-à-dire d'entreprises possédant un ensemble de sites de production et de distribution répartis dans différentes zones géographiques. Ce type d'entreprise est approvisionné en amont par un ensemble de fournisseurs. A partir des matières fournies par ces derniers, l'entreprise multisite fabrique un ensemble de produits qui sont vendus aux clients finaux. Pour réaliser ces produits finis, différentes opérations à valeur ajoutée sont appliquées aux matières premières. Ces opérations sont dictées par les gammes opératoires et sont réalisées dans les différents sites de l'entreprise en fonction des ressources qui y sont disponibles. La distribution des produits se fait également à partir de certains sites. Ceux-ci disposent d'une capacité limitée.

A côté du réseau existant, l'entreprise multisite a probablement identifié, en fonction de sa stratégie, un ensemble de projets d'expansion comme l'ouverture de nouveaux sites de production ou de distribution, le réaménagement de sites existants ou l'investissement en de nouveaux équipements. Afin de se démarquer de ses concurrents, il convient que l'entreprise détermine quel(s) projet(s) elle doit retenir et mettre en oeuvre. C'est à la résolution de ce type de problème que nous nous intéressons. Plus précisément, nous cherchons à déterminer :

- les sites de l'entreprise à ouvrir, à garder ouverts ou à fermer,
- les flux de matière à travers ces sites,
- l'ajout ou la suppression de capacité dans les différents sites,

et ce de façon simultanée afin d'optimiser de manière globale la structure du réseau logistique. Les décisions, mentionnées ci-dessus sont prises dans le but de satisfaire des objectifs de maximisation de profit et de satisfaction des clients finaux.

Dans cet article, nous proposons d'étudier l'apport de la simulation à l'optimisation de la chaîne logistique dans le cadre des entreprises multisites. Plus précisément, nous présentons les modèles de programmation linéaire mixte et de simulation que nous avons développés pour le problème de conception de réseaux logistiques ainsi que la démarche de résolution qui les intègre.

## Programmation quadratique en nombres entiers : présentation de méthodes de résolution susceptibles d'être intégrées dans des algorithmes hybrides

Dominique QUADRI<sup>1</sup>, Pierre TOLLA<sup>1</sup>

*1. LAMSADE Université Paris IX, France*

{dominique.quadri, tolla} [at] lamsade.dauphine.fr

**Mots-clés :** programmation quadratique en nombres entiers, méthodes de points intérieurs, méta-heuristiques, branch and bound

Les problèmes quadratiques en nombres entiers à contraintes linéaires sont en général, sauf en cas de structures de données particulières, dans la classe des problèmes NP-difficiles. Nous pouvons citer en particulier les problèmes d'affectation quadratique ou le multi-Knapsack quadratique en nombres entiers.

Pour résoudre ces problèmes, nous pouvons utiliser des méthodes exactes de type Branch and Bound ou Branch and Cut ou encore des procédures de génération de colonnes. Une autre alternative réside dans l'utilisation de méthodes approchées telles que les heuristiques et les métaheuristiques. Toutefois, les programmes de très grande taille se résolvent difficilement à l'aide de méthodes exactes.

Afin de pallier cette difficulté, nous pouvons créer des algorithmes hybrides, combinant des méthodes exactes et des méthodes approchées. Ces derniers ne fourniront pas forcément une solution optimale exacte, mais au moins une très bonne solution ou du moins une solution dont on espère qu'elle sera meilleure que celles trouvées jusque là.

De plus, lorsque nous résolvons un programme en variables entières, il est intéressant de calculer des majorants ou des minorants de la fonction économique, ainsi que de bonnes solutions réalisables. Pour cela nous pouvons utiliser des algorithmes classiques de résolution de programmes quadratiques à variables réelles ou encore des méthodes de points intérieurs adaptées à ces programmes. Ces méthodes, comme leur nom l'indique, fourniront rapidement des solutions strictement intérieures qui pourront nous servir de point initial ou nous permettre de définir des coupes efficaces.

C'est pourquoi nous présenterons, ici, un état de l'art de différentes techniques et outils, élaborés ces dernières années, que nous jugeons utilisables pour élaborer des méthodes de résolution efficaces.

## An algorithm for peak-tracking in multi-dimensional NMR experiment

Patrice RAVEL<sup>1</sup>, Guilhem KISTER<sup>2</sup>, Marc André DELSUC<sup>1</sup>

1. Centre de Bio Chimie Structurale cnrs umr 5048

2. Laboratoire de Physique Industrielle

{ravel, kister} [at] univ-montpl.fr, MA.Delsuc [at] cbs.cnrs.fr

**Mots-clefs :** NMR Spectra, graph theory, genetic algorithm, heuristic method

The NMR spectroscopy is a tool of choice for the study of proteins in solution. Compared to other spectroscopic techniques, it permits to work directly in solution with no modifications of the system under study, it does not require a complex preparation step such as crystallization, and finally it permits to easily study interactions as well as to gather detailed structural information. In certain multidimensional spectra, such as HSQC or HNCA, one spectral line corresponds to one amino-acid, and any modification of the characteristic of a peak is the sign of a molecular event.

However NMR spectra of large system tends to be messy, because of fortuitous line superpositions and because additional spurious signals may appear due to measure artefacts. Thus the assignment and the interpretation of such NMR spectra can be a complex task.

To resolve these problems, the experimenter can reproduce a series of experiments by varying an external parameter. The commonly used external parameters are temperature, solution Ph, and external pressure. The follow-on of NMR peaks between each experiment run helps to resolve the noted problems. In fact, thanks to the experimental knowledge of the movement of peaks during the evolution of the external parameter, the experimenter can more easily determine the nature of the peaks that she/he is observing. However the analysis of the variation experiment is long and complicated.

The method presented here is to automatically study the follow-on of  $N^*$  peaks obtained by the NMR measure on a molecule subjected an external parameter  $P(k)$ ,  $k$  belonging to  $[1, N]$ , through a series of  $N$  NMR experiments. Thus, each value of  $P(k)$  defines a spectrum that is associated to a list of peaks  $L_k$  composed of  $N_k$  peaks. The NMR peaks are defined by physical characteristics ; i.e., its position in  $\mathbb{R}^q$ ,  $q > 0$  and other real characteristics such as the intensity, the peak volume, etc. In the case of fast chemical equilibrium, the characteristics of an NMR signals is the weighted sum of the characteristics of the limit species in the equilibrium. Additionally, peaks in most multidimensional spectra are due to atoms connected by one-bound linkages, thus the information gathered by such spectra is local. The information that the experimenter has regarding the experiment is included in the method presented here. On the whole the evolution of the peak characteristics is approximately a linear function of  $P$ , and the hypothesis of small moves for the peaks is generally accepted (Ref [1]). The interest in this method is to automatically follow the evolution of NMR peaks and help the experimenter determine the peaks status, i. e :

- Apparently true peaks, i.e. ; peak that are meaningful to the experimenter.
- Negatives : peaks having a meaning for the experimenter- but missing in some spectra while present in others.
- False positives : peaks resulting from an artifact in the measurement.
- Merging peaks or splitting peaks : peaks having a meaning for the experimenter but whose location is confused with at least one other peak.

In order to solve this problem, a two step approach is proposed.

Step # 1 is a local stage. It consists in creating matrices of transition distances between two successive peak lists. Then, for each peak from one list, all the neighbouring peaks in the next list are defined. And, in order to avoid a combinatorial explosion, it is useful to consider the restriction of the geometric components of these matrices in relation to a critical neighbourhood calculated statistically.

Step # 2 is global. From the non zero coefficients of transition matrices, a graph containing a set of possible paths followed by the peaks is generated from the results of the local stage. A first score is associated with each path of the graph. This score of a path is the sum of elementary scores built from each physical characteristic. At this stage, the score is calculated without taking into account



the possible connexion of a path with others (sharing common peaks). The set of these scores is a first approximation of the set of the scores corresponding to the optimal solution. The presence of common peaks between paths may or may not come from merging peaks or splitting peaks. In the specific case of merging/splitting peaks, the scores of connected paths are modified following a statistic rule imposed by the experimenter. In the other case, the presence of common peaks between paths doesn't correspond to a real situation and the scores of the connected paths are not modified. As the connections between paths can be multiple, this situation is difficult to resolve.

Finally the problem becomes one of finding a collection of  $N^*$  paths among the collection of possible paths and for which the score will be minimal under the constraints of merging/splitting peaks. The status of each peak is defined from the solution of the previous stage.

The resolution of the second step is done using two methods. The first is a heuristic one built on the hypothesis that the paths having the weakest scores are a priori the most probable. The second uses a genetic algorithm (Ref [2]). These two methods are compared in numerous simulations in order to determine their limits and performance. At the end a real case is studied : The study of a temperature variation measured by HSQC spectra on a wheat type-2 Lipid Transfer Protein.

## REFERENCES

- [1] James T.L., Doetsch V. and Schmitz U., eds. Nuclear Magnetic Resonance of Biological Macromolecules - part B. Methods in ENZYMOLOGY. Vol. 339. 2001, Academic Press: San Diego.
- [2] Stender, Joachim, Hillebrand, and Kingdon J, 1994., Genetic Algorithms in Optimization, Simulation and Modeling. Amsterdam. IOS Publishing

# Une Nouvelle Mesure pour le Problème de Minimisation de Largeur de Bande

Eduardo RODRIGUEZ-TELLO<sup>1</sup>, Jin-Kao HAO<sup>1</sup>, Jose TORRES-JIMENEZ<sup>2</sup>

1. LERIA, Université d'Angers, France

2. ITESM, Campus Cuernavaca, Mexique

{ertello, hao} [at] info.univ-angers.fr, jtj [at] itesm.mx

**Mots-clefs :** Graphes, Largeur de Bande, Recuit Simulé

## Résumé

Dans cet article, une nouvelle mesure, appelée  $\delta$ , pour le problème de minimisation de largeur de bande des graphes (PMLBG) est proposée. Elle tient compte de toutes les différences absolues entre les étiquettes de chaque paire de sommets reliés dans le graphe. Afin de valider la pertinence de  $\delta$ , un algorithme de Recuit Simulé intégrant cette mesure a été implémenté. Les résultats expérimentaux sont très satisfaisants en comparaison avec les meilleurs résultats connus.

## Introduction

Le problème de minimisation de largeur de bande des graphes (PMLBG) est un problème NP-Complet [5]. Il a été proposé indépendamment par Harper [2] et Harary [1]. Le PMLBG peut être défini formellement comme suit : Soit un graphe non-orienté  $G = (V, E)$  composé d'un ensemble de sommets  $V = \{1, 2, \dots, n\}$  et d'un ensemble d'arêtes  $E \subseteq V \times V$ . Soit  $\tau = \{\tau_1, \dots, \tau_n\}$  une permutation de  $V$ . La largeur de bande  $\beta$  de  $G$  pour  $\tau$  est :  $\beta_\tau(G) = \text{Max}\{|\tau_i - \tau_j| : (i, j) \in E\}$ . Le PMLBG consiste alors à déterminer une permutation  $\tau$  pour laquelle  $\beta_\tau(G)$  est minimum.

Le PMLBG a été trouvé très utile dans un grand nombre d'applications. Par exemple, dans la résolution de grands systèmes linéaires d'équations, l'élimination gaussienne peut être exécutée dans un temps  $O(n\beta^2)$  sur des matrices avec une largeur de bande  $\beta$ , qui est beaucoup plus rapide que l'algorithme normal en  $O(n^3)$  si  $\beta \ll n$ . D'autres applications incluent la conception de circuits et la cinétique chimique.

Il existe plusieurs algorithmes pour résoudre le PMLBG employant tous  $\beta$  comme mesure de qualité d'une solution. Dans ce travail, nous proposons une nouvelle mesure de qualité d'une solution. Cette nouvelle mesure, appelée  $\delta$ , tient compte même de la plus petite amélioration qui oriente la recherche vers de meilleures solutions, c'est-à-dire les solutions dans lesquelles toutes les différences absolues sont réduites au minimum.

Pour valider la pertinence de cette mesure  $\delta$ , nous avons implémenté un algorithme qui utilise  $\delta$  pour évaluer les solutions visitées. Nous comparons la performance de cet algorithme (RS- $\delta$ ) avec celle du même Recuit Simulé qui utilise la mesure classique  $\beta$  (RS- $\beta$ ). Nous comparons également l'algorithme RS- $\delta$  avec trois autres heuristiques bien connues de la littérature : Recherche Tabou (RT) [4], GRASP-PR [6], et Algorithme Génétique avec Hill Climbing (AG-HC) [3].

## Résultats Expérimentaux

Les expérimentations ont été réalisées sur deux séries de test de la collection Harwell-Boeing (33 instances pour la première série et 80 pour la deuxième)<sup>1</sup>. Les critères utilisés sont identiques à ceux utilisés dans la littérature : la largeur de bande moyenne et le temps moyen d'exécution en secondes. Due la nature non déterministe de la méthode 20 expériences ont été exécutées pour chacun des instances. Tous les résultats rapportés ici correspondent à la moyenne.

<sup>1</sup><http://math.nist.gov/MatrixMarket/data/Harwell-Boeing>

Nous pouvons observer dans le Tableau 1 que la meilleure qualité de solution est obtenue par RS- $\delta$  pour les deux jeux de test. Il est capable d'obtenir 101/113 meilleures solutions connues tandis que GA-HC a obtenu seulement 48 des meilleures solutions. Ces résultats sont possibles grâce à l'utilisation de la nouvelle mesure  $\delta$ .

TAB. 1 – Comparaison des performances par rapport à la taille des problèmes.

33 instances avec $n = 30, \dots, 199$					
	RT	GRASP-PR	AG-HC	RS- $\beta$	RS- $\delta$
<b>Moyenne <math>\beta</math></b>	23.33	22.52	22.67	29.36	22.03
<b>Ecart-type</b>	9.63%	2.47%	5.66%	56.50%	0.45%
<b>Temps</b>	2.36	4.21	2.54	1434.97	11.18
80 instances avec $n = 200, \dots, 1000$					
	RT	GRASP-PR	AG-HC	RS- $\beta$	RS- $\delta$
<b>Moyenne <math>\beta</math></b>	100.78	99.43	97.05	164.59	94.80
<b>Ecart-type</b>	11.77%	6.59%	6.22%	222.32%	1.14%
<b>Temps</b>	121.66	323.19	85.22	1800.00	199.25

## Conclusion

Dans cet article, nous avons présenté la mesure  $\delta$  pour le PMLBG. Pour valider l'utilité pratique de  $\delta$ , un algorithme de Recuit Simulé (RS- $\delta$ ) a été mis en application. La qualité de l'algorithme RS- $\delta$  a été validée en utilisant un ensemble d'instances de la collection Harwell-Boeing. Notre approche a été capable de trouver 101/113 meilleures solutions connues, et surpasse ainsi les autres heuristiques de l'état de l'art. Finalement, notons que la mesure  $\delta$  proposée dans cet article peut être employée par d'autres algorithmes metaheuristiques (Recherche de Tabu, Algorithmes Génétiques) pour améliorer leur performances. Plus généralement, nous pensons que la recherche de nouvelles fonctions d'évaluation pour des problèmes combinatoires est une matière très importante, parce qu'elle permet d'améliorer la puissance de recherche des metaheuristiques.

