

Le bulletin

Semestriel



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

Édition Automne - Hiver 2003
Numéro 11 - Décembre 2003

Éditorial : A. Nguyen

Application des techniques d'optimisation dans le périmètre de la logistique RENAULT

Articles invités : 1) E. J. Kuipers; 2) J-C Billaut et C. Esswein

An algorithm for selecting and timetabling requests for an Earth Observation Satellite

Courses de fourmis - jeux de fourmis

Activités de la ROADEF :

AG la ROADEF (annonce), Action spécifique RO (CR)

Challenge ROADEF, Prix Robert Faure

Groupes de travail JFRO, PM2O, META

Manifestations parrainées par la ROADEF

Annonces des manifestations à venir

Compte-rendu :

7^e et 8^e JFRO, 8^e PM²O, 2^e META

Rejoindre la ROADEF

Éditeur.....Arnaud Fréville, LAMIH - Université de Valenciennes, Le Mont Houy F59313 Valenciennes cedex 9

Siège social.....Marie-Christine Costa, CEDRIC - CNAM, 292 Rue Saint-Martin F75141 Paris cedex 03

Publication.....Anass Nagih, LIPN - UMR CNRS 7030 - Université Paris 13, 99 Av. J-B Clément F93430 Villetaneuse

Site web.....<http://www.roadef.org>

Langues officielles.....Français et anglais

Editorial

Application des techniques d'optimisation dans le périmètre de la logistique RENAULT

Alain NGUYEN¹

Alain.Nguyen@renault.com



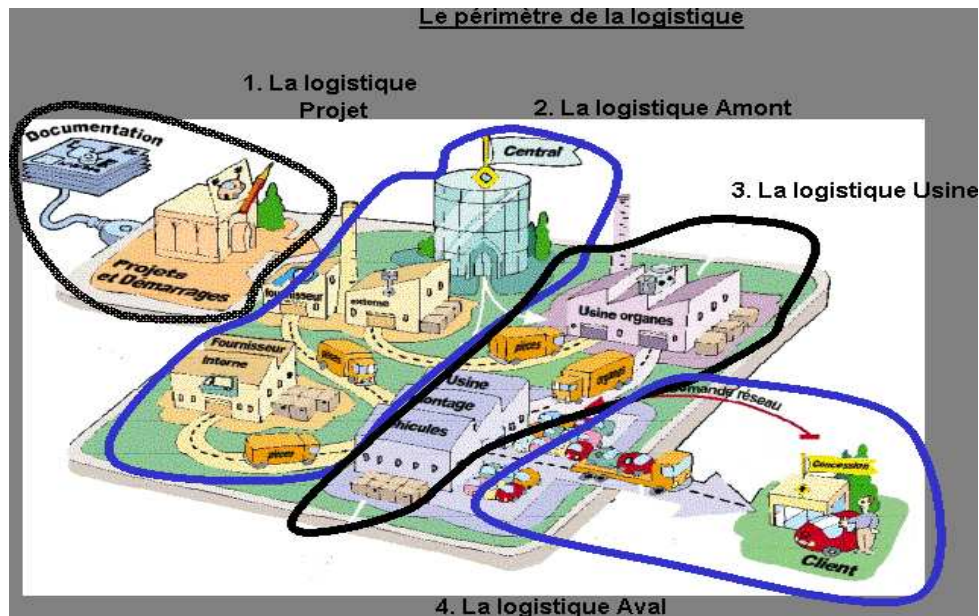
Le périmètre de la logistique

Chez RENAULT, on peut distinguer 4 domaines dans la logistique :

1. La logistique projet.
2. La logistique amont.
3. La logistique usine.

4. La logistique aval.

La logistique projet traite du démarrage des nouveaux véhicules (ou nouvelles versions d'un véhicule existant), depuis les investissements industriels sur les chaînes de montage jusqu'à la gestion des démarrages effectifs des fabrications.



¹Direction des Technologies et des Systèmes d'Information/Domaine Commerce et Logistique/Equipe "Optimisation des Flux Logistiques et de la Programmation".

La logistique amont couvre les planifications à court (jusqu'à 3 mois) et à moyen terme (jusqu'à 2 ans) des fabrications tant des véhicules que des organes mécaniques (moteurs, boîtes de vitesses, etc.) et de leurs composants (culasses, carters, villebrequins, etc.).

La logistique usine concerne l'ordonnancement et le suivi des fabrications dans les usines d'organes mécaniques et de montage véhicules, ainsi que la gestion des flux pièces entre les fournisseurs et les usines, ou entre les usines elles-mêmes.

Enfin la logistique aval est représentée par le transport des véhicules depuis les usines de montage jusqu'aux concessions du réseau commercial (pour livraison au client ou pour exposition en showroom).

Cette logistique se déploie à l'international puisque la logistique RENAULT couvre 33 sites industriels répartis dans 16 pays.

Les applications d'optimisation et les processus associés

Les applications d'optimisation sont aujourd'hui concentrées sur la logistique amont et la logistique usine, et plus particulièrement sur la planification industrielle à court et à moyen terme des fabrications des usines de montage véhicules et des usines d'organes mécaniques, ainsi que sur l'ordonnancement des fabrications des usines de montage. Des

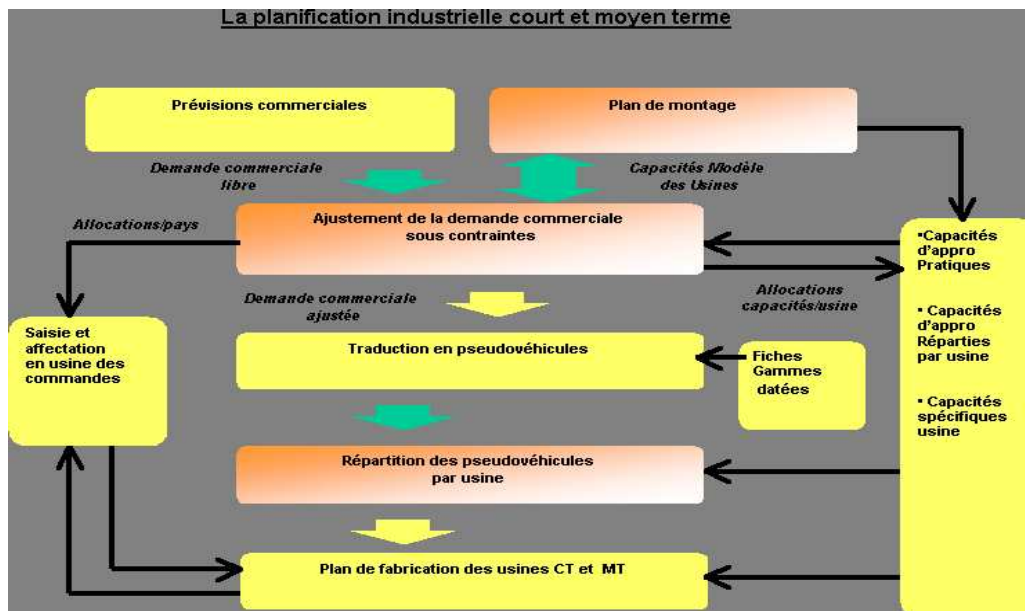
prototypes exploratoires ont été réalisés pour la logistique projet (optimisation des investissements industriels) mais n'ont pas encore donné lieu à des applications opérationnelles. Enfin la logistique aval commence à être étudiée (elle était historiquement le domaine réservé du fournisseur de transports).

La planification industrielle à court et à moyen terme

Au début de chaque mois M, les filiales commerciales remontent au central des demandes de fabrications, déterminées en fonction des prévisions de ventes et des niveaux de stocks objectifs. Cette "demande commerciale libre" est exprimée par des volumes mensuels de demandes de fabrications sur un horizon de 2 ans.

Pour satisfaire cette demande commerciale, les opérationnels de la logistique centrale disposent de l'application OPTIM qui va enchaîner 2 optimisations :

1. Maximiser l'utilisation des capacités industrielles pour répondre globalement à la demande commerciale. On obtient alors une demande commerciale "mise au plan".
2. Répartir mensuellement cette réponse industrielle (c-à-d des volumes de fabrications) entre les usines au meilleur cot de transport usine-clients.



Dans la foulée de OPTIM, l'outil OPM (Optimisation de la Programmation Mécanique) va répartir mensuellement la demande d'organes mécaniques

(induite par le plan de fabrication véhicules) entre les usines de mécanique, en minimisant les coûts de transport pièces entre les usines-fournisseurs d'or-

ganes mécanique et les usines-clientes de montage véhicules, et les cots de fabrications des organes multi-sites (fabricables dans plusieurs usines).

