

**jd
rom
2015**

Recueil des résumés
des Journées Doctorales de
Recherche Opérationnelle et Management
25-26 Novembre 2015



**Université des Sciences
et de la Technologie
Houari Boumediène
Faculté de Mathématiques**

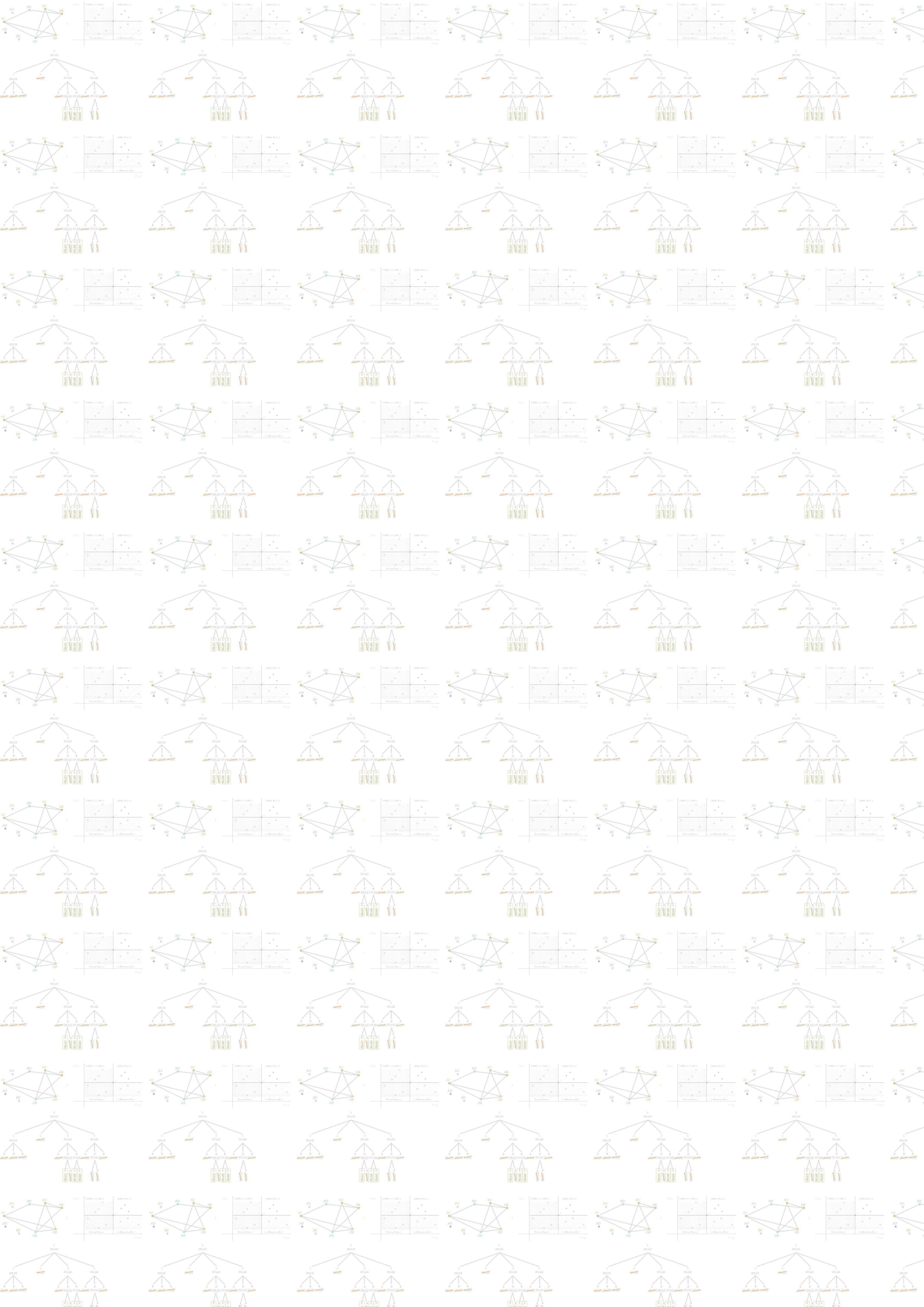
AMCD&RO

**Laboratoire d'Aide
Multicritère à la Décision
et Recherche Opérationnelle
Département de Recherche Opérationnelle**



LaROMaD

**Laboratoire de
Recherche Opérationnelle et
Mathématiques de la Décision**





Programme du Mercredi 25 Novembre 2015,
Salle de Conférences, Bâtiment Bibliothèque

Ouverture : 09h00-09h30

Session 1 : 09h30-10h50

- **Mustapha Aït Akkache & Moncef Abbas**, Un Algorithme Evolutionnaire Multi Objectif basé sur la dominance Lexico-Max-Ordering pour les fonctions à nombreux objectifs.
- **Madani Bezoui & Mustapha Moulai**, Exact method for solving bi-objective cardinality constrained portfolio selection Problem.
- **Zhor Chergui & Moncef Abbas**, New Test for the Assessment of some MCDA Methods.
- **Said Ouznadjı & Djamel Chaabane**, Speech Denoising Signal via Vector Optimization.

Pause 1 : 10h50-11h20

Session 2 : 11h20-12h30

- **Karim Mérabtène & Zineb Benméziane**, Conditions locales pour l'existence de cycles dans des classes de graphes particulières.
- **Fariza Aklouche & Méziane Aïder**, Convexité dans les graphes.
- **Meriem Akli & Méiane Aïder**, Genetic Algorithm (GA) for Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows (DVRP-TW),
- **Zohra Zitout & Méziane Aïder**, Problème de tournées de véhicules.

Pause 2 : 12h30-14h00

Session 3 : 14h00-15h20

- **Samira Bokhari & Méziane Aïder**, Problème du sac à dos multi-objectif robuste.
- **Mohammed Boukedroun & Moncef Abbas**, Adaptation d'une approche d'ordonnement robuste pour les problèmes de production du type job shop hybride.
- **Abdelfettah Laouzai & Rachid Ouafi**, Problème d'affectation du trafic urbain (TAPU) : formulation et résolution.
- **Karim Benalia & Claire David & Brahim Oukacha**, Optimisation et l'invariance d'échelle.

Session Poster : 15h20-16h00

- **Fayçal Ouafi & Djamel Chaabane**, Optimisation dans les réseaux multimodaux.
- **Houda Oulha & Rachid Ouafi**, Traffic control strategies.
- **Fatma Tammal & Méziane Aïder**, Sur le problème de la somme chromatique.

Clôture : 16h00-16h30



A propos des journées

Présentation

Les Journées Doctorales de Recherche Opérationnelle et Management JDRom'2015, ont pour vocation de réunir, de manière régulière, l'ensemble des doctorants de la formation doctorale Recherche Opérationnelle et Management pour faire le point sur l'état d'avancement de leurs projets de thèses. Elles sont prévues pour les 25 et 26 novembre 2015. Leur objectif est également de permettre à ces jeunes doctorants de profiter de la présence de conférenciers et chercheurs seniors invités ou des laboratoires AMCD&RO et LaROMaD pour engager des discussions autour de leurs problématiques de recherche et bénéficier ainsi de l'expérience de ceux-ci.

Thèmes

Les thèmes de ces journées englobent l'ensemble des sujets de recherche des laboratoires LaROMaD et AMCD&RO, dont :

- **Théorie des Graphes** : problèmes métriques, problèmes de routage, de coloration, de codes, de graphes parfaits, de stables, d'hamiltonicité, produits de graphes, ...
- **Optimisation** : discrète, stochastique, mono et multi-objectif, ...
- **Aide multicritère à la décision**,
- **Logistique et ordonnancement**,
- ...

Public visé

Cette conférence s'adresse en premier lieu aux jeunes chercheurs en Recherche Opérationnelle et principalement aux doctorants et aux magistérants dont le sujet de recherche s'inscrit dans l'un des thèmes ci-dessus. Elle est, de plus, ouverte à toute personne souhaitant découvrir une partie de l'activité scientifique des Laboratoires AMCD&RO et LaROMaD.

Comité de pilotage

Abbas Moncef, Aïder Méziane (président des journées), Aït Haddadène Hacène, Benméziane Zineb, Chaabane Djamal, Khelladi Abdelkader, Moulai Mustapha, Ouafi Rachid, Semri Ahmed.

Table des matières

Résumés des communications	7
Mustapha Aït Akkache & Moncef Abbas, Un Algorithme Evolutionnaire MultiObjectif basé sur la dominance Lexico-Max-Ordering pour les fonctions à nombreux objectifs	9
Meriem Akli & Méziane Aïder, Genetic Algorithm (GA) for Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows (DVRP-TW)	11
Fariza Aklouche & Méziane Aïder, Convexité dans les graphes.	15
Karim Benalia & Claire David & Brahim Oukacha, Optimisation et l'invariance d'échelle	19
Madani Bezoui & Mustapha Moulaï, Exact method for solving bi-objective cardinality constrained portfolio selection Problem.	23
Samira Bokhari & Méziane Aïder, Problème du sac à dos multi-objectif robuste.	27
Mohammed Boukedroun & Moncef Abbas, Adaptation d'une approche d'ordonnancement robuste pour les problèmes de production du type job shop hybride.	37
Zhor Chergui & Moncef Abbas, New Test for the Assessment of some MCDA Methods.	33
Abdelfettah Laouzai & Rachid Ouafi, Problème d'affectation du trafic urbain (TAPU) : formulation et résolution.	37
Karim Mérabtène & Zineb Benméziane, Conditions locales pour l'existence de cycles dans des classes de graphes particulières.	41
Said Ouznadjı & Djamel Chaabane, Speech Denoising Signal via Vector Optimization.	45
Zohra Zitout & Méziane Aïder, Problème de tournées de véhicules.	49
Résumés des posters	53
Fayçal Ouafi & Djamel Chaabane, Optimisation dans les réseaux multimodaux.	55
Houda Oulha & Rachid Ouafi, Traffic control strategies.	57
Fatma Tammal & Méziane Aïder, Sur le problème de la somme chromatique.	59

Résumés des communications

Un Algorithme Evolutionnaire Multi Objectif basé sur la dominance Lexico-Max-Ordering pour les fonctions à nombreux objectifs

Mustapha Aït Akkache & Moncef Abbas

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

mustapha.aitakkache@yahoo.fr & moncef_abbas@yahoo.com

Résumé : L'équilibre entre la convergence et la diversité est un principe incontournable dans l'optimisation évolutionnaire multi objectif (AEMO). La majorité de ces méthodes fonctionnent bien sur des problèmes ne dépassant pas les trois objectifs. Ce papier propose un MOEA basé sur la dominance Lexico-Max-Ordering. Notre objectif est d'exploiter le potentiel de cette approche afin de renforcer la pression de sélection en direction de l'optimum tout en maintenant une distribution uniforme parmi les solutions. A cette fin deux concepts la dominance axiale et la performance axiale sont introduit afin de définir les relations mutuelles entre les individus dans un environnement défini par une disposition particulière d'un certain nombre d'axes. Pour le mécanisme de selection pour le croisement nous combinant à la performance axiale, une distribution de probabilités calculée sur la base de la dominance lexico-Max-Ordering et le voisinage. La procédure de mise à jour de la population est défini comme un problème de couplage biparti liant les axes aux individus. Trois AEMO sont sélectionnés à partir de l'état de l'art et neuf problèmes tests pour valider notre algorithme.

Mots clés: Convergence, diversité, optimisation évolutionnaire multi objectifs, dominance Lexico-Max-Ordering

MSC(2010) : 03D32.

