Le bulletin
Semestriel

Bulletin de
la Société Française
de Recherche Opérationnelle
et d'Aide à la Décision

Édition Automne - Hiver 2005
Numéro 15 - décembre 2005

Éditeur .... Marie-Christine Costa, CEDRIC - CNAM, 292 Rue Saint-Martin F75141 Paris cedex 03
Siège social .... Jean-Charles Billaut, Département d'Informatique, Polytech'Tours, 64 avenue Jean Portalis 37200 Tours
Publication .... Eric Sanlaville, LIMOS - Université Blaise Pascal, Campus des Cézeaux, 63173 Aubière Cédex
Site web .... http ://www.roadef.org
Langues officielles ..... Français et anglais

Article invité

Décision et optimisation combinatoire

Olivier Spanjaard [1]
Olivier.Spanjaard@lip6.fr

Introduction

La plupart du temps, la complexité des problèmes d'AD et de RO tient principalement à trois sources de difficulté. Tout d'abord, on peut être amené à prendre en compte plusieurs critères conflictuels (e.g., pour une décision publique, les impacts sociaux, environnementaux etc. sont rarement en adéquation). Une autre source de difficulté est le caractère souvent imprécis de l'information dont on dispose (e.g., le guidage d'un robot mobile équipé de capteurs dans un environnement mal connu). Enfin, une troisième source de difficulté peut être le nombre combinatoire de solutions potentielles.

Les deux premières sources de difficulté renvoient à une *préoccupation de modélisation.* Il s'agit d'étudier, d'une part la représentation des objets sur lesquels portent les préférences, d'autre part la représentation de l'information préférentielle guidant la décision. Les modèles formels développés en théorie de la décision tentent de répondre à cette préoccupation en dépassant le modèle décisionnel classique dont le pouvoir descriptif s'avère bien souvent insuffisant. La troisième source de difficulté, quant à elle, renvoie à une *préoccupation algorithmique.* Le problème ayant été modélisé, il s'agit de le résoudre efficacement malgré la dimension prohibitive de l'espace des solutions. De nombreuses réponses sont apportées par les travaux en algorithmique pour les problèmes combinatoires.

La réalité nous confronte souvent à des situations où plusieurs de ces difficultés coexistent : on rencontre des problèmes qui mêlent des aspects multicritères et combinatoires, incertains et combinatoires, voire les trois à la fois. On est alors amené à prendre en compte simultanément les préoccupations de modélisation et d'algorithmique.

Le modèle décisionnel classique

Nous présentons ici le modèle décisionnel classique pour en pointer les limites. Nous appelons *problème combinatoire discret* tout problème où il faut optimiser une fonction objectif sur un ensemble fini mais très grand de solutions réalisables, défini implicitement comme une sous-famille de l'ensemble des parties d'un ensemble fini de *composantes élémentaires* (e.g., arcs ou arêtes dans les graphes). La plupart du temps, dans les problèmes valués (i.e., pour lesquels on a défini une fonction de valuation f sur les composantes élémentaires), la valeur $f(S)$ d'une solution S se définit comme la somme des valeurs de ses composantes élémentaires (e.g., dans le problème du sac-à-dos, la valeur d'un sac est la somme des valeurs des objets qui le composent). Une solution S_1 est ***préférée*** à une solution S_2 (noté $S_1 \succsim S_2$) si $f(S_1) \leq f(S_2)$; S_1 est ***strictement préférée*** à S_2 (noté $S_1 \succ S_2$) si l'inégalité est stricte ; S_1 et S_2 sont ***indifférentes*** (noté $S_1 \sim S_2$) si $f(S_1) = f(S_2)$[2]. L'usage d'une telle fonction f n'est pas sans conséquence sur la structure de préférence résultante, comme le montre le résultat suivant issu de la théorie du mesurage extensif [10] :

Théorème 1 (Roberts et Luce, 1968) *Soient A un ensemble non vide, $\succsim$ une relation binaire sur A, et $\circ$ un opérateur binaire de concaténation fermé sur A. On peut représenter numériquement une relation binaire $\succsim$ sur A par une fonction $f : A \rightarrow \mathbb{R}$ vérifiant pour tous $a, b \in A$:*

i) $a \succsim b \iff f(a) \leq f(b)$

ii) $f(a \circ b) = f(a) + f(b)$

ssi les hypothèses suivantes sont vérifiées :

H_1 : $\succsim$ *est un préordre complet*

H_2 : $a \circ (b \circ c) \sim (a \circ b) \circ c$

H_3 : $a \succsim b \;\Leftrightarrow\; a \circ c \succsim b \circ c \;\Leftrightarrow\; c \circ a \succsim c \circ b$

H_4 : $a \succ b \;\Rightarrow\; \forall c, d \in A,\; \exists n \in \mathbb{N} : na \circ c \succsim nb \circ d$

Si A représente l'espace des solutions partielles d'un problème combinatoire et $\succsim$ les préférences sur A, on en déduit que l'utilisation d'une fonction coût additivement décomposable (i.e., satisfaisant i et ii) pour diriger la recherche suppose implicitement vérifiées les hypothèses $H_1, \ldots, H_4$. Nous montrons dans la section suivante que certaines de ces hypothèses ne sont pas toujours valides en pratique, appelant ainsi à dépasser le modèle classique.

[1] LIP6 4, place Jussieu 75252 Paris Cedex 05, France

[2] $\succ$ et $\sim$ sont en fait les parties asymétrique et symétrique de la relation $\succsim$.

Modèles non-classiques

Nous présentons maintenant deux types de problèmes, suscitant un intérêt croissant actuellement, qui ne peuvent se réduire au modèle classique car ils ne vérifient pas certaines de ses hypothèses (sans perte de généralité, nous supposons dans la suite être dans une optique de minimisation des coûts) :

• L'*optimisation combinatoire multicritère* vise à traiter des problèmes où les différents aspects à prendre en compte pour comparer des solutions ne sont pas réductibles à un critère coût unique. Une modélisation naturelle est alors d'utiliser des valuations vectorielles (une dimension par critère considéré), la valuation d'une solution pouvant être définie, par exemple, comme la somme des vecteurs coûts de ses composantes élémentaires. Dans un tel contexte, il s'agit de proposer une solution qui est la plus adéquate en prenant en compte l'ensemble des critères, selon un modèle de préférences adapté. Une solution simple quoique peu discriminante, largement étudiée dans la littérature, est d'utiliser une règle de *dominance* qui consiste à préférer une solution à une autre si et seulement si la première a un coût inférieur à la seconde sur tous les critères et strictement inférieur sur au moins un critère. Clairement, un tel modèle viole l'hypothèse H_1 de complétude des préférences. Ainsi, si l'on considère deux critères et les valuations vectorielles associées, $(2,8)$ et $(3,7)$ sont incomparables au sens de ce modèle.

• L'*optimisation combinatoire robuste* a pour objet de traiter des problèmes où la valeur d'une solution dépend de différents scénarios (sources d'informations divergentes, incertitude sur l'état de la nature...), chacun conduisant à un jeu de valuations plausible sur les composantes élémentaires. L'idée est alors de rechercher une solution *robuste*, c'est-à-dire une solution dont la valeur reste acceptable quel que soit le scénario qui finalement se réalise. Lorsque les coûts dépendent d'une variable exogène (comme par exemple l'état du trafic dans un problème d'itinéraire routier) pouvant prendre un ensemble fini de valeurs connues, il est encore une fois naturel d'utiliser des valuations vectorielles (une dimension par scénario considéré). Un modèle couramment employé consiste alors à comparer les solutions selon leur coût au pire (critère minimax). Un tel modèle viole l'hypothèse H_3. Ainsi, si l'on considère deux scénarios et les valuations vectorielles associées on a $(1,12) \succ (13,4)$ alors que $(1,12)+(1,8)=(2,20) \prec (14,12)=(13,4)+(1,8)$.

Dans ces problèmes décisionnels, l'ensemble des solutions potentielles et les préférences sur ces solutions sont définis en compréhension. Étant donné un modèle décisionnel jugé pertinent, il s'agit maintenant d'étudier la difficulté du problème combinatoire induit et de proposer des solutions algorithmiques adéquates pour la détermination des solutions préférées. Nous donnons dans la suite un bref aperçu de la littérature consacrée aux deux types de problèmes décrits ci-dessus, qui nous semblent représentatifs des travaux pouvant être menés à la frontière entre aide à la décision et optimisation combinatoire.

Optimisation multicritère

Le domaine de l'optimisation multicritère s'est largement développé depuis une quinzaine d'années, comme en témoignent plusieurs articles de synthèse et ouvrages sur le sujet [3, 4].

Complexité. Tout d'abord, précisons que ces problèmes combinatoires, comme c'est plus généralement le cas pour de nombreux problèmes fondés sur des préférences incomplètes, ne sont pas *stricto sensu* des problèmes de recherche puisqu'ils ne portent pas sur la recherche d'une unique solution mais de plusieurs solutions (les solutions *non-dominées*, i.e. pour lesquelles il n'existe pas une autre solution qui les domine). Ainsi, l'étude de la complexité de tels problèmes se fait de manière indirecte en étudiant par exemple [16, 4] :

– le *nombre de solutions renvoyées* au pire. On trouve dans la littérature plusieurs exemples d'instances de problèmes pour lesquelles toutes les solutions réalisables sont non-dominées. Le premier exemple d'un tel type d'instance a été donné par Hansen [8] pour la version multicritère du problème de plus court chemin. À la suite de Warburton [19], Papadimitriou et Yannakakis [12] ont montré qu'on peut toujours obtenir une approximation à ε près de l'ensemble des solutions non-dominées (un ensemble P_ε de solutions tel que pour toute solution non-dominée S il existe une solution de P_ε qui, sur tous les critères, a un coût inférieur à $1+\varepsilon$ fois le coût de S) comportant un nombre de solutions polynomial en la taille du problème et en $\frac{1}{\varepsilon}$ (mais exponentiel en le nombre de critères).