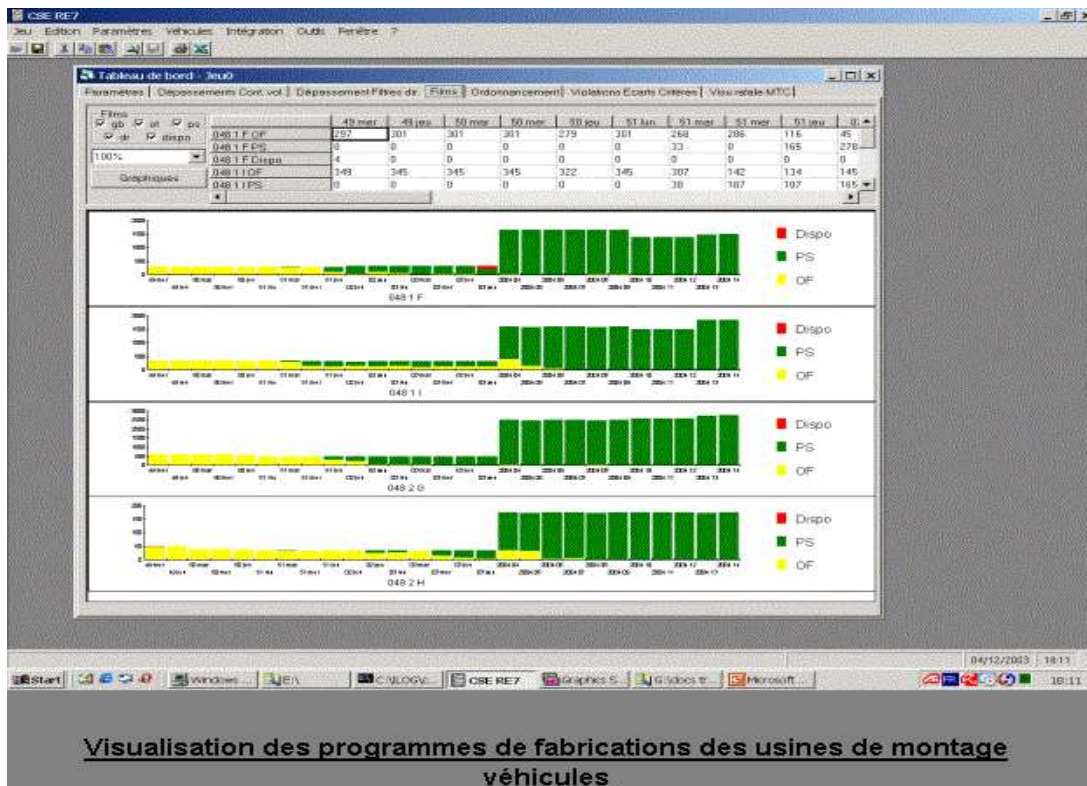
Ce processus de planification travaille avec une maille "macroscopique" de définition des véhicules : le modèle, la version et quelques équipements lourds. Mais il faut ensuite affiner cette planification à un niveau détaillé (maille temporelle journalière et définition complète des véhicules) afin de générer des demandes prévisionnelles de pièces auprès de l'ensemble des fournisseurs.

Pour ce faire, des échantillons de véhicules "probables" sont générés (les "pseudo-véhicules") et l'application CARNETS CENTRAL va positionner ces pseudo-véhicules dans les plans de fabrications journalières des usines. Ce positionnement doit satisfaire au mieux les volumes prévisionnels de fabrications réponsus au commerce (c'est l'engage-

ment pris par l'industriel), tout en respectant les contraintes détaillées de chaque usine. Les plans de fabrications véhicules journaliers et détaillés sont alors déclinés en demandes pièces et transmises aux fournisseurs.

L'ordonnancement des fabrications en usine de montage véhicules

Quotidiennement dans chaque usine, le service Lancement doit ordonnancer le programme de fabrication de l'usine découpé en jours sur un horizon de 3 mois. Il s'agit de prendre en compte les nouvelles commandes clientes parvenues en usine depuis la veille, de les positionner au plus près de la date souhaitée par le client, dans le respect de contraintes de fabrication et d'approvisionnement ré-actualisées. Ce positionnement jour des commandes clientes est réalisé par l'application CARNETS USINE.



Dans une seconde étape, CARNETS USINE séquence les véhicules à l'intérieur de chaque journée afin de respecter au mieux les impératifs des ateliers de tlerie, peinture et montage, qui constituent la chaîne de fabrication véhicules. L'atelier tlerie demande une séquence qui minimise les changements d'outillages "lourds". Le département peinture recherche une séquence minimisant les changements de teintes afin d'optimiser la consom-

mation de solvant (le solvant est utilisé à chaque changement de couleur pour "purger" les pistolets de peinture). Enfin, l'atelier de montage requiert une séquence qui lisse la charge des postes de travail en bord de chaîne en "écartant" au maximum les véhicules exigeant des opérations "complexes" de montage. La séquence calculée constitue le "film" qui sera envoyé à la fabrication.

Sur la chaîne physique, les fabricants peuvent

être amenés à ré-ordonnancer (de manière limitée) le film afin de répondre aux aléas de la fabrication (manque pièces, avances/retards de la chaîne, pannes d'outils, etc.). Ce ré-ordonnement s'effectue à travers des outils temps réel en bord de chaîne.

En fin de chaîne de fabrication (le "bout d'usine"), l'application GVR (Gestion des Véhicules en Retouche) priorise les véhicules à passer en atelier de finition, en fonction des délais demandés par les clients, des opérations à réaliser sur les véhicules et des ressources disponibles dans l'atelier.

Les techniques d'optimisation utilisées

Dans le cadre de la planification industrielle à court et à moyen terme, on se ramène à des problèmes d'affectation multi-périodes avec minimisation du cot de transport et/ou de fabrication, avec la particularité d'avoir à "viser" des cibles, et de lisser les écarts lorsqu'on ne parvient pas à répondre parfaitement aux cibles.

La programmation linéaire et les techniques de *goal programming* sont particulièrement adaptées pour ces problématiques, et les performances des solveurs du marché tels que CPLEX ou XPRESS-MP nous ont permis de traiter avec des temps de réponse acceptables les plus gros problèmes en planification industrielle (typiquement 3 min. de calcul du solveur pour résoudre en continu un problème de 300.000 contraintes, 300.000 variables et d'un million de coefficients non nuls). Cela étant dit, il a été parfois nécessaire de décomposer un problème global multi-périodes en une succession de "petits" problèmes mono-périodes pour rentrer dans des temps de réponse compatibles avec une utilisation interactive des applications d'optimisation.

Au fil des applications en programmation linéaire, des composants génériques ont été développés pour simplifier la modélisation des problèmes et l'utilisation du *goal programming*, en faisant abstraction des instructions spécifiques à chaque solveur (CPLEX, XPRESS-MP ou LP-SOLVE). Cette capitalisation a été "naturelle" du fait que c'est quasi la même équipe interne qui a développé l'ensemble des applications d'optimisation en logistique sur les 10 années écoulées.

Les problématiques d'ordonnement en usine de montage se ramènent à des problèmes de Car Sequencing et ont été traitées soit par des algorithmes

de recuit simulé, soit par des algorithmes gloutons très simples dans le cas du ré-ordonnement en temps réel en bord de chaîne.

Conclusions

Les techniques d'optimisation ont généré des bénéfices tant qualitatifs que quantitatifs auprès des opérationnels de la logistique :

- gains quantitatifs : réduction de la consommation de solvant pour les purges en atelier de peinture, réduction du cot de transport des pièces, réduction du cot de transport véhicules, etc.
- gains qualitatifs : de meilleures réponses industrielles à la demande commerciale, un meilleur respect des délais clients dans les programmes de fabrications usine, etc.

De ce fait, le recours à ces techniques fait aujourd'hui l'unanimité.

L'utilisation des techniques d'optimisation en logistique a fortement bénéficié de l'impulsion de plusieurs projets d'entreprise, qui ont entraîné dans leur sillage le développement des applications. Ainsi 2 générations d'outils ont été développées en planification industrielle en l'espace de 7 ans.

Toutes les applications d'optimisation ont débuté par des prototypes de faisabilité, parfois extrêmement finis, qui ont permis à la fois de valider les modèles algorithmiques et les performances, de vérifier la disponibilité des systèmes d'information, et de susciter l'adhésion des opérationnels. Cette adhésion n'a pas toujours été acquise, tant l'arrivée de modules d'optimisation a bouleversé les méthodes de travail.

Nous cherchons aujourd'hui à étendre les techniques d'optimisation aux problématiques de conception de réseau de transport amont (pièces) et d'optimisation des schémas de transport aval (véhicules). Des prototypes exploratoires ont été réalisés mais ne se sont pas encore concrétisés par des applications opérationnelles.

Le développement des collaborations avec les équipes universitaire fait également partie de nos axes de progrès. A ce sujet, le challenge ROADEF'2005 sur le problème du Car Sequencing soumis par RENAULT est d'ores et déjà une grande réussite devant le nombre important d'équipes candidates déclarées.

Article invité
 Vainqueur de la catégorie Sénior du Challenge ROADEF'2003

An algorithm for selecting and timetabling requests for an Earth Observation Satellite

Eelco J. KUIPERS¹
 kuipers@fel.tno.nl

Key-words : combinatorial optimization, local search, simulated annealing, Earth observation satellites.