References

- [1] I. Das and J. E. Dennis. Normal-boundary intersection: A new method for generating Pareto optimal points in multicriteria optimization problems. *SIAM J. Optim.* 8 (3): 631–657, 1998.
- [2] M. Ehrgott. *Multicriteria Optimization*,. Second edition, Springer 2005.
- [3] M. Laumanns, L. Thiele, K. Deb, and E. Zitzler. Combining convergence and diversity in evolutionary multiobjective optimization. *Evol. Comput* 10: 11 263–282, 2002.
- [4] M. Lan, T. Xu, L. Peng. Solving Flexible Multi-objective JSP Problem Using A Improved Genetic Algorithm. *Journal of Software.* 10: 1107–1113, 2010.

Genetic Algorithm (GA) for Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows (DVRP-TW)

Meriem Akli & Méziane Aïder

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire LaROMaD.

makli@usthb.dz & m-aider@usthb.dz

Abstract : In this paper, we investigate the Vehicle Routing Problem with Time Windows and Dynamic elements of the number of customers to serve (DVRP-TW). The aim of this work is to use the *Genetic Algorithm* to solve the Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Window (DVRP-TW), and to measure the impact of the dynamism on the quality of the solutions. The particularity of the Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows is that, for each customer the set of neighbor customers is unknown and it changes randomly at any time.

Key words : VRP-TW, DVRP-TW, Metaheuristic, Genetic Algorithm.

MSC(2010) : 90C27.

Introduction

The change of the network settings of the VRP-TW defines the Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows (VRP-TW). According to the nature of this change, two types of VRP-TW are distinguished. The Dynamic Deterministic VRP-TW, if the network settings are unknown and revealed dynamically during the design or execution of the routing while no stochastic data is available regarding the dynamically revealed information and the Dynamic Stochastic VTP-TW, if an exploitable stochastic knowledge is available on the dynamically revealed information.

Lot of methods and approaches are developed to solve Vehicle Routing Problems with Time Window. The choice of the method is strongly related to the complexity of the problem. Exact methods ensure the optimality of the solutions but they are applied only to polynomial problems and small instances of NP-Hard problems. For large instances of NP-Hard problem, exact methods are inefficient, hence the researchers develop heuristics and metaheuristics such as genetic algorithms, tabu search, ant colonies, etc.

In this paper, we start by presenting the Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Windows (VRP-TW), then we give an adaptation of the Genetic to the DVRP-TW. We finally expose the numerical results (which are in progress) and finish by a conclusion.

Vehicle Routing Problem with Time Window (VRP-TW)

The Vehicle Routing Problem with Time Windows can be seen as a graph $G = (X, E)$, where the customers set C represent the vertex set X , and its size is $|X| = |C| - 1$. Each Vertex x_i is weighted by an interval $[b_i, e_i]$, representing the time window, a service time s_i , a request d_i and a space position $[x_i, y_i]$ of the customer c_i . The last vertex, denoted D , represents the depot, where the vehicles start and end their travelling. It is weighted by its position and the size of the fleet of vehicles. The edge set E contains edges $e(i, j) \in E$, representing the routes between the customers c_i and c_j with $i = 1, \dots, |C|$ and $j = 1, \dots, |C|$. It is weighted by the distance between the i^{th} customer and the j^{th} customer. The objective of the VRP-TW is to serve the set of customers by the fleet of vehicles.

Dynamic Vehicle Routing Problem with Time Window (DVRP-TW)

In real-life, among problems which can be modeled as a DVRP-TW, we quote the fleet of taxi service, distribution of heating oil, courier mail services and the traveling repairman. . . . In this work, we consider a problem with all parameters known a priori, only the size of the customers set C to serve and paths or routes which connect the different customers E are unknown and change randomly over time.

The problem is to serve all customers and each vehicle leaves and arrives at the depot and customers in their time windows $[b_i, e_i]$. The customers must be visited by one and only one vehicle. An other constraint must be satisfied, that is the capacity of the vehicle Cap_i which should not be exceeded. The objectives are to minimize the total length traveled by all vehicles and to minimize the number of vehicles.

Before to tackle the resolution of this problem, it is necessary to define its complexity. It is known that the VRP is a NP-Hard problem (proved by Lenstra et al.) and DVRP-TW is a variant of the VRP with additionnel constraints then we conclude that the DVRP-TW is also a NP-Hard problem.

An NP-Hard problem as VRP and its variantes can be solved by exact methods [3] if the instances are small, else (for large instances), it is necessary to use the Metaheuristic approaches. In this paper we opt for the *Genetic Algorithm* to solve the bi-objective DVRP-TW.

Genetic Algorithm adapted to the DVRP-TW

Before describing the *Genetic Algorithm* adapted to the DVRP-TW, it is necessary to define the data encoding or the representation of the solutions. An encoding is efficient [3], if it ensures the representation of all the solutions, the connectivity of the sets of solutions, the ease of applying of the genetic operators, the evaluation of all the solutions. Many encodings were developed including the digital encoding (binary, real or integer) alphabetical or alphanumeric. For our application, we opt to an integer digitally encoded with a spacing of the clusters by zeros (0).

In the Initialization Phase, a population of solutions denoted P is created. The size of P is fixed proportionally to the Data encoding (complex encoding, size reduced and vice versa). The principle is easy. It consists to consider a vehicle V_k and to draw a random customer c_i from the Dynamic Set of Customers Remaining to Serve (*DSCRS*) which is generated randomly (the neighbors customers of the current customer are generated randomly). If his request d_i is

less than the Remaining Capacity CR_k of the k^{th} vehicle, then the customer c_i will be served by the k^{th} vehicle V_k , else we randomly draw another customer from $(DSCRS)$, until $CR_k \leq \min_{i \in DSCRS} \{d_i\}$. In this case, a new vehicle is mobilized. This process of vehicle capacity saturation is repeated until all customers are served.

The selection step of the the Improvement Phase is based on the random selection of the subset or a sample S from the initial population of solutions P , which contains the dominated and no dominated solutions, and where its size is more less than the size of P . Set SP of Pairs of the dominated and dominant solutions are formed from the subset S . The reproduction operator is applied to the pairs of the dominated solutions of the initial population of solutions SP .

Dynamism Measuring

In the last decade, huge the advances of the communication and information technologies are realized. This advances allow to improve the service quality and optimality of the transportation networks by taking regularly into account the variations of the network settings and their updates.

Lot of methods are developed to define the degree of the variations of the network settings or the dynamism. Lund et al. [1] defined the degree of dynamism as the ratio between the number of dynamic requests and the total number of requests. Larsen [?] proposed the effective degree of dynamism. This metric can be interpreted as the normalized average of the disclosure times.

In our case, the network settings (the neighbors customers of the current customer) changes is generated randomly. The frequency change is the degree of the variations. It grows from the small frequency to the large ones in order to detect the impact of the frequency changes on the quality of the solutions.

Conclusion

The first aim of this study is related to the solving approach (*Genetic Algorithm*). The efficiency is strongly related to balance between intensification and diversification.

The second aim is to evaluate the impact of the Dynamic Measuring on the quality of the solutions. In this part, we need specified not only the dynamic parameters but we also need to describe the mechanism of the dynamism (frequency, variation ratio, ...). The experimentations are in progress.

References

- [1] K. Lund, O. B. G. Madsen. *Vehicle routing problems with varying degrees of dynamism*. Technical report, IMM Institute of Mathematical Modelling, (1996).
- [2] E. E. Zachariadis, C. D. Trantilis, C. T. Kiranoudis. *The Pallet-Packing Vehicle Routing Problem*. Transportation Science, 2011.
- [3] N. Christopides, A. Mingozzi, P. Toth. Exact Algorithm for the Vehicle Routing Problem, Based on Spnning Tree and shothest Path Relaxations. *Mathematical Programming 20*, Numéro: 255–282, 1981.

Convexité dans les graphes

Fariza Aklouche & Méziane Aïder

USTHB, Fac. Mathématiques, LaROMaD.

aklouchefariza@yahoo.fr & m-aider@usthb.dz

Résumé : Un ensemble de sommets C dans un graphe $G = (V, E)$ est convexe s'il contient tous les sommets qui appartiennent aux plus courtes chaînes entre les sommets de C . L'enveloppe convexe d'un ensemble de sommets S est le plus petit convexe contenant S . Un sous-ensemble de sommets de G est dit ensemble enveloppe si son enveloppe convexe est V . Le nombre enveloppe d'un graphe G , noté $hn(G)$, est le cardinal minimum d'un ensemble enveloppe de G . Le problème du nombre enveloppe est de décider si $hn(G) \leq k$ pour un graphe G et un entier k donnés. Dorado et al. ont montré d'une part que ce problème est NP-complet dans les graphes en général, et d'autre part qu'il existe des algorithmes polynômiaux pour le calcul du nombre enveloppe des graphes sans (P_5, K_3) , des graphes co-bipartis, des graphes $(q, q-4)$ et des graphes cactus.

Notre travail consiste à déterminer la complexité du problème nombre enveloppe dans la classe des graphes bipartis sans étoile (un graphe est sans étoile si aucun de ses sommets n'est adjacent à trois sommets formant un stable).

Mots Clés : ensemble convexe, enveloppe convexe, nombre enveloppe.

MSC(2010) : 05C12, 05C76

Introduction

Un espace convexe est un couple ordonné (V, C) où V est un ensemble non vide et C est une famille de sous-ensembles convexes de V vérifiant :

- $\emptyset, V \in C$
- Toute intersection d'ensembles convexes est convexe.
- Toute réunion d'une famille d'ensembles convexes, totalement ordonnés par inclusion, est convexe.

Une convexité sur un graphe $G = (V, E)$ est un ensemble C de parties de V (appelés ensembles convexes), contenant notamment \emptyset et V , induisant des sous-graphes connexes de G tels que toute intersection d'éléments de C appartient à C .

Convexité dans les graphes

Dans un graphe connexe G défini par un ensemble de chaînes P , on parle souvent de deux types de convexité :

- Convexité géodétique appelée aussi convexité métrique (qui a lieu quand on considère des plus courtes chaînes).
- Convexité monophonique appelée aussi convexité des chaînes minimales, quand on considère des chaînes sans cordes.

Convexité des chaînes dans les graphes

La distance $d(u, v)$ entre deux sommets d'un graphe G est la longueur d'une plus courte $u - v$ -chaîne dans G . Une $u - v$ -chaîne de longueur $d(u, v)$ est appelée une $u - v$ -géodésique.

- **Intervalle fermé** : Pour les sommets u et v d'un graphe G , l'intervalle fermé :

$$I[u, v] = \{V(\rho) : \rho \text{ est une } u - v \text{ géodésique}\} = \{x \in V(G) : d(u, v) = d(u, x) + d(x, v)\}.$$

- **Fermeture géodétique** : Soit $S \subset V(G)$. $I[S]$ est la réunion de tous les intervalles fermés $I[u, v]$, avec $u, v \in S$.

$$I[S] = \cup_{u, v \in S} I[u, v].$$

- **Nombre d'itérations géodétiques** : $S^0 = S, S^1 = I[S], S^2 = I[I[S]] = I^2[S], \dots$

$$S^k = I[S^{k-1}] = I^k[S].$$

Le nombre d'itérations géodétique $gin(G)$ est le plus petit entier r tel que : $S^r = S^{r+1}$.

- **Ensemble convexe** : Un ensemble est convexe si $I[S] = S$.
- **Enveloppe convexe** : L'enveloppe convexe $[S]$ (appelée $|S|$ -polytope) est le plus petit ensemble convexe contenant S tel que : $[S] = S^r$ où $r = gin(S)$. Notons que :

$$S \subseteq I[S] \subseteq I^2[S] \subseteq \dots \subseteq I^r[S] = [S] \subseteq V,$$

et que S est convexe si et seulement si $S = I[S] = [S]$.