## RÉFÉRENCES

- [1] F. Harary, *"Theory of Graphs and its Applications"*, Czechoslovak Academy of Science, Prague, page 161, 1967.
- [2] L.H. Harper, *"Optimal assignment of numbers to vertices"*, Journal SIAM vol. 12, pages 131-135, 1964.
- [3] A. Lim, B. Rodrigues, F. Xiao, *"An Evolutionary Approach to Bandwidth Minimization"*, Congress on Evolutionary Computation (CEC 2003, Canberra-Australia), 2003.
- [4] R. Martí, M. Laguna, F. Glover and V. Campos, *"Reducing the Bandwidth of a Sparse Matrix with Tabu Search"*, European Journal of Operational Research, vol. 135, no. 2, pages 211-220, 2001.
- [5] C.H. Papadimitriou, *"The NP-Completeness of the Bandwidth Minimization Problem"*, Journal of Computing, vol. 16, pages 263-270, 1976.
- [6] Estefanía Piñana, Isaac Plana, Vicente Campos and Rafael Martí, *"GRASP and Path Relinking for the Matrix Bandwidth Minimization"*, European Journal of Operational Research, vol. 153, issue 1, pages 200-210, 2004.

# Une approche axiomatique des procédures d'agrégation de préférences avec points de référence

Antoine ROLLAND<sup>1</sup>

1. LIP6 Université Paris 6, France

antoine.rolland [at] lip6.fr

**Mots-clés :** Aide à la décision, agrégation de préférence, relations de surclassement, point de référence

Dans le cadre de l'aide multicritère à la décision, les différentes alternatives proposées au décideur sont décrites à l'aide d'attributs sur lesquels existent des relations de préférence : ce sont les critères. Pour comparer deux alternatives entre elles, on peut obtenir un "score" pour chaque alternative en agréant les valeurs sur chaque critère, puis en comparant ces scores (voir par exemple Krantz *et al.* [4], Wakker [6]). On peut aussi comparer les alternatives critère par critère pour obtenir des relations de préférences partielles, puis agréer ces préférences partielles en une préférence globale (voir e.g. Roy [5], Bouyssou et Pirlot [2], Dubois *et al.* [3]).

Tant en théorie de la décision qu'en théorie du choix social, de nombreux travaux axiomatiques montrent, à la suite du théorème d'Arrow [1], les difficultés théoriques et pratiques que pose l'agrégation de préférences partiellement conflictuelles. Les théorèmes d'impossibilité produits expliquent les difficultés rencontrées pour concevoir des méthodes multicritères reposant sur une modélisation ordinale des préférences. Cependant, on peut remarquer que ces résultats reposent, pour la plupart, sur une hypothèse d'indépendance qui n'autorise à définir la préférence entre deux solutions potentielles que par comparaison directe de ces deux solutions. Pourtant, une alternative intéressante existe : il s'agit de comparer les solutions de manière indirecte par le biais d'un ou plusieurs points de référence (e.g. profils types, niveaux d'exigences...). C'est d'ailleurs le parti pris adopté dans certaines méthodes Electre (Electre Tri, voir [7]).

Dans cette perspective, nous étudions ici comment l'introduction d'un ou plusieurs points de référence permet d'accroître la capacités descriptives de méthodes d'aide multicritère à la décision. Plus précisément, nous proposons des méthodes d'agrégation multicritère basées sur l'utilisation de points de références, et étudions une caractérisation axiomatique des relations de préférences représentables par de telles règles.

Dans une première partie, nous introduisons un point de référence dans une règle de concordance généralisée et étudions les capacités descriptives d'une telle règle. Dans une deuxième partie, nous introduisons plusieurs points de référence et proposons une caractérisation de plusieurs procédures d'agrégation utilisant ces points de référence. En particulier, nous étudions les modèles basés sur la construction puis l'agrégation de plusieurs relations de préférence dépendant d'un point de référence.

## RÉFÉRENCES

- [1] K.J. Arrow, *Social choice and individual values*, Cowles Foundations and Wiley, 1951, New York.
- [2] D. Bouyssou and M. Pirlot *Non Transitive Decomposable Conjoint Measurement*, Journal of Mathematical Psychology, 2002, 46, 677–703.
- [3] , D. Dubois, H. Fargier and P. Perny, *On the limitations of ordinal approaches to decision-making*, in Proceeding of KR 2002, 2002, 133-144.
- [4] D.H. Krantz, R.D. Luce, P. Suppes and A. Tversky, *Foundations of measurement*, Academic Press, New York, 1971, 1 : Additive and polynomial representations.
- [5] B. Roy, *Multicriteria Methodology for Decision Aiding*, Kluwer Academic, Dordrecht, 1996.
- [6] P.P. Wakker, *Additive representations of preferences - A new foundation of decision analysis*, Kluwer Academic, Dordrecht, 1989.
- [7] W. Yu, 1992, *Aide multicritère à la décision dans le cadre de la problématique du tri : concepts, méthodes et applications*, Université Paris-Dauphine.

## Un cas soluble pour un problème de reconstruction d'image en tomographie discrète

David SCHINDL<sup>1</sup>, Marie-Christine COSTA<sup>2</sup>, Christophe PICOULEAU<sup>3</sup>, Dominique DE WERRA<sup>1</sup>

1. IMA - EPFL, Lausanne (Suisse)

2. Labo CEDRIC, CNAM, Paris (France)

3. CNAM, Paris (France)

{david.schindl, dewerra.ima} [at] epfl.ch, {costa, chp} [at] cnam.fr

**Mots-clés :** coloration d'arêtes, graphe biparti complet, couplage parfait, tomographie discrète

La tomographie consiste à reconstruire un objet, connaissant certaines de ses projections. Elle est très utilisée en imagerie médicale, où il faut savoir reconstruire des objets tridimensionnels à partir d'informations partielles comme leur épaisseur par rapport à certaines directions. On parle de tomographie discrète quand l'objet à reconstruire peut être représenté comme un ensemble de données discret. La tomographie discrète peut par exemple aider à reconstruire une structure moléculaire à l'aide de mesures, prises par un microscope électronique, du nombre d'atomes d'un certain type dans une certaine direction. Il y a beaucoup d'autres applications dans le domaine de l'informatique, par exemple en traitement d'image et en compression de données.

Les cas les plus étudiés de manière théorique sont lorsque l'objet à reconstruire est en deux dimensions, et on se donne deux projections. Par exemple, on peut se demander s'il est possible de reconstruire une matrice booléenne, étant donné les sommes de ses lignes et de ses colonnes; un autre problème est celui de la reconstruction d'un polyomino (objet dessiné sur un quadrillage), étant données la longueur de son contour sur chaque ligne du quadrillage.

Le problème auquel on s'intéresse ici est celui de la reconstruction d'une image à plusieurs couleurs, étant données ses projections en termes du nombre d'apparition de chaque couleur dans chaque ligne et chaque colonne. Soient un tableau à  $m$  lignes et  $n$  colonnes, des nombres  $a(i, k)$  pour  $1 \leq i \leq m$  et  $1 \leq k \leq K$  ainsi que des nombres  $b(j, k)$  pour  $1 \leq j \leq n$  et  $1 \leq k \leq K$ . Notre problème consiste à affecter une couleur à chaque case du tableau, de manière à ce que la couleur  $k$  apparaisse  $a(i, k)$  fois dans la ligne  $i$ , et  $b(j, k)$  fois dans la colonne  $j$ .

Ce problème peut se modéliser par un problème de coloration en  $K$  couleurs des arêtes d'un graphe biparti complet en respectant des contraintes sur le nombre d'arêtes de chaque couleur qui touche chaque sommet. Utilisant cette formulation, on peut résoudre les cas où  $K \leq 2$  par des algorithmes de flot. Pour  $K \geq 4$ , il a été démontré que le problème de décider si une telle coloration existe est NP-complet. Pour le cas avec 3 couleurs, la complexité du problème est encore ouverte. Des cas intermédiaires ont été traités dans [1]. Le problème se résout polynomialement avec 4 couleurs, si 3 couleurs, disons les couleurs 1, 2 et 3, sont *unaires*, c'est à dire que  $a(i, j) \leq 1$  et  $b(i, j) \leq 1$  pour chaque ligne/colonne  $i$  et chaque couleur  $j \leq 3$ . Le problème est également soluble avec 3 couleurs si deux d'entre elles, disons les 1 et 2, sont *semi-unaires*, c'est à dire que  $a(i, 1) \leq 1 \forall i$  ou  $b(i, 1) \leq 1 \forall i$ , et  $a(i, 2) \leq 1 \forall i$  ou  $b(i, 2) \leq 1 \forall i$ .

Nous considérons ici le cas où parmi les trois couleurs, il y en a une (disons la 3) dont le nombre d'apparitions est d'au plus  $r$  dans chaque ligne ou colonne, et dont il y a  $q$  lignes  $i$  ou colonnes  $j$  telles que  $a(i, 3) > 1$  (ligne) ou  $b(j, 3) > 1$  (colonne). Il n'y a pas d'hypothèse sur les deux autres couleurs. Nous montrons que si une affectation des trois couleurs existe, on peut facilement attribuer la couleur 3 à certaines arêtes, de manière à pouvoir toujours complètement affecter les couleurs 1 et 2 aux arêtes restantes. Ceci permet de conclure que ce cas intermédiaire entre  $K = 2$  et  $K = 3$  se résout en temps polynomial.

### RÉFÉRENCES

- [1] M.-C. Costa, C. Picouleau, D. de Werra, "On some special cases of an image reconstruction problem", ORWP 02/05, EPFL-SB-IMA-ROSE.
- [2] G. Herman, A. Kuba, "Discrete tomography : Foundations, algorithms and applications", ed. Birkhauser, 1999.

## Induction des règles robustes à partir des approximations d'une relation de préférence

Roman SLOWINSKI<sup>1</sup>, Salvatore GRECO<sup>2</sup>

1. Institut d'informatique, Université de Technologie de Poznan, 60-965 Poznan, Pologne

2. Faculté d'économie, Université de Catania, Corso Italia, 55, 95129 Catania, Italie

Roman.Slowinski [at] cs.put.poznan.pl, salgreco [at] mbox.unict.it

**Mots-clefs :** Aide multicritère à la décision, ensembles approximatifs, règles de décision, dominance de Lorenz

Etant donné un ensemble de comparaisons par paires des objets de référence fourni par un décideur, nous tâchons d'induire de ces données un ensemble de règles de décision robustes constituant un modèle de préférences du décideur. Pour le faire, nous construisons des approximations (au sens de la théorie des ensembles approximatifs) de la relation de préférence globale, appelée relation de surclassement, connue des comparaisons par paires. Les approximations de la relation de surclassement sont construites en utilisant la relation de dominance de Lorenz sur les degrés de préférence concernant des critères particuliers pour les paires d'objets comparés. La relation de dominance de Lorenz est utilisée pour sa capacité d'inclusion dans l'approximation inférieure de la relation de surclassement des paires d'objets de référence qui sont moins ambiguës par rapport à l'utilisation de la relation de dominance de Pareto. Ainsi, des règles de décision « si ... alors ... » induites de l'approximation inférieure de la relation de surclassement sont plus robustes. Ces règles constituent un modèle logique de préférences du décideur qui avait fourni des comparaisons par paires. L'application de ce modèle sur un nouvel ensemble d'objet à ranger donne un graphe de relations de surclassement floues. Des flots positifs et négatifs pour chaque sommet (objet) de ce graphe correspondent aux arguments en faveur et en défaveur de chaque objet. L'agrégation de ces arguments par la procédure de calcul du « flot net » conduit au rangement final d'objets. La démarche présentée peut être appliquée en aide multicritère au choix et au rangement quand l'information préférentielle de départ est donnée par le décideur en forme de comparaisons par paires de certains objets de référence. La proposition ci-dessus généralise la démarche présentée dans [AW03] et [BC85], où la dominance de Pareto a été utilisée pour la définition des approximations.

### RÉFÉRENCES

- [1] Greco, S., Matarazzo, B., Slowinski, R. : Rough sets theory for multicriteria decision analysis. *European J. of Operational Research* 129 (2001) 1-47
- [2] Slowinski, R., Greco, S., Matarazzo, B. : Mining decision-rule preference model from rough approximation of preference relation. [In] : Proc. 26th IEEE Annual Int. Conference on Computer Software & Applications (COMPSAC 2002). Oxford, England, 2002a, pp. 1129-1134

## Recherche à Voisinage Variable pour le Problème de Tournées de Véhicule avec Contraintes d'Accessibilité

Mahdi SOUID<sup>1</sup>, Saïd HANAFI<sup>1</sup>, Frédéric SEMET<sup>1</sup>

*1. Université de Valenciennes et du Hainaut Cambrésis, LAMIH/ROI*

{mahdi.souid, said.hanafi, frederic.semet} [at] univ-valenciennes.fr

**Mots-clefs :** Tournées de Véhicule, Accessibilité, Recherche à Voisinage Variable, Métaheuristique

Les Problèmes de Tournées de Véhicules (PTV) consistent à affecter des commandes de clients à des véhicules et à construire la tournée de chaque véhicule à travers les sites de livraison de ces commandes en satisfaisant certaines contraintes et en optimisant un ou plusieurs objectifs. La version de base des PTV est le problème de tournées de véhicules avec contraintes de capacité (PTVC) [6]. Dans ce cas, tous les clients sont connus à l'avance et chaque client est desservi en un seul passage. Les véhicules sont identiques et basés dans un seul dépôt, et seules les contraintes de capacité pour les véhicules sont imposées. L'objectif consiste à minimiser le coût total de la desserte des clients. Dans cet article, nous nous intéressons à un problème de localisation et transport [3] appelé Problème de Tournées de Véhicule avec des contraintes d'Accessibilité (PTVA). Le PTVA est défini sur un graphe  $G = (V, E)$  où  $V$  est l'ensemble des sommets représentant le dépôt et les clients :  $V = \{0, 1, \dots, n\}$  et  $E$  l'ensemble des arêtes. Pour toute arête  $(i, j) \in E$ , on définit également un coût  $c_{ij}$ . L'ensemble de clients est desservi à l'aide d'un camion et d'une remorque, qui forment un train-routier. L'ensemble  $V$  est partitionné en deux sous-ensembles : l'ensemble des sommets  $\{1, \dots, p\}$  correspond aux clients-remorque qui sont accessibles par le train-routier et le camion seul. L'ensemble des sommets  $\{p + 1, \dots, n\}$  correspond aux clients-camion qui ne sont accessibles que par le camion seul. On suppose que les quantités contenues dans le train-routier suffisent pour desservir tous les clients. L'existence de la contrainte d'accessibilité a comme conséquence que la tournée du véhicule n'est pas un simple cycle ou circuit, comme c'est le cas pour le problème de voyageur de commerce. La tournée du train-routier est composée d'un tour principal réalisé par le train-routier et de sous-tours effectués par le camion seul [4][5]. Le train-routier débute son tour principal en partant du dépôt en direction d'un premier client accessible qui est donc nécessairement un client-remorque. Une fois la marchandise livrée, deux cas de figures se présentent : soit on décroche la remorque pour effectuer un ou plusieurs sous-tours avec le camion seul, soit on se déplace vers un autre client accessible par le train routier. Plusieurs sous-tours peuvent donc être accomplis à partir d'un client-remorque situé sur le tour principal. Un tel client est appelé racine. Un sous-tour peut inclure des clients-camion et des clients-remorque. La quantité totale livrée sur un sous-tour ne peut dépasser la capacité du camion. La multiplicité des sous-tours correspond à des chargements successifs, dans le camion, de marchandises stockées dans la remorque. Suite à la réalisation de sous-tours, la remorque est raccrochée au camion et le train-routier se dirige vers le client suivant du tour principal qui s'achève au dépôt.