– la complexité du *problème de décision associé*. Le problème de décision associé à un problème combinatoire multicritère consiste à décider, étant donné un vecteur, s'il existe une solution dont le coût sur chacun des critères est plus petit que celui du vecteur considéré. De même que dans les problèmes monocritères, le problème d'énumération des solutions non-dominées est au moins aussi difficile que le problème de décision associé. La NP-complétude du problème de décision associé est donc un bon indicateur de la difficulté d'un problème multicritère. À titre indicatif, les problèmes de décision associés aux problèmes de chemins et d'arbres couvrants multicritères ont été prouvés NP-complets [16, 7]. Cela témoigne du saut de complexité quand on passe d'un problème monocritère à sa contrepartie multicritère.

Algorithmes. Précisons tout d'abord que le cas bicritère peut être traité par des approches spécifiques. En particulier, des méthodes en deux phases (détermination des solutions supportées, c'est-à-dire optimisant une combinaison linéaire des critères, puis détermination des solutions non-supportées via des méthodes de recherche locale, ou encore via des méthodes par séparation et évaluation) et des approches par k-optimisation selon l'un des critères (les solutions non-dominées sont souvent des solutions de bonne qualité pour chacun des critères) ont été développées (voir [4] pour des références sur le sujet). Lorsque le nombre de critères est plus grand, les algorithmes développés pour le modèle classique se généralisent plus ou moins bien selon le principe de résolution sous-jacent. Ainsi, le principe d'optimalité de la programmation dynamique reste valide quand on passe du modèle classique au modèle multicritère étudié ici, autrement dit une politique non-dominée est formée de sous-politiques non-dominées. Les problèmes se résolvant en temps polynomial par programmation dynamique pour le modèle classique se résolvent alors généralement en temps pseudo-polynomial pour le cas multicritère. Des sophistications de ces algorithmes permettent de développer des schémas d'approximation polynomiale [5, 1, 2]. *A contrario*, les algorithmes gloutons se prêtent mal au cas multicritère, et perdent considérablement de leur efficacité car on est alors contraint de développer un arbre de recherche de grande taille [13]. Enfin, remarquons que ces approches algorithmiques se trouvent simplifiées lorsqu'on utilise la notion de solution mixte proposée par Serafini [17]. Une solution mixte est une distribution de probabilité sur un ensemble de solutions. Par exemple, dans un problème comportant trois solutions de coûts respectifs $(20, 10)$, $(16, 16)$ et $(10, 20)$, la solution mixte consistant à affecter des probabilités 0.5 à la première et à la troisième solution a une valeur espérée de $(15, 15)$ et domine la deuxième solution pure. Cette notion est naturelle dans les problèmes auxquels on est confronté de nombreuses fois successivement (e.g., le choix quotidien d'un itinéraire routier entre deux mêmes points). Toute solution non-supportée est alors dominée par une solution mixte, ce qui permet de limiter la recherche aux solutions supportées.

Autres modèles. Face au grand nombre de solutions non-dominées ne présentant pas d'intérêt pour le décideur, il peut être intéressant de focaliser l'effort algorithmique sur la recherche d'une solution non-dominée de compromis. Cela présente de plus l'intérêt de permettre le développement de méthodes plus rapides que les méthodes calculant l'ensemble des solutions non-dominées. Dans cet esprit, Galand [6] montre comment concevoir des algorithmes efficaces pour la recherche d'une solution de compromis dans les problèmes multicritères de chemin, en exploitant la propriété qu'une telle solution a souvent une performance moyenne de qualité.

Optimisation robuste

La recherche de solutions robustes dans les problèmes combinatoires est un champ de recherche qui a été longtemps ignoré, mais qui connaît depuis quelques années un développement rapide, à l'image de la place croissante que prend l'analyse de robustesse en AD. Nous nous focalisons ici sur les problèmes de chemins et d'arbres couvrants.

Complexité. Hamacher et Ruher [7] ont montré que le problème de l'arbre couvrant robuste est NP-difficile. Yu et Yang [21] sont arrivés à la même conclusion pour le problème du chemin robuste.

Algorithmes. Un algorithme exact pour résoudre le problème de l'arbre couvrant robuste est proposé dans [7] (algorithme non polynomial bien sûr). Il consiste à énumérer les arbres couvrants dans l'ordre croissant des coûts selon une somme pondérée des critères jusqu'à obtenir un arbre dont la somme pondérée des critères est plus grande (au sens large) que la plus grande composante des arbres précédemment obtenus. On montre qu'alors un arbre couvrant robuste est inclus dans l'ensemble ainsi engendré. Concernant les algorithmes approchés, Warburton [18] a réalisé une étude sur les heuristiques gloutonnes pour le problème de recherche d'une base robuste d'un matroïde, dont le problème de recherche d'un arbre couvrant minimum robuste au sens absolu est une instance particulière. Il a en particulier proposé un schéma d'approximation polynomiale pour ce problème. Pour le chemin robuste, on obtient un algorithme exact en incorporant des techniques de coupe à un algorithme de recherche des chemins non-dominés (car un chemin robuste est non-dominé) [11]. Des algorithmes approchés avec garantie de performance sont obtenus en utilisant l'heuristique consistant à déterminer le plus court chemin au sens de la moyenne arithmétique des critères [21].

Autre modèles. De nombreux travaux visent à obtenir une solution robuste au sens relatif, i.e. une solution minimisant le regret qui est susceptible d'être engendré (l'écart maximal entre la valeur de la solution choisie et la valeur de la solution optimale dans un scénario donné). Yu et Yang [21] ont montré que les résultats précédents s'étendent à la recherche d'une solution robuste au sens relatif, en explicitant une réduction fondée sur une modification des valuations de l'instance, réduction qui peut s'appliquer à de nombreux problèmes. Des modèles ont également été proposés qui font le parallèle entre la comparaison de solutions évaluées selon plusieurs scénarios et la comparaison de distributions de revenus dans une population [14]. Un autre modèle largement étudié consiste à associer un intervalle de valeurs possibles à chaque composante élémentaire, et à définir l'ensemble des scénarios comme le produit cartésien de ces intervalles [20].

Conclusion

De plus en plus de travaux en optimisation combinatoire portent sur des problèmes qui ne sont pas réductibles au modèle décisionnel classique où l'on cherche à optimiser une fonction scalaire additivement décomposable. Nous nous sommes efforcés ici de montrer les travaux qui peuvent être conduits sur ces problèmes à travers deux modèles représentatifs relevant de l'optimisation multicritère et robuste. Une autre voie de recherche qui n'a pas été présentée ici consiste à identifier les propriétés algébriques permettant d'étendre les algorithmes existants pour le modèle classique (e.g. [15]).

Références

[1] E. Angel, E. Bampis et A. Kononov (2003). On the approximate tradeoff for bicriteria batching and parallel machine scheduling problems. *Theoretical Computer Science* **306**, 319 – 338.

[2] C. Bazgan, H. Hugot et D. Vanderpooten (2005). Un schéma général d'approximation pour certains problèmes combinatoires multi-objectifs. Dans le *Recueil des résumés de ROADEF 2005.*

[3] M. Ehrgott et X. Gandibleux (2000). A survey and annoted bibliography of multiobjective combinatorial optimization. *OR Spektrum* **22**, 425 – 460.

[4] M. Ehrgott (2000). Multicriteria optimization. *Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems* **491**, Springer-Verlag.

[5] T. Erlebach, H. Kellerer et U. Pferschy (2002). Approximating multiobjective knapsack problems. *Management Science* **48(12)**, 1603 – 1612.

[6] L. Galand (à paraître). Recherche d'un chemin de meilleur compromis dans un graphe multicritère. Dans les *Actes de ROADEF 2006.*

[7] H.W. Hamacher et G. Ruhe (1994). On spanning tree problems with multiple objectives. *Annals of Operations Research* **52**, 209 – 230.

[8] P. Hansen (1980). Bicriterion path problems. Dans *Multicriteria Decision Making*, G. Fandel et T. Gal.

[9] P. Kouvelis et G. Yu (1997). Robust discrete optimization and its applications. Kluwer.

[10] D.H. Krantz, R.D. Luce, P. Suppes et A. Tversky (1971). Foundations of measurement 1 : Additive and polynomial representations, Academic Press.

[11] I. Murthy et S.S. Her (1992). Solving min-max shortest-path problems on a network. *Naval Research Logistics* **39**, 669 – 683.

[12] C.H. Papadimitriou et M. Yannakakis (2000). On the Approximability of Trade-offs and Optimal Access of Web Sources. Dans *FOCS 2000*, 86 – 92.