- **Ensemble enveloppe** : Un ensemble S de sommets de G est un ensemble enveloppe si :

$$[S] = V(G).$$

- **Nombre enveloppe** : Un ensemble enveloppe de G de cardinal minimum est un ensemble enveloppe minimum et son cardinal est le nombre enveloppe de G noté : $hn(G)$.
- **Grphe enveloppe** : Un graphe G avec un unique ensemble enveloppe minimum est appelé graphe enveloppe.

Convexité et nombre enveloppe

Les techniques utilisées pour chercher un ensemble enveloppe d'un graphe sont souvent liées à un algorithme glouton (greedy algorithm). En effet :

Soit $G = (V, E)$ un graphe connexe et S l'ensemble de ses sommets simpliciaux. Soit $H = S$ ou $H = \{v\}$ (v un certain sommet de V).

Si $S = \emptyset$ et $C_0 = I_h[H]$.

Alors à chaque étape $i, (i \geq 1)$, si $C_{i-1} \subset V$, l'algorithme choisit (de manière gloutonne) un sous-ensemble $X_i \subseteq V \setminus C_{i-1}$, ajouter X_i à H et l'ensemble $C_i = I_h[H]$ jusqu'à ce qu'on ait $C_i = V$.

L'algorithme obtient H un ensemble enveloppe de G .

Les lemmes de base pour les ensembles enveloppes sont :

Lemme 1 [1] *Si S est un ensemble enveloppe d'un graphe G , alors il contient tous les sommets simpliciaux de G .*

Lemme 2 [3] *Soit G un graphe non complet. Aucun ensemble enveloppe de G de cardinal $hn(G)$ ne contient un sommet universel.*

Lemme 3 [3] *Soit G un graphe, H un sous graphe isométrique de G et S un ensemble enveloppe de H . Alors l'enveloppe convexe de S dans G contient $V(H)$.*

Lemme 4 [3] *Soit G un graphe et S un sous ensemble non vide de $V(G)$. Si $V(G) \setminus S$ est convexe, alors chaque ensemble enveloppe de G contient au moins un sommet de S .*

Les lemmes précédents ont été utilisés pour calculer le nombre enveloppe $hn(G)$ qui est le cardinal minimum d'un ensemble enveloppe de G . Le tableau suivant donne le nombre enveloppe de quelques graphes :

G	P_n	C_{2l}	C_{2l+1}	T_n	K_n	$K_{p,q}$, $2 \leq p \leq q$	$W_{1,p}$, $p \geq 4$	Q_n
$hn(G)$	2	2	3	# sommets pendants	n	2	$\lceil \frac{p}{2} \rceil$	2

Conclusion

Le nombre enveloppe est un paramètre lié à la convexité des graphes. Il y a des algorithmes polynômiaux pour le calcul du nombre enveloppe pour les graphes co-bipartis et les graphes sans $\{p_5, k_3\}$ en faisant exclure soit des arêtes ou des sommets ensuite en décomposant le graphe résultant en composantes connexes. L'algorithme des $(q, q-4)$ graphes est essentiellement basé sur une approche dynamique guidée par une décomposition modulaire de ces graphes.

Nous sommes en train d'étudier les différentes propriétés des graphes sans étoiles pour appliquer les techniques précédentes pour le calcul du nombre enveloppe de cette classe de graphes.

References

- [1] J. Araujo, V. Campos, F. Giroire, L. Sampaio, and R. Soares. On the hull number of some graph classes. *Electronic Notes in Discrete Mathematics*, 38(0): 49–55, 2011.
- [2] G. M. Everett and S. B. Seidman. The hull number of a graph. *Discrete Mathematics*, 57(3): 217–223, 1985.
- [3] M. Farber and R. E. Jamison. Convexity in graphs and hypergraphs. *SIAM J. Algebraic Discrete Methods*, 7: 433–444, 1986.

Optimisation et l'invariance d'échelle

Karim Benalia¹ & Claire David² & Brahim Oukacha¹

¹ UMMTO, Fac. Sciences, Laboratoire LAROMAD.

² Laboratoire Jacques Louis Lions - UMR 7598, UPMC-Paris 6

benalia.karim@yahoo.fr & Claire.David@upmc.fr & oukachabrahim@yahoo.fr

Résumé : Le but de cet article est d'étudier la contrôlabilité de l'équation de la chaleur linéaire par l'invariance d'échelle. A cet effet nous construisons en premier lieu une solution exacte de l'équation linéaire de la chaleur. La dépendance de cette solution par rapport au paramètre d'échelle Λ permet d'exercer un contrôle sur cette solution.

Dans la suite, on cherche à déterminer la nature du contrôle de façon plus précise, en s'intéressant à des solutions initiales explicites, et on montre la contrôlabilité approchée ainsi que la contrôlabilité à zero (ou aux trajectoires) de cette équation par l'intermédiaire d'un paramètre d'échelle.

Mots Clés : Contrôle, contrôlabilité, équation de la chaleur linéaire, l'invariance d'échelle.

MSC(2010) : 49J20, 34K35

Introduction

Le problème de la contrôlabilité consiste à analyser si on peut amener la solution d'une EDP (équation de la chaleur) d'un état initial à un état final fixé à l'avance en agissant par l'intermédiaire d'un contrôle (Lebeau-Robbiano [1] et Fursikov-Imanuvilov [3]). Ce contrôle peut être de plusieurs types dont les plus communément étudiés sont :

1. Le contrôle interne, qui consiste à rajouter un terme source localisé en espace,
2. Le contrôle au bord, où l'on agit sur les conditions au bord de la solution,
3. Le contrôle bilinéaire, où l'on rajoute un terme de potentiel.

Dans la suite on s'intéresse au contrôle interne:

Problème de contrôle d'EDP linéaires

Les problèmes de contrôle d'EDP linéaires peuvent souvent se mettre sous la forme

$$(1) \begin{cases} \dot{y}(t) = Ay(t) + Bg(t) & t \in [0, T] \\ y(0) = y_0 \end{cases}$$

où A est un opérateur non borné sur un espace de Hilbert H qui génère un semigroupe fortement continu, B est l'opérateur de contrôle et g est le contrôle à choisir.

Le contrôle interne correspond au cas où $B = 1_\omega$ est la multiplication par la fonction indicatrice d'un ouvert ω .

Problème de contrôlabilité

La question de la contrôlabilité est de savoir si étant donné un état initial y_0 , et un état final y_1 fixés à l'avance, on peut trouver un contrôle $g \in L^2([0, T], H)$ tel que la solution de (1) satisfasse à $y(T) = y_1$.

Solutions invariantes d'échelle pour l'équation de la chaleur linéaire

On s'intéresse, dans ce qui suit, à l'équation de la chaleur normalisée :

$$\frac{\partial y}{\partial t} = \frac{\partial^2 y}{\partial x^2} \quad \forall (x, t) \in \mathbb{R} \times [0, T]$$

où T est un réel strictement positif, avec la condition initiale :

$$y(x, 0) = y_0(x) \quad (2)$$

où y_0 est une fonction donnée.

La solution analytique est donnée, pour tout (x, t) de $\mathbb{R} \times [0, T]$, par :

$$y_{classical}(x, t) = \frac{1}{2\sqrt{\Pi t}} \int_{-\infty}^{\infty} y_0(u) e^{-\frac{(x-u)^2}{4t}} du \quad (3)$$

l'équation linéaire de la chaleur possède une invariance naturelle d'échelle. Si l'on désigne par y une solution, alors, pour tout réel strictement positif λ , l'application $(t, x) \rightarrow y_\lambda(t, x) = \lambda y(\lambda^2 t, \lambda x)$ est une solution de l'équation linéaire de la chaleur.

En appliquant la méthode développée par J.Y Chemin et Clair David [1],[2], On on définit l'application F , de $L_{loc}^2(\mathbb{R}) \times \mathbb{R}_+^* \times \mathbb{N}^*$ par :

$$F(y_0, \Lambda, N_0) = y_0 + \epsilon \sum_{j=1}^{N_0} \Lambda^{-j} y_0(\Lambda^{-j} \cdot), \quad \epsilon \in \{-1, +1\}, N_0 \in \mathbb{N}^*$$

La construction de cette application est issue de la théorie dite (des profils), introduite par P. Gerard et H. Bahouri [3]. Elle repose sur l'idée selon laquelle deux solutions d'une équation d'évolution, d'échelles suffisamment différentes, n'interagissent presque pas.

On s'intéresse donc, dans ce qui suit, à des données initiales de la forme :

$$y_0(x) + \epsilon \sum_{j=1}^{N_0} y_{0,\Lambda,j}(x) = y_0(x) + \epsilon \sum_{j=1}^{N_0} \frac{1}{\Lambda^j} y_0\left(\frac{x}{\Lambda^j}\right), \quad \Lambda > 0$$

La solution analytique exacte \tilde{y} , qui dépend de x, t , et du paramètre d'échelle Λ , est donnée par:

$$\tilde{y}(x, t, \Lambda) = y_{classical}(x, t) + \epsilon \frac{1}{2\sqrt{\Pi t}} \int_{-\infty}^{\infty} \sum_{j=1}^{N_0} y_{0,\Lambda,j}(u) e^{-\frac{(x-u)^2}{4t}} du \quad (4)$$

Il est intéressant de remarquer que :

$$y(x, t, \Lambda) = y_{classical}(x, t) + \epsilon \sum_{j=1}^{N_0} \frac{1}{\Lambda} y_{classical}\left(\frac{x}{\Lambda^j}, \frac{t}{\Lambda^{2j}}\right)$$

On a, ainsi, construit une solution exacte de l'équation linéaire de la chaleur. La dépendance de cette solution par rapport au paramètre d'échelle Λ permet d'exercer un contrôle sur cette solution.

Contrôlabilité de l'équation de la chaleur linéaire par l'invariance d'échelle

Contrôlabilité à zéro (ou aux trajectoires)

Soit Ω un ouvert borné de \mathbb{R} de frontière de classe C^2 et $\omega \subset \Omega$ un domaine ouvert. On veut étudier la contrôlabilité à zéro de

$$(3.4) \begin{cases} \frac{\partial \tilde{y}}{\partial t} - \frac{\partial^2 \tilde{y}}{\partial x^2} = 1_\omega u, & \Omega \times [0, T] \\ \tilde{y}(x, t) = 0, & \partial\Omega \times [0, T] \\ \tilde{y}(\cdot, 0) = \tilde{y}_0, & \Omega \end{cases}$$

où \tilde{y} est une solution analytique exacte, qui dépend de x, t , et du paramètre d'échelle Λ donnée par (4).

Notre proposition est la suivante :

Proposition Si $\omega = \Omega$, alors $\forall T > 0, \forall \tilde{y}_0 \in L^2(\Omega), \exists u \in L^2(\Omega \times [0, T])$ tel que

$$\tilde{y}(T, \tilde{y}_0, u) = 0.$$

Conclusion et perspectives

Dans cet article nous avons étudié la contrôlabilité de l'équation de la chaleur linéaire par l'intermédiaire d'un paramètre d'échelle. En effet nous avons prouvé la contrôlabilité approchée et à zéro (ou aux trajectoires) de l'équation de la chaleur linéaire par l'invariance d'échelle.

Les principaux axes à développer pour poursuivre ce travail sont :

- Etude de la contrôlabilité de l'équation de la chaleur linéaire en dimension supérieur par l'invariance d'échelle.
- Etude de la contrôlabilité de l'équation de la chaleur non linéaire par l'invariance d'échelle.
- Etude de la contrôlabilité d'équations de Schrödinger par l'invariance d'échelle.

References

- [1] J. Y. Chemin, C. David. Sur la construction de grandes solutions pour des équations de Schrödinger de type "masse critique". *Exposé lors du séminaire Laurent Schwartz- EDP et applications*, Décembre 2013.
- [2] J. Y. Chemin, C. David. From an initial data to a global solution of the nonlinear Schrödinger equation. A building process, submitted, 2014.
- [3] H. Bahouri and P. Gérard. High frequency approximation of solutions to critical nonlinear wave equations. *American Journal of Math* 112 (199): 131-175.