L'objectif du PTVA consiste à minimiser le coût total de la tournée du train-routier. Le coût total est la somme des coûts du tour principal et des sous-tours.

La méthode de Recherche à Voisinage Variable (RVV) introduite par Hansen et Mladenović[2], est une métaheuristique récente pour la résolution de problèmes d'optimisation dont l'idée principale consiste en un changement systématique de voisinage lors de la recherche locale. Elle peut être décrite comme suit. Une première étape d'initialisation, consiste à définir un ensemble de structures de voisinages, une solution initiale et un critère d'arrêt. Ensuite, dans une deuxième étape, on choisit un voisinage de recherche et on détermine la meilleure solution voisine parmi une liste candidate et suivant un critère d'évaluation. Enfin, dans une troisième étape, un mouvement permettant d'atteindre une solution voisine est effectué lorsqu'une amélioration de la solution courante est obtenue. Ces deux dernières étapes sont reproduites tant que le critère d'arrêt n'est pas vérifié.

On définit les structures de voisinages suivantes [5] :

- Voisinages sur une tournée : inspirés de l'heuristique GENIUS [1]

- $V_a$  : procédure d'insertion généralisée
- $V_b$  : procédure de suppression généralisée
- Voisinages sur deux tournées :
  - $V_1$  : déplacement d'un client d'une tournée  $\pi_i$  à une tournée  $\pi_j$  issues d'une même racine.
  - $V_2$  : échange de clients entre deux tournées  $\pi_i$  et  $\pi_j$  issues d'une même racine.
  - $V_3$  : déplacement d'un client d'une tournée  $\pi_i$  à une tournée  $\pi_j$  issues de racines différentes.
  - $V_4$  : échange de clients entre deux tournées  $\pi_i$  et  $\pi_j$  issues de racines différentes.
  - $V_5$  : consiste à déplacer un sous-tour  $\pi_i$  d'une racine à une autre.
- Voisinage sur plusieurs tournées
  - $V_6$  : consiste à ouvrir ou fermer une racine. L'ouverture d'une racine consiste à déplacer un client-remorque d'un sous-tour vers le tour principal. La fermeture de racine consiste à déplacer un client-remorque racine du tour principal vers l'un des sous-tours et à replacer les différents clients initialement desservis depuis le client-remorque racine déplacé.

Plus précisément, la méthode de recherche à voisinage variable peut être décrite comme suit :

- *Initialisation* :

- . Soit  $V(s) = \bigcup V_k(s)$ ,  $k = 1, \dots, 6$
- .  $s_0$  une solution initiale
- .  $min = f(s_0)$
- .  $s^* = s_0$ ,
- .  $k = 1$

- *Répéter*

- . générer aléatoirement une solution voisine  $s'$  de  $s$  dans  $V_k(s)$
  - . *recherche locale* : appliquer une méthode de recherche locale avec  $s'$  comme solution initiale, notons  $s''$  l'optimum local obtenu ;  
si  $f(s'') < f(s^*)$  alors  $s^* = s''$ ,  $min = f(s'')$ ,  $k = 1$   
sinon  $k = k + 1$
- jusqu'à "critère d'arrêt vérifié"

Nous proposons différentes implémentations de la méthode de recherche à voisinage variable pour la résolution du PTVA, différenciées en se basant sur les critères suivants :

- . *Choix de la solution voisine dans le voisinage courant* : aléatoire, meilleur voisin, premier voisin améliorant.
- . *Enchaînement suite à une amélioration de la solution courante* : revenir au voisinage de départ, revenir au voisinage précédent, continuer avec le voisinage courant.
- . *La méthode de recherche locale utilisée* : descente dans le voisinage courant, descente à voisinage variable, descente monocycle.

Afin de déterminer la meilleure implémentation de la méthode de recherche à voisinage variable pour le PTVA, nous avons procédé comme suit :

1. Tester la méthode de recherche à voisinage variable dans sa version de base en utilisant les trois méthodes de recherche locale,
2. Garder la meilleure heuristique de l'étape 1 et faire varier le choix du voisin en utilisant un choix déterministe du voisin (meilleur voisin, premier voisin améliorant),
3. Garder la meilleure heuristique de l'étape 2 et tester d'autres enchaînements suite à une amélioration de la solution courante : continuer avec le voisinage courant, revenir au voisinage précédent.

La meilleure implémentation est celle donnant les meilleurs résultats à l'étape 3. Cette stratégie consiste à implémenter 7 des 27 implémentations possibles de la méthode de recherche à voisinage variable. Des tests sont effectués afin de valider et de pouvoir comparer les différentes implémentations de la RVV pour la résolution du PTVA.

Une amélioration de la méthode de recherche à voisinage variable peut être obtenue par hybridation avec une méthode tabou [5].



**RÉFÉRENCES**

- [1] M. Gendreau, A. Hertz et G. Laporte, "New insertion and postoptimization procedures for the traveling salesman", *Operations Research* 40, pp. 1086-1094, 1992.
- [2] P. Hansen et N. Mladenović, "An introduction to variable neighborhood search", dans *Meta-heuristics Advanced and Trends in Local Search Paradigms for Optimization*, S. Voss, S. Martello, I. Osman et C. Roucairol, éditeurs, Kluwer academic publishers, pp. 433-458, 1999.
- [3] G. Laporte, "Location-routing problems", dans *Vehicle Routing : Methods and Studies*, B.L. Golden and A.A. Assad, éditeurs, Amsterdam, pp. 163-197, 1988.
- [4] F. Semet, "A two-phase algorithm for the partial accessibility constrained vehicle routing problem", *Annals of Operations Research* 61, pp. 45-65, 1995.
- [5] M. Souid, "Résolution approchée d'un problème de tournées de véhicule avec contraintes d'accessibilité", *Thèse de doctorat*, Valenciennes, France, 2003.
- [6] P. Toth et D. Vigo, "The Vehicle Routing Problem", Editions SIAM, Philadelphie, 2001.

## Recherche de chemins robustes dans les graphes en présence de plusieurs scénarios.

Louis-Xavier STORME<sup>1</sup>

*1. LIP6 - SYSDEF, France*

`louisxavier.storme [at] free.fr`

**Mots-clefs :** Optimisation Robuste, Optimisation multicritère, Optima de Lorenz, k meilleurs chemins, plus court chemin

La recherche de plus courts chemins dans des graphes mono-valués est un problème classique en recherche opérationnelle. Certains algorithmes comme celui de Dijkstra permettent de trouver le chemin optimal, tandis que d'autres comme celui de Eppstein (1999) renvoient la liste ordonnée des k plus courts chemins. Ces algorithmes sont fondés sur une relation de préférence simple puisqu'il suffit de comparer les valeurs scalaires des chemins ou sous-chemins pour déterminer le ou les meilleurs d'entre eux.

Lorsque les coûts des arcs ne sont pas connus avec certitude et que plusieurs scénarios de plausibilité comparable doivent être envisagés (e.g. planification dans l'incertain), il faut alors construire une relation de préférence permettant de sélectionner les chemins les plus robustes c'est-à-dire ceux dont le coût restera acceptable quelque soit le scénario considéré. Pour cela, les critères simples que l'on envisage généralement pour tenir compte de plusieurs scénarios ne conviennent pas nécessairement, par exemple : - la moyenne pondérée des coûts ne permet pas de garantir le caractère robuste des solutions (du fait du caractère compensatoire de l'opérateur), - la minimisation du coût maximum n'utilise que le scénario le plus pessimiste, ce qui peut masquer des différences de coût importantes sur les autres scénarios.

D'autres approches de la robustesse utilisent une relation de préférence partielle comme la dominance de Lorenz (voir Perny et Spanjaard (2003)) afin de sélectionner un ensemble de chemins robustes (ensemble de chemins non-dominés au sens de Lorenz). Dans la lignée de ces travaux, cet article propose un algorithme efficace pour la détermination des chemins optimaux dans les graphes orientés.

Après avoir rappelé la notion de robustesse proposée par Perny et Spanjaard (2003), nous introduisons la dominance de Lorenz et rappelons son intérêt en optimisation robuste. Nous montrons ensuite la difficulté d'une utilisation directe de cette dominance qui ne vérifie pas le principe de Bellman puis nous introduisons un résultat de majoration qui va nous permettre de relier le problème à celui d'une recherche de chemin dans un graphe valué par des scalaires. Nous montrons en effet comment ce résultat peut être exploité pour modifier l'algorithme « k shortest paths » d'Eppstein de manière à déterminer l'ensemble des chemins Lorenz non-dominés. Nous présentons enfin les résultats d'expérimentations numériques menées sur des familles de graphes engendrés aléatoirement.

## POPMUSIC pour le placement de légende sur des plans

Éric TAILLARD<sup>1</sup>, Gregory BURRI<sup>1</sup>

1. EIVD, Route de Cheseaux 1, CP, CH-1400 Yverdon-les-Bains, Suisse

eric.taillard [at] eivd.ch

**Mots-clés :** placement de légendes, métaheuristique, méthode de décomposition

Le problème du placement automatique d'étiquettes sur une carte de géographie est de plus en plus important dans le contexte de l'affichage à l'écran de portions de cartes de navigation. Le problème consiste à choisir la position de chaque légende des objets à qualifier de sorte que la carte reste lisible tout en fournissant le plus d'information possible. En particulier, on cherche à minimiser le nombre de légendes se chevauchant tout en maximisant leur placement dans une position la plus favorable à la lecture (par exemple, au dessus et à droite de l'objet à étiqueter).

Mathématiquement, le problème du placement de légendes est NP-difficile et peut se formuler comme la recherche d'un ensemble stable de poids optimal dans un graphe. Ce dernier est construit ainsi : pour chaque objet  $i$  à qualifier, on considère  $p_i$  positions admissibles, associées à des sommets  $v_{i_1}, v_{i_2}, \dots, v_{i_{p_i}}$ . Soit  $V_i = \{v_{i_1}, v_{i_2}, \dots, v_{i_{p_i}}\}$ . L'ensemble  $V$  des sommets du graphe est constitué par  $V = \cup_{i=1}^n V_i$ , où  $n$  est le nombre d'objets à étiqueter. Deux sommets  $u, v \in V$  seront reliés par une arête si les légendes  $u$  et  $v$  ne peuvent figurer simultanément sur la carte, par exemple parce que  $u$  et  $v$  font partie du même ensemble  $V_i$  (deux légendes pour le même objet  $i$ ) ou parce que les légendes  $u$  et  $v$  se chevauchent. On associe à chaque sommet  $v_{ij}$  un poids  $w_{ij}$  correspondant à la qualité du placement de la légende de l'objet  $i$ , ( $i = 1, \dots, n$ ) en position  $j$ , ( $j = 1, \dots, p_i$ ).

Parmi les meilleures méthodes actuellement disponibles pour le problème du placement de légendes, on peut citer la recherche avec tabous de [5] ainsi que l'algorithme génétique de [6]. Le présent article intègre la recherche avec tabous de [5] dans une trame de POPMUSIC [3]. Le pseudo-code de cette trame peut s'exprimer de la façon suivante :

### 1. Données :

- (a) Une solution  $s$  composée de  $p$  parties  $s_1, \dots, s_p$
- (b) Un paramètre  $1 < r \leq p$  entier
- (c) Une procédure d'optimisation

### 2. Algorithme

- (a)  $O$  : ensemble de parties de la solution, initialement vide.
- (b) Tant que  $O$  ne contient pas toutes les parties, répéter :
  - i. Choisir une partie  $s_i, s_i \notin O$ .
  - ii. Créer un sous-problème  $R$  comportant les  $r$  parties les plus proches de  $s_i$ .
  - iii. Optimiser le sous-problème  $R$ .
  - iv. Si la solution du sous-problème  $R$  a pu être améliorée alors :
    - A. Mettre à jour la solution globale.
    - B.  $O = \emptyset$
  - v. Sinon (la solution n'a pas été améliorée)
    - A.  $O = O \cup s_i$

Pour implanter un algorithme basé sur cette trame, il convient de préciser ce que sont les concepts écrits en italiques : partie de solution, distance entre deux parties et procédure d'optimisation.

Pour le placement de légendes, une partie d'une solution peut être définie par un objet à qualifier, ou, dans son expression sous forme de graphe, par l'ensemble  $V_i$  des sommets-légendes associés à

<b>Algorithme</b>	<b>100</b>	<b>250</b>	<b>500</b>	<b>750</b>	<b>1000</b>
POPMUSIC	100.0	100.0	99.6	97.4	92.3
POPMUSIC version 2	100.0	100.0	99.5	97.2	91.6
$CGA_{best}$	100.00	100.00	99.6	97.1	90.7
$CGA_{average}$	100.00	100.00	99.6	96.8	90.4
Tabu search	100.00	100.00	99.2	96.8	90.00
GA with masking	100.00	99.98	98.79	95.99	88.96
GA	100.00	98.40	92.59	82.38	65.70
Simulated Annealing	100.00	99.90	98.30	92.30	82.09
Zoraster	100.00	99.79	96.21	79.78	53.06
Hirsh	100.00	99.58	95.70	82.04	60.24
3-Opt Gradient Descent	100.00	99.76	97.34	89.44	77.83
2-Opt Gradient Descent	100.00	99.36	95.62	85.60	73.37
Gradient Descent	98.64	95.47	86.46	72.40	58.29
Greedy	95.12	88.82	75.15	58.57	43.41

TAB. 1 – Pourcentage d’étiquettes placées sans chevauchement pour les exemples de problèmes de <http://www.lac.inpe.br/~lorena/instancias.html>

l’objet  $i$ . La distance entre deux parties  $V_i$  et  $V_k$  pourra être définie comme le nombre minimum d’arêtes d’une chaîne entre des sommets de  $V_i$  et  $V_k$ . La procédure d’optimisation utilisée est une réimplantation de la recherche avec tabous [5], qui a été calibrée pour résoudre au mieux des sous-problèmes avec environ 70 légendes.

Nous avons considéré deux variantes de POPMUSIC : la première est telle que décrite ci-dessus et la seconde, plus rapide, n’inclut pas uniquement  $s_i$  dans  $O$  lorsqu’on n’a pas réussi à améliorer un sous-problème  $R$  mais toutes les parties de  $R$  (i.e.  $O = O \cup R$ ).

Le tableau 1 compare la qualité des solutions obtenues à l’aide des deux versions de POPMUSIC sur des jeux de problèmes-tests comprenant entre 100 et 1000 objets. Pour être compatible avec les résultats compilés dans [6] nous donnons le pourcentage d’étiquettes placées sans chevauchement, et non la valeur des solutions en termes de la somme des qualités  $w_{ij}$  de placement des légendes.

Pour la version initiale de POPMUSIC, le nombre d’étiquettes constituant un sous-problème était de 40, alors que pour la version 2, les sous-problèmes comportaient 70 étiquettes. Dans les deux cas, le nombre d’itérations de la recherche avec tabous a été limitée à 70.

