PolyPublie
Polytechnique Montréal

POLYTECHNIQUE MONTRÉAL
UNIVERSITÉ D'INGÉNIERIE

Titre: Title:	Génération de mises combinatoires dans les enchères de transport en univers incertain
Auteur: Author:	Waddhah Mhamdi
Date:	2018
Type:	Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis
Référence: Citation:	Mhamdi, W. (2018). Génération de mises combinatoires dans les enchères de transport en univers incertain [Mémoire de maîtrise, École Polytechnique de Montréal]. PolyPublie. https://publications.polymtl.ca/3013/

Document en libre accès dans PolyPublie
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: PolyPublie URL:	https://publications.polymtl.ca/3013/
Directeurs de recherche: Advisors:	Guy Desaulniers, & Monia Rekik
Programme: Program:	Maîtrise recherche en génie industriel

Ce fichier a été téléchargé à partir de PolyPublie, le dépôt institutionnel de Polytechnique Montréal
This file has been downloaded from PolyPublie, the institutional repository of Polytechnique Montréal

https://publications.polymtl.ca

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

GÉNÉRATION DE MISES COMBINATOIRES DANS LES ENCHÈRES DE TRANSPORT EN UNIVERS INCERTAIN

WADDHAH MHAMDI
DÉPARTEMENT DE MATHÉMATIQUES ET DE GÉNIE INDUSTRIEL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(GÉNIE INDUSTRIEL)
MARS 2018

© Waddhah Mhamdi, 2018.

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

GÉNÉRATION DE MISES COMBINATOIRES DANS LES ENCHÈRES DE TRANSPORT EN UNIVERS INCERTAIN

présenté par : MHAMDI Waddhah
en vue de l'obtention du diplôme de : Maîtrise ès sciences appliquées
a été dûment accepté par le jury d'examen constitué de :

M. EL HALLAOUI Issmaïl, Ph.D., président
M. DESAULNIERS Guy, Ph. D., membre et directeur de recherche
Mme REKIK Monia, Ph. D., membre et codirectrice de recherche
M. ERRICO Fausto, Ph. D., membre

DÉDICACE

À ma famille,
À mes parents...

REMERCIEMENTS

La réalisation de ce mémoire a été possible grâce au concours de plusieurs personnes à l'École Polytechnique de Montréal et au GERAD que je voudrais témoigner toute ma reconnaissance et gratitude.

Tout d'abord, je voudrais exprimer ma grande reconnaissance et mes remerciements envers mes deux directeurs de Recherche, Guy Desaulniers et Monia Rekik, pour leur support, leurs conseils pertinents et surtout leur disponibilité et patience.

Je désire aussi remercier les membres du GERAD pour leur support technique et pour la bonne ambiance qu'ils ont instauré au GERAD à travers les années. En particulier, je voudrais remercier Benoît Rochefort pour sa disponibilité et pour tous ses conseils qui m'ont permis de me familiariser avec l'environnement LINUX.

RÉSUMÉ

Pour les enchères combinatoires de transport, construire la bonne mise à soumettre dans l'enchère est très important. Mise à part l'obligation de se conformer aux préférences et règlements de l'enchère, un transporteur doit d'un côté augmenter ses chances de gagner et de l'autre côté prendre en considération ses engagements actuels.

Les travaux effectués dans la littérature sur ce type de problèmes comprennent une variété de solutions proposées. Quelques auteurs proposent de construire une mise en donnant une approximation de la probabilité de gagner dans l'enchère. D'autres auteurs proposent de générer une mise de façon à prendre en considération la synergie qui peut naître entre les composantes de cette mise elles-mêmes et les engagements actuels du transporteur. Cependant, aucun auteur n'a proposé une méthode efficace qui construit simultanément deux mises disjointes à déposer dans l'enchère tout en prenant en compte la probabilité de gagner : l'une des deux mises, les deux mises ou aucune de celles-ci.

Contrairement aux approches établies dans la littérature, où la construction des deux mises disjointes se fait sur plusieurs étapes (sélectionner les contrats convenables puis les séparer en deux mises), notre approche permet d'effectuer ces mêmes étapes simultanément. Ceci permet d'avoir la possibilité de revoir les contrats à inclure dans les mises et les routes à opérer pour chacun des cas mentionnés ci-haut.

Nous avons élaboré trois méthodes de résolution. La première méthode découle de la littérature et repose sur des modèles et techniques existants. Nous avons alors considéré que les résultats obtenus par cette méthode constituent un point de référence auquel on peut comparer les résultats des méthodes 2 et 3. Ces dernières offrent des solutions meilleures que la méthode 1 et reposent sur des principes assez différents. La méthode 2 s'exécute sur plusieurs étapes et donne par conséquent une solution approchée pour notre problème. Cependant, La méthode 3 avec son caractère intégré trouve la solution optimale du problème.

En premier lieu, nous avons comparé les résultats des trois méthodes moyennant un algorithme de résolution exact qui repose sur un principe de Branch-and-Price. Cet algorithme a permis de résoudre des instances comprenant jusqu'à 15 villes et 133 contrats. En deuxième lieu, nous avons introduit une heuristique pour la méthode 3 qui s'est avérée de bonne qualité. Les performances de cette heuristique ont été évaluées en comparaison par rapport aux

méthodes 2 et 3. Nous sommes parvenus à trouver des solutions meilleures que la méthode 2 mais dont le temps de calcul est inclus entre celui des méthodes 2 et 3. Malgré cet inconvénient, ce temps de calcul reste réduit et a été limité à une heure de résolution. De plus, Nous sommes parvenus à résoudre des instances tels que le nombre de villes et de contrats disponibles est de 17 et 195 respectivement.

ABSTRACT

For transportation combinatorial auctions, building the perfect bid to submit in the auction is very important. In fact, this bid can help the carrier gain more profit and thus demand less price for it which increases his chances to win in the auction. To do that, a carrier must not only respect the auction restrictions but also take into account the nature of its transportation activity.

The research done until today regarding this subject includes a diversity of proposed solutions. Some researchers propose a solution where they give an approximation of the probability to win in the auction. Others propose to build the bid taking into account the synergy that can occur between both the components of the bid itself and the current commitments of the carrier. However, it is the first time someone carries a research on how to build efficiently two disjoint bids taking into account the probability of the following outcomes: win one of the bids, win both of the bids and lose in the auction.

This last solution is exactly how we approached the construction bid problem. Using it, the carrier will have the possibility to submit two bids to the auction and also to review the bid components and the routes to operate for each one of the probabilistic outcomes mentioned above. The advantage for such an approach in respect with what has been done until today when it comes to building two disjoint bids is that the carrier can now choose the best contracts to include in the bids and construct the routes for these bids simultaneously and not through multiple steps that prevent the optimality.

We have developed three methods for our main objective. Method 1 derives from the literature and uses mathematical models and techniques that already exist in the literature. For this reason, we considered this method as a reference to which we will compare the other 2 methods to confirm the gain of profit that our approach ensures. Methods 2 and 3 yield eventually better profit to the carrier but use quite different principles. Method 2 is based on an existing mathematical model and is run on a set of steps. However, method 3 is run on a single integrated step and gives the optimal solution of the problem.

As a first step, we have compared the results yielded by the three methods using an exact algorithm which is based on a branch-and-price principle. We were able to solve instances with a number of customers and contracts reaching 15 and 133 respectively. Then, we introduced

a heuristic for method 3. We have compared its solutions to the ones given by methods 2 and 3 when solved by the exact algorithm. The heuristic spends less CPU time that method 3, greater CPU time than method 2 and a profit situated between those of methode 2 and 3 for the majority of instances. Although our heuristic finds its solutions in a greater time than method 2 for few of the instances tested, we have set a limit of 1 hour when solving it, which is far from being considered as a long CPU time. Besides, we were able to solve instances with a number of customers and contracts reaching 17 and 195 contracts respectively.

TABLE DES MATIÈRES

DÉDICACE iii

REMERCIEMENTS iv

RÉSUMÉ v

ABSTRACT vii

TABLE DES MATIÈRES ix

LISTE DES TABLEAUX xi

LISTE DES FIGURES xii

CHAPITRE 1 INTRODUCTION 1
1.1 Définitions et concepts de base 1
1.2 Problème de construction de mises 2
1.3 Motivation 2
1.4 Plan du mémoire 3

CHAPITRE 2 REVUE DE LITTÉRATURE 4
2.1 Introduction 4
2.2 Histoire des enchères 4
2.3 Les enchères combinatoires 5
2.4 Les enchères combinatoires de Transport 8
2.4.1 Introduction 8
2.4.2 Le marché de transport TL 9
2.5 Problème de construction de mise 10
2.5.1 Problème de tournées de véhicules 10
2.5.2 Problème de tournées de véhicules avec profit et sélection de service . 11
2.5.3 Problèmes d'orientation d'équipes 12
2.6 Conclusion de la revue de littérature 16

CHAPITRE 3 SÉLECTION DES NOUVEAUX CONTRATS 17
3.1 Définition du problème et notations 17
3.2 Modèles mathématiques de sélection de contrats 19

3.2.1 Modèle I 20
3.2.2 Modèle II 21
3.3 Branch-and-Price 23
3.3.1 Algorithme de génération de colonnes 24
3.3.2 Méthodes de branchement 25