Exact method for solving bi-objective cardinality constrained portfolio selection problem

Madani Bezoui & Mustapha Moulai

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire LaROMaD.

madani.bezoui@gmail.com & mmoulai@usthb.dz

Abstract: The portfolio optimization is one of the most important problems in finance, this is what many researchers are interested about this problem. The portfolio optimization made a significant progress after Harry Markowitz's seminal [4] who develop the modern portfolio theory, which stipulates that a portfolio selection problem involves to minimize risk represented by the variance and maximize the expected return. In this work, a bi-objective mixed integer quadratic model is presented, holding notice of real world constraints, which are the constraints on number of selected assets, called "*cardinality constraints*". Next, we propose an iterative method for its resolution based on the steepest gradient and a new exploration strategy of problems generated at each step. The mean idea of this method is to compute the best (Maximum) point considering exclusively the return function (solve a Mixed Integer Linear problem). Experiments are performed with major market indices, such as the Hang Seng, DAX100, FTSE 100, S&P 100, Nikkei, S&P 500 and Nasdaq using real data sets involving up to 2196 assets. The results show that this new method find efficient portfolios front in a reasonable time.

Keywords: Cardinality portfolio selection, Bi-objective programming, Mixed integer programming, Exact method.

MSC(2010) : 65K05, 90C08.

Introduction

Portfolio optimization is a very important area in finance, the greatest advance in this field during the last century is due to the Nobel price laureate Harry Markowitz [4], [5]. In his seminal work , which outlines the basics of modern portfolio theory (MPT), Markowitz has modeled the problem of portfolio selection as a problem of mean-variance optimization with respect to two criteria: maximize return (estimated by the mean), and minimize portfolio risk (measured by variance). These criteria must be optimized simultaneously, this why in this work, we use a bi objective model.

According to [3], an efficient algorithmic solution for this problem has not been proposed until now. We propose in this work, iterative method, that is able to find the efficient frontier for large problems. This method is tested with real word data that can go up to more than 2000 variables.

Model formulation

In this work, the portfolio selection problem with cardinality constraints is formulated as follows,

$$(CPAS) : \left\{ \begin{array}{ll} \min & x^T \sigma x & \text{Minimize Risk} \\ \max & r^T .x & \text{Maximize Return} \\ s.t. & \sum_{i=1}^N x_i = 1 & \text{Budget} \\ & 0 \leq x_i \leq 1 \\ & y_i = \begin{cases} 1, & \text{if } x_i > 0 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \\ & \sum_{i=1}^N y_i = K & \text{Cardinality constraint} \end{array} \right.$$

This problem is modeled as a bi-objective Quadratic Linear problem with mixed integer variables, where: σ, r are respectively variance and mean obtained using previous historical data, N represents the size of assets, K : the number of selected assets.

An iterative method for generating non-dominated solutions

First, we start by considering only the linear function (return function) to optimize. Then, using the descent direction, which is calculated at each step, we will improve the objective function corresponding to portfolio risk. The resolution of the MILP is based on a modified Branch and bound procedure, then, in order to improve the risk objective, sequences

$$\alpha_k = (((\sigma.x^k)^T * (\sigma.x^k)) / ((\sigma.x^k)^T * \sigma * (\sigma.x^k))) * (\sigma.x^k) \quad (1)$$

are generated from the founded solution, after that, $(MILP)^k$ is solved with the additional constraint $x^{k+1} \leq x^k + \alpha_k = U_k$.

Algorithm of the proposal method

input: Cardinality Portfolio Constrained Assets Selection Problem (CPAS)

Output: Efficient solutions of the CPAS problem.

Step 0: Initialization • $k = 0$; Compute the Nadir point N_a ,

- $U_k^T = (1, 1, \dots, 1) \in \mathfrak{R}^n$: the upper bound of x^k ,
- J^+ : vector of indices corresponding to positive values of α_k .

Step 1: Solve the $MILP^k$, (With the new exploration strategy)

if $I^k \preceq N_a \implies$ the branch is fathomed. Go to step 3.

else go to step 2.

Step 2: Efficiency cut construction:

if $MILP^k$ doesn't admit any solution then go to step 3;
else Let $(x, y)^k$ the solution of $MILP^k$,
• $U_{k+1} \leftarrow x^k + \alpha_k; \{ \text{where } \alpha_k \text{ is calculated using the formula 1} \}$

Step 3: if $\|\sigma.x^k\|_2 \leq \epsilon$ or all branches are fathomed **then** Stop,
else add the constraint $x^k \leq U_{k+1}; k \leftarrow k + 1$; go to Step 1;

Theorem 1 *All solutions managed by this method are Pareto optimal.*

Computational results

The method was coded in Matlab 7.9 language, on a machine with an i7 rope ram 8GO. The simulation study was performed on seven reference data sets, five of them are derived from http://people.brunel.ac.uk/*mastjbb/jeb/orlib/portinfo.html made available in the Beasley's OR Library [1] and two additional data sets described by Cesarane 2014[2], available at <http://w3.uniroma1.it/Tardella/datasets.html>. They report the 263 weekly prices from March 2003 to March 2008 of S&P500 (476 assets), and NASDAQ (2191 assets) market indices. For each problem, the method has been able to find Pareto front in a reasonable time.

Conclusion

In this work, we consider the problem of finding the efficient frontier associated with the mean-variance portfolio optimisation model. We extend the standard model to include cardinality constraints that limit a portfolio to have a specified number of assets, and to impose limits on the proportion of the portfolio held in a given asset, which is a linear quadratic bi-objective mixed integer programming problem. We present a new algorithm based on a new efficient cut for finding the cardinality constrained efficient frontier.

References

- [1] J. E. Beasley. OR-Library: distributing test problems by electronic mail. *Journal of the Operational Research Society*, 41 (11): 1069–1072, 1990.
- [2] F. Cesarone, A. Scozzari and F. Tardella. Linear vs. quadratic portfolio selection models with hard real-world constraints. *Computational Management Science*, 12 (3): 345–370, 2015.
- [3] G. F. Deng, W. T. Lin and C. C. Lo. Cardinality constrained optimization, cardinality constrained portfolio optimization problem, Markowitz mean variance model, nonlinear mixed quadratic programming problem, Particle swarm optimization. *Expert Systems with Applications*, 4): 4558–4566, 2012.

- [4] H. Markowitz. Portfolio selection. *Journal of Finance*, 7 (1), 77-91, 1952.
- [5] H. Markowitz. The optimization of a quadratic function subject to linear constraints. *Naval Research Logistics Quarterly*, 3: 111-133, 1956.

Problème du sac à dos multi-objectif robuste

Samira Bokhari & Méziane Aïder

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire LaROMaD.

sbokhari@usthb.dz & m-aider@usthb.dz

Résumé : Dans cette communication, nous nous intéressons à l'optimisation combinatoire robuste dans un contexte d'incertitude. Au début, l'intérêt du concept de robustesse exprimait la flexibilité dans un contexte d'incertitude, mais, aujourd'hui, on recherche davantage une aptitude qui, d'une part ne doit pas être "trop mauvaise", et d'autre part doit être "acceptable" dans un grand nombre de scénarii. L'approche que nous utilisons repose sur la prise en compte du pire cas. La définition de la robustesse étant assez large, on distingue néanmoins deux grandes familles d'approches, la première optimisant un critère de robustesse et la seconde imposant des conditions de robustesse que la solution doit satisfaire pour être considérée comme telle. Nous illustrons notre propos sur le problème de sac à dos multi-objectif.

Mots clés: Optimisation robuste, NSGA-II, SPEA-II, Indicateurs de Performance.

MSC(2010) : 90C29, 90C59.

Introduction

Nous nous intéressons à l'optimisation combinatoire multi-objectif sous incertitude. Nous avons opté pour l'approche génétique multi-objectif en choisissant le NSGA-II (Non Dominated Sorting Genetic Algorithm) et le SPEA-II (Strenght Pareto Evolutionary Algorithm) comme méthodes de comparaison. Afin de comparer les individus entre eux on a utilisé l'hpervolume I_H comme indicateur de performance, qui évalue deux critères cruciaux pour les méthodes d'optimisation qui sont la convergence et la diversité des individus.

Nous avons opté pour le problème de sac à dos multi-objectif unidimensionnel en variables binaires pour illustrer notre propos, en raison de la disponibilité dans la littérature de nombreuses données tests.

Problème de sac à dos multi-objectif robuste

Le problème de sac à dos multi-objectif en variables binaires consiste à sélectionner un sous-ensemble d'objets pour remplir un sac à dos de manière à maximiser une fonction multi-objectif exprimée en fonction des profits associés aux objets.

Il y a lieu de noter qu'il existe trois types d'approches pour modéliser l'incertitude:

1. Modélisation déterministe.
2. Modélisation possibiliste.

3. Modélisation probabiliste.

Nous optons pour la modélisation déterministe qui consiste à définir pour chaque paramètre incertain (les coefficients coûts des fonctions objectif), un intervalle de variation.

Le problème de sac à dos robuste peut s'écrire de la manière suivante :

$$0 - 1MOKP \left\{ \begin{array}{l} \max f_i(x) = \sum_{j=1}^n c_j^i x_j \quad i = 1, \dots, m \\ \sum_{j=1}^n a_j x_j \leq b \\ x_j \in \{0, 1\} \quad j = 1, \dots, n \end{array} \right.$$

avec $c \in [c_{\inf}, c^{\sup}]$, et $c_{\inf} \neq c^{\sup}$.

La mesure de robustesse que nous utilisons est celle des quantiles et le critère est celui du pire cas. Ces choix paraissent adéquats dès lors qu'il s'agit de paramètres incertains dont les valeurs varient dans des intervalles.

Les étapes de résolution du problème se résument comme suit :

1. Modéliser le problème KPR (prise en compte de l'incertitude).
2. Appliquer le critère pire cas au KPR et obtenir le problème KRPpire cas.
3. Résoudre le KRPpire cas par la méthode NSGA-II.
4. Identifier une solution robuste (une solution efficace des plus stables).
5. Résoudre le KRPpire cas par la méthode SPEA-II.
6. Utiliser l'indicateur de performance Hypervolume comme mesure de comparaison entre les individus.

Nous avons développé une application sous le langage de programmation Java et l'avons appliquée sur une batterie de données tests (puisée des benchmarks de Xavier Gandilleux pour les problèmes du sac à dos multi-objectif en variables binaires). Les coefficients coûts sont générés aléatoirement dans des intervalles de type $[c_{\inf}, c_{\sup}]$. La sélection d'une solution robuste se fait relativement au nombre d'occurrences le plus grand.

Conclusion

L'expression possible de la robustesse d'une solution dépend de la formulation qu'on considère. Il n'existe pas de critère universel. La mesure de la robustesse à utiliser devra donc être choisie en fonction des informations dont on dispose sur les incertitudes du problème ainsi que des propriétés de robustesse qu'on souhaite obtenir pour les solutions efficaces.

References

- [1] V. Baudoui. *Optimisation robuste multiobjectif par modèle de substitution*. Thèse de Doctorat, Université de Toulouse, France, 2012.
- [2] Y. Collette, P. Siary. *Optimisation Multiobjectif*. Editions Eyrolles, 2002.