Dans ce tableau  $CGA_{best}$  est le meilleur résultat obtenu sur 6 exécutions de l’algorithme génétique de [6],  $CGA_{average}$  est le résultat moyen de cet algorithme, Tabu search est la recherche avec tabous de [5], GA et GA with masking proviennent de [4], Simulated annealing, 3-opt gradient, 2-opt gradient, gradient descent et greedy proviennent de [1], Hirsch de [2] et Zoraster de [7]. On voit dans ce tableau que POPMUSIC donne des résultats de meilleure qualité que les autres méthodes en compétition, du moins pour les exemples de problèmes les plus grands. Pour obtenir ces résultats, les deux versions de POPMUSIC ont été exécutées 25 fois et le tableau donne la valeur moyenne des solutions obtenues.

Dans le tableau 2 les temps de calcul des méthodes donnant les meilleurs résultats sont comparés. En ce qui concerne POPMUSIC, le processeur utilisé était un Pentium III cadencé à 750 Mhz. Les temps indiqués sont ceux que la méthode a pris en moyenne jusqu’à la fin de son exécution. Pour ce qui est de CGA, les temps indiqués sont ceux jusqu’à l’obtention de la meilleure solution ; dans ce cas le processeur était également un Pentium III, mais avec une cadence non indiquée par les auteurs (au moins 400 Mhz ?).

La lecture de ce tableau montre que même la version la plus lente de POPMUSIC est de 1 à 2 ordre de grandeur plus rapide que les autres méthodes en compétition.

<b>Algorithme</b>	<b>100</b>	<b>250</b>	<b>500</b>	<b>750</b>	<b>1000</b>
POPMUSIC	0.0	0.0	0.3	3.5	20.0
POPMUSIC version 2	0.0	0.0	0.2	1.3	4.4
CGA <sub>best</sub>	0	0.6	21.5	228.9	1227.2
CGA <sub>average</sub>	0	0.6	21.5	195.9	981.8
Tabu search	0	0	1.3	76.0	352.9

TAB. 2 – Temps de calcul (secondes) de quelques-unes des meilleures méthodes

## RÉFÉRENCES

- [1] J. Chistenesen, J. Marks, S. Shieber, «An empirical study of algorithms for point-feature label placement», *ACM Transactions on Graphics* 14, 3, 1995, pp.203–232
- [2] S.A. Hirsch, «An algorithm for automatic name placement around point data», *American Cartographer* 9, 1, 1982, pp.5–17
- [3] É. D. Taillard, S. Voß, «POPMUSIC : Partial Optimization Metaheuristic Under Special Intensification Conditions», dans : C. C. Ribeiro, P. Hansen, *Essays and surveys in metaheuristics*, Kluwer academic publishers, 2002, pp.613–629
- [4] O. Verner, R. L. Wainwright, D. A. Schoenefeld, «Placing text labels on maps and diagrams using genetic algorithms with masking», *Inform journal on Computing*, 9, 1997, pp.266–275
- [5] M. Yamamoto, G. Camara, L. A. N. Lorena, «Tabu Search Heuristic For Point-Feature Cartographic Label Placement», *GeoInformatica* 6, 1, 2002, pp.77–90
- [6] M. Yamamoto, L. A. N. Lorena, «A Constructive Genetic Approach to Point-Feature Cartographic Label Placement», *Actes de 5<sup>th</sup> Metaheuristics International Conference*, Kyoto, août 2003
- [7] S. Zoraster, «The solution of large 0-1 integer programming problems encountered in automated cartography», *Operations Research* 38, 6, 1990, pp.752–759

## Un nouveau test statistique pour la comparaison de proportions

Éric TAILLARD<sup>1</sup>, Philippe WAELTI<sup>1</sup>, Jacques ZUBER<sup>1</sup>

1. EIVD, Route de Cheseaux 1, CP, CH-1401 Yverdon-les-Bains, Suisse  
{eric.taillard, philippe.waelti, jacques.zuber} [at] eivd.ch

**Mots-clefs :** Test statistique, comparaison d'heuristiques

Qui n'a pas été une fois perplexe en lisant, dans un article comparant deux méthodes d'optimisation, des résultats numériques présentés sous la forme suivante : «Nous avons testé notre méthode  $A$  sur un jeu de  $n$  exemples de problèmes de la littérature et nous avons réussi à résoudre  $a$  de ces exemples. La méthode concurrente  $B$  n'a réussi à en résoudre que  $b$ , mais elle n'a été testée que sur  $m$  exemples de problèmes.»

Un tel résultat peut laisser le lecteur perplexe, car il ne dispose pas immédiatement de la réponse à la question de base qu'il doit légitimement se poser : «Est-ce qu'un taux de succès de  $a/n$  est significativement supérieur à un taux de succès de  $b/m$  ?» Ce que nous appelons «succès» doit naturellement être défini par l'utilisateur : il peut s'agir de l'obtention d'une solution optimale ou de qualité donnée, ou encore simplement d'une solution admissible. Bien souvent, la réponse à cette question centrale ne peut pas se trouver en appliquant un test statistique standard (basé sur le théorème central-limite) car la taille des échantillons ( $n$  et  $m$ ) est trop petite. En se tournant vers des tests non paramétriques (c.f. [1]), il pourra trouver une variante du test du signe, connue sous le nom de test de Mc Nemar, mais qu'il ne pourra appliquer qu'à des données appariées (i.e. un problème doit être résolu par les deux méthodes).

En optimisation combinatoire, il est cependant fréquent de considérer des jeux de problèmes relativement petits et des tableaux de résultats incomplets (une méthode ou l'autre n'a pas été testée sur certains problèmes). Toutefois, le lecteur sera parfaitement convaincu — à juste titre d'ailleurs — qu'une méthode résolvant les 10 exemples d'un jeu de problèmes est meilleure qu'une méthode ne réussissant à en résoudre aucun. Mais qu'en est-il si le jeu ne comporte que 3 exemples ? On peut montrer qu'un taux de succès de  $3/3$  est supérieur à un taux de  $0/3$ , avec un seuil de confiance supérieur à 98%. Un des buts de cet article est de le montrer.

Soit  $p_a$  (respectivement  $p_b$ ) la probabilité de succès de la méthode  $A$  (respectivement, de la méthode  $B$ ) et  $n$  la taille de l'échantillon (nombre d'exécutions) pour la méthode  $A$  (respectivement,  $m$  pour la méthode  $B$ ). Pour réaliser un test statistique, on fera l'hypothèse nulle que  $p_a = p_b = p$ . La valeur de  $p$  restant inconnue. Sous cette hypothèse, la probabilité  $S(p, a, n, b, m)$  d'observer  $a$  succès ou plus pour la méthode  $A$  sur  $n$  exécutions et  $b$  succès ou moins pour la méthode  $B$  sur  $m$  exécutions est donnée par le produit de deux distributions binomiales :

$$S(p, a, n, b, m) = \left( \sum_{i=a}^n \frac{n!}{i! \cdot (n-i)!} \cdot p^i \cdot (1-p)^{n-i} \right) \cdot \left( \sum_{j=0}^b \frac{m!}{j! \cdot (m-j)!} \cdot p^j \cdot (1-p)^{m-j} \right)$$

Si  $\max_{0 < p < 1} S(p, a, n, b, m) \leq 1 - \alpha$ , on peut rejeter l'hypothèse nulle avec un niveau de confiance  $\alpha$  et accepter l'hypothèse alternative  $p_a > p_b$  (i.e. un taux de succès de  $a/n$  est plus grand qu'un taux de succès de  $b/m$ ).

Malheureusement, la valeur de  $p$  qui maximise  $S(p, a, n, b, m)$  est en général pour le moins difficile à exprimer analytiquement. C'est pourquoi le tableau 1 donne, pour différentes valeurs de  $n$  et  $m$  et pour un niveau de confiance de 95% les couples  $(a, b)$  pour lesquels un taux de succès de  $a/n$  est plus élevé qu'un taux de  $b/m$ .

Le calcul des niveaux de confiance peut se réaliser *en ligne* à l'URL :

**<http://ina.eivd.ch/projects/stamp/>**.

Pour de petits échantillons, le nouveau test proposé est plus puissant que le test de Mc Nemar, lorsque ce dernier peut s'appliquer : la probabilité de rejet de l'hypothèse nulle sera plus élevée avec notre test qu'avec le test de Mc Nemar [2].

$m$	$n$													
	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
2		(3,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(6,0)	(7,0)	(7,0)	(8,0)	(9,0)	(9,0)	(10,0)	(11,0)	(11,0)
3	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(6,0)	(6,0)	(7,0)	(7,0)	(8,0)	(9,0)	(9,0)
4	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(5,0)	(6,0)	(6,0)	(7,0)	(7,0)	(8,0)
5	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(5,0)	(6,0)	(6,0)	(7,0)
6	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(5,0)	(6,0)
7	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)	(5,0)
8	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(5,0)	(5,0)
9	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)
10	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)
11	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)	(4,0)
12	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(2,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(3,0)	(4,0)	(4,0)

TAB. 1 – Couples  $(a, b)$  pour lesquels un taux de succès  $\geq a/n$  est significativement plus élevé qu'un taux de  $b/m$ , pour un niveau de confiance de 95%.

**Remerciements** Le présent travail a été en partie financé par la réserve stratégique de la Haute École Spécialisée de Suisse Occidentale (HES-SO), projet LQF01-03.

### RÉFÉRENCES

- [1] W. J. Conover, *Practical Nonparametric Statistics*, Wiley, troisième édition, 1999.
- [2] É. D. Taillard, «A Statistical Test for Comparing Success Rates», actes de : *Metaheuristic international conference MIC'03*, Kyoto, Japon, août 2003.



## Planification des séquences de vols à l'aide d'un algorithme génétique hybride

Jacques TEGHEM<sup>1</sup>

*1. Faculté Polytechnique de Mons, Belgique*

Jacques.teghem [at] fpms.ac.be

**Mots-clefs :** Optimisation combinatoire, algorithme génétique, compagnie aérienne

La planification des vols (avions, équipages) est un problème essentiel d'une compagnie aérienne. Le problème est traditionnellement décomposé en deux sous problèmes traités distinctement :

- la construction des rotations, c'est-à-dire des séquences de vols qui intègrent tous les vols prévus durant une période de temps, tout en respectant les nombreuses contraintes légales ;
- l'affectation des équipages aux diverses rotations.

C'est le premier sous-problème qui est considéré ici, et pour lequel est proposé une méthode hybride, combinant un algorithme génétique et une recherche locale. Deux approches différentes sont proposées, l'une basée sur les rotations elles-mêmes, l'autre sur les périodes de service correspondant à un jour de travail.

Sur base de données réelles fournies par une compagnie aérienne, l'algorithme est testé numériquement et les deux approches sont comparées.

## Programmation Stochastique avec règles de décision linéaires

Julien THÉNIÉ<sup>1</sup>, Jean-Philippe VIAL<sup>1</sup>

*1. Logilab - HEC - Université de Genève*

{julien.thenie, jean-philippe.vial} [at] hec.unige.ch

**Mots-clefs :** programmation stochastique, règles de décision linéaires, oracle, chaînes d'approvisionnement

Le problème de l'évaluation de contrats avec option dans les chaînes d'approvisionnement a déjà été présenté dans plusieurs ouvrages, et abordés de façons différentes (programmation stochastique, programmation robuste). Ce problème consiste à fixer à l'avance les futures commandes d'un fournisseur à son client ainsi qu'à acheter une option de commande qui pourra ou non être prise le moment venu.

La nouvelle approche que nous proposons est la programmation stochastique avec règles de décision linéaires<sup>1</sup>. Nous remplaçons les variables contingentes à l'arbre d'évènements stochastique par des politiques de décisions, fonctions linéaires de la demande passée. Nous passons d'un problème stochastique multi-période à un problème stochastique à deux périodes.

Cette approche réduit considérablement le nombre de variable pour une perte d'optimalité faible. L'approche d'optimisation par un oracle<sup>2</sup> et à l'aide du solveur *Proximal-ACCPM* est adaptée à la résolution de ce nouveau problème.

---

<sup>1</sup>LDR : Linear decision rules

<sup>2</sup>OBO : Oracle-based optimization

## Analyse post-optimale d'un problème de contrôle continu : gestion de stock $(Q, r)$

Jean-Michel THIZY<sup>1</sup>

*1. École de gestion, Université d'Ottawa, 136 J. J. Lussier Ottawa, ON, K1N 6N5 Canada*

thizy [at] uottawa.ca

**Mots-clefs :** contrôle continu, gestion de stock, post-optimisation, programmation non-linéaire

Dans un système de contrôle de stock à revue continue  $(Q, r)$ , la demande pour un produit est aléatoire et on commande une quantité  $Q$  fixe dès que le stock se trouve en deçà d'une valeur  $r$  préétablie. Le calcul de la quantité  $Q$  qui produit un coût moyen de réapprovisionnement et de stockage minimum [AW03] est difficile [Bil99, Cam99]. On ajoute souvent une contrainte de niveau de qualité pour limiter la quantité moyenne de rupture de stock (2).

$$v = \min_{Q,r} v(Q, r) = \frac{KD}{hQ} + \left[ \frac{Q}{2} + r - \mu + B(Q, r) \right] \quad (1)$$

sous les contraintes :

$$\frac{\partial v(Q, r)}{\partial r} \geq s \quad (2)$$

$$Q > 0 \quad (3)$$

où :

$D$  est la demande espérée par période

$K$  est le coût de commande

$h$  est le coût de stockage par unité et par période

$r$  est le niveau de réapprovisionnement

$Q$  est la quantité commandée

$\mu$  est la demande espérée pendant le délai de réapprovisionnement

$B(Q, r) = \frac{b(r)-b(Q+r)}{Q}$ ,  $b(v) = \int_{x=v}^{\infty} (x-v)[1-F(x)]dx$

$s$  est le niveau de service

$F$  est la fonction de densité cumulée de la demande pendant le délai de réapprovisionnement

De nombreuses approximations du modèle ont été proposées [AW03, Bil99]. Malgré sa difficulté de calcul, le modèle exact est très profitable, par exemple grâce à une analyse post-optimale [BC85] produisant des formules analytiques de variations des valeurs optimales.