[13] P. Perny et O. Spanjaard (2005). A preference-based approach to spanning trees and shortest paths problems. *European Journal of Operational Research* **162**, 584 – 601.

[14] P. Perny, O. Spanjaard et L.-X. Storme (à paraître). A decision-theoretic approach to robust optimization in multivalued graphs. *Annals of Operations Research.*

[15] P. Perny, O. Spanjaard et P. Weng (2005). Algebraic Markov Decision Processes. Dans *Proceedings of the 19th IJCAI Conference*, 1372 – 1377.

[16] P. Serafini (1986). Some considerations about computational complexity for multiobjective combinatorial problems. Dans *Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems* **294**.

[17] P. Serafini (à paraître). Dynamic programming and minimum risk paths. *European Journal of Operational Research.*

[18] A. Warburton (1985). Worst case analysis of greedy and related heuristics for some min-max combinatorial optimization problems. *Mathematical Programming* **33**, 234 – 241.

[19] A. Warburton (1987). Approximation of pareto optima in multiple-objective, shortest-path problems. *Operations Research* **35(1)**, 70 – 79.

[20] H. Yaman, O.E. Karasan, et M.C. Pinar (2001). The robust spanning tree problem with interval data. *Operations Research Letters*, **29**, 31 – 40.

[21] G. Yu et J. Yang (1998). On the robust shortest path problem. *Computers and Operations Research* **25(6)**, 457 – 468.

Article invité

Allocations stables

Mourad Baïou [1]
baiou@cust.univ-bpclermont.fr

1 Introduction

Le problème des allocations stables introduit dans [1], peut être interprété comme celui du problème de transport classique mais *ordinal*. Dans un problème de transport classique (cardinal), chaque agent $i \in I$ est muni d'une quantité $s(i)$ d'un bien à offrir et chaque agent $j \in J$ demande une quantité $d(j)$ du même bien. Les agents dans I peuvent être des "employés", où chaque employé i peut offrir $s(i)$ unités de travail, et les agents dans J seront des employeurs, où chaque employeur j cherche $d(j)$ unités de travail. Si un agent i alloue une quantité $x(i,j)$ à l'agent j, alors un coût égal à $c(i,j)x(i,j)$ est généré. Il s'agit de trouver une allocation qui minimise la somme des coûts générés.

Dans un problème de transport ordinal, il n'est plus question de coûts mais d'ordres. Chaque agent $i \in I$ a un ordre de préférence sur les agents de J qu'il juge acceptable et vice versa. Un *problème d'allocations stables* est un quadruple (Γ, s, d, π), où Γ est un graphe orienté défini sur la grille $I \times J$, I l'ensemble des *agents-lignes* et J l'ensemble des *agents-colonnes*. Les *sommets* du graphe Γ sont les paires (i,j) de la grille $I \times J$, avec $i \in I$ et $j \in J$, où chacun des éléments i et j appartient à la liste de préférence de l'autre. Un arc de Γ peut être de deux types : *un arc horizontal* $\big((i,j_1),(i,j_2)\big)$ qui signifie que l'agent-ligne i préfère l'agent-colonne j_2 à l'agent-colonne j_1 (noté $j_2 >_i j_1$) ; et *un arc vertical* $\big((j,i_1),(j,i_2)\big)$ qui, de la même manière, exprime le fait que l'agent-colonne j pré fère l'agent-ligne i_2 à i_1 (noté par $i_2 >_j i_1$). Il est naturel dans ce contexte d'appeler les sommets qui suivent (resp. précèdent) dans la ligne d'un sommet donné (i,j) *les successeurs* (resp. *les prédécesseurs*) de (i,j) dans sa ligne, et de la même façon sont désignés les successeurs et prédécesseurs d'un sommet dans sa colonne. Dans la Figure 1 les successeurs de (i_1,j_3) dans sa ligne sont (i_1,j_2) et (i_1,j_1). Les vecteurs s, d représentent les offres et les demandes, respectivement, et $\pi \geq 0$ est une matrice à valeurs positives où $\pi(i,j)$ désigne la quantité maximum que l'agent-ligne i et l'agent-colonne j peuvent contracter. Quand la borne entre deux agents $i \in I$ et $j \in J$ n'est pas spécifiée, elle sera systématiquement fixée à $\pi(i,j) = \min\{s(i), d(j)\}$.

Pour faciliter la notation, on peut supposer que $(i,j) \in \Gamma$ pour tout $i \in I$ et $j \in J$, car on pourra toujours associer la valeur $\pi(i,j) = 0$ à un sommet $(i,j) \notin \Gamma$. Une *allocation* $x = (x(i,j))$ pour un problème (Γ, s, d, π) est un ensemble de valeurs réelles vérifiant :

$$\begin{aligned} \textstyle\sum_{j \in J} x(i,j) &\leq s(i), \text{ pour tout } i \in I, \\ \textstyle\sum_{i \in I} x(i,j) &\leq d(j), \text{ pour tout } j \in J, \\ 0 \leq x(i,j) &\leq \pi(i,j), \text{ pour tout } (i,j) \in \Gamma, \end{aligned}$$

appelées respectivement, les contraintes de *lignes*, de *colonnes* et de *bornes*.

Les solutions recherchées sont appelées les allocations stables. Une allocation x est *stable* si pour tout $(i,j) \in \Gamma$,

$$\begin{aligned} x(i,j) < \pi(i,j) \quad \text{implique} \quad & x(i,j) + x(i,j)^{\rightarrow} = s(i) \\ \text{ou} \quad & x(i,j) + x(i,j)^{\uparrow} = d(j), \end{aligned}$$

où

$$\begin{aligned} x(i,j)^{\rightarrow} &\stackrel{\text{def}}{=} \textstyle\sum\{x(i,l) : (i,l) \text{ est un successeur de } (i,j) \text{ dans la ligne } i\}, \\ x(i,j)^{\uparrow} &\stackrel{\text{def}}{=} \textstyle\sum\{x(l,j) : (l,j) \text{ est un successeur de } (i,j) \text{ dans la colonne } j\}. \end{aligned}$$

Si pour un sommet (k,l) la condition ci-dessus n'est pas vérifiée, alors les agents $k \in I$ et $l \in J$ peuvent ensemble améliorer leur allocation : la valeur de $x(k,l)$ peut être augmentée de $\delta > 0$, et les valeurs de $x(k,j) > 0$ pour $j <_k l$ et $x(i,l) > 0$ pour $i <_l k$ peuvent les deux diminuer (si nécessaire) de δ. Les agents i et j à leur tour chercheront à proposer cette quantité δ à d'autres agents et ainsi de suite. Une allocation stable évite ce déséquilibre.

Le problème sera traité uniquement du point de vue des agents-lignes, car il existe une parfaite symétrie entre les deux concepts : lignes et colonnes. Regardons d'abord sur un exemple, ce qu'est un problème d'allocation stable et comment on le représente. Considérons le problème présenté par la Figure 1.

[1] Université Clermont II - LIMOS CNRS UMR 6158, Campus de Cézeaux BP 10125, 63173 Aubière Cedes, France.

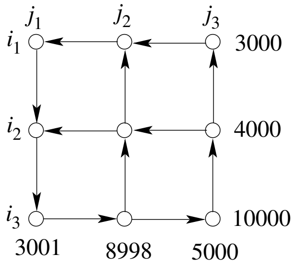


Figure 1.

Les arcs horizontaux représentent les préférences des agents-lignes sur les agents-colonnes et les arcs verticaux représentent celles des agents-colonnes sur les agents-lignes. Les offres des agents-lignes sont $s(i_1) = 3000$, $s(i_2) = 4000$ et $s(i_3) = 10000$ et les demandes des agents-colonnes sont $d(j_1) = 3001$, $d(j_2) = 8998$ et $d(j_3) = 5000$. Les bornes sont $\pi(i,j) = \min\{s(i), d(j)\}$ pour tout $(i,j) \neq (i_2, j_1)$ et $\pi(i_2, j_1) = 1$. x et y sont deux allocations :

$$x = \begin{pmatrix} 1200 & 800 & 1000 \\ 1000 & 1000 & 2000 \\ 801 & 7198 & 2000 \end{pmatrix},$$

$$y = \begin{pmatrix} 0 & 3000 & 0 \\ 0 & 4000 & 0 \\ 3001 & 1998 & 5000 \end{pmatrix}.$$

L'allocation x n'est pas stable. En effet, $x(i_2, j_2) = 1000 < \pi(i_2, j_2) = 4000$, $x(i_2, j_2) + x(i_2, j_2)^{\rightarrow} = 2000 < 4000$ et $x(i_2, j_2) + x(i_2, j_2)^{\uparrow} = 1800 < 8998$. Par contre y est une allocation stable. En fait, elle est l'unique allocation stable.

2 Existence des allocations stables

Le problème d'allocations stables est une généralisation des problèmes de couplages stables, dans le sens où dans ces derniers, les valeurs d'une allocation x sont des 0's ou des 1's, les valeurs de π sont des 0's ou des 1's et les vecteurs s et d sont des vecteurs d'entiers. Dans un problème de couplages stables, on a besoin de savoir si un agent-ligne est affecté à un agent-colonne, par contre dans les problèmes d'allocations stables, on cherche à savoir quelle quantité (réelle ou entière) peuvent contracter les deux agents. Cette généralisation nous permet de voir que l'extension de l'algorithme "propose-dispose" de Gale et Shapley [3] qui montre l'existence d'un couplage stable, que nous appelons l'algorithme *glouton* [1], est mauvaise. En effet, quand les entrées s, d et π sont des entiers, le temps que nécessite cette extension (l'algorithme glouton) pour trouver une allocation stable ne dép end plus seulement du nombre des agents, mais aussi des entrées s, d et π, autrement dit l'algorithme glouton n'est pas fortement polynomial. En plus, si les entrées s, d et π ne sont pas des entiers, alors on ne sait même pas s'il converge ou pas vers une allocation stable.