CHAPITRE 4 APPROCHES DE RÉSOLUTION 30
4.1 Approches séquentielles 30
4.1.1 Méthode 1 30
4.1.2 Méthode 2 33
4.2 Approche intégrée - Méthode 3 35

CHAPITRE 5 RÉSULTATS NUMÉRIQUES 36
5.1 Instances considérées 36
5.2 Exemple illustratif 38
5.3 Résultats numériques de l'algorithme exact 42
5.3.1 Comparaison des profits entre les méthodes utilisées 42
5.3.2 Étude des performances de l'algorithme exact pour la méthode 3 . . . 50
5.4 Résultats numériques de la résolution heuristique 51

CHAPITRE 6 CONCLUSION 56
6.1 Synthèse des travaux 56
6.2 Améliorations futures 57

RÉFÉRENCES 58

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 5.1 Résumé des instances utilisées 37
Tableau 5.2 Solution du modèle I 38
Tableau 5.3 Routes obtenues par le modèle $M1$ pour la mise b_1 39
Tableau 5.4 Routes obtenues par le modèle $M1$ pour la mise b_2 39
Tableau 5.5 Routes obtenues par le modèle $M2$ pour la mise b_1 40
Tableau 5.6 Routes obtenues par le modèle $M2$ pour la mise b_2 40
Tableau 5.7 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_1 41
Tableau 5.8 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_2 41
Tableau 5.9 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_{12} 41
Tableau 5.10 Résultats pour G1 et le scénario de probabilités 1 42
Tableau 5.11 Résultats pour G1 et le scénario de probabilités 2 43
Tableau 5.12 Résultats pour G2 et le scénario de probabilités 1 44
Tableau 5.13 Résultats pour G2 et le scénario de probabilités 2 45
Tableau 5.14 Résultats pour G3 et le scénario de probabilités 1 46
Tableau 5.15 Résultats pour G3 et le scénario de probabilités 2 47
Tableau 5.16 Performances de l'algorithme de résolution exact pour le modèle intégré. 50
Tableau 5.17 Résultats heuristiques pour G1 et le scénario de probabilités 1 52
Tableau 5.18 Résultats heuristiques pour G1 et le scénario de probabilités 2 52
Tableau 5.19 Résultats heuristiques pour G2 et le scénario de probabilités 1 53
Tableau 5.20 Résultats heuristiques pour G2 et le scénario de probabilités 2 53
Tableau 5.21 Résultats heuristiques pour G3 et le scénario de probabilités 1 54
Tableau 5.22 Résultats heuristiques pour G3 et le scénario de probabilités 2 55

LISTE DES FIGURES

Figure 2.1 Vente d'esclaves à la Nouvelle-Orléans en 1842 4
Figure 3.1 Réseau pour sélection de contrats 20

CHAPITRE 1 INTRODUCTION

1.1 Définitions et concepts de base

Une enchère est par définition une offre d'achat supérieure au prix proposé lors d'une adjudication. Parmi les différents types d'enchères, on s'intéresse à celles nommées enchères combinatoires qui se caractérisent essentiellement par la possibilité de soumettre une mise qui contient plusieurs entités à négocier simultanément. Évoquées notamment pour la première fois par Rassenti et al. (1982), les enchères combinatoires sont de plus en plus étudiées. Les acteurs de ce type d'enchères sont l'organisateur de l'enchère d'un côté et les participants de l'autre côté. En effet, plusieurs chercheurs s'intéressent à l'étude des deux problèmes suivants, liés justement à ces deux acteurs :

— Le problème de la détermination des gagnants (WDP pour *Winner Determination Problem*) : il s'agit d'un problème résolu par l'organisateur de l'enchère dont la fonction objectif vise à maximiser le profit ou minimiser le coût de l'enchère, selon le type de l'enchère (enchère d'achat ou de vente), en déterminant le ou les gagnants.
— Le problème de construction d'une mise (BCP pour Bid Construction Problem) résolu par chacun des participants à l'enchère. Ce problème est étonnamment moins traité que le WDP malgré sa pertinence. Il consiste à construire la ou les mises les plus adéquates, par rapport à des objectifs bien déterminés, à soumettre dans l'enchère.

Dans le cadre de ce projet de recherche, on s'intéresse aux problèmes de construction de mises pour les enchères combinatoires de transport. Dans ce cas précis, les entités à négocier ainsi que la mise à déposer sont définies comme suit :

— Les entités à négocier sont des contrats à se procurer par les transporteurs. Chaque contrat est un engagement en tant que mouvement de transport de marchandises direct entre deux villes, une de départ et une d'arrivée. Le véhicule désigné pour effectuer la tâche de transport se rend directement à la ville d'arrivée après avoir quitté la ville de départ (transport direct et de pleine charge ou *Full Truckload* en anglais).
— Une mise à déposer est formée d'un ensemble de nouveaux contrats. Il s'agit de contrats que le transporteur ne possède pas et qu'il veut se procurer à la fin de l'enchère. Il convient de noter que nous avons décidé que déterminer une mise consiste à connaitre tous les contrats qu'elle contient en plus des routes à effectuer pour les couvrir.

1.2 Problème de construction de mises

Le problème de construction de mises est utilisé pour déterminer la/les mises optimales à soumettre par un transporteur dans l'enchère par rapport à des objectifs bien choisis. En effet, il peut être considéré comme outil d'aide à la décision qui identifie les contrats à inclure dans la mise et parfois pour trouver en même temps le prix de la mise. Ce problème est NP-difficile et rentre dans la famille des problèmes d'orientation d'équipes (*Team Orienteering Problems*).
Dans ce projet de recherche, on s'intéresse à déterminer la ou les mises qui maximisent le profit du transporteur sans pour autant déterminer leurs prix. De plus, on veut choisir les contrats de la mise en prenant en considération les engagements antérieurs du transporteur lors de la recherche de la solution optimale. Rekik et al. (2017) proposent un modèle mathématique permettant de déterminer la mise qui maximise le profit du transport en respectant les contraintes mentionnées ci-haut. La résolution de ce modèle donne les routes à opérer par le transporteur [1]. Les contrats couverts par ces routes constituent la mise à soumettre dans l'enchère. Par ailleurs, la somme des profits engendrés par les routes donne le profit du transporteur s'il gagne cette mise.

1.3 Motivation

Un inconvénient des approches proposés par plusieurs travaux rapportés dans la littérature est qu'ils génèrent une seule mise à chaque optimisation liant le transporteur aux deux situations suivantes :

1. Gagner la mise déposée ;
2. Perdre la mise déposée.

Cette approche n'est pas bien adaptée à un transporteur averse au risque. Ce dernier peut préférer avoir la chance de gagner une plus petite mise, profitable elle aussi, dans le cas où il ne gagne pas celle qui maximise son profit. Plus encore, les quelques travaux publiés qui permettent de générer plusieurs mises ne garantissent pas un profit net positif au cas où un sous-ensemble de mises soumises est gagné.

C'est cette idée qui est au cœur de ce travail de recherche. En effet, ici, la construction de mises se fait de façon différente. On veut construire deux mises disjointes plus petites que celle dans le cas où on dépose une seule mise dans l'enchère, dans le but d'augmenter

1. Une route est une tournée qui commence et finit au dépôt, couvre un ensemble de contrats et effectue un ensemble de mouvements de repositionnement.

la chance de gagner un certain nombre de nouveaux contrats. On suppose qu'on connait les probabilités de gagner chacune des mises à partir de l'expérience du transporteur. On peut gagner l'une des deux mises avec une probabilité égale à p_1 et les deux mises ensemble avec une probabilité égale à p_{12}. Les deux mises disjointes assurent également que si uniquement une de ces mises est gagnée, le transporteur réalise un minimum de profit. Pour cette nouvelle approche de construction de mises, le transporteur peut :

— Gagner l'une des deux mises ;
— Gagner les deux mises ;
— Ne rien gagner.

Il est important de noter que le cas "gagner les deux mises" revient à gagner une grande mise et donc à une situation similaire au cas 1 mentionné ci-haut. Pour identifier les mises à soumettre, nous développons trois méthodes différentes : deux séquentielles et une optimale.

1.4 Plan du mémoire

Ce mémoire est organisé comme suit, au chapitre 2 nous passons en revue de littérature les enchères combinatoires et l'ensemble des problèmes mathématiques liés au problème de construction de mise. Ensuite, le chapitre 3 présente les modèles utilisés et l'algorithme de résolution. Le chapitre 4 explique les méthodes pour construire les mises et finalement, les résultats des expérimentations numériques que nous avons réalisées sont présentés au chapitre 5. Le mémoire se termine par une conclusion qui inclut des possibilités de développements futurs.

CHAPITRE 2 REVUE DE LITTÉRATURE

2.1 Introduction

Le chapitre revue de littérature commence par évoquer l'histoire des enchères, les premières utilisations et leurs contextes. Nous abordons en deuxième lieu les enchères combinatoires et ensuite, celles de transport particulièrement. Dans la partie enchères combinatoires de transport, nous mettons le point sur les caractéristiques du marché du transport pleine charge ou *Full truckload* en anglais. La fin du chapitre est consacrée à détailler les travaux de recherche effectués sur les problèmes de construction de mises.