- [3] K. Deb, A. Pratap, S. Agarwal, T. Meyarivan. A Fast and Elitist Multiobjective Genetic Algorithm: NSGA-II. *IEEE Transactions on Evolutionary Computation*. 6 (2): 182–197, 2002.
- [4] K. Deb. Multi-objective Optimization Using Evolutionary Algorithm. *KanGAL Report*. 2011003: 1–24, 2011.
- [5] H. G. Beyer, B. Sendhoff. *Robust Optimization-A Comprehensive survey*. *Computer Methods in Applied Mechanics and Engineering*. 196 (33-34): 3190–3218, 2007.
- [6] D. Bertsimas, D. B. Brown, C. Caramanis. Theory and Application of Robust Optimization. *SIAM Review*. 3: 464–501 ,2011.

Adaptation d'une approche d'ordonnancement robuste pour les problèmes de production du type job shop hybride

Mohammed Boukedroun & Moncef Abbas

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

medbkedroun@yahoo.fr & moncef_abbas@yahoo.com

Résumé : Dans cette communication, nous présentons l'adaptation d'une approche d'ordonnancement robuste pour l'amélioration des performances d'un problème de production de type job shop flexible. Cette approche basée sur un algorithme génétique robuste consiste à chercher localement une amélioration des performances d'un atelier flexible de production avec des machines identiques. De plus, cette approche donne des solutions robustes malgré les perturbations des données du problème. Les performances et la robustesse des solutions sont validées par des simulations et une étude comparative avec des résultats existant dans la littérature.

Mots clés : ordonnancement, robustesse, algorithme génétique, job shop flexible.

MSC(2010) : 90B50, 91B06.

References

- [1] B. Wojciech. Solving the Flexible Job Shop Problem on Multi-GPU. *International Conference on Computational Science, ICCS 2012*.
- [2] C. Y. Zhang, X. J. Wang, L. Gao. An Improved Genetic Algorithm for Multi-objective Flexible Job-shop Scheduling Problem. *Advanced Materials Research*. 97-101: 2449–2454, 2010.
- [3] J. Jiang. Hybrid Genetic Algorithm for Flexible Job-shop Scheduling with Multiobjective. *Journal of Information & Computational Science* 8: 11 2197–2205, 2011.
- [4] M. Lan, T. Xu, L. Peng. Solving Flexible Multi-objective JSP Problem Using A Improved Genetic Algorithm. *Journal of Software*. 10: 1107–1113, 2010.

New Test for the Assessment of some MCDA Methods

Zhor Chergui & Moncef Abbas

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

chergui_zhor@hotmail.fr & moncef_abbas@yahoo.com

Abstract: Many of MCDA methods were used to solve real-life decision problems concerning the problematic of choice, ranking and sorting. However, as that the comparative study between these methods is meaningless because the contexts in which these methods work are relatively different, it would be wise to study separately the performance of each method. On this latter plane, it should be noted that very few research works were established in the literature.

In this paper, we propose a new test to evaluate the multicriteria methods. This test can help the decision maker to choose the best solution to his decision problem among several best solutions.

Key words: MCDA methods, the series of tests, Independence property, Transitivity property.

MSC(2010) : 90B50, 91B06.

Extended Abstract

Judging a multicriteria method on mathematical aspects (properties) such that the independence of the irrelevant alternative, the transitivity, ... can lose the most non-expert users in the field of multicriteria decision aiding. In fact, we must always attract their attention to the fact that the non-verification of certain mathematical properties do not necessarily accuse the reliability of the used method. However they must be informed of the limitations following the use of each method.

Often the non-verification of some properties is an inevitable consequence of the ranking procedure characterizing the method, in particular, it is the case of Electre, Prométhée, AHP, ..., etc. To this effect, it would be wiser to evaluate the performance of the method according to the practical results and not on theoretical aspects.

When we can get the unanimity of the methods (i.e. when several methods define the same good solution for the same decision problem), the problem of the best alternative definition A^* is practically solved. However, In the opposite case, we must question ourselves about which one of the best solutions obtained by the different methods is the right one.

On this basis a new test is developed. It allows to choose the best solution among several good solutions established by deferent methods for the same decision problem.

The mathematical formula used is characterized by a remarkable flexibility in the selection of the best alternative. indeed, there is no additional parameter involved in the computation

(threshold, reference point,..., etc), also, the ratio established between the performances allow to avoid the normalization which can cause a serious stability problem. On the other hand, it makes exploitable the importance of variance between the performances.

On different examples, we can show how this aggregation can privilege a equilibrant alternative compared to another having certain evaluations very weak and some qualities elsewhere, it can also weaken the effect of the exaggerated compensation in the presence of important conflicts between the criteria of two different alternatives.

In addition, this formula involves a very small degree of intransitivity which depends, mainly, on the number of methods used. In order to study the percentage of intransitivity in the existence of more than two good solutions, a statistical study was established. Using a data randomly generated we counted the number of instances comprising at least one intransitive relation between the alternatives, this experiment was carried out by varying each time the number of alternatives and criteria, each case contains 1000 numerical examples.

References

- [1] E. Triantaphyllou. Two new cases of rank reversals when the AHP and some of its additive variants are used that do not occur with the multiplicative AHP. *Journal of Multi-Criteria Decision Analysis*, 11–25, 2001.
- [2] E. Triantaphyllou, B. Shu, S. Nieto Sanchez and T. Ray. Multi-criteria decision making : an operations research approach. *Louisiana state university*, 175–186, 1998.
- [3] Ph. Vincke. Robust and neutral methods for aggregating preferences into an outranking relation. *European Journal of Operational Research*, 405–412, 1999.
- [4] X. Wang, E. Triantaphyllou. Ranking irregularities when evaluating alternatives by using some Electre methods. *European Journal of Operational Research*, 45–63, 2008.

Problème d'affectation du trafic urbain (TAPU): formulation et résolution

Abdelfettah Laouzai & Rachid Ouafi

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

laouzai@hotmail.fr & rachid_ouafi@hotmail.com

Résumé : Dans un réseau du trafic routier, les usagers entre les différentes paires d'origine-destination, choisissent leurs itinéraires de sorte qu'ils réduisent le plus possible leur temps de parcours. Ce comportement égoïste produit des congestions dans plusieurs parties du réseau.

Le problème de l'affectation du trafic urbain (*PATU*) modélise les interactions entre congestion et décisions de déplacement des usagers pour obtenir les flux de véhicules résultants sur chacun des axes du réseau de trafic urbain.

Les approches de résolution du *PATU* constituent ainsi, un outil permettant de prévoir la répartition des usagers, d'identifier les points de congestion et d'influencer par une information dynamique le comportement des voyageurs dans le choix de leurs itinéraires dans le réseau.

Dans cet article, nous présentons la formulation mathématique ainsi que les approches de résolution dédiées au *PATU*. Une analyse comparative des approches est effectuée. Elle met en exergue les spécificités, les avantages et les inconvénients de chacune d'elles.

Keywords: Réseau de trafic routier, problème d'affectation, flux.

MSC(2010) : 90B06, 90B20.

Le problème d'affectation du trafic urbain (*PATU*)

Le problème d'affectation du trafic urbain (*PATU*) consiste à trouver la meilleure manière pour distribuer les flux de trafic, afin que chaque voyageur soit affecté au plus court chemin menant à sa destination.

Supposant que les voyageurs sont identiques et connaissent parfaitement le réseau, la solution de *PATU* est appelé équilibre d'utilisateurs (ou équilibre de Wardrop 1956), C'est un équilibre entre la demande de voyage (les flux) et l'offre (réseau routier).

Il faut souligner qu'à l'équilibre, aucun usager ne puisse améliorer son temps de parcours en changeant unilatéralement de route.

Formulation du problème de l'affectation du trafic urbain

Un réseau de transport est représenté par un graphe orienté $G = (N, A)$ sur lequel chaque arc $a \in A$ a un temps de de parcours associé $t_a = S_a(f_a)$ qui dépend de flux total f_a sur l'arc a .

La formulation du problème de l'affectation du trafic est donnée par Beckman et al (1956). Il s'agit de trouver le vecteur h (la meilleure distribution sur les chemins) vérifiant:

$$(PATU) \begin{cases} \text{Min } T[h] & = \sum_{\forall a \in A} \int_0^{x_a(h)} t_a(w) dw \\ \text{s.c} & \\ \sum_{\forall r_{OD} \in R_{OD}} h_{r_{OD}} & = d_{OD} \quad \forall OD \in I \\ h_{r_{OD}} & \geq 0, \quad \forall OD \in I \quad \forall r_{OD} \in R_{OD} \end{cases}$$

Un flux sur un arc a , soit x_a , est composé par la somme des flux le long des différents chemins r qui passent par cet arc: $x_a = \sum_r h_r \delta_{a,p} \quad \forall a \in A$

$\delta_{a,r}$ est une matrice d'incidence arc-chemin.

- T représente la fonction objectif désigne le temps moyen de parcours.
- I est l'ensemble des couples (OD) origines-destinations
- R_{OD} est l'ensemble des chemins entre le couple (OD)
- La fonction $t_a = S_a(x_a)$ représente le temps de parcours sur les arcs.
- Le coût c_r d'un chemin r_{OD} : $c_{r_{OD}}(h) = \sum_{\forall a \in A, a \in r_{OD}} t_a(x_a(h))$.
- La matrice $O - D$ représente la demande totale de déplacement dans le réseau.
- Le premier ensemble d'équations représente les équations de conservation du flux : elles établissent que la somme des flux sur tous les chemins r_{OD} reliant la paire (OD) est égale au taux de voyage entre O et D .
- Le deuxième ensemble de contraintes assure que la solution soit physiquement réaliste : elles assurent que les flux soient positifs ou nuls.

Méthodes de résolution

Le $PATU$ est un programme convexe, il est composé d'une fonction non linéaire convexe, croissante et de C^2 et des contraintes linéaires. Sa résolution repose sur les méthodes de directions faisables.

Leurs adaptations au $PATU$ se traduisent en la recherche de la meilleure distribution des voyageurs dans le réseau, de sorte que chaque voyageur soit dans le chemin optimal menant vers son destination.

Ces approches ont été classées selon la représentation de la solution en terme des flux. On distingue trois catégories [5]:

1. Les méthodes arcs-basées (la solution est représentée par les flux de l'arc).
2. Les méthodes chemin-basées (la solution est représentée par les flux de chemin).
3. Les méthodes origine-basées (la solution est représenté par les flux des arcs correspondant à chaque origine).

Méthodes Arcs-basés (Frank-Wolfe)

La méthode de Frank-Wolfe consiste, à l'itération k de produire une direction k dans le domaine de recherche en la pointant vers les points extrêmes du polyèdre [5][6][7]

Méthodes chemin-basés (gradient-projeté GP)

Les méthodes chemins-basées exploitent, la séparabilité d'une paire (OD) entre les autres paires et résolvent le problème $(PATU)_{OD}$ restreint. À chaque itération, les flux sont déplacés uniquement entre les chemins d'une paire (OD) et le flux des chemins des autres paires (OD) sont fixés.[6][4]

Méthodes Origine-basés

L'idée principale est de décomposer le problème en des sous-problèmes qui représentent des sous réseaux acycliques A_p (sans cycle) du réseau original. Ces méthodes utilisent la techniques Quasi-Newtonienne pour produire des directions de recherche afin de trouver une nouvelle solution.[1][3][6]

Analyses comparative

L'analyse comparative est réalisée au vu des résultats obtenus par l'implémentation des trois approches sur un même benchmark d'instances tirées de la littérature. Les critères sur lesquels repose la comparaison sont:

1. L'espace mémoire occupé par l'exécution de la méthode ;
2. Le niveau de précision et de stabilité de la solution obtenue;
3. temps d'exécution de la de la méthode.

Il en ressort les constatations suivantes:

Critère / Méthode	Arcs-basés	Chemins-basés	Origines-basés
Espace mémoire occupée	Petit	Très grand	Grand
Le niveau de précision	Petit	Très grand	Très grand
Temps d'exécution	Petit	Très petit	Grand

Il n'y a pas de dominance stricte d'une méthode sur une autre, mais un dominance partiel (selon les critères considérés).