Introduction

This paper describes an algorithm that can be used by the new generation of Earth Observation Satellites called *Pléiades*. The algorithm is based on simulated annealing and was the winning algorithm in the French Society of Operations Research and Decision Analysis (ROADEF) 2003 challenge. The subject of this challenge was proposed and sponsored by ONERA and CNES (French space agencies). ONERA and CNES are researching algorithms for optimal deployment of the Pléiades satellites in order to satisfy user requests for optical, radar or infrared photographs of the earth as well as possible. Please refer to the challenge² for a detailed description of the problem.

Basis of the algorithm

The algorithm is based on simulated annealing. It explores the solution space by testing a random neighbor s' of the current solution s at each iteration. If s' has a higher solution value than s the algorithm will move to s' for the next iteration. If s' has a lower solution value than s the algorithm the decision to move to s' or stay with s will be done by random draw. The chance of moving to s' by this random draw is dependent on the percentage loss that would be achieved in the solution value when moving from s to s' .

A solution s is defined as an ordered set of strips and their respective acquisition directions. In other words, a solution contains the strips that are to be acquired by the satellite, the order in which they are to be acquired and the direction in which each strip

is to be acquired. The timetable with exact acquisition start times for each strip is uniquely given by s , and can be calculated very easily from s and the visibility windows and transition time constraints. At each iteration, the following steps are executed that define a move from s to s' :

1. Remove 1, 2, 3 or 4 requests from s
2. Insert 1, 2, 3 or 4 requests in s

The number 1, 2, 3 or 4 in both steps is chosen randomly. The neighborhood $N(s)$ of the current solution s is defined as the set of solutions that can be created from s using the steps outlined above. Only feasible solutions are considered.

When a request r is removed at least one the strips of r and at most all present in s , denoted by p , are removed. Only requests that have strips in s are eligible for removal. The number of strips i that will be removed is randomly picked in the interval $[1, p]$. The removal of i strips is done at random so that all strips of r have the same chance to remain in s . The algorithm has been tested where all p strips were removed every time a request was selected for removal in stead of leaving a random number of strips in. This has a significantly negative effect on the performance of the algorithm. An explanation can be found in the fact that some requests have a large number of strips. By always removing all strips such requests do not get the chance to manifest themselves in the solution. The function p further aggravates this effect.

When a request r is inserted, the number of strips of r not in s is determined, denoted by n . A random number, in the interval $[1, n]$, of strips will be tried for insertion. The insertion position of a strip is chosen such that the increase in transition time (time it takes to get from the end of one strip to the beginning of the next) is smallest. If a strip t is successfully inserted which has a twin strip t' , the algorithm will attempt to insert t' right after the

¹TNO Physics and Electronics Laboratory, Oude Waalsdorperweg 63, P.O. Box 96864, 2509 JG, The Hague, The Netherlands.

²www.prism.uvsq.fr/~vdc/ROADEF/CHALLENGES/2003/

insertion of t . If t' cannot be inserted t will be removed. Tests have been conducted to investigate the effect of inserting a strip in a random (feasible) position in s , as opposed to preselecting this position as described above. Reason for this was that there is a danger in preselecting the insertion position because this preselection precludes the algorithm from reaching certain areas in the solution space. These tests showed no performance improvements, yet the algorithm needed more time to achieve a certain solution value as was expected because a larger solution space is explored. From this we can conclude that the preselection of the insertion position is a valuable means of reducing the size of the solution space.

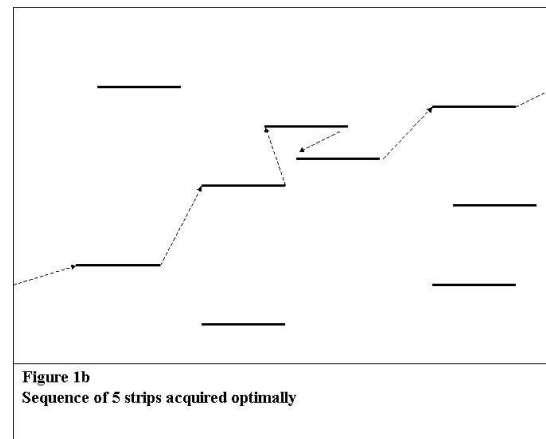
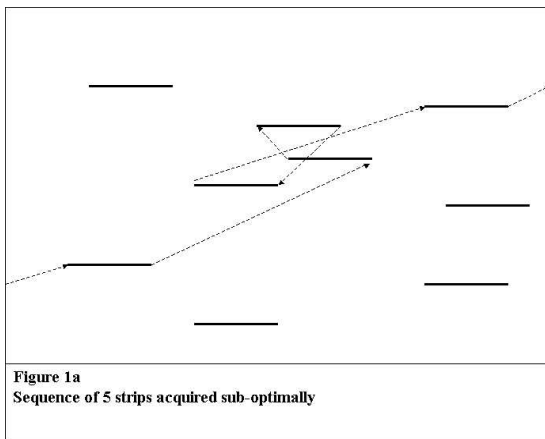
Additional mechanisms

Due to the erratic shape of the solution space and the severe CPU time constraint imposed by the challenge organizers, the performance of the algorithm described in the previous section was not sufficient. In order to improve, specific mechanisms are needed to take shortcuts through the solution space wherever possible. In general this is potentially dangerous as these mechanisms usually aim to reduce the size of the solution space. For the mechanisms constructed in this algorithm, it has been attempted to mitigate this risk as much as possible by not reducing the solution space but making some areas in it easier to reach than other areas.

First the algorithm was split in two parts, A and B. Part A aims to finding the right area of the solution space where the optimal solution is likely to be. This part is repeated several times to reduce the algorithm's vulnerability of ending up in a local optimum. Each time this part is repeated the algo-

rithm starts with an empty solution, i.e. a solution without any strips. In the current implementation of the algorithm about 60% of CPU time is allowed for a number of executions of part A. For the large problem instances (more than 400 strips), part A is repeated about 6 times. Part B of the algorithm then fine-tunes the best solution found in part A in the remaining 40% CPU time. The distribution of CPU time percentage allowed for parts A and B is not a sensitive parameter to the performance of the algorithm. Only in extreme distributions, where one part has much more time than the other, the performance of the algorithm drops.

The second mechanism added to the algorithm is used only in part A of the algorithm. Large strips (i.e. strips with a high expected gain associated with them) are hard to insert in s , in particular when s already contains a lot of strips. This can be explained by the fact that in order to insert a large strip l , a lot of room has to be available in s near the possible acquisition window of l . This is not likely to happen, as strips are randomly removed and no particular attention is paid to creating enough room for another strip to fit. There are several ways to deal with this, for example a method can be constructed to remove strips in step 1 that are in the way of the strips that will be tried for insertion in step 2. In the algorithm this issue is resolved by having the algorithm only consider a subset of the total set of strips. The algorithm starts with only the largest strips. Over time the threshold is lowered so that more strips become available for insertion. The threshold is slowly lowered to zero to make sure all strips are considered. Each time part A of the algorithm is restarted the threshold is put back to its start value.



Thirdly the algorithm maintains a library that contains each set of 5 strips that have been in s more

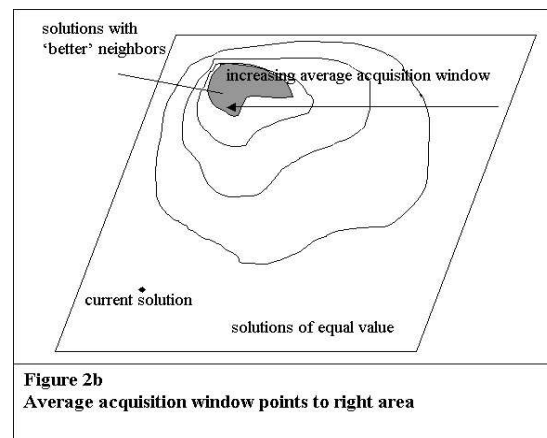
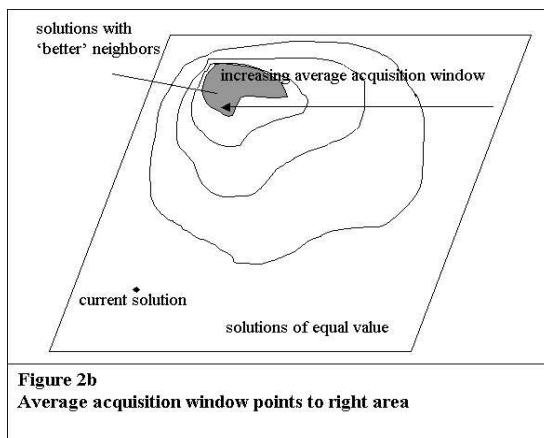
than x times with the same first and the same last strip. The number used for x was 50, but the algo-

rithm is not very sensitive to this parameter, as long as it is not below 10. The number x was introduced to avoid a prospectless chain of 5 strips showing up only incidentally taking up valuable library space. Every time a strip t is successfully inserted in s , the strip t and the 2 strips on either side of it in s are reexamined. If the sequence of 5 strips already has an entry in the library, this sequence and the sequence in s are compared. If the sequence in the library is better (and feasible for s), the sequence in s is replaced by the sequence from the library. If the sequence in s is better it will be stored in the library.