2.2 Histoire des enchères

L'utilisation des mécanismes d'enchères remonte à longtemps dans l'histoire. Ce phénomène a commencé avec le marché du mariage à Babylone environ 500 avant J.-C et depuis ce temps, il vit une évolution qui est devenue dernièrement très rapide. En effet, dans l'antiquité, la main d'une jeune femme était donnée au plus offrant. En suite, ce mécanisme s'est développé pour atteindre d'autres domaines tels que : l'agriculture, l'élevage, l'esclavage, tout produit ou entité dont le coût est difficile à déterminer ou ne reflète pas la valeur de l'entité. La figure 2.1 montre une enchère d'esclave à la Nouvelle-Orléans qui a eu lieu 1842.

Figure 2.1 Vente d'esclaves à la Nouvelle-Orléans en 1842

Récemment, les enchères ont été utilisées pour la vente et l'achat de biens et services de nature plus complexe tels que : les grands projets de construction, les concessions pétrolières ou de service téléphonique, les activités de transport de quelques entreprises, etc. Ensuite, et avec l'apparition du commerce électronique, l'utilisation des enchères est devenue très répandue et ce suite à son apparition pour la première fois sur les deux sites web *Onsale* et *eBay*. Cette popularité est due en grande partie à l'élimination des contraintes de temps et de distances que fournit l'internet.

Cette présence des enchères dans les domaines où le profit généré peut s'élever à des centaines de millions de dollars accompagnée par le développement d'ordinateurs puissants capables de faire des milliards d'opérations par seconde a rendu le traitement des problèmes d'optimisation dans les enchères combinatoires de plus en plus intéressant. En effet, dans des cas pareils, déterminer la mise à soumettre de façon optimale par rapport au autres mises possibles peut générer une augmentation du profit de quelques pourcentage (on a atteint jusqu'à 3% dans notre cas) qui peut s'élever à plusieurs millions de dollars.

2.3 Les enchères combinatoires

Comme mentionné dans le paragraphe précédent, l'utilisation des enchères s'est étendue pour atteindre plusieurs nouveaux domaines. De nos jours, on peut trouver les enchères dans la planification des créneaux horaires pour les départs et arrivées d'avions (Rassenti et al. (1982), Ball et al. (2006)), le marché publique et privé (Davenport and Kalagnanam (2001)), l'ordonnancement dans un *jobshop* (Wellman et al. (2001)), etc.
Cependant, cette diversité de domaines et applications conserve une convergence importante, les entités négociées dans les enchères ont toutes le point en commun suivant : elles peuvent être de nature et caractéristiques différentes. Dans le cas de l'allocation d'horaires d'avion dans un aéroport, on remarque que les créneaux horaires négociés peuvent avoir des heures de début et de fin différentes. Ils peuvent avoir aussi des coûts et des durées différents. De plus, ils sont inter-reliées pour les participants. En particulier, l'utilité (profit, préférence, etc.) d'une entité pour un participant (considéré ici comme un acheteur) et liée au fait qu'il gagne ou non d'autres entités. Par exemple et toujours dans le même cas d'allocation d'horaire d'avions, avoir deux créneaux horaires dans les deux aéroports de départ et d'arrivée qui correspondent aux heures de début et de fin d'un même vol est beaucoup plus bénéfique que se procurer uniquement l'un des deux. Ainsi, deux entités A et B sont dites complémentaires si pour une fonction d'utilité $u()$ on a $u(A+B) \geq u(A) + u(B)$. Par contre, deux entités A et B sont dites substituables si on a $u(A+B) \leq u(A) + u(B)$.

Cette inter-relation entre les entités négociées incitent les participants à vouloir se procurer plusieurs entités en même temps de façon à bénéficier de la relation de complémentarité qui peut exister entre elles. Ainsi, si l'organisateur de l'enchère décide de faire plusieurs enchères en parallèles, i.e. une enchère pour chaque entité, un participant peut miser simultanément sur toutes les entités qui l'intéressent et qui construisent un caractère de complémentarité. Cependant, ceci ne garantit pas certainement un résultat satisfaisant pour le participant puisque ce dernier peut gagner juste un sous ensemble de ce qu'il espérait gagner. Ce problème, appelé *exposure problem* en littérature, est la raison principale du développement des enchères combinatoires. En effet, en déposant une mise qui contient toutes les entités désirées par le participant, celui-ci peut, ou bien gagner tous ces éléments ou bien ne rien gagner. Les enchères combinatoires sont utilisées davantage par rapport aux enchères simples simultanées. Abrache et al. (2005) expliquent que les enchères combinatoires peuvent se présenter sous trois formes différentes :

1. **Enchères combinatoires de type un-plusieurs**
   Dans cette configuration, un vendeur a un ensemble G d'éléments à vendre à n acheteurs potentiels. Par conséquent, une mise b déposée par un acheteur prend la forme $b = \{S, p_{j,S}\}$ où S est l'ensemble d'éléments que l'acheteur j veut se procurer et $p_{j,S}$ est le prix offert par cet acheteur pour cet ensemble S. Dans ce cas, pour modéliser le WDP on définit :
   — La variable $x_{j,S}$ qui prend la valeur 1 si l'ensemble S est affecté à l'acheteur j, 0 sinon ;
   — Le paramètre $\delta_{i,S}$ qui prend 1 si l'ensemble S contient l'élément i, 0 sinon.
   le modèle $\underline{WDP1}$ peut formuler comme suit :

$$\max \quad \sum_{1\leq j\leq n}\sum_{S\subset G} p_{j,S}x_{j,S} \tag{2.1}$$

$$s.a. \sum_{1\leq j\leq n}\sum_{S\subset G} \delta_{i,S}x_{j,S} \leq 1, \qquad \forall i \in G \tag{2.2}$$

$$\sum_{S\subset G} x_{j,S} \leq 1, \qquad \forall 1 \leq j \leq n \tag{2.3}$$

$$x_{j,S} \in \{0,1\}, \qquad \forall S \subset G, \forall 1 \leq j \leq n \tag{2.4}$$

   La fonction objectif (2.1) vise à maximiser le profit du vendeur. Les contraintes (2.2) font en sorte que chaque item ne peut être affecté à plus qu'une mise gagnante. Les contraintes (2.3) limitent le nombre de mises gagnantes pour chaque participant à un. Ce modèle est en fait un problème de paquetage (*Set Packing Problem*) et est N-P difficile.

2. **Enchères combinatoires de type plusieurs à un**

   Dans cette configuration, appelée aussi enchères combinatoires inversées, un acheteur veut se procurer un ensemble G d'éléments. IL existe n vendeurs potentiels qui sont prêt à déposer des mises pour vendre un sous ensemble de G à l'acheteur avec un prix égale p_b. Dans ce cas, une mise b prend la forme (S_b, p_b) où S_b est un sous ensemble de G et p_b et le prix de la mise. Pour modéliser WDP on définit :

   — B l'ensemble de toutes les mises déposées dans l'enchère ;

   — La variable x_b qui prend la valeur 1 si la mise b gagne, 0 sinon ;

   — Le paramètre δ_{i,S_b} qui prend 1 si l'ensemble S_b de la mise b contient l'élément i, 0 sinon.

   Le modèle $\underline{WDP2}$ se définit comme suit :

$$\min \quad \sum_{b \in B} p_b x_b \tag{2.5}$$

$$s.a. \sum_{b \in B} \delta_{i,S_b} x_b = 1, \qquad \forall i \in G \tag{2.6}$$

$$x_b \in \{0,1\}, \qquad \forall b \in B \tag{2.7}$$

   La fonction objectif (2.5) minimise le prix à payer par l'acheteur. Les contraintes (3.1) obligent que chaque item soit acheté exactement une fois auprès d'un vendeur. Ce modèle représente en fait un problème de partitionnement (*Set Partitioning Problem*) et est N-P difficile.

3. **Échanges combinatoires**

   Cette catégorie correspond au cas des **enchères combinatoires de type plusieurs à plusieurs**. Il s'agit ici à la fois de plusieurs acheteurs et plusieurs vendeurs. Un participant dépose une mise sous la forme $b = \{q_{b,i}, p_{b,i}\}$ où $q_{b,i}$ est la quantité de l'item i qu'il veut négocier. Cette quantité peut être positive lors d'un achat ou bien négative lors d'une vente. Éventuellement, p_b prend aussi des valeurs négatives ou positives selon le cas [1]. Habituellement, l'objectif dans ce type d'enchères est de maximiser le profit de l'enchère. En prenant les mêmes notations que le paragraphe précédent, le WDP

1. p_b prend une valeur positive lors d'un achat et une valeur négative lors d'une vente. En effet, une valeur positive de p_b implique que le participant est prêt à payer cette somme pour se procurer cet item

peut être modélisé comme suit :

$$\max \quad \sum_{b \in B} p_b x_b \tag{2.8}$$

$$s.a. \sum_{b \in B} q_{b,i} x_b \leq 0, \qquad \forall i \in G \tag{2.9}$$

$$x_b \in \{0,1\}, \qquad \forall b \in B \tag{2.10}$$

où la fonction objectif (2.8) sert à maximiser le profit de l'enchère, les contraintes (2.9) assurent que pour chaque item i, la quantité négociée de chaque item est toujours inférieure à celle disponible dans l'enchère. En fin, les contraintes (2.10) sont des contraintes d'intégralité.

2.4 Les enchères combinatoires de Transport

2.4.1 Introduction

Dans ce projet de recherche, on s'intéresse aux enchères combinatoires de transport qui rentrent dans la famille des enchères combinatoires inversées et dont les acteurs sont :

— L'expéditeur : un détaillant, un fabricant ou un distributeur ;
— Les transporteurs, possédant des ressources à utiliser pour effectuer le transport de biens.