### Propriété 1

$$\frac{\partial Q}{\partial K} = D \frac{F(r+Q)-F(r)}{hQJ} \geq 0$$

$$\frac{\partial r}{\partial K} = D \frac{s-F(r+Q)}{hQJ} \leq 0$$

$$\frac{\partial v}{\partial K} = \frac{D}{hQ} \geq 0$$

### Propriété 2

$$\frac{\partial Q}{\partial h} = KD \frac{F(r)-F(r+Q)}{h^2QJ} \leq 0$$

$$\frac{\partial r}{\partial h} = KD \frac{F(r+Q)-s}{h^2QJ} \geq 0$$

$$\frac{\partial v}{\partial h} = -\frac{DK}{Qh^2} \leq 0$$

$$\frac{\partial V}{\partial h} = \frac{Q}{2} + r - \mu + B(Q, r) \geq 0$$

### Propriété 3

$$\begin{aligned}\frac{\partial Q}{\partial s} &= \frac{sQ}{J} \left\{ Q \frac{f(r)[F(r+Q)-s]-f(Q+r)[F(r)-s]}{[F(r+Q)-F(r)]^2} - 1 \right\} \\ \frac{\partial r}{\partial s} &= Q \frac{s-F(r)}{J} \left[ \frac{F(Q+r)}{F(r+Q)-F(r)} - \frac{sQf(Q+r)}{[F(r+Q)-F(r)]^2} \right] \\ \frac{dv}{ds} &= \frac{sQ}{F(r+Q)-F(r)} > 0\end{aligned}$$

**Propriété 4**

$$\begin{aligned}\frac{\partial Q}{\partial \tau} &= \frac{1}{\tau} \left[ Q - 2KD \frac{F(Q+r)-F(r)}{hQJ} \right] \\ \frac{\partial r}{\partial \tau} &= \frac{1}{\tau} \left[ r + \frac{F(Q+r)-s}{hQJ} 2KD \right] \geq 0 \\ \frac{\partial v}{\partial \tau} &= \frac{1}{\tau} \left[ v(Q, r) - \frac{2KD}{hQ} \right] = \frac{1}{\tau} \left[ \frac{Q}{2} + r - \mu + B(Q, r) - \frac{KD}{hQ} \right]\end{aligned}$$

**Propriété 5**

$$\begin{aligned}\frac{\partial Q}{\partial D} &= \frac{Q}{D} - K \frac{F(Q+r)-F(r)}{hQJ} \\ \frac{\partial r}{\partial D} &= \frac{r}{D} + K \frac{F(Q+r)-s}{hQJ} \geq 0 \\ \frac{\partial v}{\partial D} &= \frac{1}{D} \left[ v(Q, r) - \frac{KD}{hQ} \right] = \frac{1}{D} \left[ \frac{Q}{2} + r - \mu + B(Q, r) \right] \geq 0\end{aligned}$$

où apparaît la quantité intermédiaire :

$$J = sQ \frac{f(r)[F(r+Q)-s]^2 - f(Q+r)[F(r)-s]^2}{[F(r+Q)-F(r)]^2} + s^2 - F(r)F(r+Q) \geq 0$$

Ces résultats analytiques permettent de calculer les variations des valeurs optimales sans devoir procéder à une nouvelle optimisation laborieuse. La présentation propose ensuite quelques résultats généraux :

- Validité des résultats post-optimaux quand on relâche les hypothèses sur le modèle, par exemple en considérant le cas d'une fonction économique convexe.
- Application à l'analyse de stabilité (le modèle sans contrainte (2) est connu pour sa robustesse par rapport à ses paramètres).
- La question précédente est sous-tendue par la remarque que, comme l'optimum satisfait (2) avec égalité, le modèle se présente comme un problème typique de contrôle, ce qui offre un exemple intéressant où la variable indépendante est le niveau de réapprovisionnement.
- A partir de cette nouvelle perspective, on peut tirer des conclusions pratiques et didactiques sur l'adéquation de la présentation populaire du problème en fonction du temps.

**RÉFÉRENCES**

- [1] Aardal K., O. Jonsson and H. Jonsson (1989) Optimal inventory policies with service level constraints, *J. of the Operational Research Society* 40, 65-73
- [2] Geoffrion A. (1976) Better distribution Planning with Computer Models, *Harvard Business Review* 54, 92-99.
- [3] Hadley G. and T. Whitin (1963) Analysis of Inventory Systems, *Prentice Hall*, Englewood Cliffs, N.J.
- [4] Yano C.A. (1985) New algorithms for  $(Q, r)$  systems with complete backordering using a fill rate criterion, *Naval Research Logistics Quarterly* 32, 675-688.
- [5] Zheng Y.S. (1992) On properties of stochastic inventory systems. *Management Sci.* 38, 87-103.

## Garantie a posteriori de l'heuristique gloutonne appliquée à la localisation de sites sans capacité et au problème de recouvrement

Jean-Michel THIZY<sup>1</sup>

*1. École de gestion, Université d'Ottawa, 136 J. J. Lussier Ottawa, ON, K1N 6N5 Canada*

thizy [at] uottawa.ca

**Mots-clés :** localisation, heuristique gloutonne, optimisation combinatoire, programmation

Le problème de localisation de  $K$  sites sans capacité consiste à choisir au plus  $K$  parmi des sites potentiels pour maximiser le revenu dérivé de la satisfaction de la demande d'un ensemble donné de clients. La présentation raffine la garantie classique de précision qu'offre une solution gloutonne [BC85] grâce à l'introduction de critères basés sur les revenus, calculés par l'algorithme. Une validation numérique montre l'intérêt de la nouvelle valeur garantie quand le nombre de sites est soit petit, soit grand.

### Modèle et algorithme glouton

Le problème peut être formulé selon :

$$z = \max \sum_i \sum_j c_{ij} \cdot x_{ij} - \sum_j f_j \cdot y_j$$

$$\sum_j x_{ij} = 1 \quad \text{pour tout client } i$$

$$0 \leq x_{ij} \leq y_j \leq 1 \quad \text{pour tout client } i \text{ et site } j$$

$$\sum_j y_j \leq K$$

$$y_j \text{ entier pour tout site } j$$

où :

$y_j = 1$  si le site  $j$  est choisi et 0 autrement,

$x_{ij}$  est 1 si le site  $j$  satisfait la demande du client  $i$  et 0 autrement,

$c_{ij}$  est le revenu dérivé de la satisfaction par le site  $j$  de la demande d'une demande du client  $i$  et

$f_j$  est le coût de maintenir le site  $j$  ouvert.

L'algorithme glouton [Hun91] construit une solution réalisable en choisissant des sites un à un ; à chacune de ses  $h$  itérations (indexées par  $k$ ), le site choisi est celui qui produit la plus grande amélioration  $\rho_k$  de la fonction économique, depuis une valeur naïve  $z_R$  jusqu'à la valeur finale  $z_G$ . La valeur de la solution ne dévie relativement jamais de la solution optimale par plus de 37% (c'est-à-dire  $1/e$ ) [BC85].

### Valeur garantie et résultats numériques

On peut démontrer qu'on améliore la valeur garantie de 37% par la nouvelle propriété :

Soit  $\eta$  le plus petit index tel que :

$$1 - \frac{\rho_{\eta+1}}{\rho_\eta} + 1 - \frac{\rho_{\eta+2}}{\rho_{\eta+1}} + \dots + 1 - \frac{\rho_h}{\rho_{h-1}} \leq 1$$

Alors :

$$\frac{z - z_G}{z - z_R} \leq \frac{\rho_h}{\rho_\eta} \left( 1 - \frac{\rho_{\eta+1}}{\rho_\eta} + \dots + 1 - \frac{\rho_h}{\rho_{h-1}} \right)$$

$n \setminus k$	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
30	16	25	20	21	28	28	28	28	29	30	30
33	20	22	25	28	28	31	32	32	32	32	32
57	11	23	24	24	31	31	31	31	31	31	31
100	14	18	22	22	22	26	32	32	32	32	33

TAB. 1 – Valeur en pourcentage de la borne de la Propriété 3 pour les données de [AW03, EB91, GKM03]

Moyennant la connaissance a posteriori des valeurs  $\rho_k$ , la propriété fournit des résultats plus fins que la garantie générale de 37%. Par exemple, si l’heuristique choisit tous les sites,  $\rho_h = 0$ , la valeur garantie 0 indique bien que la solution gloutonne est optimale. D’autre part, quand l’algorithme satisfait rapidement les demandes, les valeurs  $\rho_k$  et  $\rho_{h+1}$  sont bien différentes et la valeur garantie est là aussi petite. En aperçu des résultats, la Table 1 présente la valeur de la borne pour des données classiques [AW03, EB91, GKM03] testées par [AW03, BC85, Cam99, Hun94, Hun99], où  $n$  dénote le nombre de noeuds et  $K$  le nombre de sites retenus.

Dans une analyse détaillée, on note que pour un choix de  $K = 2$  sites parmi 50 noeuds d’arborescences, la garantie numérique est environ 10%, nettement meilleure que la valeur a priori de 37%, que les coûts soient 1 ou qu’ils représentent des distances euclidiennes. Elle augmente légèrement si on accroît la densité des graphes, puis décroît à nouveau quand la densité est forte, de façon plus marquée pour des coûts de 1 que pour des distances euclidiennes. Pour des graphes complets à distance euclidienne, elle est effectivement près de 10%. Par contre, pour des problèmes non-euclidiens à coûts générés par une distribution uniforme  $[0, 1]$ , cette même valeur garantie est de 20%. Le contraste confirme les résultats expérimentaux de  $[1, 10]$  qui marquent clairement une distinction entre les problèmes basés sur une topologie de réseau et ceux sur des coûts uniformes, ce qui explique la réussite de l’heuristique gloutonne sur des exemples pratiques. La valeur garantie a posteriori augmente progressivement avec le nombre  $K$  de sites choisis par l’heuristique, pour atteindre pratiquement 37%, puis décroît quand le nombre  $K$  de sites choisi est proche du nombre total. On retrouve là l’heuristique de rejet parcimonieux [BC85], dont le bon comportement n’est pas expliqué par la valeur a priori de 37%, mais bien démontré par la nouvelle valeur garantie a posteriori. Pour des problèmes avec plus de 100 sites, un choix de  $K = 2$  fournit des valeurs garanties de moins de 10%, ce qui renforce notre confiance dans la qualité de l’heuristique, sans pourtant que l’effet d’échelle soit complet.

Inspiré par une ressemblance formelle de la propriété avec une analyse centrée sur le problème de recouvrement [HW01], on montre qu’une borne classique de Johnson [5] et Lovász [Hun93] peut se déduire de la propriété présentée ci-haut. Plus généralement, les problèmes de localisation et de recouvrement se comparent aisément dans un cadre de programmation logique.

**RÉFÉRENCES**

- [1] S. Ahn, C. Cooper, G. Cornuéjols and A. Frieze (1988), Probabilistic Analysis of a Relaxation for the R-Median Problem, *Mathematics of Operations Research* 13, 1-31.
- [2] G. Cornuéjols, M.L. Fisher, G.L.Nemhauser (1977), Location of Bank Accounts to Optimize Float : An Analytic Study of Exact and Approximate Algorithms, *Management Sci.* 23(8) 789-810.
- [3] G. Cornuéjols and J.-M. Thizy (1981), New Results on the Greedy Algorithm for Plant Location and Set Covering Problems, Working paper #25-80-81, Graduate School of Industrial Administration, Carnegie Mellon University, presented at the CORS-TIMS-ORSA Joint National Meeting, Toronto, Ontario, May 4.
- [4] Erlenkotter D. (1978), A Dual-based Procedure for Uncapacitated Facility Location, *Operations Research* 26, 992-1009.
- [5] Johnson, D.S. (1974), Approximation Algorithms for Combinatorial Problems, *Journal of Computer and Systems Sciences* 9, 256-278.
- [6] Karg R.L. and G.L. Thompson (1964), A Heuristic Approach to Solving Traveling Salesman Problems, *Management Science* 10, 225-248.
- [7] Krolak P., W. Felts and G. Marble (1971) A Man-Machine Approach toward Solving the Traveling Salesman [21] Problem, *Communications of the Association for Computing Machinery* 14(5), 327-334.
- [8] Kuehn A.A. and M. J. Hamburger (1963), A Heuristic Program for Locating Warehouses, *Management Science* 9, 643-666.
- [9] Lovász L. (1975) On the Ratio of Optimal Integral and Fractional Covers, *Discrete Math.* 13, 383-390.
- [10] Schrage L. (1975) Implicit Representation of Variable Upper Bounds in Linear Programming, *Mathematical Programming Study* 4, 118-132.
- [11] Simao H.P. and J. M. Thizy (1989) A Simplex Algorithm for the Canonical Representation of the Uncapacitated Plant Location Problem, *Operations Research Letters* 8, 5, 279-286
- [12] Wolsey L.A.(1982) An Analysis of the Greedy Algorithm for the Submodular Set Covering Problem, *Combinatorica* 7, 2, 417-425.

## Un système interactif d'aide à l'affectation de responsabilités dans une unité de services

Jean-Michel THIZY<sup>1</sup>

1. École de gestion, Université d'Ottawa, 136 J. J. Lussier Ottawa, ON, K1N 6N5 Canada

thizy [at] uottawa.ca

**Mots-clefs :** réseau, flot entier, décomposition, génération de colonnes, interactif, aide à la décision

Un système interactif d'aide à la décision dans une administration collégiale permet de justifier l'affectation de responsabilités (postes ou activités) aux membres, en respectant certains cahiers de charges et de ressources. Un modèle mathématique simple met en valeur les préférences des membres de l'unité de gestion. Le modèle est employé pour concevoir un logiciel flexible et interactif appliqué d'abord au problème d'affectation de cours universitaires, et de là à des unités de services publics comme des établissements de santé.

Le problème est décrit dans le cadre familier aux conférenciers de l'affectation de professeurs aux cours enseignés dans une faculté dont une formulation traditionnelle repose sur les contraintes du problème de transport [AW03]. À chaque origine  $i$  est associée la charge  $a_i$  de l'enseignement de l'enseignant  $i$  (le nombre de sections  $x_{ij}$  qu'il doit enseigner) et à chaque destination, on dénote par  $b_j$  le nombre de sections d'un cours  $j$  à offrir pendant l'année. On cherche à maximiser l'utilité d'une telle affectation envers chaque acteur de l'institution : étudiant, enseignant, administration. Quand la fonction d'utilité  $f$  est non-linéaire, on doit spécifier que le nombre d'unités d'enseignement à la charge d'un enseignant doit être entier. Le modèle d'affectation peut être représenté formellement par le programme :

$$\max f(x) \quad (1)$$

sous les contraintes :

$$\sum_{j=1}^J x_{ij} = a_i \quad \text{pour chaque } i = 1, \dots, I \quad (2)$$

$$\sum_{i=1}^I x_{ij} = b_j \quad \text{pour chaque } j = 1, \dots, J \quad (3)$$

$$x_{ij} \text{ entier} \geq 0 \quad \text{pour chaque } i = 1, \dots, I \text{ et } j = 1, \dots, J \quad (4)$$

qui constitue un problème *NP*-difficile. À l'instar de [BC85], l'approche de résolution est basée sur une méthode de décomposition interactive reposant sur l'hypothèse suivante : lorsqu'on relâche les contraintes de couverture de la demande en cours (3), chaque enseignant peut assez facilement trouver l'enseignement annuel optimum pour le sous-problème (1)-(2),(4). Une solution approchée du problème peut ainsi être obtenue par génération de colonnes, solutions du problème (1)-(2),(4), plus précisément :

$$\max \sum_{i=1}^I \sum_{k=1}^{K_i} f_{ik} \cdot y_{ik} \quad (5)$$

sous les contraintes :

$$\sum_{i=1}^I \sum_{k=1}^{K_i} \beta_{ijk} \cdot y_{ik} = b_j \quad \text{pour chaque } j = 1, \dots, J \quad (6)$$

$$\sum_{k=1}^{K_i} y_{ik} = 1 \quad \text{pour chaque } i = 1, \dots, I \quad (7)$$

$$0 \leq y_{ik} \leq 1 \quad \text{pour chaque } i = 1, \dots, I \text{ et } k = 1, \dots, K_i \quad (8)$$

où :



- $f_{ik}$  est la préférence de l'enseignant  $i$  pour son  $k$ -ième plan (comportant un total de  $a_i$  unités d'enseignement)
- $\beta_{ijk}$  est le nombre d'unités de l'enseignement  $j$  que l'enseignant  $i$  propose dans le  $k$ -ième plan qu'il soumet
- $y_{ik}$  est une variable de décision évoluant de 1 si le  $k$ -ième plan de l'enseignant  $i$  est retenu à 0 autrement
- $K_i$  est le nombre de plans soumis par l'enseignant  $i$

et cette approche s'apparente à une décomposition simplicielle du problème (1)-(4) [Bil99, Cam99].