Dans [1], nous introduisons *l'algorithme inductif.* Cet algorithme trouve une allocation stable en un nombre d'étapes qui ne dépend que du nombre des agents-lignes et agents-colonnes. En plus, ceci est vrai pour n'importe quelles valeurs de s, d et π, qu'elles soient entières ou réelles.

3 Propriétés des allocations stables

Soit (Γ, s, d, π) un problème d'allocations stables. Soient x et y deux allocations stables. La Figure 2 montre les valeurs de x et y que peuvent prendre les sommets d'une ligne i donnée de Γ :

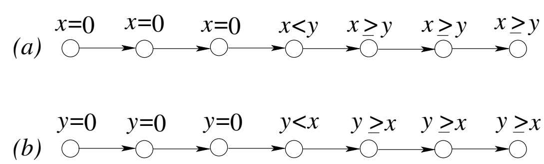


Figure 2.

Il est clair que dans le cas (a) de la Figure 2, l'agent-ligne i préfère x à y et on écrit $x \succ_i y$ et dans le cas (b), il préfère y à x et on écrit $y \succ_i x$. On écrit $x =_i y$ quand i est indifférent entre x et y, à savoir $x(i,\cdot) = y(i,\cdot)$.

Pour une allocation stable x, $i(x)$ désigne l'agent-colonne le moins préféré de i parmi les agents-colonnes j avec $x(i,j) > 0$. Nous avons le résultat suivant pour comparer deux allocations stables pour une ligne donnée :

Théorème 1 *[1] Soient x et y deux allocations stables. $x \succ_i y$ si et seulement si soit $i(x) >_i i(y)$, soit $i(x) = i(y) = j^-$ et $x(i,j^-) < y(i,j^-)$.*

Donc chaque agent-ligne a un ordre complet sur les allocations stables. Cet ordre peut être étendu à un ordre partiel, $\succeq_I$, sur les préférences collectives des agents comme suit :

$$x \succeq_I y \text{ si } x \succeq_i y \text{ pour tout } i \in I.$$

Avec cet ordre partiel, l'ensemble des allocations stables forment un treillis distributif.

Un problème d'allocations stables (Γ, s, d, π) est dit *dégénéré*, si $\sum_{i \in I'} s(i) = \sum_{j \in J'} d(j)$ pour des sous-ensembles $I' \subseteq I$ et $J' \subseteq J$ (avec au moins un sous-ensemble propre). Il est dit *non-dégénéré* s'il n'existe pas de tels sous-ensembles. Si (Γ, s, d, π) est non-dégénéré et en plus $\sum_{i \in I} s(i) \neq \sum_{j \in J} d(j)$, le problème est dit *fortement non-dégénéré.*

Le résultat suivant décrit la structure du treillis d'un problème non-dégénéré.

Théorème 2 *[1] L'ordre partiel $\succeq_I$ sur les allocations stables d'un problème non-dégénéré* (Γ, s, d, π) *est un ordre linéaire complet.*

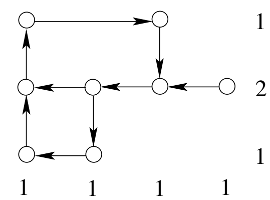
Donc, pour des valeurs entières ou réelles de s, d et π choisies aléatoirement, le problème (Γ, s, d, π) a tendance à être non-dégénéré, donc le treillis correspondant a une structure assez simple, une chaîne. Encore plus :

Théorème 3 *[1] Un problème fortement non-dégénéré contient une unique allocation stable.*

4 Mécanismes d'allocations stables

Soit (Γ, s, d, π) un problème d'allocations stables. Appelons x_I l'allocation stable *optimale du point de vue des agents-lignes*, c'est-à-dire qu'il n'existe pas d'allocation stable y où $y \succ_i x_I$ pour $i \in I$. Quand les entrées s, d et π sont entières, la solution gloutonne donnée à la fin de l'algorithme glouton est l'allocation optimale x_I. Mais dans le cas où les entrées s, d et π sont réelles, l'algorithme inductif ne donne pas forcément l'allocation stable x_I. Un autre algorithme donne l'allocation stable x_I à partir d'une allocation stable quelconque [1] . Dans le cas non-dégénéré, ce même algorithme énumère toutes les allocations stables extrêmes.

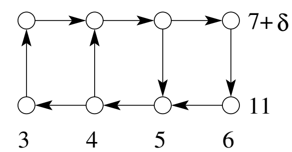
Il peut exister des allocations non stables "assez spéciales" que les agents-lignes préfèrent à x_I selon un critère de comparaison qui semble être naturel (différent de celui donné par le Théorème 1 pour comparer les allocations stables). Dans le problème de la Figure 3, regardez l'allocation stable optimale pour les agents-lignes x_I et l' allocation y non stable. L'allocation y est "naturellement" préférée à x_I par i_2. Mais remarquez que $i_2(x_I) = i_2(y) = j_4$ ($i_2(x_I)$ (resp. $i_2(y)$) est l'agent-colonne le moins préféré de la ligne i_2 parmi les agents-colonnes j avec $x_I(j) > 0$ (resp. $y(j) > 0$)) et $x_I(i_2, j_4) = y(i_2, j_4) = 1$. Donc par le critère de comparaison des allocations *stables*, i_2 serait indifférent entre x_I et y. Dans le problème de la Figure 4, toute allocation qui alloue 7 unités à i_1 et 11 unités à i_2, serait "naturellement" préférée à x_I. Dans ce cas, remarquez que $\sum_{j \in J} x_I(i_1, j) = 7 < s(i_1) = 7 + \delta$, ce qui signifie que pour toute allocation stable y on a $y(i_1, \cdot) = x_I(i_1, \cdot)$. Là encore, d'après une propriété des allocations stables (voir Lemme 9 dans [1]), i_1 serait indifférent entre x_I et toute allocation stable (ou non) qui lui allouerait 7 unités.



$$x_I = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$y = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Figure 3.



$$x_I = \begin{pmatrix} 3 & 4 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 5 & 6 \end{pmatrix}$$

Figure 4.

Nous étendons le critère de comparaison des allocations stables aux allocations non stables pour éviter "seulement" les deux cas de figure traités ici, comme suit :

$$x \overset{\text{def}}{\succ_i} y \text{ si}$$

$$\begin{cases} i(x) >_i i(y) \text{ ou} \\ i(x) = i(y) = j^-, x(i, j^-) < y(i, j^-) \\ \quad \text{quand} \sum_{j \in J} x(i,j) = \sum_{j \in J} y(i,j) = s(i), \end{cases}$$

ou si

$$\sum_{j \in J} x(i,j) > \sum_{j \in J} y(i,j) \text{ quand } \sum_{j \in J} y(i,j) < s(i).$$

Il se trouve que lorsque seuls ces deux cas de figure sont exclus, on peut affirmer l'efficacite de x_I.

Théorème 4 *[2] Il n'existe pas d'allocation (stable ou non) y avec $y \succ_i x_I$ pour tout $i \in I$.*

Un *mécanisme d'allocation stable* est une fonction qui, à tout problème d'allocation stable, associe exactement une allocation stable. Appelons χ_I le mécanisme qui sélectionne toujours x_I.

Soit $P = (\Gamma, s, d, \pi)$ un problème d'allocation stable. $P^h = (\Gamma^h, s, d, \pi^h)$ est un problème d'allocation stable où l'agent-ligne h augmente dans la liste de préférence de certains agents-colonnes ou que la valeur $\pi(i,j)$ augmente avec certains agents-colonnes $j \in J$, c'est-à-dire : pour tout $j \in J$,

$$h >_j i \text{ dans } P \text{ implique}$$

$$h >_j i \text{ dans } P^h \text{ et } \pi^h(h,j) \geq \pi(h,j).$$

Un mécanisme Φ est *ligne-monotone* si l'agent-ligne h ne reçoit pas une allocation qu'il préfère moins à celle qu'il avait avant, c'est-à-dire :

$$\Phi(P^h) \succeq_h \Phi(P) \text{ pour tout } h \in I.$$

Théorème 5 *[2] χ_I est l'unique mécanisme ligne-monotone.*

Regardons ce qu'un sous-ensemble d'agents peut établir comme stratégie pour manipuler le problème et ainsi chacun d'eux pourra améliorer son allocation. Soient $P = (\Gamma, s, d, \pi)$ le problème d'allocation stable où chaque agent i révèle ses vraies préférences, ses vraies offres $s(i)$ et ses vraies valeurs $\pi(i,j)$ qu'il est prêt à contracter avec chaque agent-colonne j, et $P' = (\Gamma', s', d, \pi')$ un *problème manipulé* par les agents I', $I' \subset I$, où les deux problèmes sont identiques sauf pour les agents I' qui annoncent de fausses préférences et/ou de fausses quantités d'offres s' et/ou de fausses bornes π'.