Dans ce cas, l'expéditeur qui veut déplacer ses biens et produits organise une enchère. Les transporteurs soumettent des mises contenant un ensemble de contrats dans le but d'assurer les mouvements de transport correspondant.
Le marché de transport se partage principalement en deux familles : direct et consolidé. Parmi les modes de transport qui rentrent dans la catégorie de transport consolidé, on peut citer les bus, la majorité du transport aérien de voyageurs, le transport LTL (*Less than truckload*), etc. Le transport direct comporte les taxis, les trains, le transport TL (*truckload*) et tout type de transport où l'opération de transport est effectuée directement d'un point de départ à un point d'arrivé sans faire des arrêts pour livrer ou collecter des produits. Il est important de noter que pour chacun des modes de transport direct ou consolidé, les stratégies et techniques utilisées par les transporteurs pour miser dans l'enchère diffèrent. Dans notre cas, on se limite au mode de transport direct et en particulier de type TL.

2.4.2 Le marché de transport TL

Nature du marché

L'industrie de transport TL rentre dans le cadre d'un marché très concurrentiel. En effet, les barrières pour rentrer dans ce marché sont très basses. Il s'agit quasiment du prix du moyen de transport et un transporteur peut systématiquement commencer à effectuer des opérations de transport. A titre d'exemple, il existe plus que 550 000 transporteurs aux États-Unis (selon *American Trucking Associations*) en Mai 2015 et plus de 4500 transporteurs au Canada (selon *Canadian Trucking Alliance*). De plus, 58% du transport de biens entre ces deux pays est assuré par l'ensemble de ces entreprises.
En revanche, ces entreprises sont de tailles différentes. Les petites parmi elles ont des ressources limitées et n'ont toujours pas adhéré aux technologies de partages d'information, de contrôle des opérations par GPS, etc. Les plus grandes sont moins nombreuses et représentent une petite fraction (aux États-Unis 90.8% des entreprises disposent de 6 véhicules ou moins et 97.3% dispose de 20 ou moins (ATA (2015))). Ces entreprises sont celles qui participent généralement aux enchères combinatoires de transport.
Il est important de noter que ce vaste nombre d'entreprises ainsi que la nature du marché de transport TL mettent le point sur l'importance des techniques et stratégies que peuvent utiliser les transporteurs pour construire des mises. Ces stratégies sont en fait un facteur crucial pour déterminer qui gagne dans l'enchère.

Interdépendance des coûts

L'interdépendance des coûts est de loin le facteur le plus important dans la détermination du coût d'une opération de transport. En effet, chaque contrat proposé par un expéditeur dans l'enchère consiste en un mouvement unidirectionnel entre deux points d'origine et d'arrivé avec un volume déterminé. Cependant, pour un transporteur le coût pour effectuer cette opération dépend énormément du reste des opérations. L'un des aspects cruciaux dans la détermination des coûts de transport est la possibilité d'avoir toujours les équipements ainsi que le personnel à des endroits déterminés. Ceci permet aux personnels de rentrer chez eux et aux équipements d'être centralisés dans des points de départ précis.
Un exemple de l'interdépendance des coûts est un mouvement aller-retour. À titre d'exemple, supposons qu'un expéditeur propose un envoi de marchandise utilisant 5 camions de Montréal à Toronto. Un transporteur qui peut aussi avoir un envoi de 5 camions de Toronto à Montréal diminuera énormément le coût de transport de celui-ci, ce qui permettra au transporteur de demander un prix réduit pour effectuer ces opérations. Poursuivant dans cette même voix,

l'interdépendance des coûts peut être moins évidente. Du côté du transporteur, un envoi de 5 camions de Montréal à Toronto peut être plus bénéfique et adéquat que le mouvement d'aller-retour expliqué ci-dessus. Par exemple, supposons que le transporteur effectue déjà des transports de marchandises de même ampleur de Toronto à Ottawa et de Québec à Montréal. Dans ce cas précis, si le transporteur peut se procurer un contrat telle que la ville d'origine est Ottawa et celle d'arrivée est Québec et dont le volume est de 5 camions, ceci lui permettra de construire une route allant de Montréal et y retournant. Selon Caplice and Sheffi (2006) l'interdépendance des coûts dans le transport TL peut être résumé en trois points :

1. Le coût nécessaire pour effectuer une opération de transport pour un transporteur est très influencé par le reste de ses opérations ;
2. Les transporteurs peuvent réduire le coût total de transport par la bonne sélection des opérations à effectuer et par le bon choix du volume à transporter ;
3. Le prix que va demander un transporteur pour une mise dépend de deux informations : une information divulguée à tout le monde qui est la valeur des contrats sur le marché et une information privée qui est la nature du réseau de transport du transporteur.

2.5 Problème de construction de mise

2.5.1 Problème de tournées de véhicules

Le problème de tournées de véhicules ou encore appelé en anglais *Vehicle Routing Problem VRP* est de loin le problème le plus traité en recherche opérationnelle. En effet, il s'agit selon Irnich et al. (2014) de :

"Déterminer un ensemble de routes à effectuer par des véhicules dans le but de couvrir tous ou une partie des requêtes avec un coût minimal. En particulier, il s'agit de déterminer quel véhicule effectue quelle requête et dans quelle séquence de façon à ce que toutes les routes opérées soient faisables."

Le VRP a été présenté pour la première fois dans un papier publié par Danzig and Ramsey (1959) où ils l'ont appelé le problème d'expédition de camions (en anglais *the Truck Dispatching Problem*). Les auteurs ont présenté une formulation mathématique et ont proposé un algorithme qui trouve une solution approchée du problème. Ensuite, ce problème a été évoqué une deuxième fois par *Clarke and Wright (1964)* où ils ont proposé un algorithme glouton pour trouver une solution approchée. À partir de ce moment là, le problème a pris de l'ampleur dans la communauté scientifique et est devenu de nos jour le problème le plus célèbre en recherche opérationnelle. Il est important de noter que cet intérêt est dû principalement à deux raisons :

1. Sa difficulté. Ce problème est N-P difficile dû à son aspect combinatoire ;
2. La pertinence pratique de ce problème qui possède un énorme champs d'application.

De nos jours, la résolution du VRP permet d'apporter des gains économiques importants. En effet, ce problème est de plus en plus résolu sur des machines puissantes qui sont capables d'intégrer les systèmes d'information dans le processus commercial et des opérations. De plus, les diverses variantes du VRP tendent à contenir plus que jamais des aspects réels. Ces variétés formant la famille des problèmes de tournées de véhicules peuvent être séparées selon les critères suivants :

— La structure du réseau : par exemple que représente les noeuds dans le graphe représentant le réseau du transport ?
— Le type des requêtes de transport. À titre d'exemple, ce sont des livraisons ou des cueillettes ou les deux ;
— Les contraintes qui affectent chaque route indépendamment tel que la longueur maximale d'une route, etc.
— La composition de la flotte et sa localisation ;
— Les contraintes inter-routes. Par Exemple, les contraintes dites de balancement (*balancing constraints*). Ce type de contraintes impose que la différence entre la durée maximale et minimale d'une route ne dépasse pas une limite donnée ;
— La fonction objectif que ce soit une maximisation de profit ou une minimisation des coûts, minimisation du nombre de ressources utilisées, etc.

2.5.2 Problème de tournées de véhicules avec profit et sélection de service

À cause de sa capacité limitée par exemple, un transporteur ne peut parfois répondre à toutes les requêtes disponibles. Dans ce cas, il se trouve obligé de choisir quelles requêtes à assurer de façon à optimiser un critère choisi. Cette variété de VRP est appelée VRP avec profit et sélection de service. En effet, effectuer une optimisation des routes et un choix de requêtes simultanément permet de générer un profit considérable par rapport à l'approche traditionnelle qui consiste à une décision à deux échelons : commencer par un choix des requêtes à effectuer et puis construire les routes.
Le VRP avec profit et sélection de service a été traité pour la première fois sur des exemples avec un seul véhicule comme variété du problème de voyageur de commerce TSP. Selon Feillet et al. (2005), il existe trois catégories du problème :

1. Si la fonction objectif combine les coûts et les profits, le problème avec un seule véhicule s'appelle *Profitable Tour Problem PTP*. la variété du VRP (même problème mais avec une flotte de véhicules) n'a pas de dénomination claire mais peut être trouvée sous la

forme PTP avec contraintes de capacité (*capacitated PTP*)

2. La variante où la longueur des routes a une borne supérieure et l'objectif est de maximiser le profit est appelé problème d'orientation d'équipes (*Team Orienteering Problem TOP*). Celle avec un seule véhicule s'appelle problème d'orientation (*Orionteering Problem*).
3. La variante où il y'a une borne inférieure sur le profit sélectionné et tel que l'objectif est de minimiser le coût total de transport s'appelle VRP avec collecte de prix ($Prize - Collecting\ VRP$). Celle avec un seule véhicule s'appelle TSP avec collecte de prix ($Prize - Collecting\ TSP$)

Les problèmes de tournées de véhicules avec profit et sélection de service ont été utilisés dans plusieurs domaines. On peut citer : le design de voyages touristiques guidés de façon à maximiser le divertissement dans une période limitée (Vansteenwegen and Oudheusden (2007)), le recrutement des athlètes des écoles secondaires pour les équipes des universités (Butt and Cavalier (1994)), la sélection de clients dans le transport LTL (Archetti et al. (2009)), la livraison du gas de chauffage dans des zones froides où l'urgence d'une requête client pour le gas est traitée comme un score (Golden et al. (1984)), etc.