The criterion to decide which sequence is better is the difference between the last possible acquisition time of the first strip in the sequence and the first possible acquisition time of the last strip in the sequence. The rationale behind this library is that during the execution of the algorithm sequences of 5 strips that are in the optimal solution will occur often, yet their order and acquisition direction is usually not optimal (see figure 1a). If no library is used, there is no strong reason for the algorithm to put them in optimal order or direction. After all the value of the solution value does not change with a different order or a reverse strip acquisition. This results in a sub-optimal order (and directions) of some sequences of 5 strips, even though at some point during the algorithm, they are in optimally. The library *remembers* this optimal configuration and provides the algorithm a reason to put a subset of strips in a certain order or direction. In a way it just optimizes the timetable given the selection of strips (see figure 1b).

The library requires about 100 MByte of computer internal memory, for present day computers this

is not a problem. During the execution of the algorithm, hundreds of thousands of 5 strip sequences are stored. The choice of 5 strips is hardware driven. In the case of attempting to record 6 strip sequences, much more memory would be required, but it would not be a significant slowing factor of the algorithm. The amount of memory required also depends on the manner in which the library is constructed. Assuming a limit of 600 strips in a problem instance, one requires approximately 637 GByte of memory to store every possible sequence of 5 strips. This is clearly undoable so the following filing system was created. A 600 by 600 size reference library was created such that it contains one entry for each combination of 2 strips, denoting the first strip f and the last strip l in the sequence. An entry in this library contains a reference address to a second library where all the sequences with f as the first strip and l as the last strip are contained. This second library is filled up as strip sequences present themselves in s but it cannot exceed a certain predetermined size. Once this library is full no more entries can be made in it, so if a combination of 2 strips shows up that has not occurred before, they will not be entered in the library. This is not a problem based on the assumption that the promising sets of 5 strips occur more often and will therefore already have a place in the library. Similarly the second library contains a reference address in a third library where all the sequences can be found with f and l and the first strip after f . This is continued for a fourth and a fifth library, the last of which contains the best sequence order and directions so far found for this set of 5 strips. This complex representation of the library enables a very efficient use of available computer internal memory.



The final mechanism was created after the discovery that in some instances there is an innumerable

amount of solutions that have an equal solution value. The algorithm has no means of distinguishing

Set A instances	requests	strips	Average value	Best value	Reference value
2_13_111	68	106	563597071	563597071	539347530
2_15_170	218	295	716817920	717383629	524896372
2_26_96	336	483	1004434419	1005301900	671624710
2_27_22	375	534	965414720	967910750	615164930
2_9_170	12	25	191358231	191358231	191358231
2_9_36	2	2	10423440	10423440	10423440
2_9_66	4	7	115710959	115710959	115710959
3_25_22	150	342	425970336	425983220	333087930
3_8_155	12	28	121680360	121680360	121680360
4_17_186	77	147	185406780	185406780	175218520
Set B instances					
2_21_140	284	420	1025419648	1030060821	732260030
2_21_155	311	472	1149657754	1150632897	713416370
2_21_170	294	450	910337165	915035080	663534517
2_21_22	306	455	1158191872	1161780352	762608297
2_21_37	315	477	954965590	954965590	605861365
2_21_7	289	410	842378700	842378700	641874955
2_21_81	297	436	983047398	986678016	684499297
2_21_96	291	437	1138309120	1143324080	784372657
3_21_155	135	295	455194048	460196550	384165720
3_21_81	135	283	373551450	373551450	311452800

TAB. 1 – Computational results.

between these solutions and therefore it will move in a total random manner through the solution space (see figure 2a). It was found that the higher the value of the average acquisition window of s is, the easier it is to find a neighbor s' of s with a higher solution value (see figure 2b). The acquisition window of a strip j in s is given by the earliest possible time acquisition of strip j can be started based on the strips in s that precede j , and the last possible time acquisition of strip j can be started based on the strips in s that follow j . The average acquisition window of s can be viewed as a measure of the amount of room in s to insert new strips. By increa-

sing the average acquisition window, more room is created in the timetable so that another strip can be inserted.

The total gain associated with a solution is the most important optimization criterion, but the average acquisition window can be used as a second optimization criterion. Therefore a reward is added to the solution value to include the average acquisition window. This reward is quantified such that even the slightest increase in total gain is better than the biggest possible increase in average acquisition window. Thus is achieved that this mechanism in no way hampers the overall optimization objective.

Implementation and computational results

The algorithm was written in Borland Delphi 6.0 and run on a 750 MHz, Windows 2000 machine. The code was optimized using TurboPower Sleuth StopWatch. This code performance analyzer records routine calls and reports time spent in each routine. It also shows a list of routines that are called from a particular routine and how much was spent in a routine on behalf of a calling routine. It is a very important help in identifying parts of code where a lot of CPU time is spent. Based on this analysis it is often possible to rewrite a part of the code to reduce the CPU time needed. In the construction of this algorithm it helped to reduce

CPU time by as much as a factor of 3 to 4.

The table 1 shows the average solution values achieved after executing the algorithm 10 times and the best solution value for each of the 20 problem instances provided by the challenge organizers (test-sets A and B). The algorithm was stopped after 300 seconds of execution time as required for the challenge.

For test-set A the algorithm shows an 18.13% improvement over the reference values, 22.66% if you only count the instances that were used to rank the participants in the qualifying stages of the challenge. For test-set B the improvement is 40.63%. The improvement is most evident in the instances with size greater than 200 strips.

Article invité

Courses de fourmis

Jeux de fourmis



Jean-Charles BILLAUT Carl ESSWEIN



Laboratoire d'Informatique
Université de Tours
Département Informatique
Polytech'Tours
64 avenue Jean Portalis
37200 Tours

billaut@univ-tours.fr
carl.esswein@etu.univ-tours.fr

Mots-clés : ordonnancement, recherche opérationnelle, méthodes exactes, méthodes approchées, complexité des problèmes, vulgarisation.

1 Introduction

L'objectif de cet article n'est pas de présenter de nouveaux résultats de recherche sur un problème d'ordonnancement ou de recherche opérationnelle donné. L'objectif est de présenter deux jeux, permettant d'illustrer les concepts de base de la recherche opérationnelle, comme la complexité des problèmes et des algorithmes, les notions de méthode exacte et de méthode approchée, les calculs d'écart relatifs pour comparer des méthodes, le tout à travers des jeux. L'ensemble a un objectif de vulgarisation, pour permettre à des novices de s'initier aux bases de la RO, et pour permettre une présentation originale de nos activités de recherche lors d'activités de vulgarisation, comme par exemple "la Fête de la Science". Ces jeux, qui ont été développés par des élèves ingénieurs de Polytech'Tours, sont accessibles et téléchargeables depuis Internet :

<http://www.li.univ-tours.fr/fourmisracers/>

et

<http://www.li.univ-tours.fr/Jeuxdefourmis/>

Chaque course de fourmis <http://www.li.univ-tours.fr/fourmisracers/> correspond à un problème d'ordonnancement. Avant de commencer chaque jeu, le joueur choisit un nombre de fourmis compris entre 2 et 8 et selon le jeu, une instance du problème est alors générée aléatoirement.

Généralement, le joueur décide alors d'un ordre de course pour les fourmis, et la solution qu'il propose est mise en compétition avec la solution de l'ordinateur.

Chaque jeu de fourmis <http://www.li.univ-tours.fr/Jeuxdefourmis/> correspond à un problème de recherche opérationnelle. L'instance du problème est générée aléatoirement puis résolue préalablement par l'ordinateur et le joueur doit au moins atteindre la solution proposée.

2 Difficultés du jeu

Les jeux sont classés par niveau de difficulté. Il y a :

- les jeux faciles (*),
- les jeux difficiles (**)
- et les jeux très difficiles (***)

Les jeux faciles correspondent à des problèmes polynomiaux. Les jeux difficiles correspondent à des problèmes NP-difficiles au sens ordinaire, et les jeux très difficiles correspondent à des problèmes NP-difficiles au sens fort.

Exemples :

Jeux de fourmis faciles : le grand voyage.

Une fourmi doit se rendre d'un endroit à un autre et il s'agit de trouver le chemin qu'elle doit emprunter pour effectuer ce trajet dans un temps limité. Il s'agit du problème du plus court chemin.

Courses de fourmis faciles : course de relais sur 2 circuits.

On dispose d'un ensemble de fourmis. Chaque fourmi doit courir sur le circuit 1 et sur le circuit 2, on connaît le temps que met chaque fourmi sur chaque circuit. Il s'agit d'une course de relais : un relais par circuit, on ne peut donc pas avoir deux fourmis en même temps sur le même circuit. Le but est de faire arriver la dernière fourmi le plus tôt possible. Ce problème cache en fait le problème de flow shop à deux machines, avec minimisation du C_{max} , noté $F2//C_{max}$.

Jeux de fourmis difficiles :

- Robin des bois. On dispose de pièces, de billets, de lingots et de diamants, auxquels sont associés un poids et une valeur monétaire. Le problème consiste à remplir un sac, à la fois sans dépasser un poids indiqué et en atteignant une quantité monétaire voulue. Il s'agit sans contour du problème du sac-à-dos.
- Le partage.