Un mécanisme Φ est *non-manipulable* si les agents dans I' ne peuvent pas tous améliorer leurs allocations, en d'autres termes la proposition

$$\Phi(P') \succ_i \Phi(P) \text{ pour tout } i \in I'$$

est fausse pour tout choix de $I' \subset I$.

Théorème 6 *[2] χ_I est l'unique mécanisme non-manipulable.*

Références

[1] M. Baïou and M. Balinski, "The stable allocation (or ordinal transportation) problem," *Mathematics of Operations Research* 27 (2002) 662-680.

[2] M. Baïou and M. Balinski, "Stable allocation mechanisms," to appear in *Essays in Honor of Martin Shubik*, edited by Pradeep Dubey and John Geanakopolis.

[3] D. Gale and L. Shapley, "College admissions and the stability of marriage," *American Mathematical Monthly* 69 (1962) 9-15.

Le bureau de la ROADEF

Le bureau est partiellement renouvelé en 2006. La passation de pouvoirs officielle aura lieu lors de l'assemblée générale à Lille le 6 février.

Contacter le bureau

Pour pouvez joindre chaque membre du bureau par e-mail à partir de sa fonction :

- president@roadef.org : Marie-Christine Costa,puis Jean-Charles Billaut
- secretaire@roadef.org : Jean-Charles Billaut, puis Clarisse Dhaenens
- tresorier@roadef.org : David De Almeida
- vpresident1@roadef.org : Eric Sanlaville (Le bulletin)
- vpresident2@roadef.org : Safia Kedad-Sidhoum (le site web)
- vpresident3@roadef.org : Christian Artigues, puis Mohamed Ali Aloulou (4'OR et relations internationales)

Pour écrire à l'ensemble du bureau, vous pouvez utiliser l'adresse : bureau@roadef.org

Hommage

George Bernard Dantzig et Leonid Khachiyan

Jean Francois Maurras [1]

Je ne sais pas prédire l'avenir, mais je peux essayer d'interpréter le passé. Deux personnalités qui ont eu une importance fondamentale dans l'après-guerre, celle de 39-45, viennent de nous quitter. Je voudrais leur rendre hommage ici en essayant à la fois, de décrire ce que je connais des hommes, et aussi de montrer l'importance de leurs idées. Je me souviens de deux de mes rencontres avec George Dantzig, ma rencontre avec Leonid Khachiyan n'est que scientifique, deux de mes amis m'ont cependant parlé de lui : Mikhail Kovalev et Vašek Chvátal. Je garde un inoubliable souvenir de ma première rencontre avec George Dantzig en 1974 et de la facon dont il nous a alors parlé de lui ; c'était dans une brasserie de l'avenue du Maine où Pierre Huard nous avait invité. Pour ceux qui auraient oublié Pierre Huard, je me permets de leur rappeler qu'au début des années 70 il promouvait «La méthode des centres» et comme moi vous voyez à quel point il nous rapproche de Khachiyan. Cependant Pierre Huard ne connaissait pas l'importance des problèmes de complexité des algorithmes ; ses méthodes des centres ne proposaient donc pas de techniques efficaces et encore moins polynomiales pour trouver les centres.

Dantzig et Kachiyan ont leurs origines dans cette Europe de l'Est vivifiée par le mélange des cultures et malheureusement assombrie par les bouleversements politiques. Ces dangers font quitter sa Silésie natale à Tobias Dantzig, le père de George Bernard ; il y enseignait l'algebre. Arrivé aux Etats Unis il devient... bûcheron. Il a l'habitude, son travail terminé, d'aller dans un bar pour y faire des mathématiques. Cet homme attablé tous les soirs au milieu de ses notes attire l'attention d'un autre consommateur qui va... le faire vivre à nouveau grâce aux mathématiques. Cette histoire ne pouvait arriver qu'en Amérique n'est-ce pas ? Une autre histoire qu'aimait raconter George Bernard Dantzig est celle de ses prénoms, c'est bien en référence à l'auteur de théatre George Bernard Shaw, que Tobias admirait, que ces prénoms lui ont été donnés ; Tobias voyait dans son fils un futur écrivain, il ne s'est pas completement trompé...

Les apports scientifiques de Dantzig et Khachiyan les rapprochent. Je voudrais cependant les replacer dans un contexte historique. Comme Turing, George Bernard Dantzig, statisticien de formation, va contribuer à l'effort de guerre de son pays où il va diriger le bureau d'analyse des combats de l'Air Force. La Recherche pour les Opérations est née, les deux lettres RO de notre association. Il y découvre la méthode du Simplexe qui sera publiée en 1948. La *Programmation Linéaire* est née. Une quarantaine d'années plus tard Leonid Khachiyan, inspiré par une méthode de Shor va prouver que : *la Programmation Linéaire est Polynomiale.* Je reviendrai sur Khachiyan plus tard, mais quels sont les apports de Dantzig à cette derniere question de polynomialité ? Jack Edmonds introduit la notion d'algorithme polynomial en 1965, mais Jack lui même nous dit que ces idées de complexité étaient en gestation à cette époque et parle de ses discussions avec George Dantzig à ce sujet et de l'importance de leurs entretiens sur le théorème de la Dualité des Programmes Linéaires, donc d'une propriété qui, dans le langage d'aujourd'hui, permet de caractériser un probleme à la fois NP et Co-NP. Notre regard sur Dantzig serait tout à fait incomplet si nous ne parlions pas ici du Problème du Voyageur de Commerce. L'article de Dantzig, Fulkerson et Johnson de 1954 a inspiré toute la recherche sur le Voyageur de Commerce, bien entendu, mais aussi celle sur les polyèdres combinatoires. Je voudrais souligner l'attention que, comme Khachiyan d'ailleurs, Dantzig portait aux jeunes chercheurs. J'ai suivi un exposé de Dantzig à Budapest en août 1976, Dantzig parlait de l'optimisation en général, mais a porté l'accent sur le problème du Voyageur de Commerce et l'étude de son polytope, il a cité tous les auteurs des ce domaine, n'oubliant ni Grötschel, ni Padberg, ni votre serviteur. Je terminerai cette partie consacrée essentiellement à Dantzig en racontant comment, indirectement, il a fait acheter, par la France, un de ses premiers ordinateurs scientifiques. Pierre Massé, l'inventeur de ce qui est communément appelé aujourd'hui le principe de Massé-Bellman est ingénieur à Electricité de France à cette époque. Citons Pierre Massé dans Le Plan ou l'Anti-hasard(idées, NRF, 1965, p192) :

[1] LIF, ênivérsité de la Méditerranée, Marseille

« En 1957 nous présentions... tenu à Los Angeles. Ce fut l'occasion pour moi de rencontrer G. B. Dantzig et, sur ses conseils, de passer de programmes modestes à quelques inconnues et quelques contraintes, justiciables du calcul manuel, à un programme comprenant 69 inconnues et 57 contraintes et relevant de machines électroniques...»

Mes rapports avec Khachiyan sont plus complexes. En 1978 j'ai présenté à Szeged en Hongrie, dans un colloque organisé par Lásló Lovász un papier qui avait pour titre Good Algorithm, Old Ideas, dont le titre plagiait celui d'une série d'ouvrages célèbres de Lenotre, l'historien de la révolution : *Vieilles Maisons, Vieux Papiers.* Peu d'entre vous le savent sans doute, dans ce travail on voit apparaître le premier usage d'une méthode de point intérieur pour résoudre au moyen d'un algorithme polynomial une classe de Programmes Linéaires, les programmes Totalement Unimodulaires. Jack Edmonds désirant faire travailler un de ses étudiants dessus, il fut décidé avec Vašek Chvátal de différer la publication de mon article dans *math programming* pour y inclure ses futurs résultats. Le papier référençant mes précédentes présentations ne parut donc qu'en 1981... En 1979 Leonid Khachiyan proposait un article résolvant le probleme général de la programmation linéaire en temps polynomial.

Nul n'est prophète en son pays, ce résultat a fait, à l'époque, beaucoup plus de bruit dans la sphère occidentale que dans celle soviétique. Je voudrais essayer une explication. Les mathématiciens, du continu cela va sans dire, ignorant tout de la complexité des algorithmes, ont dit à l'époque que tout était dans Shor, minimisant l'apport de Khachiyan. Je comprends tres bien son apport ; la méthode de l'ellipsoïde est sans contexte l'œuvre de Shor, cependant aucune mention de complexité n'est chez Shor si ce n'est une appréciation sur la convergence, qui, dans le meilleur des cas a été assortie d'une remarque sur son inefficacité en pratique. Je me souviens de l'illumination que j'ai eue en comprenant, au détour d'un article de Philip Wolfe sur les méthodes de sous-gradient, que l'on pouvait utiliser ce résultat (de Wolfe) en complexité. J'ai utilisé par la suite un algorithme de Motzkin qui, comme celui de Khachiyan, est incrémental. Je peux imaginer une illumination semblable chez Khachiyan, illumination qu'il a dû chercher peut-être plus loin en lui, étant sans doute moins baigné que moi dans le monde de la complexité des algorithmes. Souvenons-nous qu'il fallait aussi comprendre que tous les calculs pouvaient être menés de façon approchée, que néanmoins les systèmes linéaires devaient être résolus exactement, que la méthode de Gauß n'était pas polynomiale sur les rationnels alors que tout le monde la disait en n^3 (et même mieux) ; il est vrai qu'Edmonds le savait depuis 1967, mais sa modification de l'algorithme de Gauß, faute d'utilité, était restée confidentielle. Il fallait que tout ça saute aux yeux, et c'est à ceux de Leonid Khachiyan que ça a sauté.