2.5.3 Problèmes d'orientation d'équipes

Le TOP a été introduit pour la première fois par Butt and Cavalier (1994) qui l'ont appelé le problème de collecte maximal pour multiples tournées (en anglais *The Multiple Tour Maximum Collection Problem*). L'appellation actuelle est faite par Chao et al. (1996) pour souligner sa relation avec le problème à un véhicule. Ayant un ensemble de véhicules K, ce problème sert à trouver au plus K routes qui maximisent le profit total collecté de façon à respecter une contrainte de durée maximale pour chaque route. Il existe deux différentes formulations de ce problème que nous dénotons respectivement TOP I et TOP II. Le TOP I traite le flux véhiculé sur les arcs tandis que le TOP II se base sur l'utilisation des variables désignant les routes.

1. Dans la formulation TOP I on définit :
   — V ensemble des clients à visiter contenant aussi l'entrepôt du transporteur (désigné par $0 \in V$) ;
   — A ensemble des arcs du réseau ;
   — y_{ik} variable binaire qui prend la valeur 1 si le noeud $i \in V$ est visité par le véhicule $k \in K$, 0 sinon ;
   — x_{ijk} variable binaire qui prend la valeur 1 si l'arc $(i, j) \in A$ est traversé par le véhicule $k \in K$, 0 sinon ;

— t_{ij} paramètre égal à la durée du voyage du noeud $i \in V$ vers le noeud $j \in V$;
— p_i profit engendré par la visite du client i ;
— T_{max} durée maximale d'utilisation d'un véhicule ;

$$
\begin{aligned}
(TOPI) \qquad \max \quad & \sum_{i \in V} \sum_{k \in K} p_i y_{ik} && && (2.11)\\
\text{s.a.} \sum_{j \in V} x_{ijk} &= y_{ik} && \forall i \in V; \forall k \in K && (2.12)\\
\sum_{j \in V} x_{jik} &= y_{ik} && \forall i \in V; \forall k \in K && (2.13)\\
\sum_{k \in K} y_{0k} &\leq |K| && && (2.14)\\
\sum_{k \in K} y_{ik} &\leq 1 && \forall i \in V \setminus \{0\} && (2.15)\\
\sum_{(i,j)/i \in S, j \notin S} x_{jik} &\geq y_{hk} && \forall S \subseteq V \setminus \{0\}; \forall h \in S; k \in K && (2.16)\\
\sum_{(i,j) \in A} t_{ij} x_{ijk} &\leq T_{max} && \forall k \in K && (2.17)\\
y_{ik} &\in \{0,1\} && \forall i \in V, \forall k \in K && (2.18)\\
x_{ijk} &\in \{0,1\} && \forall (i,j) \in A, \forall k \in K && (2.19)
\end{aligned}
$$

La fonction objectif vise à maximiser le profit tandis que les contraintes (2.12) et (2.13) sont des contraintes de conservation de flux. Les contraintes (2.14) et (2.17) limitent respectivement le nombre de véhicules utilisés et la durée maximale de l'utilisation d'un véhicule. Les contraintes (2.15) assurent qu'un nœud peut être visité au plus une fois. Les contraintes (2.16) servent à l'élimination des sous-tours. Enfin, les contraintes (2.18) et (2.19) sont des contraintes d'intégralité.

2. Le TOP II utilise les routes réalisables. Soit Ω l'ensemble de toutes les routes élémentaires [2] possédant une durée inférieure ou égale à T_{max}. Soit le paramètre a_{ir} qui prend la valeur 1 si la route $r \in \Omega$ passe par le nœud i, 0 sinon. On définit aussi la variable binaire λ_r qui prend la valeur 1 si la route r est sélectionnée, 0 sinon. Le TOP II peut

2. Une route élémentaire est un acheminement qui commence dans le dépôt, y retourne et visite un ensemble de clients tel que chaque client du réseau soit visité au plus une fois.

se formuler comme suit :

$$(TOPII) \qquad \max \quad \sum_{r\in\Omega} P_r\lambda_r \tag{2.20}$$

$$\text{s.a.} \sum_{r\in\Omega} a_{ir}\lambda_r \leq 1 \qquad \forall i \in V \tag{2.21}$$

$$\sum_{r\in\Omega} \lambda_r \leq |K| \tag{2.22}$$

$$\lambda_r \in \{0,1\} \qquad \forall r \in \Omega \tag{2.23}$$

où P_r est le profit de la route r. Dans cette formulation, la fonction objectif vise à maximiser le profit total engendré de façon à utiliser un nombre de véhicules inférieur à K (contraintes (2.22)). Les contraintes (2.21) assurent que chaque nœud soit visité au maximum une fois.

La première résolution exacte du TOP a été effectuée par Butt and Ryan (1999). Les auteurs utilisent une génération de colonnes pour le TOP II telle que la détermination du profit marginal des routes s'effectue par une énumération complète des routes. Avec leur méthode, les auteurs sont parvenus à résoudre jusqu'à 100 instances avec des routes contenant un nombre limité de clients. Une approche plus performante a été introduite plus tard par Boussier et al. (2007) où l'intégration des routes dans le problème maître s'effectue à travers une résolution d'un problème de plus court chemin élémentaire. Cette approche a permis de résoudre à l'optimalité 270 instances parmi 387 contenant jusqu'à 100 clients. Dans Keshtkaran et al. (2016), les auteurs utilisent une programmation dynamique bi-directionnelle jumelée à une procédure de dominance basée sur relaxation pour résoudre le TOP II. Leur approche permet de résoudre 10 % plus d'instances que les deux méthodes précédentes.

Dans les enchères combinatoires de transport, le TOP est utilisé par les transporteurs, sous le nom de problème de construction de mises, pour construire des mises optimales à soumettre dans l'enchère. Rekik et al. (2017) proposent un TOP II modifié à fin de trouver la mise qui maximise le profit du transporteur en tenant compte de ses engagements actuels [3]. Les auteurs proposent deux types de solutions :

1. Proposer une seule mise optimale, i.e. qui maximise le profit du transporteur ;
2. Proposer une mise pour chaque route trouvée dans la solution et telle que chaque route contient les nouveaux contrats couverts dans cette route.

En ce qui concerne la résolution du problème de construction de mises, les auteurs ont utilisé une génération de colonnes avec une méthode de branch-and-cut. Dans leur approche, l'ajout

3. les routes construites doivent couvrir tous les contrats dont le transporteur s'est engagé à effectuer.

des routes profitables au problème maître s'effectue par la résolution d'un problème du plus court chemin avec ressource (le temps pour leur cas). Les auteurs ont parvenu à résoudre des instances comportant jusqu'à 15 villes et plus que 172 contrats pour deux transporteurs différents, grand et petit.

Triki et al. (2014) ont proposé une approche qui détermine non seulement la mise à soumettre dans l'enchère, mais aussi le prix à demander pour cette mise. Le modèle proposé dans cet article maximise le gain économique du transporteur en assurant une probabilité minimale de gagner dans l'enchère. Les auteurs ont utilisé une loi de probabilité Normale pour incorporer les chances de gagner dans l'enchère pour chaque ensemble de contrats possible. En ce concerne l'approche de résolution, les auteurs ont proposé deux heuristiques.
L'heuristique 1 est basée sur une méthode séquentielle descendante. En commençant par l'ensemble de tous les contrats à négocier dans l'enchère L, on évalue l'expression $(1) = f(L) - f(L \setminus \{l\})$ où $f(L)$ est la valeur de la fonction objectif du modèle mathématique proposé tel que l'ensemble de contrats à négocier dans l'enchère est L. Ensuite, on enlève le contrat l qui minimise (1) et on continue cette procédure jusqu'à atteindre $L = \emptyset$. La meilleure mise est celle, réalisable, et contenant tous les contrats dont l'évaluation de (1) a fournit une valeur positive.
L'heuristique 2 utilise une méthode séquentielle ascendante. Contrairement à l'heuristique 1, on commence par l'ensemble $\emptyset$ est on ajoute à chaque fois le contrat engendrant un gain de profit maximal. Le majeur avantage de cette heuristique est que les auteurs ont incorporé un critère de sortie permettant l'arrêt de l'algorithme quand il n'existe plus de contrat prometteur [4]. Grâce aux deux heuristiques, les auteurs ont résolu des instances allant jusqu'à 400 contrats à négocier. L'heuristique II a donné des résultat optimaux sur toutes les instances de petites tailles testées, tandis que l'heuristique I permet d'obtenir des résultats approximatifs avec un Gap allant jusqu'à 47.7 % par rapport à la méthode exacte. Pour les grandes instances, l'heuristique II a maintenu sa meilleure performance par rapport à l'heuristiques I en générant des profits plus grands pour toutes les instances testées.