On dispose de pièces de 1c, 2c, 5c, 10c, 20c, 50c, 1 euro et 2 euros, le problème consiste à les répartir équitablement en deux parts égales. Là encore, il s'agit avec évidence du problème de Partition.

Courses de fourmis difficiles : course de relais sur 2 lignes d'eau.

On dispose d'une piscine avec deux lignes d'eau. On connaît le temps mis par chaque fourmi pour parcourir la longueur du bassin. Les fourmis se relaient sur chaque ligne d'eau. Il s'agit d'affecter les fourmis aux lignes d'eau pour que la dernière fourmi arrive le plus tôt possible. Le problème d'ordonnement associé est le $P2//C_{max}$, c'est aussi le problème de Partition.

Jeux de fourmis très difficiles : une fourmi dans la ville.

Aider une fourmi à aller à un ensemble d'endroits dans la ville, une et une seule fois, puis à revenir à son point de départ, le tout dans un temps limité. Il s'agit bien entendu du problème du Voyageur de Commerce.

3 Niveaux de jeu

Le joueur se mesure à l'ordinateur. Il peut pour cela choisir plusieurs niveaux de jeu :

- débutant,
- maître
- et expert.

Au niveau débutant, l'ordinateur donne une solution au hasard. Le joueur a donc toutes les chances de gagner.

Au niveau maître, ne sont implémentés que des algorithmes polynomiaux. Pour les problèmes faciles, il s'agit donc des méthodes exactes, le joueur ne peut pas gagner. Pour les problèmes difficiles et très difficiles, il s'agit d'heuristiques, le joueur peut donc gagner.

Au niveau expert, les méthodes exactes sont implémentées, le joueur ne peut donc faire mieux que la solution qui lui est proposée.

Pour chaque jeu, l'utilisateur peut accéder à une page "pour en savoir plus". Sur cette page, le problème de recherche opérationnelle ou le problème d'ordonnancement correspondant au jeu est expliqué, sa complexité est donnée, les références à jour sur le problème sont fournies. Ensuite, les algorithmes implémentés aux niveaux maître et expert sont donnés.

Exemple :

Jeux difficiles : course de relais sur 2 lignes d'eau

Le problème d'ordonnancement P2//Cmax, se résout de façon optimale par un algorithme de programmation dynamique en $O(n \text{ Spj}2)$). L'heuristique au niveau maître consiste à ordonner les travaux selon LPT et à les affecter sur la première machine disponible.

4 Mode compétition

Un mode compétition est proposé aux joueurs qui connaissent déjà les jeux. Le mode compétition peut se faire au niveau débutant, expert ou maître. L'ordinateur lance successivement trois algorithmes correspondant au niveau. Pour les jeux de fourmis, les jeux proposés sont :

Au niveau débutant : le grand voyage (*), le carnaval (*) et le partage (**),

Au niveau maître : le carnaval (*), Robin des bois (**), Partition (**),

Au niveau expert : Robin des bois (**), partition (**), une fourmi dans la ville (***) .

A l'issue de l'exécution des trois jeux, un score est attribué au joueur en fonction des résultats qu'il a obtenus et du niveau qu'il a choisi. Plus le niveau est élevé, plus le joueur peut marquer de points. Si le score est suffisamment élevé, celui-ci est sauvegardé, ainsi que le nom du joueur ... jusqu'à ce qu'un trop grand nombre de joueurs fasse mieux...

5 Aspects techniques

L'ensemble de l'application a été réalisée en Java, en mode applet. Bien évidemment l'interface graphique se doit d'être conviviale pour rendre la pratique des jeux agréable. Dans cette optique, des techniques classiques d'affichage d'images sont utilisées (double buffering), pour rendre les animations fluides. L'intérêt principal de cette réalisation en Java est la mise à disposition du jeu via Internet. Certains détails techniques concernant l'enregistrement des performances des joueurs et leurs scores personnels seront réalisés en utilisant des pages JSP, et une base de données MySQL.

6 Conclusion et perspectives

Nous avons développé un jeu mettant en œuvre les concepts de base de l'ordonnancement et de la RO, sous une forme ludique et agréable. Nous envisageons de proposer, à terme, trois ou quatre jeux par difficulté, à la fois pour les problèmes de RO et pour les problèmes d'ordonnancement. De plus, nous envisageons l'utilisation d'instances particulièrement difficiles à résoudre dans la pratique. Nous espérons utiliser cet outil pour faire connaître notre métier, à la moindre occasion, que ce soit face à des étudiants de niveau maîtrise ou DEA ou face au public, voire pourquoi pas susciter des vocations dès le plus jeune âge ?

Vie de l'association

Annonce

Assemblée Générale de la ROADEF

15 mars 2004

La prochaine Assemblée Générale de la ROADEF aura lieu à Paris le 15 mars 2004, à l'occasion de la neuvième journée du groupe de travail JFRO.

compte rendu de la réunion sur la suite de l'

Action Spécifique Recherche Opérationnelle

26 juin 2003

par Jean-Charles Billaut et Philippe Chrétienne

La réunion est présidée par Ph. Chrétienne.

L'objet de la réunion est de savoir si nous engageons une action pour poursuivre après l'AS "RO inter GDR", qui prend fin en novembre 2003.

Philippe Chrétienne présente les intérêts d'un RTP (Réseau Thématique Pluridisciplinaire, structure différente d'un GDR) :

- a une existence sur 4 ans,
- affirme l'existence d'un domaine au niveau du CNRS,
- doit susciter des Actions Spécifiques (AS, sur 1 an) et des Equipes Projets Multi-Laboratoires (EPML, sur 4 ans),
- il n'y a pas d'argent dans un RTP, l'argent est pour les AS et les EPML qu'il "héberge".

Doit-on monter un dossier pour un RTP "Recherche Opérationnelle" ?

La réponse est oui, toutes les personnes présentes s'accordent pour dire qu'il faut faire quelque chose et ne pas en rester là.

Donc, il faut recenser les forces (les labos, les effectifs), les axes prioritaires et les relations avec les industriels. Le projet doit être complémentaire avec les RTP existants, et il faut le soutien des GDR (semble acquis). Le projet doit être présenté à l'automne.

Pour que la demande soit bonne, il faut montrer que l'AS a bien marché :

- intégration des Groupes de Travail dans les GDR → fait.
- projets → chaque responsable de projet doit faire un compte-rendu d'1/2 page avec des perspectives.
- animation → Ecole d'Automne de l'AS/RO (Tours, fin octobre), il faudra également un compte-rendu.

Le CNRS a besoin d'une vision des forces en RO, donc il faut une liste avec des labos, décomposée en 2 listes : la 1ère liste des labos majeurs et la 2ème liste des autres labos. Associé à cette liste, il faut un comité de pilotage. Il ressort comme 1ère liste : Leibniz (Grenoble), Heudiasyc (Compiègne), Lamsade (Paris), LIP6 (Paris), LIMOS (Clermont-Ferrand), LIPN (Paris), LI (Tours) et Cédric (CNAM-Paris).

Le nom d'une personne par labo permet de constituer la liste des membres du comité de pilotage de ce projet de RTP, soit : Finke (Leibniz), Carlier (Heudiasyc), Paschos (Lamsade), Chrétienne (LIP6), Quilliot (LIMOS), Plateau (LIPN), Billaut (LI), Picouveau (Cédric).

S'est alors posée la question des axes à proposer dans ce RTP : on garde les mêmes axes que pour l'AS : Ordonnancement, Optimisation Combinatoire et Aide à la Décision.

Philippe Chrétienne se charge de constituer le dossier et de le présenter au CNRS.

Activités de la ROADEF

Appel à candidature

Challenge ROADEF'2005

parrainé par RENAULT

Car Sequencing

Ordonnancement de véhicules pour une chaîne de montage automobile

<http://www.roadef.org>

Le but de ce challenge est double. D'une part, il permet aux industriels d'avoir une meilleure perception des développements récents dans le domaine de la Recherche Opérationnelle et de l'Aide à la Décision, et il confronte les universitaires à une problématique décisionnelle, souvent complexe, rencontrée dans le milieu industriel. D'autre part, ce challenge initie un partenariat permanent entre des industriels et des universitaires sur des projets d'ampleur industrielle nécessitant la conjonction de compétences scientifiques élevées avec une culture et une réalité de l'entreprise actuelle.

Prix du challenge

L'association **ROADEF** en partenariat avec **RENAULT** et **EURODECISION** présenteront des prix aux finalistes.

- Deux **PRIX** seront offerts par **RENAULT** (les montants sont pour le moment indicatifs) :
 - 3000 Euros pour la catégorie Junior (équipe composée d'au moins un étudiant et d'au plus d'un seul chercheur confirmé)
 - 3000 Euros pour la catégorie Senior
- **EURODECISION** présenterait le second prix de la catégorie Junior d'un montant de 300 Euros.
- **ROADEF** prendrait en charge une partie des frais de missions des étudiants finalistes au congrès **ROADEF'2005**.