Je me souviens de la minimisation de ce résultat, par les mathématiciens, parce que contenu dans celui de Shor, par certains informaticiens, parce que sa complexité est supérieure à 2 : je l'ai vraiment entendu. E pur, si muove, des résultats remarquables en complexité en ont découlé : un grand nombre de problèmes ont été prouvés polynomiaux grâce à l'algorithme de Khachiyan ; vous savez séparer, vous saurez optimiser, une belle histoire. D'autres méthodes de point intérieur sont apparues, elles intègrent la fonction économique, mais perdent l'incrémentalité, elles sont efficaces en pratique, et n'ont pas d'utilité en théorie... de la complexité, curieux renversement des hiérarchies !

Revenons au personnage, il a émigré aux Etats Unis comme Tobias ; il y a été professeur à Rutgers jusqu'à sa mort. Ceux qui l'ont connu vous racontent le nombre d'excellentes thèses qu'il a initiées dans ses discussions enfumées à la cafétéria. Il avait des idées foisonnantes qu'il donnait généreusement à tous ses amis.

George Bernard Dantzig et Leonid Khachiyan ont marqué durablement notre domaine scientifique, leurs deux contributions majeures lancent un magnifique trait d'union entre l'immédiate après-guerre et nos années 2005. La suite de l'histoire j'aimerais bien la connaître...

Vie de l'association

EURO a 30 ans

La célébration en France des 30 ans d'EURO a eu lieu à Paris sur le campus de Jussieu le 18 novembre 2005. Réunissant une cinquantaine de personnes, elle a donné lieu à une introduction par notre présidente et par Alexis Tsoukiás, suivie de trois exposés et d'un cocktail :

- Richard Larson, président d'IFORS — Operations research : the value proposition
- Luk Van Wassenhove, INSEAD — OR, a science for the better, but for whom ? Supply chain management from business to humanitarian applications
- Jean-Christophe Cullioli, Air France — OR, a necessity in the airline industry.

Les transparents des exposés seront visibles prochainement sur le site de la ROADEF.

Vous trouverez ci-dessous le bilan de cette année de célébration partout en Europe par le président de notre association, *Alexis Tsoukiás.*

EURO, the association of European O.R. societies, has been established the 29^{th} of January 1975 in Brussels by 11 societies wishing to give an european perspective to the promotion of our discipline. 30 years after, it was time for EURO to celebrate this event and at the same time catch this occasion for more strategic initiatives.

EURO today is composed by 29 societies (but we soon expect new entries such as the slovenian society or one or more among the baltic countries). It is also structured through 27 working groups representing the backbone of the scientific activities of EURO. It represents the activities of more than 10000 practitioners, researchers and scholars of our discipline all around Europe. You can get all relevant information (and register yourself) at the EURO web site : `www.euro-online.org`.

These 30 years have been a history of success for EURO (and for EJOR, the European Journal of Operational Research, today one of the most respected journals worldwide). I think we have to pay tribute to all members of the past Executive Commitees of EURO, the volunteer work of which enabled EURO to reach its present dimension and visibility. A special thank goes to all the past presidents of EURO :

- H.J. Zimmermann	1975-1978 ;
- B. Rapp	1979-1980 ;
- R. Tomlinson	1981-1982 ;
- J.P. Brans	1983-1984 ;
- B. Roy	1985-1986 ;
- D. De Werra	1987-1988 ;
- J. Krarup	1989-1990 ;
- J. Spronk	1991-1992 ;
- M. Shutler	1993-1994 ;
- P. Toth	1995-1996 ;
- J. Weglarz	1997-1998 ;
- Ch. Schneeweiss	1999-2000 ;
- Ph. Vincke	2001-2002 ;
- L. Escudero	2003-2004 .

At the time we started considering the opportunity to celebrate the 30 years of EURO, we were also starting the campaign "branding the O.R", a campaign aimed at increasing the awareness about our discipline and its contribution to most of the economic, social and industrial achievements of the modern world. At the same time we wanted to show the contribution of O.R. to the perspective of "a better world".

Life itself is a matter of O.R. This has been the slogan of EURO for our campaign conceived together with our "image consultants" (Segno e Progetto, an Italian based company). On this basis we have decided to identify a serie of images able to show key features of what O.R. is :

- improving communication ;
- providing help for better decisions ;
- promoting initiative ;
- solving hard problems ;
- opening new horizons ;
- trust the young and their future worldwide.

These images, visible at our website, have been respectively associated to the events EURO organized all around Europe during the whole year :
Brussel, 28/01 ; London, 14/02 ; Milano, 28/04 ; München, 01/07 ; Istambul, 05/07 ; Paris, 18/11.

I would like to thank here the national societies who accepted to organise these events and the local organisers who did the job despite any adversity (the organisers of the München meeting had to face the totally unpredictable situation of having **both** guest speakers urgently recovered in the hospital just three days before the meeting ! !). Special thanks go to all our guest speakers : Luk Van Wassenhove, Dominique De Werra, Jyrki Wallenius, Martin Grötchel, Hans Yürgen Zimmermann, Horst Hamacher, Olivier Hudry, Jean-Christophe Cullioli and Dick Larson for having contributed with their talks to the vastity of O.R. : from modern literature to airlies industry, from humanitarian logistics to biomedical applications, from finance to telecommunications. O.R. is really inside our world !

New challenges appear in front of us. Our campaing "branding O.R." continues in straight collaboration with INFORMS (thanks to Dick Larson, president and Marc Doherty, executive director) and the ORS (thanks to Valerie Bolton, president and Graham Sharp, marketing responsible). A number of new initiatives are in progress including the new site `www.orinside.org`.

At the same time the initiative of creating a European society of O.R. has been launched. You can follow all the news on our web site : `www.euro-online.org`. Visit us and register ! We are looking forward to be able to celebrate further successes of EURO !

Le GdR Recherche Opérationnelle

Ca y est, c'est officiel, le GdR R.O. du CNRS a vu le jour au premier janvier 2006
Le GdR est dirigé par Philippe Chrétienne (avec Alain Quilliot directeur adjoint). L'organisation du GdR est divisée en 4 thèmes représentant l'essentiel de la recherche opérationnelle en France :

- Aide à la décision
- Modélisation stochastique et évaluation de performances
- Optimisation combinatoire
- Ordonnancement

Un appel à projet a d'ors et déjà été lancé, dont les résultats seront connus à la fin du mois de janvier. Toutes les informations sur le GdR sont sur le site `www.lip6.fr/RO`.

Mouvements des adhérents de la ROADEF

Cette nouvelle rubrique se propose de répercuter les changements de situation de nos adhérents durant l'année écoulée (parce qu'il faut bien fixer une limite, nous nous limitons aux adhérents 2005). Rappelons que les promotions figurent dans le bulletin précédent. Concernant les recrutements universitaires, la liste ci-dessous a été établie à partir de la liste de Specif, merci à eux ; elle peut donc avoir des lacunes, en particulier pour les sections CNU autres que la 27. Elle ne tient pas compte non plus d'éventuels désistements suite aux classements définitifs CNRS et INRIA. Si vous avez des informations complémentaires, merci de contacter le responsable du bulletin `vpresident1.roadef.org`, ou le responsable du site web où cette liste sera maintenue à jour `vpresident2.roadef.org`.

Ont été recrutés en tant que maîtres de Conférences en 2005 :

- Eric Bourreau, Montpellier (anciennement au e-lab, Bouygues)
- David Duvivier, Dunkerque (FUCAM, Mons)
- Pierre Fouilhoux, Paris 6 (Clermont-Ferrand)
- Djamal Habet, Aix Marseille 3 (Angers).

Ont été recrutés en tant que professeurs :

- Frédéric Guinand, Le Havre (Le Havre)
- Marc Sevaux, Lorient (Valenciennes).

L'année 2005 n'a semble-t-il pas été un grand cru en quantité, mais encore une fois cette liste est limitative. Cependant le taux de mobilité est remarquable. Félicitations, et bonne chance à tous !

Nous ne connaissons pas de recrutement d'adhérents dans les autres EPST (en particulier CNRS et INRIA), même si des «sympathisants» de la ROADEF y ont été recrutés. Il y a clairement un effort à faire, à la fois pour l'adhésion, en particulier parmi les thésards, et surtout pour le recrutement de chercheurs opérationnels dans ces organismes, où ils sont encore trop peu nombreux.

Manifestations parrainées par la ROADEF

ROADEF'06 : 7ème conférence nationale de la ROADEF

Lille

du 6 au 8 février 2006

http ://www.lifl.fr/ROADEF2006

Le 7ème congrès de la Société Française de Recherche Opérationnelle et d'Aide à la Décision aura lieu les 6, 7, 8 Février 2006 au **Nouveau Siècle**, en plein cœur de Lille. Il est organisé conjointement par le Laboratoire d'Informatique Fondamentale de Lille, Equipe OPAC / Projet DOLPHIN INRIA, et par le Laboratoire d'Automatique, de Mécanique et d'Informatique industrielles et Humaines, Equipe ROI, de l'Université de Valenciennes. L'assemblée générale de notre association aura lieu à cette occasion le 6 février.