Lee et al. (2007) ont proposé un programme en nombres entiers quadratique permettant la construction d'une mise optimale qui maximise l'utilité du transporteur (profit engendré moins coût des mouvements de repositionnement). Les auteurs ont procédé en premier lieu à une décomposition du problème en un problème maître et un sous-problème. Ensuite, ils ont introduit une génération de routes jumelée à une sélection des routes optimales pour la

4. Un contrat prometteur veut dire pour ce cas un contrat qui engendre un gain de profit lorsque ajouté à la solution actuelle.

première fois dans la littérature. Pour trouver des routes prometteuses à intégrer dans le problème maître, Lee et al. (2007) ont résolut une heuristique du sous-problème. Dans le cas où cette heuristique ne trouve pas de solutions, ils résolvent alors le sous-problème à l'optimalité. Les auteurs sont parvenus à résoudre des instances contenant jusqu'à 200 contrats dans le cas où le réseau de transporteur contient un seul dépôt. Lorsqu'il s'agit de plusieurs dépôt, les auteurs ont proposé dé résoudre un problème pour chaque dépôt et chaque ensemble de contrats et déposer une mise pour chaque dépôt.

Chang (2009) a développé un outil d'aide à la décision qui permet de construire la mise optimale à soumettre dans l'enchère pour un problème de minimisation de coût de transport. L'application adoptée est celle d'un marché avec un court horizon de planification (une semaine) où l'auteur a intégré pour la première fois, non seulement les contrats existants [5] et nouveaux [6] dans son approche, mais aussi des contrats qu'ils a appelé prévus et qui représentent des demandes potentielles à combler basées sur les prévisions du transporteur. L'auteur a utilisé une méthode de génération de colonnes basée sur la résolution d'un problème de plus cout chemin pour construire la mise optimale à déposer dans l'enchère.

2.6 Conclusion de la revue de littérature

Les différents travaux présentés montrent un intérêt de plus en plus grand pour les VRP avec profits et sélection de services et par inclusion les problèmes d'orientation d'équipes et de construction de mises. Cependant, malgré son importance, il reste toujours moins traité que le WDP. Pour ce projet de recherche, on étudie le cas d'une enchère combinatoire de transport TL (enchère inversée) et de mode de transport direct. Lors d'une construction de mise, le coût pour desservir un ensemble de clients est influencé par le reste de l'activité du transporteur. Ceci implique que l'interdépendance des coûts est très importante pour ce type d'enchères et qu'il faut bien prendre en compte toutes ces considérations dans notre travail.

5. Les engagements actuels liés à son activité de transport actuelle.
6. Les contrats à négocier dans l'enchère.

CHAPITRE 3 SÉLECTION DES NOUVEAUX CONTRATS

L'objectif de ce travail de recherche est de définir une méthode efficace qui permet au transporteur de générer deux mises b_1 et b_2 prometteuses à soumettre dans l'enchère. Pour ce faire, nous utilisons un problème de construction de mises qui permet de sélectionner puis regrouper les nouveaux contrats dans deux groupes de façon qu'une mise sera déposée pour chaque groupe. Comme les contrats octroyés sont desservis par des véhicules, la sélection de contrats se fait en construisant des routes qui contiennent les contrats potentiels. Cette construction fait appel à un réseau qui permet de représenter implicitement les routes réalisables. La construction de groupes de contrats se fait de deux façons selon la méthode utilisée : une sur plusieurs étapes séquentielles et une en une seule étape lors de la construction des routes..
Nous commençons ce chapitre par une définition du problème et du réseau utilisé pour la sélection de contrats. Ensuite, nous détaillons les deux modèles mathématiques proposés pour la sélection de nouveaux contrats et enfin, nous expliquons la méthode de Branch-and-Price utilisée pour résoudre les modèles proposés.

3.1 Définition du problème et notations

Le problème de sélection de contrats que nous essayons de résoudre peut être modélisé comme un problème d'orientation d'équipes. Cependant, il se distingue de ce dernier par l'existence d'un sous-ensemble d'arcs à parcourir obligatoirement pour toute solution réalisable du problème.

Partant de ce fait, notre problème peut être défini sur un graphe $G = (V, A)$ (voir figure 3.1) où V représente l'ensemble des villes à visiter et A l'ensemble des arcs.

L'ensemble $V = V_1 \cup \{S, P\}$ se compose de :

- $V_1 = \{1, 2, ..., N\}$ l'ensemble des N villes origines et destinations des contrats. Il contient l'unique et seul dépôt situé dans la ville 1 (voir figure 3.1) ;
- S : noeud source ;
- P : noeud puits.

Avant de détailler l'ensemble A des arcs du réseau, il est important de mettre le point sur les caractéristiques suivantes :

- On utilise une seule ressource : le temps consommé par un véhicule pour effectuer un voyage. Pour chaque véhicule, cette ressource est bornée par une durée maximale

d'utilisation. Elle peut être interprétée par la durée maximale qu'un employée peut travailler sans avoir à prendre de repos.

— Pour chaque véhicule, il existe un coût fixe c_f d'utilisation. De plus, à chaque arc du réseau est attribué un coût opérationnel c_{ij} proportionnel au kilométrage pour les arcs de repositionnement et au profit net pour les arcs de contrats (voir en bas pour la définition d'un contrat). En ce qui concerne les contrats, le profit est connu par le transporteur pour les contrats existants mais déterminé approximativement selon l'expérience du transporteur et l'historique des enchères précédentes pour les nouveaux contrats.

— Le choix de construire deux mises disjointes est un choix purement pratique. Il permet de s'aligner avec les exigences de l'organisateur de l'enchère. En effet, lors de la résolution du problème de détermination de gagnants WDP, chaque contrat dans l'enchère doit être affecté à exactement une seule mise. En d'autres termes, si on permet des mises dont l'intersection n'est pas nulle, on ne peut jamais gagner les deux.

Pour ce qui est de l'ensemble des arcs du réseau $A = C_e \cup C_n \cup A_1 \cup \{(S,1),(1,P)\}$, ce dernier se compose de :

— Un ensemble de contrats, nouveaux et existants. On définit un contrat comme un mouvement de transport direct et à pleine charge entre une ville de départ et une d'arrivée. Il est caractérisé par un profit net et une durée de voyage. On note par $K^e = \{c_1, c_2, ..., c_{m_e}\}$ l'ensemble de contrats existants et par $k^n = \{c_{m_{e+1}}, \ ..., \ c_{m_{e+n}}\}$ celui de nouveaux contrats.

— L'arc $(S,1)$ reliant le nœud source au nœud dépôt. Il possède un coût égale à c_f et une durée nulle.

— L'arc $(1,P)$ reliant le nœud dépôt au nœud puits du réseau. Il possède un coût et une durée nuls.

— L'ensemble A_1 de tous les arcs désignant les mouvements de repositionnement entre chaque paire de nœuds appartenant à $V_1 \times V_1$. Chaque élément de cet ensemble possède une ville de départ, une ville d'arrivée, une durée de voyage et un coût. Un exemple de graphe $G = \{V, A\}$ avec $V = V_1 \cup \{S, P\}$ est illustré à la figure 3.1.

Les arcs en pointillés dans le graphe G constituent l'ensemble des mouvements de repositionnement possibles et forment un graphe complet sur les nœuds de V_1. Les arcs **en rouge** constituent les contrats existants et ceux **en bleu** les nouveaux contrats parmi lesquels le transporteur peut choisir ceux qui sont profitables. Par conséquent, tous les arcs en rouge doivent être parcourus exactement une fois, les arcs en bleu doivent être parcourus au plus une fois et les arcs en pointillés ne sont pas soumis à des contraintes de ce type. Le résultat attendu est un ensemble de routes à opérer qui débutent en S et finissent au noeud P.

L'ensemble des nouveaux contrats desservis dans les routes choisies dans la solution optimale constituent une étape dans la construction des mises à déposer dans l'enchère.

Dans la plupart des cas, les expéditeurs essayent de diversifier leurs activités de transport lorsqu'ils organisent une enchère. Cela se fait par l'attribution des contrats à négocier à plusieurs transporteurs de façon à éviter de dépendre d'un seul transporteur. Pour cette raison et dans l'optique d'augmenter la chance du transporteur de gagner dans l'enchère, nous avons décidé de limiter le nombre de nouveaux contrats qu'on peut inclure dans une mise.
On suppose que les probabilités de gagner les deux mises disjointes b_1 et b_2 sont égales. Ces probabilités seront déterminées par le transporteur grâce à son expérience et suite à une observation des enchères.

Dans ce qui suit, on désigne par une route l'ensemble de mouvements de transport qui commencent est finissent au dépôt. Chaque route peut contenir des contrats existants, des nouveaux contrats et des mouvements de repositionnement. Elle doit aussi être d'une durée inférieure ou égale à la durée maximale d'utilisation d'un véhicule.

3.2 Modèles mathématiques de sélection de contrats

Deux modèles mathématiques, notés respectivement modèle I et modèle II ont été développés pour la sélection de contrats selon la méthode utilisée pour construire les mises b_1 et b_2. Le modèle I permet d'extraire un seul groupe de contrats qui sera partitionné en deux sous-groupes à une deuxième étape. En revanche, Le modèle II détermine intrinsèquement les deux sous-groupes de contrats.
Les deux modèles utilisent les ensembles suivants :

- L'ensemble K^e des contrats existants ;
- L'ensemble K^n de nouveaux contrats ;
- L'ensemble R des routes réalisables.