Les algorithmes arc-basés fournissent rapidement une bonne solution quand au niveau de la précision il est bas,

Les méthodes Chemin-basés sont plus rapide et donnent une solution plus précise que les algorithmes arc-basés, toutefois, elles nécessitent un grand espace mémoire qui devient énorme quant-il s'agit de grands réseaux (+de 300 arcs),

Les méthodes Origine-basés sont capable d'atteindre un niveau de précision très élevé et fournissent des solutions très proches de la solution exacte, néanmoins l'occupation de l'espace mémoire et le temps d'exécution restent toujours des inconvénients.

References

- [1] H. Bar-Gera. Origin-Based Algorithm for the Traffic Assignment Problem, *Transportation Science*, 36 (4): 398–417, 2002.
- [2] Y. Nie. A Note on Bar-Gera’s Algorithm for the Origin-Based Traffic Assignment Problem. *Transportation Science*, 46: 27–38, 2007.
- [3] Y. Nie. A Class of Bush-based Algorithms for the Traffic Assignment Problem. *Transportation Research Part B*, 44 (1): 73–89, 2010.
- [4] R. Jayakrishnan, W. K. Tsai, J. Prashker, S. Rajadhyaksha. A faster path-based algorithm for traffic assignment. *Transportation Research Record*, 1443: 75–83, 1999.
- [5] S. I. Inoue, T. Maruyama. Computational Experience on Advanced Algorithms for User Equilibrium Traffic Assignment Problem and Its Convergence Error. *Procedia - Social and Behavioral Sciences*, 43: 445–456, 2012.
- [6] O. Perederieieva. A Computational Study of Traffic Assignment Algorithms (2013)
- [7] Maria Mitradjieva; The Stiff is Moving - Conjugate Direction Frank-Wolfe Methods with Applications to Traffic Assignment.(2011)
- [8] L. J. LeBlanc, R. V. Helgason, and D. E. Boyce. Improved efficiency of the Frank-Wolfe algorithm for convex network programs. *Transportation Science*, 19, 445–462, 1985.

Conditions locales pour l'existence de cycles dans des classes de graphes particulières

Karim Mérabtène & Zineb Benméziane

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

merabtene.karim@gmail.com & zbenmeziane@usthb.dz

Résumé : Nous étudions la question de l'existence de cycle sur la classe des graphes sans-étoile et ses extensions.

Mots Clés : Cycle hamiltonien, Hamiltonianicité, pancyclicité

MSC(2010) : 05C45

Introduction

L'intérêt pour l'étude de l'existence de cycles dans les graphes nous a poussés à prendre ces derniers en classe; nous avons décidé d'étudier la question sur la classe des graphes sans-étoile et ses extensions. Le problème posé nous a conduits à diverses problématiques comme l'étude de l'Hamiltonianicité et de la pancyclicité ou même la détermination d'un cycle de plus grand ordre dans un graphe. Notre but sera de déterminer les conditions nécessaires pour que la classe de graphes étudiée réponde aux problématiques citées.

Les graphes Hamiltoniens

Un graphe Hamiltonien est un graphe possédant au moins un cycle passant par tous les sommets une fois et une seule. Un tel cycle élémentaire est alors appelé cycle Hamiltonien.

Cependant notre étude ne se limite pas au cas de l'Hamiltonianicité, nous nous sommes également intéressés à des problèmes plus larges, en nous demandant si ou "quand" un graphe est pancyclique ou sommet pancyclique ou à cycle pleinement prolongeable.

Un graphe G de taille n est dit pancyclique si et seulement si G contient un cycle d'ordre k , pour tout $3 \leq k \leq n$. Un graphe G d'ordre n est appelé graphe sommet pancyclique si tout sommet de G appartient à un cycle d'ordre k , pour tout $3 \leq k \leq n$.

On dit d'un cycle C d'un graphe G , qu'il est prolongeable, si il existe un cycle C' tel que $|V(C')| = |V(C)| + 1$ et $V(C) \subseteq V(C')$.

Un graphe G est dit à cycle prolongeable si G possède au moins un cycle, et tout cycle non-Hamiltonien de G est prolongeable. Un graphe G est à cycle pleinement prolongeable si G est à cycle prolongeable, et tout sommet de G appartient à un cycle de longueur 3.

Il est clair de constater que les graphes pancycliques, sommets pancycliques et même à cycle pleinement prolongeable sont tous Hamiltonien; de plus si un graphe G est à cycle pleinement prolongeable, alors il est sommet pancyclique, et s'il est sommet pancyclique, il est pancyclique et s'il est pancyclique il est Hamiltonien.

Les graphes sans-étoile

Notre objectif étant de déterminer l'existence de cycle dans les graphes, pour ce faire et comme dit dans l'introduction nous avons décidé d'étudier le problème dans une classe de graphes donnés, à savoir la classe des graphes sans-étoile.

Le graphe étoile est le graphe biparti complet $K_{1,n}$, qu'on peut aussi voir comme un arbre avec une racine et k feuilles, le graphe étoile est donc un graphe connexe dont les sommets sont tous de degrés 1 sauf un seul appelé centre de l'étoile ou centre seulement.

En particulier l'étoile $K_{1,3}$ est appelée griffe.

Un graphe G est dit sans-étoile, si G ne contient pas de sous graphe étoile.

Les graphes sans-étoile doivent leur célébrités au théorème de Beineke sur les line graphes, son théorème dit que : soit G un graphe, il existe un graphe H tel que G soit le line graphe de H si et seulement si G ne contient pas de sous graphe particuliers; des graphes particuliers dont fait parti le graphe $K_{1,3}$.

Après ce théorème bon nombre de scientifiques se sont penchés sur ces graphes, et divers résultats ont été trouvés (voir [2]), nous nous intéresserons principalement aux résultats concernant l'Hamiltonianité. Pour répondre à la problématique ces derniers imposèrent des conditions. C'est ainsi que pour l'étude de l'Hamiltonianité pour les graphes sans-étoile on trouve des conditions sur le degré ou le voisinage des sommets ou des conditions autour de la locale connexité.

Résultats Notons ces quelques résultats concernant l'Hamiltonianité des graphes claw-free (littéralement sans-griffe) sous les conditions de la locale connexité. Tout d'abord Oberly et Summer ont prouvé qu'un graphe claw-free connexe, localement connexe d'ordre au moins 3 est Hamiltonien, Clark montra par la suite que sous les mêmes conditions G n'est pas seulement Hamiltonien mais sommet pancyclique, et donc pancyclique, et c'est ensuite qu'Hendry montra que ces conditions impliquent que est à cycle pleinement prolongeable.

Extension des graphes sans-étoile Les graphes sans-étoile ont connu diverses extensions. Nous allons présenter l'une d'entre elles, à savoir les graphes quasi sans-étoile notés QCF pour quasi claw-free. Cette extension a été introduite par Ainouche en 1998 (voir [1]). Il donne la définition suivante : un graphe G est dit quasi sans-étoile ou QCF, si pour toute paire de sommets (x, y) telle que $d(x, y) = 2, \exists u, u \in N(x) \cap N(y)$ tel que $N[u] \subseteq N[x] \cup N[y]$.

Ainouche a donné divers résultats pour les graphes quasi sans-étoile. Nous nous intéresserons une nouvelle fois à ceux concernant l'Hamiltonianité, sous condition de la locale connexité. Voici le résultat obtenu par ce dernier :

Un graphe quasi sans-étoile connexe, localement connexe d'ordre $n \geq 3$, est pancyclique.

Problématique

Nous désirons savoir si sous les conditions de la locale connexité les graphes quasi sans-étoile restent sommets pancycliques et à cycle pleinement prolongeable, et si nécessaire déterminer de nouvelles conditions pour ce faire.

Conclusion

Dans le même esprit que pour les graphes CF et nous inspirant des résultats obtenus pour cette classe de graphe nous souhaitons réaliser et clarifier les conditions pour lesquelles les graphes QCF répondent aux problèmes cités ci-dessus à savoir l'Hamiltonianité la pancyclicité, . . .

References

- [1] A. Ainouche. On the hull number of some graph classes. *Discrete Mathematics*, 179: 13–26, 1998.
- [2] E. Flandrin, R. Faudree, Z. Ryjacek. Claw-free graphs A survey. *Discrete Mathematics*, 164: 87–147, 1997.

Vos notes

Speech Denoising Signal via Vector optimization

Said Ouznadji & Djamel Chaabane

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

ouznadj.i.said@yahoo.fr & chaabane_dj@yahoo.fr

Abstract: In this paper, we study the problem of speech denoising signal. The objective is to achieve a compromise between noise reduction, signal distortion and residual noise and music. The spectral subtraction technique manages to reduce, considerably, additive noise but introduces, on the other hand, a residual noise (noise music) annoying to human perception.

Our goal, is the use of the operations research techniques, particularly, the multi-criteria optimization to reduce this type of noise while preserving the speech intelligibility. The problem can be considered as a bi-objective optimization problem, minimizing the noise reduction and preserving intelligibility of speech (minimizing signal distortion).

Keywords: Multicriteria optimization, spectral subtraction, speech denoising.

MSC(2010) : 90A27.

Extended abstract

The fantastic growth of telecommunications in the last 20 years has enabled the general public to benefit from mobile communication tools. It has now become possible and common to call from anywhere (almost) in environments as diverse and varied as the street, a train station or even a car. However, all these places do not enjoy the calm of the room where the fixed telephone was once stationed. The inconvenience caused by a qualified noise disturbance is generally a source of discomfort and fatigue for the corresponding when it is not even the intelligibility of the message that is being challenged. Moreover, the desire to dematerialise sound recording (handsfree) will promote the emergence of noise due to the increase in the distance between the mouth and the microphone. Under these conditions, the telephone conversation can be quickly tedious justifying the need for the same treatment to reduce the discomfort of users. It should also be emphasized that, in any communication network, there is a step of encoding the speech signal which is largely based on its properties. In the presence of the noise signal to be coded moves away from the model used in the encoding-decoding operation and the result is a degradation especially troublesome that the noise level is high. The timbre of the voice is altered and the noise is coded unnaturally which makes it even more unpleasant [Beaugeant 99]. So there is interest to reduce disturbance from noise before the coding phase to facilitate its task. Noise reduction is applied mainly to the field of processing of the sound signal (speech or music), especially it is found in: teleconferencing and videoconferencing in a noisy environment, voice, hands-free telephony, the sound in public places, taking his hands free in the vehicle for example, the robust speech recognition in an acoustic environment.

The main objective of speech enhancement is to improve the perceptual aspects of speech such as overall quality, intelligibility and degree of listener fatigue. Among all available methods, the spectral subtraction algorithm which is the first simple proposed algorithm for background noise reduction. Boll, S. (1979) however, proposed stand-alone noise suppression algorithm for reducing the spectral effects of acoustically added noise in speech.

Speech enhancement aims to improve speech quality by using various algorithms. In practice, these algorithms act only on quality by reducing the additive noise while introducing distortions more or less the intelligibility of the received signal. Therefore the main challenge in designing an efficient algorithm of speech enhancement is to find the best compromise between noise reduction and signal distortion. To achieve this, our focus primarily on improving the method known as spectral subtraction, which remains a method limited by the appearance of distortions and musical noise at the estimated signal, despite its simplicity, its ability to reduce the additive noise and the improvements it has undergone. From a mathematical point of view it is clear that the problem is bi-objective nature, namely maximizing noise reduction as a first objective and minimizing signal distortion which as a second objective. Operations research technique are consequently used to solve such problems.

In this paper, we propose a new bi-criteria optimization method, for speech denoising, using genetic algorithms techniques. We first present some necessary tools to understand speech signal concept and multi objective optimization theory. Our approach is then detailed and followed by a formal description of the algorithm. Some experiment results are given in section five. Finally, some conclusions and remarks are given.