Le programme complet est disponible sur le site du congrès. Les deux conférenciers invités sont :

- Jacek Blazevicz (Poznan, Pologne) «New OR models for selected bioinformatics problems.»
- Gilbert Laporte (Montréal, Canada) «La petite et la grande histoire du problème du voyageur de commerce»
- Bernard Roy (Paris, France) «Regard historique sur la place de la recherche opérationnelle et de l'aide à la décision en France.»

MOSIM'06 : 6ème Conférence Francophone de Modélisation et Simulation

Rabat, 3-5 avril 2006

http ://www.isima.fr/mosim06/

Le thème de la conférence est :
Modélisation, Optimisation et Simulation des Systèmes, Défis et Opportunités.

La langue officielle de la conférence est le français. Il n'y aura pas de traduction simultanée. Le programme complet sera disponible sur le site à partir du 15 février.

3 conférences plénières :

1. R. Glardon (EPFL, Lausanne) « Intégration des facteurs humains dans la modélisation et la simulation des réseaux d'ajout de valeur »
2. C. Bana e Costa (IST, Lisbonne et LSE, Londres) et J.C. Vansnick (UMH, Belgique) « L'approche MACBETH d'aide multicritères à la décision : idées de base, logiciel et cas d'application »
3. S. Delacroix (Société Simcore) « De la Simulation de Flux à l'Emulation (Simulation de Partie Opérative) ».

2 tables rondes :

1. Modélisation et Simulation dans l'industrie : cas de l'automobile et de l'aéronautique
   Animateur : D. Bouami (EMI - Rabat)
   Intervenants : O. Barakat (LaB - Université de Franche-Comté), G. Besombes (Valeo Thermique Habitacle France) et C. Proust (LI - Université de Tours)
2. La gestion des systèmes hospitaliers : état des lieux et perspectives de développement
   Animateur : M. El Andaloussi (directeur du CHU de Casablanca)
   Intervenants : B. Aleksy (CHU de Clermont-Ferrand), A. Guinet (INSA - Lyon) et Ph. Wieser (EPFL, Lausanne)

IFAC INCOM'06 : 12th IFAC symposium on Information Control Problems in Manufacturing

Ecole des mines de Saint-Etienne, 8-10 mai 2006

http ://www.emse.fr/incom06

Le thème de la conférence est : *Information Control : a complex challenge for the 21st century.*
Conférences plénières :

- Andrew Kusiak (Iowa, USA) : «Data Mining for Design of Products and Production Systems»
- Agostino Villa (Torino, Italy) : «Collaborative Demand and Supply Networks»
- François B. Vernadat (European Commission) : «Interoperable Enterprise Systems : Architectures and Methods»
- Stanley B. Gershwin (MIT, USA) : «How Do Quantity and Quality Really Interact ? Precise Models Instead of Strong Opinions»
- Shimon Y. Nof (Purdue, USA) : «Robotics, Agents, and e-Work : The Emerging Future of Production»
- Carlos Eduardo Pereira (Rio Grande do Sul, Brazil) : «Distributed real-time embedded systems : challenges for manufacturing plant control».

Journée Math-Industrie
Les industriels et les mathématiciens se parlent

Institut de Mathématiques de Toulouse, 9 juin 2006

http ://mip.ups-tlse.fr/ mongeau/MathIndus.html

Cette cinquième journée aura pour thème :

Aéronautique et Espace.

Les intervenants industriels prévus sont :

- Calixte Champetier (EADS Astrium)
- Sébastien Clerc (Alcatel Alenia Space)
- Jean-Christophe Culioli (Air France)
- Thierry Druot (Airbus)
- Richard Epenoy (CNES Toulouse)
- Pascal Gondot (Airbus)
- Christian Mari (SNECMA)
- Bruno Stoufflet (Dassault Aviation)

MOPGP'06 : 7th International Conference on MultiObjective Programming and Goal Programming

Vallée de la Loire, 12-14 juin 2006

http ://www.mopgp06.org/

Date limite d'inscription sans majoration : 15 avril 2006.
Conférences plénières :

- Matthias Ehrgott (Auckland, NZ) « MultiObjective Combinatorial Optimization : a focus on applications »
- Patrice Perny (Paris 6, FR) « Beyond Pareto Optimality in Multiobjective Optimization : problems and algorithms »
- Rafael Caballero et Francisco Ruiz (Malaga, ES) « Goal Programming : realistic targets for the next future »
- Sofiane Oussedik (ILOG, FR) : « Advances in modeling and solving mathematical programming problems ».

Conférences semi-plénières :

- Narendra Jussien, Vincent Barichard (EMN Nantes - Uni. Angers, FR) : « MultiObjective Optimization and Constraint Programming »
- David Corne, Joshua Knowles (Exeter - Manchester, UK) : « Evolutionary MultiObjective Optimization »
- Han Hoogeveen (Utrecht, NL) : « MultiObjective Scheduling »
- Margaret Wiecek (Clemson University, USA) : « Advances in nonlinear multi-objective optimization with applications in engineering design »
- Evripidis Bampis (Evry, FR) « Multiobjective Optimisation and Polynomial Time Approximation »
- Fouad Ben Abdelaziz (Beirouth, LB) : « Multiobjective Stochastic Optimisation »

LFA'06 : Rencontres francophones sur la Logique Floue et ses Applications

Toulouse, 18-20 octobre 2006

http ://www.irit.fr/LFA06

Date limite de soumission (papiers de 8 pages au plus) : 31 mars 2006.

Manifestations parrainées par la SMAI ou EURO

(Les sites web de ces manifestations sont atteignables à partir du site de la ROADEF toutes les autres conférences en recherche opérationnelle sont répertoriées sur le même site)

CIMODE'06
Conférence Internationale sur les Mathématiques de l'Optimisation et de la Décision

Pointe à Pitre, Guadeloupe,
du18 au 21 avril 2006
organisé par la SMAI-groupe MODE

EURO XXI
OR for Better Management of Sustainable Development"

Reykjavik, Islande, 2 - 5 juillet 2006

EURO Summer Institute
"Optimization Challenges in Engineering : Methods, Software, and Applications"

Lutherstadt Wittenberg, Allemagne, 18 août-2 septembre 2006

Informations diverses

La Recherche Opérationnelle sur Wikipedia

Communiqué par Francis Sourd

Pour ceux qui ne la connaissent pas, Wikipedia est, selon les termes du site Web, une encyclopédie libre, gratuite, universelle et multilingue, écrite collectivement par des volontaires et basée sur un site Web utilisant la technologie wiki. Le contenu est réutilisable selon les conditions de la licence de documentation libre GNU et chacun peut consulter un article ou participer très facilement au projet en complétant des articles existants ou en en créant de nouveaux. La page principale de l'édition française est `http ://fr.wikipedia.org`. Plusieurs articles consacrés à la Recherche Opérationnelle sont déjà présents dans Wikipedia. Ils sont indexés dans la catégorie «Recherche Opérationnelle» (`http ://fr.wikipedia.org/wiki/Categorie`). Toutefois, de nombreux articles peuvent être améliorés, à commencer par l'article de synthèse «Recherche opérationnelle». Plus encore, de nouveaux articles sont à écrire : les liens apparaissant en rouge dans les articles correspondent aux articles non rédigés. Comme peut-être d'autres membres de la ROADEF, je participe de temps en temps à la rédaction d'articles et je me permets, par cette note dans le bulletin, d'inviter tout le monde à venir consulter Wikipedia et bien sûr, à contribuer à la rédaction d'articles. C'est une manière de vulgariser et de diffuser notre discipline que je trouve fort intéressante.

Vie des groupes de travail ROADEF

compte rendu des activités du groupe

JFRO : Journées Franciliennes de Recherche Opérationnelle

par Laurent Alfandari

La treizième édition des Journées Franciliennes de Recherche Opérationnelle a eu lieu à Paris le 24 juin 2005 au Conservatoire National des Arts et Métiers, sur le thème des approches polyhédrales.

Le tutorial de la matinée a éé assuré par Ridha Mahjoub, du laboratoire LIMOS de l'Université Blaise Pascal de Clermont-Ferrand, sur le thème de l'efficacité des approches polyhédrales en optimisation combinatoire, effacité notamment liée à l'équivalence établie entre la séparation et l'optimisation sur un polyhèdre et à l'évolution des outils de calcul. Plusieurs méthodes polyhédrales génériques ont été exposées, dont la méthode arborescente du *Branch and Cut*, ainsi que des applications à des problèmes de topologie de réseaux.

Après le déjeuner, Denis Cornaz, de l'Université Paris 6, a exposé une nouvelle approche de résolution par la programmation mathématique en variables 0-1 de problèmes de coloration de graphes et d'hypergraphes, fondée sur l'existence d'un algorithme polynomial de séparation pour des problèmes associés de sous-graphe induit maximum.

Ensuite, Alain Faye, du laboratoire CEDRIC du CNAM-IIE, a proposé un algorithme de coupes pour le problème combinatoire d'affectation quadratique. Des familles de coupes valides ont été appliquées à la relaxation linéaire et à une relaxation semi-définie positive (SDP) du problème, montrant l'intérêt de l'approche dans les deux cas.