On définit aussi les paramètres :

- g_r : profit net engendré par la route $r \in R$;
- δ_{rk} : paramètre égal à 1 si le contrat $k \in K^e \cup K^n$ est couvert par la route $r \in R$, 0 sinon ;
- $\bar{\alpha}$: nombre maximal de contrats qu'on peut inclure dans une mise ;
- M : nombre de véhicules disponibles.

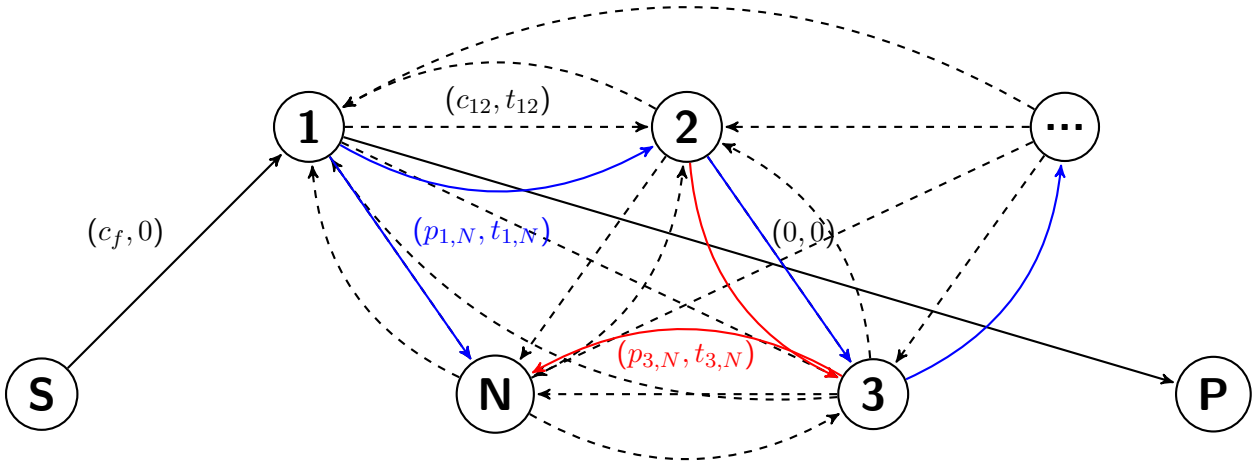


Figure 3.1 Réseau pour sélection de contrats

3.2.1 Modèle I

Le modèle I utilisent un ensemble de variables binaires x_r telles que $x_r = 1$ si la route $r \in R$ est choisi, 0 sinon. Il est formulé comme le programme en nombre entier (3.1)-(3.6).

$$(I) \quad \max \quad \sum_{r \in R} g_r x_r \tag{3.1}$$

$$\text{s.à.} \quad \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r = 1 \qquad \forall k \in K^e \tag{3.2}$$

$$\sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r \leq 1 \qquad \forall k \in K^n \tag{3.3}$$

$$\sum_{r \in R} x_r \leq M \tag{3.4}$$

$$\sum_{k \in K^n} \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r \leq \bar{\alpha} \tag{3.5}$$

$$x_r \in \{0, 1\} \qquad \forall r \in R \tag{3.6}$$

La fonction objectif (3.1) vise à maximiser le profit net du transporteur. Les contraintes (3.2) et (3.3) assurent qu'un contrat existant soit couvert exactement une fois et qu'un nouveau contrat soit couvert au plus une fois. Les contraintes (3.4) servent à respecter la capacité de la flotte de véhicules du transporteur. Enfin, la contrainte (3.5) limite le nombre de nouveaux contrats soumis dans une mise.

Le modèle I a été proposé pour la première fois par Rekik et al. (2017). Lorsque résolu à l'optimalité, il fournit un ensemble de routes à opérer. Les nouveaux contrats couverts

par ces routes forment l'ensemble des contrats sur lesquels il serait profitable de miser. Cet ensemble est donné par :

$$K_I = \{k \in K^n | \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r = 1\}$$

Une deuxième étape est par la suite nécessaire pour répartir ces contrats en deux groupes disjoints et formant les mises b_1 et b_2. Plus de détails sur cette étape seront fournis au chapitre 4.

3.2.2 Modèle II

Comme expliqué dans la section 3.1, on suppose que les probabilités de gagner les mises b_1 ou b_2 sont égales puisque ces mises sont de tailles identiques. De plus, on suppose que ces probabilités sont connues à l'avance par le transporteur grâce à son expérience dans les enchères combinatoires de transport. On pose la probabilité de gagner l'une des deux mises à p_1, la probabilité de gagner les deux mises à p_{12} et on suppose que la somme $2 \times p_1 + p_{12} = 1$. On remarque que le cas *ne rien gagner* n'est pas pris en compte parmi les résultats possibles de l'enchère. Ceci est dû au fait que ce cas implique que le transporteur effectuera les mêmes routes qu'il opère avant de participer dans l'enchère. Il s'agit alors d'un profit fixe et constant dont la solution associée est connue à l'avance. On peut alors enlever cette possibilité du modèle II. La fonction objectif de ce modèle maximise l'espérance de profit du transporteur par rapport à l'ensemble des événements probabilistes cités ci-haut.

On utilise en plus des variables et ensembles définis dans la section 3.2.1 les notions suivante :

- x_r^i : variable binaire qui prend la valeur 1 si la route $r \in R$ est choisie dans la mise $i \in \{1, 2, 12\}$, 0 sinon ;
- y_{kb_i} : variable binaire qui prend la valeur 1 si le contrat $k \in K^n$ est sélectionné pour la mise b_i $i \in \{1, 2\}$, 0 sinon ;
- $B = \{b_1, b_2\}$.

Ce modèle permet de générer directement les 2 sous-groupes de contrats à soumettre comme étant les mises b_1 et b_2 et est formulé comme suit :

$$
\begin{aligned}
(II) \qquad \max \quad & \sum_{r\in R} g_r\ (p^1\ (x_r^1 + x_r^2)) + p^{12}x_r^{12}) && && (3.7)\\
\text{s.à.} \sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^1 &= 1 && \forall k \in K^e && (3.8)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^2 &= 1 && \forall k \in K^e && (3.9)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^{12} &= 1 && \forall k \in K^e && (3.10)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^1 &= y_{kb_1} && \forall k \in K^n && (3.11)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^2 &= y_{kb_2} && \forall k \in K^n && (3.12)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^{12} &\leq 1 && \forall k \in K^n && (3.13)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^{12} &= \sum_{b\in B} y_{kb} && \forall k \in K^n && (3.14)\\
\sum_{k\in K^n} y_{kb} &\leq \bar{\alpha} && \forall b \in B && (3.15)\\
\sum_{r\in R} x_r^i &\leq M && \forall i \in \{1,2,12\} && (3.16)\\
x_r^i &\in \{0,1\} && \forall i \in \{1,2,12\}, \forall r \in R && (3.17)\\
y_{kb_i} &\in \{0,1\} && \forall k \in K^n, \forall\ b \in B && (3.18)
\end{aligned}
$$

Les contraintes (3.8), (3.9), et (3.10) assurent qu'un contrat existant soit couvert exactement une fois au cas où c'est la mise b_1 uniquement qui gagne, b_2 uniquement qui gagne ou les deux gagnent (Rappelons que $b_{12} = b_1 \cup b_2$). Les contraintes (3.11) et (3.12) accompagnées par les contraintes (3.13) et (3.14) assurent que chaque nouveau contrat $k \in K^n$ soit choisi au maximum une fois dans l'une des deux mises b_1 et b_2, exclusivement. De plus, s'il est choisi pour l'une des mises, il doit être automatiquement contenu dans la mise b_{12}. Les contraintes (3.15) servent à limiter la taille des mises. Les contraintes (3.16), (3.17) et (3.18) sont des contraintes pour respecter la capacité de la flotte de véhicules du transporteur. Enfin, les contraintes (3.19) et (3.20) sont des contraintes d'intégralité.

À partir de ce modèle, nous obtenons les routes à opérer ainsi que la composition des mises b_1, b_2 et b_{12}. Ces mises sont données par :

— $b_1 = \{k \in K^n | \sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^1 = 1\}$

— $b_2 = \{k \in K^n | \sum_{r\in R} \delta_{rk}x_r^2 = 1\}$

— $b_{12} = \{k \in K^n | \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^1 = 1 \ , \ \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^2 = 1\}$

Les routes à opérer pour les mises b_1 et b_2 couvrent chacune tous les contrats existants et un ensemble de nouveaux contrats disjoint l'une de l'autre. Quant aux routes de la mise b_{12}, elles couvrent tous les contrats existants et la réunion des deux ensembles de nouveaux contrats précédents.

3.3 Branch-and-Price

La méthode de Branch-and-Price utilisée est semblable pour les deux modèles mathématiques proposés. Cette méthode est en fait un algorithme de Branch-and-Bound dans lequel les relaxations linéaires sont résolues par génération de colonnes. La génération de colonnes est une techniques utilisée dans le cas où le nombre de variables est grand et la résolution de la relaxation linéaire devient coûteuse en temps de calcul. Partant de ce fait, elle repose sur une génération des variables considérées de bonnes qualités à partir du graphe montré dans 3.1. Dans cette section, nous étudions l'application de cette méthode sur le modèle I. En ce qui est du modèle II, nous détaillons les modifications apportées à fin réduire son temps de résolution. En effet, ce modèle présente des symétries puisque les deux mises b_1 et b_2 sont inversibles, i.e. pour une itération i, l'une des deux mises peut être remplacée par l'autre par le même coût. On a ajouté par conséquent la contrainte suivante au modèle II :

$$\sum_{r \in R} g_r \ x_r^1 \geq \sum_{r \in R} g_r \ x_r^2 \tag{3.19}$$

Cette contrainte implique que le profit engendré par la mise b_1 doit être plus grand ou égal à celui engendré par la mise b_2. Par conséquent, pour une solution réalisable qui satisfait cette condition, on ne peut plus tomber sur une deuxième solution qui propose les mêmes routes à opérer.