Comité d'organisation

- Van-Dat Cung, Laboratoire GILCO, ENSGI - INPG - Grenoble (Van-Dat.Cung@gilco.inpg.fr)
- Alain Nguyen, RENAULT, France (alain.nguyen@renault.com)
- Jean-Philippe Brenaut RENAULT, France
- Youcef Khacheni, RENAULT, France

Remise du Prix Robert Faure 2003

15 mars 2004

Nous avons dû effectuer plusieurs relances pour obtenir un nombre de candidatures raisonnable. Les chercheurs opérationnels sont sans doute trop modestes car nous avons maintenant 14 dossiers qui me paraissent de grande qualité. Nous avons ainsi pris un peu de retard dans le calendrier. Chaque candidature sera examinée, dans un premier temps, par deux membres du jury qui établiront un rapport puis au cours d'une réunion plénière du jury

qui se tiendra au CNAM dans la semaine du 2 au 6 février 2004. La répartition géographique et thématique des candidatures représente bien la recherche opérationnelle française. La remise du prix est actuellement envisagée dans le cadre de la prochaine assemblée générale de la ROADEF, le 15 mars 2004.

Alain Billionnet, Président du jury

Groupes de travail

Annonces

9^e Journée Francilienne de Recherche Opérationnelle

15 mars 2004 ; Paris

<http://www.roadef.org/>

Deux événements exceptionnels auront lieu à l'occasion de cette journée :

- l'Assemblée Générale de la ROADEF,
- la remise du prix Robert Faure.

9^e Journée du groupe de travail sur la Programmation Mathématique MultiObjectifs (PM2O)

28 avril 2004 - Brest

<http://www.li.univ-tours.fr/pm2o>; <http://www.roadef.org/>

Prochaines journées du groupe de travail

META

<http://www.roadef.org/>

siarry@univ-paris12.fr; El-ghazali.Talbi@lifl.fr

- **1er avril 2004** : Journée de travail en commun avec le Groupe de Travail SCDD du GdR MACS;
- **août 2004** : Organisation de deux sessions au prochain congrès FRANCORO'2004 (Suisse)
- **septembre 2004** : Organisation d'une session au prochain congrès MOSIM'2004 (Nantes)

Appel à communications

Numéro spécial de la revue RAIRO - Operations Research / Recherche Opérationnelle

Thèmes clés

- modélisation par réseaux de contraintes
- algorithmes de filtrage
(propagation de contraintes)
- heuristiques d'instanciation,
stratégies de résolution
- coopération de méthodes (eg, PPC + PL)
- langages et environnement de programmation
- analyse et élimination des symétries

Date limite

- 29 février 2004

Contacts

- Philippe Baptiste (Philippe.Baptiste@polytechnique.fr)
- Narendra Jussien (Narendra.Jussien@emn.fr)
- Pierre Lopez (Pierre.Lopez@laas.fr)

Manifestation parrainée par la ROADEF

PMS'2004 : Project Management and Scheduling

Nancy - 26-28 avril 2004

<http://www.loria.fr/conferences/pms2004/>
co_pms2004@loria.fr

Le groupe de travail EURO sur la gestion de projet et l'ordonnancement (EURO WG-PMS) a été créé pendant la conférence EURO VIII à Lisbonne, Portugal en 1986. Depuis lors, une conférence internationale a été tenue, tous les deux ans, avec l'objectif de rassembler des chercheurs et des industriels pour échanger leurs expériences et leurs idées sur les problématiques et les résultats récents de recherches

liées à l'ordonnancement de projet et d'ateliers.

Pour la deuxième fois, c'est la France qui accueillera au printemps la neuvième édition de la conférence PMS (PMS 2004). Le laboratoire LORIA a le plaisir d'organiser PMS 2004 avec les sponsors EURO, INRIA, CNRS, les Universités de Nancy et la ville de Nancy.

Thèmes

Project management	Multipurpose machines	search / Simulated Annealing ...	Grid scheduling
Project scheduling	Cyclic scheduling	Evolutionary algorithms / Genetic Algorithms / Ant colony ...	Maintenance and scheduling
Network modelling	Scheduling of transportation robots / Hoist scheduling	Constraint programming and scheduling	Health care scheduling
Resource management	Batch scheduling	Agent based scheduling	Timetabling
Due-date management	Lot sizing	Artificial intelligence and machine learning	Transport scheduling
Machine scheduling	Machine assignment and scheduling	PMS particular models and applications	Sports scheduling
Single machine scheduling	PMS solution approaches	Flexible and robust scheduling	Teaching project management
Malleable / divisible task scheduling	Theory and complexity of scheduling problems	Real time scheduling	PMS stochastic approaches
Scheduling with additional constraints	Exact solution approaches		Stochastic scheduling
Parallel machine scheduling	Heuristic search / Local search		Risk analysis and project evaluation
Shop floor scheduling (job-shop, flowshop)	Metaheuristic search / Tabu		Uncertainty issues

Comité scientifique

M.-C. Portmann	E. Demeulemeester	C.Y. Lee	R. Slowinski
L. Bianco	A. Drexl	K. Neumann	G. Ulusoy
J. Blazewicz	S. Elmaghraby	L. Ozdamar	L. Valadares Tavares
F. Bector	S. Erenguc	J. Patterson	V. Valls
P. Brucker	W. Herroelen	E. Pesch	J. Weglarz
J. Carlier	M. Kovalyov	C. Potts	
	W. Kubiak	A. Shtub	

Président du comité d'organisation

Marie-Claude Portmann,
École des Mines de Nancy (INPL) - LORIA/C.N.R.S., projet MACSI de l'INRIA

Frais d'inscription avant / après le 16 février 2004

Étudiants	180 / 240 euros
Non étudiants	210 / 280 euros

Informations et correspondances

site web	http://www.loria.fr/conferences/pms2004/
e-mail	co_pms2004@loria.fr
adresse postale	PMS 2004 - Antenne du LORIA - Ecole des Mines de Nancy Parc de Saurupt, 54042, Nancy cedex France
téléphone / télécopie	+33-(0)3-83-58-42-70 / +33-(0)3-83-57-97-94

Manifestation parrainée par la ROADEF

MOSIM'04 : Modélisation et simulation pour l'analyse et l'optimisation des systèmes industriels et logistiques

1-3 septembre 2004; IRCCyN - Ecole des Mines de Nantes

<http://www.emn.fr/mosim04>

mosim04@emn.fr

Le thème directeur de la 5ème conférence Francophone de Modélisation et Simulation, MOSIM'04, est la modélisation et simulation pour l'analyse et l'optimisation des Systèmes Industriels et Logistiques.

MOSIM'04 a pour objectif d'être un lieu d'échange et de dialogue entre chercheurs, enseignants et industriels sur ce thème.

Les thèmes sélectionnés ainsi que les principaux domaines d'application couvrent un large spectre, mais ne sont pas limitatifs. Les conférences MOSIM voulant assurer le lien entre théorie et pratique, le but est d'avoir à la fois des présentations théoriques et/ou méthodologiques, et des présentations décrivant des applications.

Thèmes

- Méthodologie de modélisation
- Outils de modélisation mathématique
- Outils et méthodes de simulation
- Méthodes d'optimisation
- Approches objets, acteurs, multi-agents
- Recueil et traitement de l'information et des connaissances pour la simulation
- Simulation des systèmes discrets, continus et hybrides
- Simulation des systèmes stochastiques
- Simulation parallèle et distribuée
- Simulation et réalité virtuelle
- Simulation et optimisation
- Simulation et aide multicritère à la décision
- Simulation et intelligence artificielle
- Simulation et travail coopératif

Principaux domaines d'application

- Production et service
- Conception et re-conception de systèmes de production
- Conception et optimisation des chaînes logistiques
- Optimisation des transports
- Planification de la production et ordonnancement
- Évaluation des performances
- Matrise des risques et sûreté de fonctionnement
- Modélisation de la maintenance
- Systèmes d'information et d'aide à la décision
Pilotage d'atelier
- Contrôle de trafic (réseaux de télécommunications, trafic routier)
- Systèmes cognitifs
- Systèmes hospitaliers

Dates importantes

Sommission des articles	: 16 février 2004
Notification aux auteurs	: 15 avril 2004
Date limite d'envoi de l'article final	: 1er juin 2004

Président du comité d'organisation

Stéphane Dauzère-Pérès (Stephane.Dauzere-Peres@emn.fr)
École des Mines de Nantes, IRCCyN UMR CNRS 6597

Renseignements

Isabelle Lainé
École des Mines de Nantes
4 rue Alfred Kastler - La Chantrerie - BP 20722 F44307 Nantes Cedex 3, France
Téléphone : +33 2 51 85 83 02; Fax : +33 2 51 85 83 49

Manifestation parrainée par la ROADEF

Fifth Triennial Symposium on Transportation Analysis TRISTAN

June 13-18, 2004 ; Le Gosier, Guadeloupe, French West Indies

www.crt.umontreal.ca/tristanV/

tristanV@crt.umontreal.ca

The aim of the conference is to provide a high quality forum for the presentation of results, exchange of ideas, scientific discussion on methodologies, computational issues and advanced applications in the area of transportation science. We

are looking for both theoretical and experimental papers concerning either methodological advancements, computational developments or significant applications in transportation and logistics.