References

- [1] E. Balas, E. Zemel. An algorithm for large zero-one knapsack problems. *Operational Research*, 28: 1130–54, 1980.
- [2] R. F. Dyer, E. H. Forman and M. A. Mustafa. Decision Support for Media Selection Using the Analytic Hierarchy Process. *Journal of Advertising*, 21: 59–72, 1992.
- [3] J. Jorge, X. Gandibleux and M. Wiecek. A Priori Reduction of the Size of the Binary Multiobjective Knapsack Problem. *MOPGP'08 Multi-Objective Programming and Goal Programming*, 2008.

Vos notes

Problème de tournées de véhicules

Zohra Zitout & Méziane Aïder

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire LaROMaD.

zohramdo@gmail.com & m-aider@usthb.dz

Résumé : Le Problème de Tournées de Véhicules (VRP, Vehicle Routing Problem) est l'un des problèmes d'optimisation combinatoire les plus étudiés. Il se pose suit : il s'agit de visiter des clients à partir d'un dépôt et au moyen d'une flotte de véhicules, avec un coût minimal.

Dans cet article, on présente un survol des différentes variantes du problème de tournées de véhicule, où le VRP est une version étendue du Problème du Voyageur de Commerce (TSP, Traveling Salesman Problem) dans lequel la flotte est constituée d'un seul véhicule.

Mots Clés : Optimisation combinatoire, Problème de tournées de véhicules

MSC(2010) : 90A27.

Introduction

Le Problème de Tournées de Véhicules (VRP, Vehicle Routing Problem) est l'un des problèmes d'optimisation combinatoire les plus étudiés. Il s'agit de visiter des clients à partir d'un dépôt et au moyen d'une flotte de véhicules, avec un coût minimal. De nombreuses variantes existent, dont certaines sont détaillées dans les sections suivantes. Historiquement, le VRP est une version étendue du Problème du Voyageur de Commerce (TSP, Traveling Salesman Problem), qui consiste à visiter l'ensemble des clients avec un seul véhicule.

Dans cet article, nous présenterons brièvement le TSP, puis le Vehicle Routing Problem pour lequel nous détaillerons certaines extensions mono période du Vehicle Routing Problem tels que le Capacited VRP, le VRP avec fenêtres de temps et le VRP stochastique qui constituent une part importante des problèmes réels de tournées, le VRP avec flotte limitée, et le Split Delivery Vehicle Routing Problem, et multi-période VRP, le "Period Vehicle Routing Problem" et le "Inventory Routing Problem".

Traveling Salesman Problem (TSP)

On connaît mal l'origine exacte du TSP. Cependant, il s'agit d'un des plus vieux problèmes combinatoires. Des mathématiciens s'y sont intéressés depuis le début du vingtième siècle cherchant à apporter une réponse à ce problème. La définition en est simple :

- **Données :** Un ensemble de nœuds et un ensemble d'arêtes munies de coûts.
- **Trouver :** Un circuit hamiltonien, c'est-à-dire passant par chaque nœud une seule fois.
- **Minimisant :** Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par le voyageur.

Vehicle Routing Problem (VRP)

- **Données** : Un ensemble de nœuds clients, un ensemble d'arêtes (munies de coûts) et une flotte illimitée de véhicules partant d'un unique dépôt.
- **Trouver** : Un ensemble de routes (tournées de véhicules) recouvrant tous les nœuds clients qui partent et reviennent au dépôt.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules et/ou les coûts fixes associés à l'utilisation des véhicules.

Capacited Vehicle Routing Problem (CVRP)

Il s'agit du même problème que le VRP, à l'exception que chaque véhicule a maintenant une capacité et qu'on associe à chaque demande un poids.

- **Données** : Un ensemble de nœuds client, un ensemble d'arêtes (munies de coûts) et une flotte illimitée de véhicules de capacité uniforme partant d'un unique dépôt.
- **Trouver** : Des tournées de véhicules, satisfaisant chaque demande une et une seule fois et respectant les contraintes de capacité.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules et/ou les coûts fixes associés à l'utilisation des véhicules.

Vehicle Routing Problem with Time Windows (VRPTW)

- **Données** : Un ensemble de nœuds clients ayant une demande et des fenêtres de temps (souples ou dures) ; un ensemble d'arêtes (munies de coûts) et une flotte illimitée de véhicules de capacité fixée partant d'un unique dépôt.
- **Trouver** : Un ensemble des tournées de véhicules, satisfaisant chaque demande et respectant les contraintes de capacité des véhicules et les contraintes de fenêtres de temps dures.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules et/ou coût lié au non-respect des fenêtres de temps souples.

Problèmes de tournées avec flotte limitée

Les problèmes de tournées avec flotte limitée, appelés m-Vehicle Routing Problem (m-VRP). S'il existe une affectation permettant de satisfaire toutes les demandes sur l'horizon de planification, le problème est dit satisfiable et on le résout en fonction de l'objectif prédéfini.

Stochastic Vehicle Routing Problem (SVRP)

Clients stochastique : le client est présent avec une probabilité et absent avec une probabilité.

Demande stochastique : (la demande ramassé) la demande de client est une variable aléatoire.

Durée stochastique : les durées de service et de voyage sont des variables aléatoires.

Split Delivery Vehicle Routing Problem

A la différence des problèmes de tournées de véhicules classiques, le Split Delivery Vehicle Routing Problem permet qu'une demande soit satisfaite par plusieurs tournées.

- **Données** : Un ensemble de nœuds client ayant une demande; un ensemble d'arêtes (munies de coûts); des véhicules ayant une capacité.
- **Trouver** : Un Ensemble des tournées des véhicules respectant les contraintes de capacité des véhicules, les contraintes sur les dépôts.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules.

Problèmes de tournées multi-périodes

Period Vehicle Routing Problem (PVRP)

- **Données** : Un ensemble de nœuds client ayant une demande dans un horizon de planification ; un ensemble d'arêtes (munies de coûts) et une flotte illimitée de véhicules de capacité fixée partant d'un unique dépôt.
- **Trouver** : Un ensemble de tournées, satisfaisant chaque demande autant de fois que nécessaire dans l'horizon de planification, en respectant les contraintes de capacité des véhicules.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules.

Inventory Routing Problem (IRP)

- **Données** : Un ensemble de nœuds client ayant un stock et une consommation de ce stock dans l'horizon de planification ; un ensemble d'arêtes (munies de coûts) ; une flotte illimitée de véhicules de capacité fixée partant d'un unique dépôt.
- **Trouver** : Un ensemble des tournées de véhicules, évitant toute rupture de stock chez le client, en respectant les contraintes de capacité des véhicules.
- **Minimisant** : Le coût total de transport lié aux arcs empruntés par les véhicules.

References

- [1] P. Toth, D. Vigo. Models, relaxations and exact approaches for the capacitated vehicle routing problem. *Discrete Applied Mathematics*, 123: 487–512, 2002.
- [2] M. L. Fisher. Optimal solution of vehicle routing problems using minimum k-trees. *Operations Research* 4: 626–642, 1994.
- [3] C. Archetti, M. G. Speranza. The Split Delivery Vehicle Routing Problem: A Survey. *In The vehicle routing problem: Latest advances and New Challenges*, Springer, 103–122, 2008.
- [4] F. M. Yang, H. J. Xiao. Models and Algorithms for Vehicle Routing Problem with Transshipment Centers. *Systems Engineering - Theory and Practice*, 27 (3): 28–35, 2007.

Résumés des posters

Optimisation dans les réseaux multimodaux

Fayçal Ouafi & Djamel Chaabane

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

ouafi.faysal@hotmail.fr & chaabane_dj@yahoo.fr

Résumé : La multimodalité désigne la contribution de plusieurs modalités pour appréhender un phénomène ou pour interagir avec un objet. La multimodalité dans le transport désigne la présence de plusieurs modes de transport différents entre deux lieux. On parle de multimodalité entre deux lieux si on peut les relier par des trajets empruntant des modes de transport différents ; par exemple la multimodalité entre deux villes renvoie à l'existence à la fois d'une ligne de chemin de fer et d'une autoroute. Le transport multimodal, ou transport intermodal, ou transport combiné, consiste à assurer un transport en empruntant successive- ment différents modes de transport. Il s'agit de déplacements (acheminement) de personnes (de marchandises) par au moins deux modes de transport successifs. Une partie du trajet peut ainsi être réalisée par la route, l'autre par voir maritime, fluviale ou par le rail. Nous présentons une revue des problèmes d'optimisation présents dans les réseaux multimodaux.

Keywords: Réseau Multimodal, transport multimodal, régulation de tra-
c.

MSC(2010) : 90B20.

Introduction

La multimodalité constitue un moyen de rééquilibrage entre les différents modes de transport à travers la combinaison de plusieurs d'entre-eux. Elle concerne toute offre de transport faisant usage de plusieurs et différents moyens de transport pour une même demande de déplacement d'une origine vers une destination donnée. Le libre choix revient donc à l'usager de décider du moyen qu'il veut emprunter pour se déplacer. La multimodalité permet, plus particu lièrement, de limiter l'utilisation intensive du transport routier qui engendre des effets externes négatifs et de revitaliser d'autres modes de transport alternatifs peu exploités. Le développe- ment du transport multimodal constitue une solution intelligente de l'utilisation efficiente des infrastruc- tures existants face aux problèmes de l'augmentation des traffics et à la saturation du réseau routier.

Problématiques liées au réseau de transport multimodal

Les notions de multimodalité et d'intermodalité dans les réseaux de transport font l'objet de différentes problématiques de recherche liées à l'aménagement des réseaux, à la gestion conjointe des différents modes de transport, à l'information multimodale et à la planification et régulation du trafic [4]. Dans le domaine du transport de personnes on utilise la notion de multimodalité pour désigner le comportement des usagers qui comparent les modes de transport de différents

points de vue (commodité, coût, rapidité, sécurité et de plus en plus fréquemment effets sur l'environnement) . Dans le domaine du transport des marchandises, le transport intermodal consiste à utiliser successivement deux ou plusieurs modes de transport pour réaliser le transport d'une charge utile d'un point origine à un point destination. La multimodalité est souvent présentée comme un moyen de réduire les impacts environnementaux du transport en privilégiant successivement différents modes de transport [2,3].

Optimisation dans les réseaux multimodaux

Face à l'augmentation du nombre et de la complexité des déplacements, les usagers souhaitent disposer d'une information fiable sur l'ensemble des modes de transports qui sont mis à leur disposition. Le recours aux systèmes d'information multimodale [1] ont pour rôle de fournir à l'utilisateur d'un réseau de transport toutes les informations nécessaires à la réalisation de son voyage (les itinéraires, les modes de déplacement envisageables, la durée et le coût de ces déplacements) et si possible à orienter le comportement des voyageurs au bénéfice d'une utilisation optimale des infrastructures avec une priorité aux transports collectifs.

References

- [1] M. A. Kamoun. *Conception d'un système d'information pour l'aide au déplacement multimodal : Une approche multi-agents pour la recherche 217 et la composition des itinéraires en ligne* Thèse de doctorat, Ecole Centrale de Lille, France, 2007.
- [2] H. Mejri, K. Jeribi, H. Zgaya, S. Hammadi. Distributed Graphs for Solving Co-modal Transport Problems *14th International IEEE Conference on Intelligent Transportation Systems (ITSC 2011)*, Washington DC, USA, 5-7 October, 2011.
- [3] M. Meskine et P. Gendre. *Algorithmes et calculs d'optimisation d'itinéraires pour l'information multimodale*. Rapport d'étude, CERTU/EMSE (Ecole des Mines de Saint-Etienne et Centre d'études sur les réseaux, les transports, l'urbanisme et les constructions urbaines), Novembre 2001.
- [4] B. Zidi. *Système d'aide à la régulation et la reconfiguration des réseaux de transport multimodal*. Thèse de doctorat en Automatique et Informatique Industrielle, Université des Sciences et Technologies de Lille, France, 04 Juillet 2007.