Une difficulté théorique est d'adapter la solution fractionnaire au problème initial (1)-(4). Le défi central est en fait d'assurer une adéquation entre la préférence  $f_{ik}$  avec laquelle chaque enseignant propose un plan annuel et l'utilité globale de la formulation, car c'est leur identité qui devrait théoriquement déterminer l'issue de la génération de colonnes et c'est en tout cas une conformité pratique qui assure l'adhésion de chaque enseignant au plan final adopté (on note que le débat planificateur introduit une composante collégiale dans la préférence  $f_{ik}$ ).

Le modèle est employé pour concevoir un logiciel flexible et interactif qui s'appuie sur les procédures en vigueur dans la faculté : choix et débats publics et interactifs sur l'affectation pendant les mois de préparation du plan facultaire, dépôt formel d'un plan d'enseignement par chaque enseignant auprès du doyen et réponse décanale en consultation avec les membres concernés.

Le logiciel a été mis au point à l'École de gestion de l'Université d'Ottawa et intégré à son système d'information. Au-delà des temps de calculs, de mesures mathématiques telles que le degré de fractionalité des solutions proposées par la génération de colonnes, sa validation empirique repose sur l'acceptation de son intégration dans le protocole d'attribution de cours aux enseignants. Ce système de décision s'avère pertinent dans un cadre plus général d'affectation de tâches dans des équipes, en particulier dans des administrations collégiales de services publics comme des établissements de santé.

## RÉFÉRENCES

- [1] Andrew G. M. et Collins R., Matching Faculty to Courses, Colleges and Universities 46(2), 1971, pp. 83-89.
- [2] McClure R. H. et Wells C. E., A Mathematical Programming Model for Faculty Course Assignments, Decision Science 15(3), 1984, pp. 409-420.
- [3] Hearn D. W., Lawphongpanich S. et Ventura J. A., Finiteness in Restricted Simplicial Decomposition, Operations Research Letters 4(3), 1985, pp. 125-130.
- [4] Von Hohenbalken B., Simplicial Decomposition in Nonlinear Programming Algorithms, Mathematical Programming 13, 1977, pp. 49-68.

## Gestion automatique des bornes d'accès par agents distribués

Sacha VARONE<sup>1</sup>

*1. Ecole Polytechnique Fédérale Lausanne, Suisse*

sacha.varone [at] epfl.ch

**Mots-clefs :** bornes d'accès, Wi-Fi, canal, agents

Le domaine des réseaux sans fil a reçu un intérêt accru depuis l'apparition sur le marché de masse en 2001 de la technologie sans fil 802.11b, communément appelée Wi-Fi. Les bornes d'accès sans fil peuvent émettre sur l'un des 14 canaux possibles, et doivent être configurées de manière à maximiser la qualité de la liaison.

Nous traitons dans cet exposé de la problématique associée à la configuration automatique des bornes d'accès : étant donné un ensemble de bornes d'accès situées à proximité l'une de l'autre, le problème à résoudre consiste à attribuer un canal à chacune de ces bornes, de manière à ce que le débit global soit maximisé, ou, en d'autres termes, de manière à minimiser le taux global de perturbation.

La modélisation prend en compte le nombre d'utilisateurs associés, c'est à dire authentifiés et liés à la borne d'accès, le taux d'utilisation et le taux d'erreurs, qui est proportionnel au taux de perturbation. Nous décrivons ensuite notre approche par agents distribués. Ces agents, un par borne d'accès, sont des entités informatiques autonomes capables de communiquer entre eux et d'effectuer une affectation de canal qui prennent en compte différents paramètres. Nous concluons alors avec les résultats de nos tests numériques.

## Minimisation du nombre de chemins décomposant un flot

Benedicte VATINLEN<sup>1</sup>, Fabrice CHAUVET<sup>1</sup>, Philippe CHRETIENNE<sup>2</sup>, Philippe MAHEY<sup>3</sup>

*1. Bouygues Telecom, France*

*2. Laboratoire d'Informatique de Paris 6, France*

*3. LIMOS, Clermont-Ferrand, France*

{bvatindle, fchauvet} [at] bouyguetelecom.fr, philippe.chretienne [at] lip6.fr,  
philippe.mahey [at] isima.fr

**Mots-clefs :** Telecommunications, Graphes et Réseaux, Optimisation combinatoire

Nous nous intéressons à la recherche d'un ensemble minimal de chemins d'un flot donné, le flot étant défini par la quantité transitant dans chacun des arcs. L'implémentation du routage des flots dans un réseau de télécommunications requiert la connaissance de l'ensemble des chemins pour chacun d'eux. La mise en oeuvre et la gestion quotidienne de ces chemins nécessitent de répartir chaque demande sur le plus faible nombre possible de chemins. Ce problème pratique met en évidence les liens et les différences existant entre deux types de modélisations : la modélisation arc/sommet et la modélisation arc/chemin. Il revient à rechercher la modélisation arc/chemin la plus compacte relative à un modèle arc/sommet. Nous montrons que ce problème est NP-difficile au sens fort. Nous proposons ensuite des propriétés fondamentales de la solution de notre problème ainsi que des bornes de la valeur optimale.

## Application de méta-heuristiques au problème de la $p$ -médiane

Philippe WAELTI<sup>1</sup>, Thierry MAUTOR<sup>2</sup>, Éric TAILLARD<sup>1</sup>

1. *EiVD, Ecole d'ingénieurs du Canton de Vaud, Cheseaux 1, CH - 1400 Yverdon*

2. *PRiSM, 45, avenue des Etats-Unis, FR - 78035 Versailles Cedex*

{philippe.waelti, eric.taillard} [at] eivd.ch, thierry.mautor [at] prism.uvsq.fr

**Mots-clefs :** Méta-heuristiques,  $p$ -médiane, heuristiques, parallélisme, localisation, classification

Le problème de la  $p$ -médiane consiste à trouver  $p$  centres parmi  $n$  entités tels que si l'on rattache chaque entité à son centre le plus proche, la somme totale des distances des entités à leur centre est minimale. Ce problème a été montré comme étant  $NP$ -difficile et peut être modélisé comme suit : soit une matrice  $d_{ij}$  qui mesure la distance entre deux entités  $i$  et  $j$  et une matrice  $X$  tel que  $x_{ij} = 1$  si l'entité  $i$  est allouée au centre  $j$ , le problème peut être formulé comme suit :

$$\text{minimiser } \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n x_{ij} \cdot d_{ij}$$

Sous contraintes :

$$\left. \begin{array}{l} \sum_{j=1}^n x_{ij} = 1 \quad \forall i \\ x_{ij} \leq x_{jj} \quad \forall i, j \end{array} \right\} \text{ Une entité est allouée à un et un seul centre}$$

$$\sum_{j=1}^n x_{jj} = p \quad \left. \right\} \text{ Ouvrir } p \text{ centres}$$

Du fait de la grande taille des applications visées, il faut se tourner vers des méthodes approchées. Les méta-heuristiques *POPMUSIC* [1] ou *MIMAUSA* [2], basées sur de décompositions en sous-problèmes de petite taille, se prêtent particulièrement bien au traitement de ce type de problème. Ces techniques se basent sur une bonne solution initiale, solution qui est ensuite améliorée par des optimisations locales. Dans le cas de la  $p$ -médiane, on crée à chaque itération un sous-problème englobant plusieurs centres ainsi que les entités qui y sont rattachées. Ce sous-problème est ensuite optimisé par une méthode heuristique (avec évaluation partielle du voisinage) dans le cas de *POPMUSIC* ou de manière exacte (*PLE*) dans *MIMAUSA*.

Par ailleurs, une décomposition en plusieurs sous-problèmes suggère qu'il est possible de procéder à un traitement du problème global sur plusieurs machines en parallèle. Le travail réalisé a donc également consisté à étudier les possibilités de parallélisation de *MIMAUSA* ou *POPMUSIC* pour le problème considéré.

L'utilisation de méthodes heuristiques et exactes intégrées dans les méta-heuristiques pour la résolution des sous-problèmes ainsi que l'introduction du parallélisme à différents niveaux a permis de montrer que ces différentes techniques de décompositions permettent de résoudre efficacement des problèmes de grande taille, ainsi que l'illustrent les résultats obtenus sur des problèmes classiques (*TSPLIB*) de grande taille.

**RÉFÉRENCES**

- [1] É. D. Taillard, S. Voss, "*POPMUSIC : Partial Optimization Metaheuristic Under Special Intensification Conditions*", Technical report, Institute for Computer Sciences, EiVD, Yverdon, 1999. in C. Ribeiro, P. Hansen (eds), *Essays and surveys in metaheuristics*, Kluwer, 2001, 613–629.
- [2] T. Mautor, P. Michelon, "*MIMAUSA : an application of Referent Domain Optimization*", PRISM & LIA, 1997.
- [3] É. D. Taillard, "*Heuristic Methods for Large Centroid Clustering Problems*", *Journal of Heuristics* 9 (1), 2003, 51-73.

## Processus de décision markoviens en présence de préférences non classiques

Paul WENG<sup>1</sup>

*1. LIP6, France*

paul.weng [at] lip6.fr

**Mots-clés :** processus de décision markoviens, préférence non-classique, recherche arrière, itération de la politique

Le modèle des processus de décision markoviens s'est imposé ces dernières années comme le modèle standard pour la représentation et la résolution de problèmes de planification dans l'incertain. L'utilisation du modèle classique impose cependant certaines hypothèses fortes concernant notamment la structure de préférence induite par la fonction de coût utilisée. L'objet de ce travail est de considérer des structures de préférence plus générales et d'examiner dans quelle mesure les méthodes classiques de résolution des processus de décision markoviens peuvent être adaptées à ces structures.

Le modèle de préférences utilisé classiquement dans les processus de décision markoviens repose d'une part sur l'existence d'une fonction de coût évaluée sur une échelle cardinale et d'autre part sur le choix d'un critère additif d'évaluation des politiques (critère total, total pondéré, moyenne, ...). Ainsi cette structure de préférence est spécifiée à trois niveaux. Une première relation de préférence est définie sur les chemins et à partir de celle-ci, une deuxième relation est définie sur les loteries. De cette dernière découle la relation de préférence sur les politiques, permettant de donner un sens à la notion d'optimalité ou de maximalité sur l'ensemble des politiques.

Dans cet exposé, nous détaillons les hypothèses faites implicitement dans le modèle classique lorsqu'on utilise le critère total ; elles concernent d'une part la comparaison des chemins (préordre complet, associativité faible, préadditivité et propriété archimédienne) et d'autre part, la comparaison des politiques (préordre complet, indépendance et continuité). Nous nous intéressons alors à des processus de décision markoviens exploitant des structures de préférence plus générales (fonction de coût non numérique et/ou non scalaire). Nous explicitons un ensemble de propriétés, sur ces relations de préférence, suffisantes pour garantir le bon fonctionnement de deux méthodes permettant de déterminer les politiques préférées dans un processus de décision markovien : l'une s'inspirant de l'induction arrière et l'autre de l'itération de la politique.

## Recherche Dispersée et Diversification pour le Sac à Dos Multidimensionnel en variables 0-1

Saïd HANAFI<sup>1</sup>, Christophe WILBAUT<sup>1</sup>

*1. Université de Valenciennes, France*

{Said.Hanafi, Christophe.Wilbaut} [at] univ-valenciennes.fr

**Mots-clefs :** sac à dos multidimensionnel en 0-1, recherche dispersée, générateur de diversité

### Résumé :

La Recherche Dispersée est une méta-heuristique proposée par Glover (1977) très efficace sur un ensemble de problèmes en recherche opérationnelle. Les principaux composants d'un algorithme de recherche dispersée sont : génération d'un ensemble initial de solutions d'essai ; amélioration des solutions ; mise à jour de l'ensemble des solutions références ; génération de sous-ensembles de solutions ; et enfin combinaison des sous-ensembles de solutions pour la génération de nouvelles solutions. Nous proposons dans cet article un algorithme de recherche dispersée pour le problème du sac à dos multidimensionnel en variables 0-1 et différents concepts de diversification associés à la phase initiale décrite par Glover (1998) pour la programmation en nombre entiers. Nous présentons différents résultats associés aux générateurs de solutions diverses et à notre population initiale avec la génération de solutions réalisables et non réalisables, ainsi que les résultats finaux obtenus avec notre algorithme de recherche dispersée. Ces résultats, obtenus sur un ensemble de problèmes tests dérivés de la littérature, montrent l'efficacité de notre approche.

### Description de la méthode :

Le sac à dos multidimensionnel en variables 0-1 (0 – 1*SAD*) peut être formulé comme suit :

$$\begin{aligned} \max \sum_{j=1}^n c_j x_j \\ \text{s.c.} \quad \sum_{j=1}^n A_i^j x_j \leq b_i, \forall i \in M = \{1, \dots, m\} \\ x_j \in \{0, 1\}, \forall j \in N = \{1, \dots, n\} \end{aligned}$$

où  $N$  est l'ensemble des objets,  $M$  est l'ensemble des contraintes avec une capacité  $b_i$ ,  $A_i^j$  est le poids associé à l'objet  $j$  pour la contrainte  $i$ , et les coefficients  $c_j$  représentent les profits des objets. Le but du problème est de choisir un sous-ensemble de  $N$  de manière à maximiser le profit total en respectant l'ensemble des contraintes de capacité. Ce problème fait partie de la classe des problèmes NP-difficiles avec de nombreuses applications telles que la gestion de budget [Hun99] ou la sélection de projets. De nombreuses méthodes ont été proposées pour résoudre ce problème avec par exemple des algorithmes génétiques [AW03], la recherche tabou [GKM03], ou encore les algorithmes hybrides [Hun94] par exemple. Il existe différents travaux présentant les différentes approches proposées pour ce problème [BC85].

La recherche dispersée est une méta heuristique proposée par Glover [Bil99] et qui peut être vue comme une méthode évolutive. Cette méthode et sa généralisation appelée chemins reliant sont très efficaces pour la résolution de problèmes difficiles. Les principaux composants de la recherche dispersée sont : un composant pour la génération d'un ensemble de solutions diverses ; une méthode pour l'amélioration des solutions. Cette méthode doit pouvoir gérer à la fois les solutions réalisables et non réalisables ; un composant pour la mise à jour de l'ensemble des solutions références qui consiste à conserver dans l'ensemble les meilleures solutions en fonction de certains critères ; une méthode pour la génération de sous-ensembles de solutions ; et enfin une méthode pour la combinaison de ces sous-ensembles et la génération de nouvelles solutions.

Nous nous intéressons en premier lieu dans cet article à la phase initiale de la recherche dispersée et plus précisément à la génération d'une population initiale de bonne qualité et à des générateurs de solutions diverses proposés par Glover (1998). La population initiale est générée en utilisant différentes heuristiques. Nous considérons des heuristiques de type constructif/destructif. Une heuristique constructive (resp. destructive) essaie d'affecter la valeur '1' (resp. '0') aux variables initialement à '0' (resp. '1') dans la solution courante tant que (resp. jusqu'à ce que) les contraintes de

capacités sont respectées. Dans des heuristiques de ce type les variables sont considérées selon un certain ordre déterminé par exemple en utilisant un multiplicateur pour trier les variables. Nous utilisons aussi une heuristique d'amélioration d'une solution d'essai  $x^\circ$  qui affecte successivement la valeur '0' aux variables initialement à '1' dans la solution  $x^\circ$  et tente de remplacer cette variable par une ou plusieurs autres variables. Il est aussi possible d'utiliser une stratégie d'oscillation [EB91, Hun91] qui combine les heuristiques constructives et destructives pour améliorer les solutions du  $(0 - 1SAD)$ . Une autre possibilité pour obtenir une solution réalisable est d'arrondir une solution optimale de la relaxation en continu du  $(0 - 1SAD)$ . Une telle solution peut cependant être très éloignée de la valeur optimale du problème et il est possible de l'améliorer en exploitant la résolution de la relaxation en continu. Après avoir récupéré une solution optimale nous fixons l'ensemble des variables entières dans cette solution à leur valeur et nous obtenons un problème réduit de petite taille associé aux variables fractionnaires. La résolution exacte de ce problème nous permet de récupérer une solution réalisable du  $(0 - 1SAD)$ . Une généralisation de cette approche consiste à fixer un ensemble de variables et à résoudre de manière exacte ou approchée les problèmes réduits associés.