Après la pause café, Viet Hung Nguyen, du laboratoire LIP6 de l'Université Paris 6, a présenté un algorithme de *Branch and Cut* pour le problème Anneau-Etoile, consistant à trouver un cycle simple traversant un sous-ensemble de sommets d'un graphe de façon à minimiser la somme du coût lié à la longueur du cycle et du coût d'affectation des sommets restants aux plus proches sommets dans le cycle.

Enfin, le dernier exposé de la journée a été donné par Benoît Lardeux de France Télécom R& D. Une formulation compacte basée sur un modèle polyhédrique a été proposée pour le problème NP-difficile de dimensionnement multi-périodes avec conservation des routages, ainsi qu'une classe d'inégalités valides spécifiques permettant une résolution exacte efficace du problème par l'approche polyhédrale.

Les transparents de ces exposés sont disponibles sur le site web des JFRO (accessible depuis le site de la ROADEF).
La prochaine journée aura lieu le 13 janvier 2006 au CNAM à Paris sur le thème du Sac-à-Dos (v. programme sur le site).
Le comité d'organisation : Laurent Alfandari, Eric Angel, Karine Deschinkel et Lucas Létocart.

---

compte rendu des activités du groupe

SCDD : Systèmes Complexes et Décisions Distribuées

par Stéphane Bonnevay

Séminaires inter laboratoires du groupe
Nous avons mis en place un séminaire d'une journée entre les laboratoires du groupe. Un premier a eu lieu le 18 novembre 2005 à Paris à l'EPHE et le second est prévu dans les locaux du LASS à Lyon le 10 mars 2006 :

- Séminaire du 18 novembre 2005 à l'EPHE : Jean-Paul Auray, Michel Lamure et Stéphane Bonnevay ont présenté les notions élémentaires de **Prétopologie** et quelques applications :
  - Présentation générale de la prétopologie

(notions d'adhérence, d'intérieure, de fermeture, de connexité, de séparabilité, ...),
- Application à l'analyse d'images binaires et à niveaux de gris (l'adhérence prétopologique vue comme une extension de la dilatation en morphologie mathématique, opérateur d'orle, de bord et de frontières pour la segmentation, compression d'image par son squelette, ...),
- Applications économiques et sociales de l'algorithme des fermés minimaux (structuration de la population, ...),
- Présentation de la notion de quasipseudométrique pour la structuration d'ensembles.
- Séminaire du 10 mars 2006 à Lyon : Le thème de la journée sera : **théorie des graphes et systèmes complexes**.

Journées et congrès

Le groupe a participé aux journées JNMACS sur Lyon en septembre 2005 et participe à l'organisation de sessions dans 2 futurs congrès :

- MOSIM 2006 : organisation d'une session **Décision distribuée** et d'une session **SMA : outil de Modélisation et de Simulation**.
- ROADEF 2006 : une session organisée par Devan SOHIER du LRIA.

---

compte rendu des activités du groupe

CRO : Contraintes et Recherche Opérationnelle

par Sophie Demassey, Narendra Jussien et Fabien Le Huédé

La dernière réunion du Groupe de Travail Contraintes et RO a été organisée à l'université de Nantes, conjointement avec le groupe de travail EURO EU/ME (Marc Sevaux, LESTER - Université de Bretagne Sud-Lorient, Kenneth Sörensen, TEW - University of Antwerp, Belgium) et Xavier Gandibleux (LINA - Université de Nantes), les 28 et 29 novembre 2005. Ces deux journées ont réuni 60 personnes (dont 12 nantaises, 14 étudiants et les 6 organisateurs). Parmi les participants 18 sont venus de France (Paris et région, Lille, Belfort, Avignon, Angers, Marseille, Valenciennes, Caen, Toulouse), 10 de l'étranger (Irlande, Chili, Afrique du Sud, Allemagne, Italie, Espagne). Plusieurs entreprises étaient également représentées (Ilog, Bouygues, Renault, France Télécom).

Le workshop a traité un thème très étroit mais qui connaît une expansion considérable, à savoir le couplage des métaheuristiques et des recherches locales avec les techniques de programmation par contraintes. 4 tutoriaux invités et 13 exposés avaient été sélectionnés sur ce thème. Coté social, un groupe de 21 personnes s'est retrouvé lundi soir dans l'établissement proposé à l'occasion du repas du soir.

Les résumés et les transparents des exposés sont disponibles via le site : `http ://ppcro.free.fr/mlscp.html`.

Suite à ces journées, un numéro spécial de «Journal of Mathematical Modelling and Algorithms» sera publié.

Il nous reste à remercier les sponsors de l'événement, le LINA - Université de Nantes et Ecole des mines de Nantes, le LESTER - Université de Bretagne Sud-Lorient, EURO Working Group EU-ME, la ROADEF et l'AFPC, ainsi que la faculté des sciences et techniques de l'Université de Nantes qui a prêté ses locaux et apporté sa logistique durant ces deux jours.

Concernant la suite des activités du groupe de travail PPC-RO, deux sessions spéciales sur l'intégration des méthodes de Recherche Opérationnelle et de Programmation Par Contraintes sont organisées dans les conférences suivantes :

- ROADEF 2006, 6 - 8 février 2006, Lille, France (DL 16/09/2005).
- EURO 2006, 2 - 5 juillet 2006, Reykjavìk, Islande (DL 01/03/2006).

Le groupe PPC-RO.
Sophie Demassey, Narendra Jussien, Fabien Le Huédé
`http ://ppcro.free.fr`

compte rendu des activités du groupe

META : Théorie et applications des méta-heuristiques

par Patrick Siarry

Journées organisées depuis mai 2005 :

- 20/05/05, à Lille : journée d'étude en commun avec le Groupe PM2O («Programmation Mathématique Multi-Objectif») de la ROADEF. 25 présents.
- 11-15/07/05, à Paris : organisation d'une session du Congrès IMACS'2005.
- 26-28/10/05, à Lille : par l'intermédiaire du GT META, la ROADEF a sponsorisé l'organisation du Congrès EA'2005.

Délivrables :

Organisation d'un numéro spécial du JESA (Journal Européen des Systèmes Automatisés), sur le thème « Métaheuristiques pour l'Optimisation Difficile ». 7 articles acceptés (sur 19 propositions reçues). Paru en septembre 2005.

Transfert en enseignement

« Metaheuristics for Hard Optimization », Johann Dréo, Alain Pétrowski, Patrick Siarry and Eric Taillard.
Book coordinated by Patrick Siarry.
SPRINGER. December 2005. ISBN : 3-540-23022-X

Journées à venir :

- Organisation de sessions à ROADEF'06, MOSIM'06, INCOM'06 et LT'06.
- Organisation d'une session recherche lors des Journées STP du GdR MACS (9-10/03/06, Ecole Centrale de Paris).
- Organisation d'une journée de travail en commun avec le groupe « Ordonnancement et réseaux de transport » (ORT) du GdR MACS.

Rejoindre la ROADEF

Rôle de ROADEF

Selon ses statuts la ROADEF a pour mission de favoriser l'essor de la Recherche Opérationnelle et de l'Aide à la Décision en France. Pour cela, elle s'emploie à développer l'enseignement et la formation en RO-AD, favoriser la recherche dans le domaine de la RO-AD, diffuser la connaissance en matière de RO-AD, notamment auprès des industriels, représenter les intérêts de la RO-AD auprès des organisations nationales ou internationales ayant des buts similaires.

Cotisations 2006

Les cotisations pour l'année 2006 sont les suivantes (attention, à compter de cette année deux possibilités sont proposées aux étudiants) :
- membre actif .... 57 euros
- membre étudiant (sans 4'OR) .... 15 euros
- membre étudiant (avec 4'OR) .... 30 euros
- membre retraité .... 40 euros
- membre institutionnel .... 170 euros
- membre bienfaiteur .... 150 euros

Les tarifs proposés ci-dessus incluent, outre les services habituels de l'association :
- Membre actif, retraité, bienfaiteur, étudiant tarif 30 euros : le bulletin ROADEF, 1 Abonnement à 4'OR, 1 tarif réduit aux conférences, 1 vote
- Membre étudiant, tarif 15 euros : idem sans 4'OR
- Membre institutionnel : le bulletin ROADEF, 1 Abonnement à 4'OR, 3 tarifs réduits aux conférences, 1 vote.

Inscriptions

Vous pouvez télécharger un formulaire d'adhésion sur le site de la ROADEF : **http ://www.roadef.org**
Pour toute information complémentaire, merci de contacter David De Almeida (tresorier@roadef.org) ou Clarisse Dhaenens (secretaire@roadef.org).

ROADEF : LE BULLETIN
Bulletin de la société française de recherche opérationnelle et d'aide à la décision
association de loi 1901

Procédure technique de soumission :
Le texte soumis pour parution dans le bulletin doit être fourni à Eric Sanlaville

Comité de rédaction (à partir de janvier 2006) :
Mohamed Ali Aloulou, Jean-Charles Billaut, David De Almeida, Clarisse Dhaenens
Safia Kedad-Sidhoum, Eric Sanlaville

Composition du Bulletin :
Eric Sanlaville

Ce numéro a été tiré à 320 exemplaires. Les bulletins précédents sont disponibles sur le site de la ROADEF.