Main subjects

- ITS and Advanced Technologies
 - Advanced Traffic Management Systems
 - ITS and Advanced Technologies
 - Real Time Operations and Control of Transportation Networks
- Logistics and Transportation
 - Location
 - Logistics
 - Network Design
 - Vehicle Routing
- Crew Scheduling
- Modal Transportation
 - Air Transportation
 - Freight Transportation
 - Public Transportation
 - Rail Transportation
- Network Assignment and Related Topics
 - Network Assignment
 - Transport Economics and Pricing
 - Urban Transportation Planning Models

Important dates

Abstracts deadline : December 20, 2003
 Notification of acceptance : February 16, 2004
 Early registration deadline : March 15, 2004
 Conference dates : June 13-18, 2004

Plenary speakers

Daniel Gauyacq (SNCF), Patrick Jaillet (MIT), Paolo Toth (University of Bologna)

Conference co-chairs

Arnaud Fréille, Michel Gendreau, Frédéric Semet

International Scientific Committee

Anant Balaskrishnan	Angel Corberan	Jean-Patrick Lebacque	Warren B. Powell
Michael O. Ball	Teodor Crainic	Jean-Baptiste Lesort	Martin Savelsbergh
Jaime Barcelo	Jacques Desrosiers	Janny Leung	Marius M. Solomon
Cynthia Barnhart	Michael Florian	Oli B.G. Madsen	François Soumis
John Beasley	Geir Hasle	Hani Mahmassani	Maria Grazia Speranza
Moshe Ben-Akiva	Kap Hwan Kim	Amedeo O. J. Paixão	Philippe Toint
David Boyce	Martine Labbé	Stefano Pallottino	Garrett van Ryzin
Roberto Cominetti	Gilbert Laporte	Michael Patriksson	Athanasios Ziliaskopoulos

Annonces des manifestations à venir

CP-AI-OR'04 : International Conference on Integration of AI and OR Techniques in Constraint Programming for Combinatorial Optimization Problems

April 20-22, 2004 - Nice (France)

<http://www-sop.inria.fr/coprin/cpaior04/>

cpaior04@sophia.inria.fr

JNPC'2004 : Journées Nationales sur la résolution pratique des problèmes NP-Complets

21-23 juin 2004 - Angers (France)

<http://www.info.univ-angers.fr/jnpc2004>

EURO XX, EURO 2004 20th European Conference on Operational Research

OR and the Management of Electronic Services

July 4-7, 2004 - Island of Rhodes (Greece)

<http://www.Euro-rhodes2004.org>

ESI XXII

EURO Summer Institute

Optimization and Data Mining

July 9-25, 2004 - Ankara (Turkey)

<http://www.euro-online.org>

esi04@metu.edu.tr

FRANCORO IV

4 journées francophones de recherche opérationnelle

18-21 août 2004 - Fribourg (Suisse)

<http://www.francoro.ch>

CLAIO : XII Latin-Ibero-American Conference on Operations Research

October 4-8, 2004 - La Habana (Cuba)

info-claio@tesla.edu.cu; sira@matcom.edu.cu

Comptes rendus des manifestations passées

compte rendu de la

7^e Journée Francilienne de Recherche Opérationnelle

27 juin 2003

par Safia Kedad-Sidhoum

7^eème Journée Francilienne de Recherche Opérationnelle

La septième édition des Journées Franciliennes de Recherche Opérationnelle s'est déroulée le 27 Juin 2003 à l'Université Paris Dauphine. Cette journée était consacrée à l'approximation polynomiale et ses enjeux.

Vangelis Paschos, de l'Université Paris Dauphine a présenté l'exposé de synthèse de la matinée. Lors de cet exposé, les buts et les principes de la théorie de l'approximation polynomiale ainsi que ses principaux outils ont été abordés. L'orateur a ensuite présenté des résultats d'approximation pour quelques problèmes connus d'optimisation combinatoire.

L'après-midi, trois exposés étaient au programme. Yann Vaxes de la Faculté des sciences de Luminy (LIF), a présenté des résultats liés au problème d'augmentation de graphes sous contraintes de connexité et de diamètre. Claire Kenyon, professeur à L'Ecole Polytechnique (LIX), a ensuite présenté quelques résultats d'approximation

polynomiale pour le problème d'allocation dynamique de mémoire. Après la pause café, le dernier exposé de la journée, présenté par Euripides Bampis de l'Université d'Evry (LAMI) était consacré à l'optimisation multicritère et l'approximation polynomiale.

Nous remercions tous les orateurs de cette journée pour leur participation et pour la qualité de leur présentation. Merci également aux participants et à l'Université Paris Dauphine qui nous a accueilli.

La prochaine journée aura lieu le 21 novembre 2003 au CNAM. L'édition suivante sera dédiée à l'ordonnancement, Philippe Chrétienne présentera l'exposé de synthèse de la matinée. Cette journée marquera la transition entre l'ancien et le nouveau comité d'organisation. Si Cécile Murat reste en poste, Virginie Gabrel, Safia Kedad-Sidhoum, Francis Sourd et Eric Soutif laissent la place à Laurent Alfandari, Eric Angel et Lucas Létocart. Le programme et les informations pratiques sont sur notre site Web (accessible depuis le site de la ROADEF).

compte rendu de la

8^e Journée Francilienne de Recherche Opérationnelle

21 novembre 2003

par Lucas Létocart

La huitième édition des Journées Franciliennes de Recherche Opérationnelle s'est déroulée le 21 novembre dernier au Conservatoire National des Arts et Métiers à Paris. Cette journée était consacrée à l'Ordonnancement. C'est Philippe Chrétienne, de l'Université Pierre et Marie Curie Paris VI qui a présenté l'exposé de synthèse de la matinée. Lors de cet exposé, l'accent a été particulièrement mis sur les modèles cycliques et sur les modèles

avec délais de communication. L'orateur a proposé, pour chacun des deux modèles, le problème de base ainsi que certaines variantes, il a ensuite montré les différences fondamentales par rapport aux problèmes classiques, pour en étudier l'impact sur la complexité et pour situer quelques points d'achoppement de la recherche actuelle et il a enfin présenté quelques directions possibles de recherches futures.

L'après-midi, quatre exposés témoignant de la diversité du domaine étaient au programme.

Arnaud Legrand, de l'École Normale Supérieure de Lyon, a présenté l'ordonnancement asymptotique de graphes de tâches identiques et indépendantes sur plate-forme hétérogène.

Ensuite, Vincent T'Kindt, de l'Université de Tours, a présenté des résultats sur l'ordonnancement Juste-à-Temps par des méthodes d'optimisation multicritère.

Après la pause café, Rodolphe Giroudeau, de l'Université de Montpellier, a présenté des résultats de complexité et d'approximation pour l'ordonnancement hiérarchique.

Le dernier exposé de la journée, par Yves Sorel, de l'INRIA, était consacré à l'ordonnancement des

systèmes temps réels embarqués.

Nous remercions tous les orateurs de cette journée pour leur participation et pour la qualité de leur présentation. Le thème de la journée avait attiré un public nombreux.

Les transparents de certaines de ces présentations seront en ligne sur le site des JFRO (accessible depuis la page principale de la ROADEF).

La prochaine journée aura lieu en janvier ou en février. Le programme et les informations pratiques seront disponibles dès que possible sur notre site Web.

Le comité d'organisation (ancien et nouveau) : Laurent Alfandari, Eric Angel, Virginie Gabrel, Safia Kedad-Sidhoum, Lucas Létocart, Cécile Murat, Francis Sourd, Eric Soutif.

compte rendu de la

8^e journée du groupe de travail sur

la Programmation Mathématique MultiObjectifs (PM2O)

Département Informatique, Polytech'Tours, 13-14 novembre 2003

par Vincent T'kindt et Eric Sanlaville

Le groupe de travail sur la Programmation Mathématique MultiObjectif (PM2O, www.li.univ-tours.fr/pm2o) du GdR I3 du CNRS organisait, conjointement avec le groupe de travail Flexibilité et Robustesse en Ordonnancement (FRO, www.maths.univ-bpclermont.fr/sanlavil/FRO.html) de l'Action Spécifique Recherche Opérationnelle du CNRS, deux journées sur le thème Optimisation Multicritère, Robustesse et Ordonnancement. Ces journées se sont déroulées au Département Informatique de Polytech'Tours avec le concours du Laboratoire d'Informatique (EA 2101).

Elles furent l'occasion pour quarante chercheurs d'horizons différents de venir débattre sur une préoccupation primordiale en Ordonnancement et plus généralement en Aide à la Décision : Comment faire face aux aléas ou aux incertitudes lorsqu'on met en œuvre un ordonnancement (une décision) ? Qu'est-ce qu'une solution, une méthode robuste ?

Ces journées de travail permirent également de mettre en lumière ce que l'optimisation multicritère et l'Aide à la Décision pouvaient apporter pour gérer la robustesse.