Pour compléter l'ensemble de solutions initiales nous utilisons un générateur de solutions diverses proposé par Glover [Cam99] pour la programmation en nombre entiers. Glover donne une approximation du nombre de solutions générées en fonction de certains paramètres. Nous proposons différentes formules pour préciser le nombre exact de solutions distinctes générées ainsi que le nombre de répétitions.

Dans notre algorithme de recherche dispersée pour le  $(0 - 1SAD)$  notre ensemble de solutions référence est divisé en trois sous-ensembles. Le premier correspond aux meilleures solutions rencontrées au cours de la recherche en terme de valeur objective. Dans le second sous-ensemble nous conservons des solutions réalisables diverses qui nous permettent d'explorer différentes parties de l'espace de recherche. Enfin une troisième partie est réservée aux solutions non réalisables proches de la frontière réalisable. Généralement pour les problèmes de  $(0 - 1SAD)$  les meilleures solutions se trouvent à la frontière entre les domaines réalisable et non réalisable et nous utilisons ces solutions non réalisables pour les combiner avec d'autres solutions dans le but d'obtenir des solutions réalisables proches de la valeur optimale du problème.

Nous utilisons un composant pour la génération de sous-ensembles de solutions comme décrit par Glover, et nous proposons l'utilisation de différentes fonctions de combinaisons de solutions et de sous-ensembles de solutions pour l'obtention de nouvelles solutions dans le processus. Ces combinaisons sont de type convexe, de type croisement, basées sur la notion de fréquence, .... Enfin nous avons un composant de mise à jour de l'ensemble référence qui permet de remplacer les solutions présentes dans cet ensemble par de nouvelles solutions rencontrées durant le processus en fonction du type de solution : meilleure solution en terme de valeur, solution diverse (la notion de distance entre solution est utilisée ici), ou solution non réalisable.

Les résultats numériques obtenus sur un ensemble d'instances dérivées de la littérature montrent l'efficacité de notre approche. En effet certaines meilleures valeurs connues sont égalées et d'autres dépassées à la fin de notre phase initiale ou à la fin de notre algorithme de recherche dispersée.



**RÉFÉRENCES**

- [1] P.Chu and J.Beasley. "A genetic algorithm for the multidimensional knapsack problem". *Journal of Heuristics*, 4 pp. 63-86, 1998.
- [2] A.Fréville. "The multidimensional 0-1 knapsack problem : An overview". A paraître dans *European Journal of Operational Research*.
- [3] F.Glover. "Heuristics for Integer Programming Using Surrogate Constraints". *Decision Sciences*, Vol.8, 1, pp.156-166, 1977.
- [4] F.Glover. "A Template for Scatter Search and Path Relinking". Notes de recherche dans *Computer Science*, 1363, pp.13-54, 1998.
- [5] F.Glover and G.Kochenberger. "Critical event tabu search for multidimensional knapsack problems". *Theory and Applications*, 407-427. Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [6] S.Hanafi and A.Fréville. "An efficient tabu search approach for 0-1 multidimensional knapsack problem". *European Journal of Operational Research*, 106 pp. 659-675, 1998.
- [7] V.C.Li and G.L.Curry. "Solving Multidimensional Knapsack Problems with Generalized Upper Bounds Constraints Using Event Critical Tabu Search". A paraître dans *Computers and Operations Research*.
- [8] M.Laguna, R.Marti. *Scatter Search. Methodology and Implementations in C*. Kluwer Academic Publishers, 2003.
- [9] M. Vasquez and J.K. Hao. "Une approche hybride pour le sac à dos multidimensionnel en variables 0-1", *RAIRO Operations Research*, 35, pp. 415-438, 2001.
- [10] H.M.Weingartner. "Capital budgeting of interrelated projects : Survey and synthesis". *Operations Research*, 12, pp. 485-516, 1966.

## Modélisation d'un problème de transports publics en milieu urbain : couplage d'un flot entier et d'un multiflot fractionnaire

Loïc YON<sup>1</sup>, Alain QUILLIOT<sup>1</sup>

1. LIMOS, France

{loic.yon, alain.quilliot} [at] isima.fr

**Mots-clefs :** Transports publics, multiflot

Nous présentons une modélisation d'un problème de transports publics en milieu urbain avec gestion de flux de passagers : la conception des tournées de bus pour une compagnie de transports publics. On peut prendre différents critères d'évaluation au regard des acteurs considérés. Les compagnies de transport s'attachent avant tout aux critères d'efficacité et de rentabilité, les passagers à la qualité de service. L'état, lui, a d'autres préoccupations comme, par exemple, la sauvegarde de la vocation de service public ou social.

Nous considérons un graphe orienté  $G = (V, E)$  où  $V$  est l'ensemble des nœuds et  $E$  l'ensemble des arcs. Chaque nœud correspond à un arrêt possible du bus ou bien à une intersection de rues dans le réseau réel. Chaque arc représente une route entre deux arrêts ou deux intersections.

Nous supposons connus les désirs des usagers potentiels. Ceux-ci se traduisent sous la forme d'un ensemble  $K$  de commodités, c'est-à-dire de tuples  $(o_k, d_k, D_k)$  où  $o_k$  est l'origine,  $d_k$  la destination et  $D_k$  la demande maximale pour la commodité  $k$ . On se limite exclusivement à un seul moyen de transport : le bus. Pour accéder au réseau de bus, les usagers marchent et ils n'empruntent celui-ci que s'ils sont satisfaits de la qualité de service.

Nous cherchons un système de transport  $\Gamma$  - une tournée, un ensemble de tournées, ou toute autre topologie prédéfinie - qui respecte les objectifs ou contraintes suivants :

- le coût de  $\Gamma$  doit être soit minimal, soit maîtrisé, c'est-à-dire inférieur à une valeur seuil  $S$  (respectueux d'une enveloppe budgétaire).
- $\Gamma$  doit respecter des contraintes de forme, techniques ou de desserte. Ces dernières contraintes, territoriales, sont liées à la vocation de service public du système envisagé.
- la satisfaction des usagers, perçue par la qualité de service, doit être la meilleure possible.

La qualité de service peut s'exprimer de nombreuses manières (temps de voyage global ou simplement de bus ou de marche, bonne accessibilité : temps d'attente et temps de marche raisonnables, politique de tarification adaptée, ...). Pour la quantifier, nous nous limitons au calcul du temps global passé à voyager.

On donne  $A \subset E$  un ensemble support de  $E$ , un vecteur capacité entier  $MAX = (MAX_e)_{e \in E}$ , deux familles de vecteurs  $C_{\min} = (C_{\min_e}^k)_{e \in E, k \in K}$  et  $C_{\max} = (C_{\max_e}^k)_{e \in E, k \in K}$ , deux vecteurs coût positifs  $c = (c_e)_{e \in E}$  et  $p = (p_e)_{e \in E}$ ,  $b_v^k$  est une constante qui vaut  $-1$  si  $v = o^k$  ou  $+1$  si  $v = d_k$  et  $0$  sinon. On peut exprimer ce problème comme un problème de couplage d'un flot entier  $F$ , un flot "véhicule", et d'un multiflot fractionnaire  $f = (f^k)_{k \in K}$  représentant le déplacement des usagers :

Le problème, NP-difficile, est très proche des problèmes étudiés en conception de réseaux et télécommunications mais nécessite néanmoins un traitement particulier. Notre approche de résolution, heuristique, est fondée sur une méthode de décomposition maître-esclave où le multiflot  $f$  joue un rôle central. En particulier, on introduit un problème auxiliaire où l'on cherche à minimiser une fonction du multiflot agrégé.

Nous exposerons tout d'abord le cas où le multiflot n'a qu'une seule composante, puis nous généraliserons ce résultat au cas où les différentes commodités sont relativement petites devant la demande totale (ce qui est le cas dans le type de problèmes étudiés). On manipulera en effet le multiflot comme un flot simple, le flot agrégé, que l'on pourra décomposer à nouveau en le multiflot d'origine. La décomposabilité est assurée par l'introduction de coupes dites "métriques" durant le processus de résolution.

**minimiser**  $Z = \sum_{e \in E} c_e F_e + p_e \sum_{k \in K} f_e^k$   
 sous les contraintes

$$F \leq MAX \quad (1)$$

$$C_{\min} \leq f \leq C_{\max} \quad (2)$$

$$\sum_{e \in \omega^+(v)} F_e - \sum_{e \in \omega^-(v)} F_e = 0 \quad \forall v \in V \quad (3)$$

$$\sum_{e \in \omega^+(v)} f_e^k - \sum_{e \in \omega^-(v)} f_e^k = b_v^k \quad \forall v, \forall k \quad (4)$$

$$\sum_{k \in K} f_e^k \leq F_e \quad \forall e \in A \quad (5)$$

$$F \in \mathbb{N} \quad (6)$$

$$f \in \mathbb{R}^+ \quad (7)$$

## RÉFÉRENCES

- [1] L. Bodin, B. Golden, A. Assad et M. Ball. *Routing and Scheduling of Vehicles and Crews. The State of Art*, Comput. & Ops Res, 10(2) :63–211, 1983.
- [2] J.F. Benders. *Partitioning procedures for solving mixed variable programming problems*, Numerische Mathematik, 4(238–252), 1962.
- [3] Philippe Mahey, Abdelhamid Benchakroun et Florence Boyer. *Capacity and flow assignment of data networks by generalized Benders decomposition*, Journal of Global Optimization, 20 :173–193, 2001.

## Dimensionnement Multiples Termes d'une équipe

Tahar ZEMMOURI<sup>1</sup>, Peter CHAN<sup>2</sup>, Michael HIROUX<sup>1</sup>, George WEIL<sup>1</sup>

1. TIMC - EQUITIME, France

2. EQUITIME, FRANCE

{tzemmouri, mhiroux, gweil} [at] equitime.fr, peter.chan [at] laposte.net

**Mots-clefs :** Planification de personnels, Optimisation Combinatoire

Le dimensionnement et l'ordonnement des équipes de travail est un facteur critique de succès pour toutes les entreprises humaines (voire un facteur de survie) dans le contexte global d'aujourd'hui où les besoins fluctuent à tout le temps. A l'échelle annuelle, les fluctuations sont dues aux activités saisonnières (p. ex. La récolte, les vacances ou les soldes). A l'échelle hebdomadaire, différents cycles peuvent s'appliquer aux besoins des clients (des ventes des week-ends, les activités extra-scolaires le mercredi, les entrées-sorties des hôpitaux le lundi, etc.). A l'échelle journalière, des besoins fluctuent suivant le rythme urne-diurne.

Si les entreprises ont besoin de souplesse afin de satisfaire ces besoins, la vie personnelle et familiale des employés doit être protégée : à chaque terme, la réglementation du travail a précisé les limites. Voir la table ci-dessous :

	Levels	Conditions
1	Jour	Une pause par jour : après 6 h. max. de travail continu, il doit avoir une pause de 30 minutes.
2	Jour	Temps de travail : maximum de 10 h. par jour
3	Jour	Temps de présence totale (amplitude) 12 h.
4	Jour	Entre 2 vacances successives : au moins 12 h de repos
5	Semaine	Au plus 1 vacation par jour
6	Semaine	Maximum de M jours travaillés par semaine
7	Semaine	Sur B week-ends, A week-ends de repos
8	Semaine	Nombre d'heures travaillées par semaine
9	Annuel	Nombre de semaines hautes sur un horizon de 12 semaines
10	Annuel	Nombre d'heures travaillées sur l'année

Nous avons construit des modèles logiques qui exploitent la réglementation du travail à tous les termes comme des contraintes dans le calcul des plannings détaillés (voir [CW02]). Par rapport aux méthodes et modèles enseignés à l'école qui analysent un seul terme à la fois, notre approche est innovatrice mais nécessaire afin de produire des plannings légaux de tout point de vue. Dans cette communication, nous analysons le dimensionnement des équipes en prenant en compte la réglementation à tous les niveaux.

Dans le contexte du centre d'appel téléphonique, des théories de queue ont été utilisées en Statistique pour le dimensionnement des équipes par rapport à la qualité désirée de réactivité. (voir [GKM03]). Le temps entre les appels entrants et leurs durées sont modélisées en minutes. Dans le contexte de salaires à multiples vacations, une autre méthode plus globale a été proposée pour dimensionner une équipe de travail basé sur les contraintes légales ([BC85], [EB91], [Hun91], [Hun93], [Hun95], [Hun99], [Nar00] et [AW02]).

Nous généralisons cette méthode de dimensionnement mais nous proposons une extension exploitant la réglementation à tous les termes (journalier, hebdomadaire, trimestriel et annuel). Les résultats en seront plus fiables. Pour cette communication, nous prenons l'hypothèse que les employés n'ont qu'une seule compétence. Notre prochaine étape est d'étendre nos résultats aux employés à multiples compétences.

**RÉFÉRENCES**

- [AW02] Azmat C. et Widmer M., *Shift Planning and Scheduling under annualized hours : a simple 3-step approach*, 14<sup>th</sup> Mini EURO Conference on Human Centred Processes, Luxemburg 2002.
- [Bil99] Billionnet A., *Integer Programming to schedule a hierarchical workforce with variable demands*, EJOR **114** : 105-114, 1999.
- [BC85] Burns R.N. et Carter M.W., *Work Force Size and Single Shift Schedules with Variable Demands*, Management Science **31** (5) : 599-607, 1985.
- [Clu82] Clutterbuck D., "After flexible hours, now its flexi-years", International Journal of Management, 37(3) : 31-36, 1982.
- [CW02] Chan P et WEIL G., *Using Multiple-level Models to solve large-scale employee scheduling*, ECAI 2002 Workshop on Modelling and Solving Problems with Constraints.
- [EB91] Emmons H. et Burns R.N., *Day off Scheduling with Hierarchical Worker Categories*, Operations Research **39** : 484-95, 1991.
- [GKM03] Gans N., Koole G., et Mandelbaum A., *Telephone Call Centers : Tutorial, Review and Research Prospects*, Manufacturing & Service Operations Management © 2003 INFORMS **5** (2) : 79-141, Spring 2003.
- [Hun91] Hung R., *Single Shift Workforce Scheduling under a Compressed Workweek*, OMEGA **19** (5) : 494-497, 1991.
- [Hun93] Hung R., *A Three-day Workweek Multiple-Shift Scheduling Model*, J. Opl. Res. Soc. **44** (2) : 141-146, 1993.
- [Hun94] Hung R., *Multiple-shift workforce scheduling under the 3-4 workweek with different weekday and weekend labour requirements*, Management Science **40** (2) 280-284, 1994.
- [Hun99] Hung R., *A Multiple-shift workforce scheduling model under Annualized Hours*, Naval Research Logistics **46** : 726-736, 1999.
- [Nar00] Narasimhan R., *An algorithm for multiple shift scheduling of hierarchical workforce on four-day or three-day workweeks*, INFOR **38** (1) : 14-32, 2000.