Traffic control strategies

Houda Oulha & Rachid Ouafi

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire AMCD&RO.

houdaoulha@gmail.com & rachid_ouafi@hotmail.com

Abstract: Traffic congestion is a major problem of transportation that leads to a reduced throughput and safety and the degradation of the infrastructure. One way to counter this problem and to improve traffic conditions is to regulate traffic demand and network capacity. This is done by applying the Dynamic Traffic Management systems that allocate temporal and spatial utilization of infrastructures and vehicle fleets by means of dynamic signals. We are interested at giving a panorama of traffic control measures and to show the general mechanism to apply a control system at intersections.).

Keywords: Traffic control, signal control, route guidance, controlling intersections.

MSC(2010) : 90A27.

Extended abstract

Transportation constitutes a crucial aspect of human civilization since it permits the movement of people and goods. The rapid increase in the number of vehicles and in the transport demand leads to traffic congestion. Traffic congestion may occur when too many vehicles attempt to use a common transportation infrastructure with limited capacity. This last may conduct to excess delays, reduced safety and increased environmental pollution.

Different solutions to alleviate congestion are considered. One way is to build new roads. This solution is highly expensive and isn't possible when the area is limited. Another solution, which is the best, is to balance the traffic demand and the infrastructure capacity. This is can be done using the Dynamic Traffic Management systems. These systems enable controlling the traffic flows dynamically.

Traffic signal control and route guidance are the oldest and most applied DTM measures. Route guidance is a way to influence users' route choice, since that last defines the state of the system. Users behave in a selfish way choosing the shortest paths so as to minimize their own travel times. In this case, they achieve what we call user optimum. The system is in a social optimum when the common interest is aimed, and users cooperate to minimize the total costs.

Route guidance helps users to select their paths in an efficient manner by providing them information about the state of the transport system. Information can be transmitted before making a trip by means of radio, TV or Internet. That may influence the choice of transport mode, the choice of paths to take, and the departure time. Another way is to diffuse it by variable message signs established in strategic points in the network or by in-car navigation systems.

Traffic signals are the basic devices to control the conflicting streams of vehicles at intersections. The control problem consists of specifying the green and red phases so as to minimize a given criterion. The intersections operate under fixed-time or vehicle-actuated traffic signal control.

In fixed-time control traffic lights, the cycle time is fixed and it's calculated using historical data. In vehicle-actuated, current traffic data is used to specify appropriate lengths of green/red phases and traffic cycles.

During this communication we are going to give a panorama of the main traffic control strategies and explain how they can manage intersections. It's shown that traffic control consists of two main steps. The first one tries to divide the traffic streams into groups that can cross the junctions without conflicts. The second step consists of calculating the signal timings. In the other hand, route guidance tries to inform the users of the state of the system and to direct them from congested area. There is a relation between the two strategies since that route guidance can be integrated to traffic signal in order to reach user and social optimum simultaneously.

References

- [1] M. Papageorgiou, C. Diakaki, V. Dinopoulou, A. Kotsialos, and Y. Wang. Review of Road Traffic Control Strategies. *Proceedings of the international Conference on Road Traffic Signaling*, London, United Kingdom, 2003.
- [2] W. Dong. An overview of in-vehicle route guidance system. *Australasian Transport Research Forum Proceedings*, 2011.

Sur le problème de la somme chromatique

Fatma Tammal & Méziane Aïder

USTHB, Fac. Mathématiques, Laboratoire LaROMaD.

ftammal@gmail.com & m-aider@usthb.dz

Résumé : Cette étude est consacrée au problème de la somme chromatique. Ce NP-complet problème [7] cherche à trouver dans un graphe donné G une coloration propre des sommets de G en utilisant des nombres naturels de telle sorte que la somme totale des couleurs est minimum entre toutes les colorations propres possibles de G . Ce papier présente une définition du problème accompagné d'un état de l'art puis une modélisation mathématique du problème en programme mathématique en nombres entiers.

Mots Clés : Somme Chromatique, Stable Maximum, Force du graphe, Coloration propre.

MSC(2010) : 05C15, 05A18.

Introduction

Sans doute, le domaine le plus connu et le plus étudié en théorie des graphes est la coloration. Partitionner un ensemble donné en des sous-ensembles est une procédure fondamentale des mathématiques. Souvent, les sous-ensembles sont astreints à satisfaire certaines propriétés prédéfinies. Quand un ensemble est associé à un graphe d'une certaine manière, alors on est amené à traiter de la coloration des graphes.

La coloration des graphes est devenue un sujet de grand intérêt à cause de ses divers résultats théoriques, ses problèmes non encore résolus et de ses nombreuses applications. Parmi ces problèmes qui reçoivent la plus grande attention figurent ceux autour de la coloration des sommets des graphes. Le présent papier est orienté à étudier une variante de cet important sujet qui est *la somme chromatique*. Ce problème a diverses applications telles que la planification, l'allocation de ressources, ...

Définition du problème

Soit $G = (V, E)$ un graphe non orienté simple avec un ensemble de sommets $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ et un ensemble d'arêtes $E \subset V \times V$. Une k -coloration propre c de G est une application $c : V \rightarrow \{1, \dots, k\}$ telle que $c(v_i) \neq c(v_j), \forall \{v_i, v_j\} \in E$. Une k -coloration propre peut-être aussi définie comme une partition de V en k stables V_1, \dots, V_k telle que $\forall u, v \in V_i (i = 1, \dots, k), \{u, v\} \notin E$. Le problème de coloration classique cherche à trouver une k -coloration propre avec k minimum.

L'objectif du problème de la somme chromatique est de trouver une k -coloration propre qui minimise la somme des couleurs assignées aux sommets. Ce minimum est la somme chromatique $\sum(G)$ de G : $\sum(G) = \min_{c \in \mathcal{C}} f(c)$, avec \mathcal{C} l'ensemble de toutes les k -colorations propres de G (pour toutes les valeurs de k possibles) et $f(c) = \sum_{i=1}^n c(v_i)$, ou $f(c) = \sum_{l=1}^k l |V_l|$ (ou $|V_l|$ est le cardinal de V_l). Le plus petit nombre de couleurs utilisées pour colorier le graphe G dans une solution optimale pour le problème est appelé *force du graphe*, et noté $s(G)$.

Etat de l'art

Le problème de la somme chromatique a été introduit par Kubicka dans sa thèse de doctorat [6]. Aussi dans [7], Kubicka et Schwenk ont prouvé que le problème est NP-complet. D'autre part, ils ont donné un algorithme polynomial pour la résolution du problème pour le cas des arbres. Plusieurs bornes sont fixées, comme la borne de Erdős et al. [3] qui nous donne un intervalle pour la somme chromatique :

$$\left\lceil \sqrt{8|E|} \right\rceil \leq \Sigma(G) \leq \left\lfloor \frac{3}{2}(|E| + 1) \right\rfloor,$$

Hajiabolhassan et al. [4] ont abouti à une borne maximum pour la force du graphe :

$$s(G) \leq \left\lceil \frac{\text{col}(G) + \Delta(G)}{2} \right\rceil$$

où $\text{col}(G)$ est le nombre de colorations et $\Delta(G)$ est le degré maximum du graphe G et ils ont conjecturé la borne suivante :

$$s(G) \leq \left\lceil \frac{\chi(G) + \Delta(G)}{2} \right\rceil$$

où $\chi(G)$ est le nombre chromatique du graphe G . Salavatipour [10] a donné une borne pour les graphes bipartis : $s(G) < \log_2 n$. En plus, quelques algorithmes de résolution exacts, approximatifs et des métaheuristiques sont mis au point. Un algorithme approximatif pour les graphes d'intervalles dans [9] qui donne une borne inférieure à $\Sigma(G)$ où il a été prouvé que le problème est NP-complet pour les graphes d'intervalles si leur taille est au moins égale à 4 a été proposé. Dans [1], il a été mis au point un algorithme $\frac{9}{8}$ -approximatif pour les graphes bipartis et ce résultat a été amélioré dans [2] par un algorithme $\frac{10}{9}$ -approximatif. Les métaheuristiques ont eu une grande part de l'étude du problème en général, tel que l'algorithme mémétique de Jin et al. [5] et un algorithme génétique parallèle par Kokosiński et al. [11]. Le problème a été utilisé pour la modélisation de plusieurs cas pratiques dont les plus remarquables sont le problème des allocations des ressources et planification [1, 2].

Modélisation en programme linéaire en nombres entiers

Soit un graphe $G = (V; E)$. Une formulation en variables entières peut être donnée de la façon suivante:

On associe à chaque sommet u de V un vecteur binaire à $s(G)$ dimensions $x_u = (x_u^1, \dots, x_u^{s(G)})$, où :

$$\left\{ \begin{array}{l} \min \left\{ \sum_{l=1}^{s(G)} \sum_{u \in V} l x_u^l \right\} \\ \sum_{l=1}^{s(G)} x_u^l = 1, \quad \forall u \in V \\ x_u^l + x_v^l \leq 1, \quad \forall e = uv \in E \quad \text{et} \quad 1 \leq l \leq s(G) \\ x_u^l \in \{0, 1\}, \quad \forall u \in E \quad \text{et} \quad 1 \leq l \leq s(G) \end{array} \right.$$

Pour réaliser ce modèle, on peut prendre $s(G) = \Delta(G) + 1$ [8].

Conclusion

Le problème de la somme chromatique est un problème récemment développé pour lequel peu de travaux ont été réalisés. Une amélioration des résultats est envisagée en se basant sur l'étude polyédrale du modèle présenté.

References

- [1] A. Bar-Noy, M. Bellare, M. M. Halldorsson, H. Shachnai, T. Tamir. On chromatic sums and distributed resource allocation. *Information and computing*, 140, 183-202, 1998.
- [2] A. Bar-Noy, G. Kortsarz. The minimum color sum of bipartite graphs. In URL <http://www.eng.tau.ac.il/amotz/publications.html>, 1997.
- [3] P. Erdos, E. Kubicka, A. Schwenk. Graphs that require many colors to achieve their chromatic sum. *Congressus Numerantium*, 71, 17-29, 1990.
- [4] H. Hajiabolhassan, M. L. Mehrabadiy, R. Tusserkani. Minimal coloring and strength of graphs. *Discrete Mathematics*, 215, 265-270, 2000.
- [5] Y. Jin, J. K. Hao, J. Ph. Hamiez. A memetic algorithm for the Minimum Sum Coloring Problem. *Computers & Operations Research*, 43, 318-327, 2014.
- [6] E. Kubicka. *The chromatic sum of a graph*. Ph.D dissertation, Western Michigan University, 1989.
- [7] E. Kubicka, A.J. Schwenk. An introduction to chromatic sums. *Proc of the seventeenth Annual ACM Comp Sci Conf ACM press*, 39-45, 1989.
- [8] J. Mitchem and P. Morriss. On the cost-chromatic number of graphs. *Discrete Mathematics*, 171, 201-211, 1997.
- [9] S. Nicolosco, M. Sarrafzadeh, X. Song. On the sum coloring problem on interval graphs. *Algorithmica*, 23, 109-126, 1999.
- [10] M. R. Salavatipour. On sum coloring of graphs. *Discrete Applied Mathematics*, 127, 477-488, 2003.
- [11] Z. Kokosiński, Krzysztof Kwarciany. On Sum Coloring of Graphs with Parallel Genetic Algorithms. *ICANNGA 2007, Part I, LNCS 4431, Springer-Verlag*, 211-219, 2007.

Vos notes