Ces deux journées de travail ont été organisées sur la base de 9 exposés réalisés par des chercheurs provenant de domaines de Recherche différents (Aide à la Décision, Optimisation Multicritère, Ordonnancement) ce qui eut pour conséquence de susciter des échanges fructueux. Cela explique également la variété des présentations réalisées. Durant ces deux journées les auditeurs purent assister à des exposés très riches et extrêmement intéressants. La journée du 13 novembre débuta par un exposé de Carl Esswein (Laboratoire d'Informatique, Tours) sur Un apport multicritère de flexibilité séquentielle pour l'ordonnancement robuste suivit d'un exposé de Chris Beck (Université de Cork, Irlande) intitulé Artificial Intelligence Scheduling : History and Uncertainty. Après le re-

pas nous eûmes un exposé très intéressant de Philippe Vincke (Université Libre de Bruxelles, Belgique) intitulé *Robustness in Decision Aiding : Some Open Questions* très complémentaire de celui réalisé le lendemain par Bernard Roy. La journée se termina par un exposé de Clarisse Dhaenens (LIFL, Lille) sur la *Coopération entre méthode exacte et métaheuristiques : application au flow-shop bicritère* et par un exposé de Cyril Briand et Hoang trung La (LAAS, Toulouse) sur l'*Utilisation de structures d'intervalles pour la caractérisation de solutions en ordonnancement*. La journée du 14 novembre débuta par un exposé de Willy Herroelen (Université de Leuven, Belgique) intitulé *Project scheduling in the face of uncertainties : The generation of solution and quality robust project schedules*, suivi d'une présentation de Bernard Roy (Lamsade, Paris) sur la *Robustesse de quoi et vis-à-vis de quoi mais aussi pourquoi en aide à la décision ?* Après le repas, deux exposés conclurent ces journées de travail. Tout d'abord, Mohammed

Ali Aloulou (LIP6, Paris) nous présenta ses travaux intitulés *A genetic algorithm to achieve scheduling flexibility for a single machine problem*. Enfin, Eric Sanlaville termina par un exposé sur l'*Analyse de sensibilité pour l'ordonnancement*.

Ces deux journées furent également l'occasion pour les coordinateurs du groupe PM2O d'annoncer le passage de témoin avec les nouveaux coordinateurs qui sont Clarisse Dhaenens (LIFL, Lille) et Virginie Gabrel (Lamsade, Paris). La prochaine journée du groupe PM2O se déroulera le 28 Avril 2004 à Brest et sera suivie d'une réunion du groupe EWG MCDA. Pour plus d'information, il suffit d'aller visiter le site du groupe PM2O (encore temporairement www.li.univ-tours.fr/pm2o).

Il est intéressant de noter que ces deux journées furent totalement placées sous le signe des aléas, aussi bien sur le plan scientifique qu'organisationnel, et l'on a pu tester la robustesse de ceux qui participèrent à ces journées.

compte rendu de la

Journée organisée par le groupe META

Optimisation par Essaim Particulaire

2 octobre 2003

par Patrick Siarry

Le groupe META ("Métaheuristiques : théorie et applications"), groupe de travail commun à l'association ROADEF et aux GdR ALP et MACS du CNRS, a organisé, avec le soutien de la Section Automatique du Club EEA, le premier séminaire francophone sur le thème de : l'optimisation par essaim particulaire (OEP), à Paris, au "Carré des Sciences", le jeudi 2 octobre 2003.

L'OEP est une technique encore peu connue en France, fondée sur la coopération entre des agents (les particules), qui peuvent être vus comme des "animaux" aux capacités assez limitées (peu de mémoire et de facultés de raisonnement). L'échange d'informations entre ces agents rudimentaires permet néanmoins de résoudre des problèmes difficiles : c'est le cas, par exemple, chez les abeilles vivant en essaim (exploitation de sources de nourriture, construction de rayons, etc.). Simple à comprendre, à programmer et à utiliser, l'OEP se révèle par-

ticulièrement efficace pour les problèmes d'optimisation non linéaire, à variables continues, entières ou mixtes. L'OEP a fait ses preuves dans des domaines aussi variés que la régulation de systèmes électriques, la conception d'ailes d'avions ou l'analyse d'images.

L'inscription à ce séminaire était gratuite et ouverte à tous : 134 personnes s'étaient inscrites, et 90 étaient effectivement présentes, ce qui montre l'engouement pour cette nouvelle méthode d'optimisation. A l'issue de ce séminaire avec "tutoriel" le matin, exposés et atelier l'après-midi, les participants sont en principe à même d'écrire leur propre version, adaptée à leurs besoins spécifiques.

Les actes de la journée (diapositives et textes d'accompagnement) sont téléchargeables librement à partir du site de la journée : <http://www.particleswarm.net/oepe2003/>

compte rendu de l'

École d'automne de Recherche Opérationnelle

28-31 octobre 2003 - Tours (France)

par Jean-Charles Billaut

L'École d'Automne s'est tenue à Tours, dans les locaux du Département Informatique (ex-E3i) de l'École Polytechnique de l'Université de Tours, du mardi 28 octobre 2003 matin au vendredi 31 octobre 2003 midi.

La manifestation a regroupé plus de 100 participants, en provenance de toute la France voire de l'étranger (Tunisie, Algérie, Suisse, Italie).

Six tutoriaux ont été présentés sur les thèmes suivants :

1. Approximation polynomiale de problèmes NP-difficiles Vangelis Paschos (LAMSADE)
2. Bornes inférieures pour le RCPSP et les problèmes de Bin Packing Jacques Carlier (HeuDiasyc), François Clautiaux (HeuDiasyc) et Emmanuel Néron (LI Tours)
3. Optimisation multicritère , Xavier Gandi-

bleux (LAMIH)

4. Optimisation en variables bivalentes Alain Billionnet (CEDRIC)
5. New heuristic algorithms (recovering beam search et dyna search) Federico Della Croce (Ecole Polytechnique de Turin (Italie))
6. Théorie de la décision et problèmes de recherche dans les graphes , Patrice Perny (LIP6)

Des actes ont été réalisés (diffusion restreinte aux participants).

Le comité d'organisation remercie l'Action Spécifique Recherche Opérationnelle inter-GDR pour avoir financé en très grande partie cette manifestation et pour avoir permis de faire des prix d'inscriptions très bas, ainsi que l'ensemble des intervenants pour la qualité de leurs exposés.

Le bureau de la ROADEF

Contactez le bureau

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

	Bureau sortant	Nouveau bureau
• president@roadef.org	: Arnaud Fréville	Marie-Christine Costa
• secretaire@roadef.org	: Marie-Christine Costa	Jean-Charles Billaut
• tresorier@roadef.org	: Éric Gourdin	David De Almeida
• vpresident1@roadef.org	: Van-Dat Cung (relations internationales)	Éric Sanlaville (le bulletin)
• vpresident2@roadef.org	: Anass Nagih (le bulletin)	Safia Kedad-Sidhoum (le site web)
• vpresident3@roadef.org	: Philippe Baptiste (le site web)	Christian Artigues (4'OR et relations industrielles et internationales)

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

Vient de paraître

"Métaheuristiques pour l'optimisation difficile"

Johann Dréo, Alain Pétrowski, Patrick Siarry et Eric Taillard

Ouvrage coordonné par P. Siarry. *Eyrolles* - Septembre 2003

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 2004

Les cotisations pour l'année 2004 sont les suivantes :

- membre actif 55 euros
- membre étudiant 15 euros
- membre retraité 40 euros
- membre institutionnel 165 euros
- membre bienfaiteur 150 euros

Les tarifs proposés ci-dessus incluent, outre les services habituels de l'association (site web, parrainage, ...):

- Membre actif, retraité, bienfaiteur : le bulletin ROADEF, 1 Abonnement à 4'OR, 1 tarif réduit aux conférences, 1 vote
- Membre étudiant : idem mais 4'OR ne sera fournit que si le budget de la ROADEF le permet.
- Membre institutionnel : le bulletin ROADEF, 1 Abonnement à 4'OR, 3 tarifs réduits aux conférences, 1 vote.

Inscriptions

Vous pouvez télécharger un formulaire d'inscription sur le site de la ROADEF. Pour toute information complémentaire, merci de contacter David De Almeida (tresorier@roadef.org) ou Jean-Charles Billaut (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 **Éric Sanlaville**

Éditeur :

Arnaud Fréville

Comité de rédaction :

Arnaud Fréville, Marie-Christine Costa, Éric Gourdin, Van-Dat Cung, Anass Nagih, Philippe Baptiste
Jean-Charles Billaut, David De Almeida, Éric Sanlaville, Safia Kedad-Sidhoum, Christian Artigues

Composition du Bulletin :

Anass Nagih

Ayant contribué à ce numéro :

A. Nguyen, E. J. Kuipers, J-C. Billaut, C. Esswein, Ph. Chrétienne, V-D. Cung, A. Billionnet,
S. Kedad-Sidhoum, L. Létocart, V. T'Kindt, E. Sanlaville, P. Siarry.

Ce numéro a été tiré en 200 exemplaires. Sa version électronique est disponible sur le site de la ROADEF