## Dimensionnement des équipes à multiples compétences

Tahar ZEMMOURI<sup>1</sup>, Peter CHAN<sup>2</sup>, Michael HIROUX<sup>1</sup>, George WEIL<sup>1</sup>

1. TIMC - EQUITIME, FRANCE

2. EQUITIME - FRANCE

{tzemmouri, mhiroux, gweil} [at] equitime.fr, peter.chan [at] laposte.net

**Mots-clefs :** Planification de personnels, Optimisation Combinatoire

Dans le contexte global, toutes les organisations doivent introduire la souplesse dans la gestion des équipes de travail. Ceci est particulièrement important dans les opérations dites à feux continus. La solution consiste à annualiser le temps de travail et de constituer des équipes avec des multiples compétences. Dans cette communication, nous analysons le dimensionnement des équipes à multiples compétences, l'annualisation est traitée dans une autre communication soumise à cette conférence.

Le dimensionnement et l'ordonnement d'une équipe ont été analysés par la communauté scientifique et plusieurs méthodes ont été proposées. Il y a des modèles explicites et implicites avec des outils de la programmation linéaire en nombres mixtes (voir [Bil99]). Une autre méthode plus globale a été proposée pour traiter des situations spécifiques (voir [BC85], [EB91], [Hun91], [Hun93], [Hun94], [Hun99], [Nar00], [AW03]). Dans cette communication, nous généralisons la méthode [EB91] au traitement des équipes multiples compétentes (voir [Cam99]). Ce type d'organisation diffère du modèle hiérarchique souvent rencontré dans les institutions publiques.

En multiples compétences, si un employé a la compétence nécessaire pour un poste, alors il peut être affecté à ce travail, indépendamment de *catégorie*. Ce modèle est très populaire dans le secteur privé, et particulièrement dans les centres d'appels téléphoniques, où la productivité a été améliorée et a entraîné du progrès récent dans les théories de queue en Statistique (voir [KPT03], [GKM03]).

Par exemple : avec les compétences  $s_1$ ,  $s_2$  et  $s_3$ , la catégorie la plus haute dans le modèle hiérarchique possède les compétences  $\{s_1, s_2, s_3\}$ , les autres catégories ayant les compétences  $\{s_1, s_2\}$ , et  $\{s_1\}$ . Le modèle multiple compétence peut gérer des personnes avec des compétences  $\{s_3\}$ ,  $\{s_1, s_3\}$  ou  $\{s_2, s_3\}$ . Etant donné une équipe à multiples compétences, il est possible de couvrir les besoins avec différents salaires avec la même compétence. Afin de dimensionner l'équipe sans connaître les affectations précises, nous proposons étendre la méthode de [EB91] à tous les **sous-ensembles de compétences**.

Considérons la première borne inférieure : les besoins mono-compétents par jour doivent être inférieurs ou égaux au nombre de salariés disponibles. Dans le contexte multiples compétences, les besoins journaliers en compétence  $s$  doivent être inférieurs ou égaux au nombre de salariés ayant cette compétence. Cette condition est nécessaire mais insuffisante car les mêmes salariés multi-compétents peuvent être affectés à d'autres compétences.

Notre méthode consiste à calculer cette borne pour tous les sous-ensembles de compétences et non seulement une compétence à la fois. Dans le cas de trois compétences, nous considérons les cas suivants :

- $\{s_1\}, \{s_2\}, \{s_3\}$  : Besoins  $\{s_i\} \leq$  Salariés ayant la compétence  $s_i$
- $\{s_1, s_2\}, \{s_1, s_3\}, \{s_2, s_3\}$  : Besoins  $\{s_i \cup s_j\} =$  Besoins  $\{s_i\} +$  Besoins  $\{s_j\} \leq$  Salariés ayant la compétence  $\{s_i\}$  et/ou compétence  $\{s_j\}$ , avec  $i \neq j$ .
- $\{s_1, s_2, s_3\}$  : Besoins  $\{s_1 \cup s_2 \cup s_3\} =$  Besoins  $\{s_1\} +$  Besoins  $\{s_2\} +$  Besoins  $\{s_3\} \leq$  Salariés ayant la compétence  $\{s_1\}$  et/ou  $\{s_2\}$  et/ou  $\{s_3\} =$  Total de l'équipe.

Cette méthode n'exige pas de connaître l'affectation des salariés suivant leur compétence mais il faut multiplier les calculs pour chaque borne.

Nous avons présenté la toute première étape dans la gestion des multiples compétences : le dimensionnement. Dans notre présentation, nous présentons un algorithme pour créer des plannings exploitant les multiples compétences.

**RÉFÉRENCES**

- [AW03] Azmat C. et Widmer M., *Shift Planning and Scheduling under annualized hours : a simple 3-step approach*, 14<sup>th</sup> Mini EURO Conference on Human Centred Processes, Luxemburg 2003.
- [BC85] Burns R.N. et Carter M.W., *Work Force Size and Single Shift Schedules with Variable Demands*, *Management Science* **31** (5) : 599-607, 1985.
- [Bil99] Billionnet A., *Integer Programming to schedule a Hierarchical Workforce with Variable Demands*, *EJOR* **114** : 105-114, 1999.
- [Cam99] Campbell G., *Cross-Utilization of Workers Whose Capabilities Differ*, *Management Science*, **45** (5) : 722-728, 1999.
- [EB91] Emmons H. et Burns R.N., *Day off Scheduling with Hierarchical Worker Categories*, *Operations Research* **39** : 484-495, 1991.
- [GKM03] Gans N., Koole G., et Mandelbaum A., *Telephone Call Centers : Tutorial, Review and Research Prospects*, *Manufacturing & Service Operations Management* © 2003 *INFORMS* **5** (2) : 79-141, Spring 2003.
- [Hun91] Hung R., *Single Shift Workforce Scheduling under a Compressed Workweek*, *OMEGA* **19** (5) : 494-497, 1991.
- [Hun93] Hung R., *A Three-day Workweek Multiple-Shift Scheduling Model*, *J. Opl. Res. Soc.* **44** (2) : 141-146, 1993.
- [Hun94] Hung R., *Multiple-shift workforce scheduling under the 3-4 workweek with different weekday and weekend labour requirements*, *Management Science* **40** (2) 280-284, 1994.
- [Hun99] Hung R., *A Multiple-shift workforce scheduling model under Annualized Hours*, *Naval Research Logistics* **46** : 726-736, 1999.
- [HW01] Horbury C.R.J et Wright M.S., *Multiskilling : implications for safe operations*, Greenstreet Berman Ltd., Research funded by the Health and Safety Executive, UK, document available at [www.greenstreet.co.uk/Multiskilling.pdf](http://www.greenstreet.co.uk/Multiskilling.pdf)
- [KPT03] Koole G., Pot A., et Talim J., *Routing Heuristics for Multi-Skill Call Centres*, *Proceedings of the 2003 Winter Simulation Conference*.
- [Nar00] Narasimhan R., *An algorithm for multiple shift scheduling of hierarchical workforce on four-day or three-day workweeks*, *INFOR* **38** (1) : 14-32, 2000.

## Index des auteurs

<b>A</b>	
Aït-Kadi Daoud .....	37
Abi-Zeid Irène .....	23
Absi Nabil .....	24
Alaya Inès .....	25
Appel Ron D. ....	14
Artiba Abdelhakim .....	82
<b>B</b>	
Bérard Sèverine .....	16
Bachelet Bruno .....	27
Barichard Vincent .....	63
Basseur Matthieu .....	29
Ben Ahmed Mohamed .....	70
Beuthe Michel .....	30
Bibi M.O .....	49
Bierlaire Michel .....	4
Blin Guillaume .....	17
Bouffioux Christophe .....	30
Boutevin Corinne .....	31
Brauner Nadia .....	33
Burri Gregory .....	95
<b>C</b>	
Chakhar Salem .....	34
Chan Peter .....	120, 122
Chardy Matthieu .....	36
Chauvet Fabrice .....	111
Chouinard Marc .....	37
Chretienne Philippe .....	111
Constans Sophie .....	40
Cossard Nicolas .....	42
Costa Marie-Christine .....	89
Cucu Liliana .....	45
<b>D</b>	
D'Amours Sophie .....	37
Delsuc Marc André .....	84
Demange Marc .....	51
Dolgui Alexandre .....	47
Douar née Radjef Sonia .....	49
Duhamel Christophe .....	50
Dupas Rémy .....	64
<b>E</b>	
Ekim Tinaz .....	51
Esteve Bertrand .....	52
Ettarres Yamna .....	54
<b>F</b>	
Fondacci Rémy .....	40
Fortin Dominique .....	55
Fortz Bernard .....	56
<b>G</b>	
Gagné Caroline .....	58
Galea François .....	57
Ghédira Khaled .....	25
Goldschmidt Olivier .....	40
Goncalves Gilles .....	64
Gourgand Michel .....	31, 42
Gröflin Heinz .....	60
Gras Robin .....	14
Gravel Marc .....	58
Greco Salvatore .....	90
Guinand Frédéric .....	15
Guschinsky Nikolay .....	47
<b>H</b>	
Hanafi Saïd .....	91, 115
Hao Jin-Kao .....	61, 63, 86
Hernandez David .....	14
Hiroux Michael .....	120, 122
Housroum Haiyan .....	64
Hsu Tienté .....	64
<b>I</b>	
Iassinovski Sergueï .....	82
<b>J</b>	
Jemai Jaber .....	65
Jost Vincent .....	33
<b>K</b>	
Kedad-Sidhoum Safia .....	24
Kister Guilhem .....	84
Klinkert Andreas .....	60
Kunsch Pierre .....	66
<b>L</b>	
Lamontagne Luc .....	23
Lardeux Frédéric .....	61
Lemaire Pierre .....	67
Lenté Christophe .....	68
Levin Genrikh .....	47
<b>M</b>	
M'Rabet Wiem .....	70
Mahey Philippe .....	50, 111
Mangione Fabien .....	72
Martin Bruno .....	74
Mautor Thierry .....	75, 112
Meersman Hilde .....	30
Mellouli Khaled .....	54, 65
Meulle Mickael .....	79



Mousseau Vincent .....	34	Torres-Jimenez Jose .....	86
<b>N</b>		Truffot Jerome .....	50
Naudin Edith .....	75	<b>V</b>	
Nguyen Quang .....	77, 79	Vandaele Els .....	30
Norre Sylvie .....	31, 42	Varone Sacha .....	110
<b>O</b>		Vatinlen Benedicte .....	111
Oussedik Sofiane .....	11	Vial Jean-Philippe .....	8, 102
<b>P</b>		<b>W</b>	
Pecorari Agustin .....	72	Waelti Philippe .....	98, 112
Penz Bernard .....	72	Weil George .....	120, 122
Pham Dinh Nguyen .....	60	Weng Paul .....	114
Picouveau Christophe .....	89	de Werra Dominique .....	9, 51, 89
Pictet Jacques .....	81	Wilbaut Christophe .....	115
Pirard Florence .....	82	<b>Y</b>	
Price Wilson .....	58	Yahi Nasser .....	52
<b>Q</b>		Yon Loïc .....	118
Quadri Dominique .....	83	<b>Z</b>	
Quilliot Alain .....	118	Zemmouri Tahar .....	120, 122
<b>R</b>		Zuber Jacques .....	98
Rabia Aurélia .....	15		
Radjef M Saïd .....	49		
Ravel Patrice .....	84		
Riane Fouad .....	82		
Rivals Eric .....	16		
Rodriguez-Tello Eduardo .....	86		
Rolland Antoine .....	88		
Roucairol Catherine .....	5, 57		
Roy Bernard .....	6		
<b>S</b>			
Saubion Frédéric .....	61		
Schindl David .....	89		
Semet Frédéric .....	91		
Seynhaeve Franck .....	29		
Sinoquet Christine .....	17		
Slowinski Roman .....	90		
Solnon Christine .....	25		
Sorel Yves .....	45		
Souid Mahdi .....	91		
Storme Louis-Xavier .....	94		
<b>T</b>			
T'kindt Vincent .....	52		
Taillard Éric .....	95, 98, 112		
Talbi El-ghazali .....	29		
Tchernev Nikolay .....	42		
Teghem Jacques .....	101		
Thénié Julien .....	102		
Thizy Jean-Michel .....	103, 105, 108		
Thorup Mikkel .....	56		
Tolla Pierre .....	83		

## Index des orateurs

<b>A</b>	
Abi-Zeid Irène .....	23
Absi Nabil .....	24
Alaya Inès .....	25
<b>B</b>	
Bachelet Bruno .....	27
Basseur Matthieu .....	29
Beuthe Michel .....	30
Bierlaire Michel .....	4
Boutevin Corinne .....	31
Brauner Nadia .....	33
<b>C</b>	
Chakhar Salem .....	34
Chardy Matthieu .....	36
Chouinard Marc .....	37
Constans Sophie .....	40
Cossard Nicolas .....	42
Cucu Liliana .....	45
<b>D</b>	
Dolgui Alexandre .....	47
Douar née Radjef Sonia .....	49
Duhamel Christophe .....	50
<b>E</b>	
Ekim Tinaz .....	51
Esteve Bertrand .....	52
Ettarres Yamna .....	54
<b>F</b>	
Fortin Dominique .....	55
Fortz Bernard .....	56
<b>G</b>	
Galea François .....	57
Gröflin Heinz .....	60
Gravel Marc .....	58
<b>H</b>	
Hao Jin-Kao .....	61, 63
Hernandez David .....	14
Housroum Haiyan .....	64
<b>J</b>	
Jemai Jaber .....	65
<b>K</b>	
Kunsch Pierre .....	66
<b>L</b>	
Lemaire Pierre .....	67
Lenté Christophe .....	68
<b>M</b>	
M'Rabet Wiem .....	70
Mangione Fabien .....	72
Martin Bruno .....	74
<b>N</b>	
Naudin Edith .....	75
Nguyen Quang .....	77, 79
<b>O</b>	
Oussedik Sofiane .....	11
<b>P</b>	
Pictet Jacques .....	81
Pirard Florence .....	82
<b>Q</b>	
Quadri Dominique .....	83
<b>R</b>	
Rabia Aurélia .....	15
Ravel Patrice .....	84
Rivals Eric .....	16
Rodriguez-Tello Eduardo .....	86
Rolland Antoine .....	88
Roucairol Catherine .....	5
Roy Bernard .....	6
<b>S</b>	
Schindl David .....	89
Sinoquet Christine .....	17
Slowinski Roman .....	90
Souid Mahdi .....	91
Storme Louis-Xavier .....	94
<b>T</b>	
Taillard Éric .....	95, 98
Teghem Jacques .....	101
Thénié Julien .....	102
Thizy Jean-Michel .....	103, 105, 108
<b>V</b>	
Varone Sacha .....	110
Vatinlen Benedicte .....	111
Vial Jean-Philippe .....	8
<b>W</b>	
Waelti Philippe .....	112
Weng Paul .....	114
de Werra Dominique .....	9
Wilbaut Christophe .....	115
<b>Y</b>	
Yon Loïc .....	118
<b>Z</b>	
Zemmouri Tahar .....	120, 122