Ensuite, nous avons modifié la structure des contraintes (3.11) et (3.12). Chaque ensemble de contraintes a été remplacé par les contraintes suivantes :

$$\sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^i + e_k^i = 1 \qquad \forall i \in \{1, 2\} \qquad \forall k \in K^n \tag{3.20}$$

$$e_k^i + y_{kb_i} = 1 \ \forall i \in \{1, 2\} \tag{3.21}$$

où e_k^i est la variable d'écart de la contrainte (3.11) ou (3.12) selon i et pour le contrat k. Les contraintes (3.21) sont des contraintes de partitionnement et par conséquent sont plus adéquates lors du branchement. En particulier, cette façon de modélisation permet d'ajouter

la fonctionnalité suivante durant le branchement : obliger ou interdire l'effectuation de deux déplacements choisis consécutivement (voir paragraphe 3.3.6).

3.3.1 Algorithme de génération de colonnes

On commence par la résolution de la relaxation linéaire du problème (I) appelé problème maître MP (on enlève les contraintes (3.6) et on les remplace par les contraintes $x_r \geq 0$). On définit R l'ensemble de toutes les routes réalisables au problème. Sachant que la cardinalité de R devient prohibitive pour les problèmes de grande taille et qu'il est difficile dans ce cas d'énumérer toutes les variables de cet ensemble, les chercheurs ont développé la méthode de génération de colonnes. En effet, l'idée principale est de créer un nouveau problème appelé problème maître restreint RMP qui utilise juste un sous-ensemble prometteur de R. Ensuite, d'autres variables sont ajoutées lorsque nécessaire pour trouver de meilleures solutions. En d'autres termes, il faut chercher à chaque itération les variables qui peuvent améliorer la solution obtenue jusque là et les ajouter au RMP.

Les itérations de l'algorithme de génération de colonnes consistent à :

1. Résoudre le problème maître restreint pour trouver la solution optimale à cette étape et les variables duales correspondantes.
2. Trouver s'il existe une ou plusieurs autres variables capables d'améliorer la solution courante et les ajouter au problème maître restreint.

L'étape 2 se fait par la recherche d'au moins d'une variable avec un coût réduit positif. En effet, ceci revient à résoudre le sous-problème suivant sous la forme :

$$g_r := \max\{g_r - \sum_{k \in K^n} \delta_{rk}\mu_k^* - \sum_{k \in K^e} \delta_{rk}\lambda_k^* - \pi^* - \gamma^* | r \in R\} \tag{3.22}$$

où $(\mu_k^*)_{k \in K^n}$ et $(\lambda_k^*)_{k \in K^e}$, π^* et γ^* sont les valeurs optimales des variables duales associées aux contraintes (3.2), (3.3), (3.4) et (3.5) du modèle (I).
Ce problème représente un problème de plus court chemin avec ressource (ressource de temps pour notre cas). Il est clair que si le $g_r^* \leq 0$ [1], alors il n'existe plus de variables à ajouter et la solution optimale du problème maître restreint est aussi optimale pour le problème maître. Sinon, la/les variables trouvées sont ajoutées au problème maître restreint et on reprend à partir de l'étape 1.

Pour obtenir des solutions entières au problème maître, nous effectuons une imbrication de la

1. g_r^* est la valeur optimale de (3.24) ;

méthode de génération de colonnes avec une procédure de Branch-and-bound. À une itération donnée du processus de résolution, la solution obtenue respecte toutes les contraintes du problème maître à part les contraintes d'intégralité (3.6). Pour imbriquer un algorithme de banch-and-bound dans un processus de génération de colonnes, ce dernier doit être modifié dans certains cas. À titre d'exemple, si on considère à titre indicatif l'arc a_{23} représentant un nouveau contrat dans le graphe $G = (V, A)$ et un branchement sur les arcs, on obtient :

- $a_{23} = 0$: le contrat $2-3$ ne doit plus être pris dans toute solution du sous-arbre engendré par cette décision de branchement. Ceci implique que toutes les routes contenant ce contrat doivent être enlevées du problème maître restreint. En ce qui concerne le sous-problème, le contrat est enlevé du graphe et ainsi aucune nouvelle route contenant ce contrat ne peut être générée pour le sous-arbre engendré.
- $a_{23} = 1$: le contrat $2 - 3$ doit être inclus dans toutes les solutions du sous-arbre engendré par cette décision de branchement. En particulier, on ne garde que les routes contenant ce contrat dans l'ensemble des routes disponibles dans le problème maître restreint.

Pour résumer, la méthode de Branch-and-price consiste à imbriquer une génération de colonnes dans la méthode de branch-and-bound afin de calculer des bornes supérieures à chaque noeud de l'arbre de branchement. Cette méthode est très efficace dans la recherche des solutions optimales pour des problème NP difficile.

3.3.2 Méthodes de branchement

Comme toute stratégie de branchement, la méthode de Branch-and-bound que nous utilisons est gérée par un ensemble de règles incluses dans les modules de GENCOL [2]. En effet, à chaque nœud de branchement de l'arbre de recherche, les méthodes de séparation applicables sont évaluées à fin de choisir la meilleure pour effectuer le branchement. Pour faire ce choix, un score est attribué à chaque méthode et celle avec le plus grand score sera choisie. En même temps, tous les nœuds dominés sont enlevés de l'arbre de recherche. Les méthodes de branchement sont évaluées de la façon suivante :

- Toutes les méthodes qui peuvent être utilisées à ce stade possède un candidat potentiel qui a un score entre 0 et 1.
- Pour chaque méthode existent 2 scores *min* et *max* choisis dans les fichiers de paramètres. Selon ces scores, le score s compris entre 0 et 1 sera modifié en fonction de *min* et *max* (*min* et *max* seront les nouvelles bornes au lieu de 0 et 1)
- Une hiérarchie se fait entre ces différentes méthodes selon leurs scores finaux et la

2. Logiciel utilisé pour effectuer le Banch-and-Price. On utilise la version 4.5 qui fait appel à CPLEX 12.6.3.0.

méthode avec le plus grand score sera choisie.

Cette modification des scores permet de favoriser des méthodes de branchement aux dépend d'autres. À titre d'exemple, supposons qu'on affecte à la méthode de branchement sur le nombre de véhicules (notée méthode 1) les valeurs de min et max suivantes : 1 et 2. En revanche, on garde les valeurs comprises entre 0 et 1 pour la méthode de branchement sur les arcs (méthode 2). Lors de la prise de décision, s'il existe un candidat potentiel pour la méthode 1, il sera automatiquement favorisé par rapport à tout candidat de la méthode 2 puisque la note minimale qu'il peut avoir est égale à 1.

Nous avons utilisé deux types de stratégies de branchement différents. Le premier type permet de garder l'optimalité et est utilisé lors de la résolution exacte. Par contre, le deuxième type rassemble les méthodes heuristiques. Il possède des caractéristiques différentes entre autres la favorisation de méthodes qui aident à trouver des solutions réalisables rapidement.

Méthodes de branchement exactes

En ce qui est des méthodes de branchement exactes, le branchement sur les variables d'écart est favorisé, suivi du branchement sur les noeuds et parfois sur les arcs. Finalement, on branche sur les tâches.

Méthode de branchement sur les variables d'écart

Cette méthode consiste à brancher sur les variables d'écart du problème. En ajoutant les contraintes convenables, on peut brancher dans notre cas sur le nombre de véhicules utilisés, le nombre de mouvements de repositionnement utilisés et les variables d'écart liées aux nouveaux contrats. Le score de cette méthode est fonction de la partie fractionnaire de la variable d'écart candidate.

Méthode de branchement sur les nœuds

La méthode de branchement sur les nœuds consiste à imposer une valeur de flux sur les arcs rentrant et par conséquent sortant d'un nœud donné. À une itération donnée, si la somme des flux T sur les arcs rentrant à un nœud du graphe G est fractionnaire, on crée deux branches ($\leq \lfloor T \rfloor$ et $\geq \lceil T \rceil$). Si la décision de branchement impose ≤ 0, le nœud ainsi que tous les arcs qui le touchent sont enlevés du réseau. Sinon, une contrainte est ajoutée au problème maître.

Méthode de branchement sur les arcs

Cette méthode consiste à brancher sur la valeur du flux sur un arc du réseau G. Lorsque nous disposons d'une solution fractionnaire, on choisit le/les arcs dont la valeur du flux est

la plus proche de 0.5. Le score de cette méthode est calculé à partir de cette valeur du flux. Si cette méthode est choisie, on crée deux branches. La valeur du flux sur la branche 1 est ≤ 0 et on enlève toutes les routes contenant cet arc. De plus, on enlève cet arc du réseau du sous-problème. Pour la branche 2, la valeur du flux est ≥ 1, on enlève alors toutes les routes qui ne contiennent pas cet arc.

Méthode de branchement sur les tâches

Avant de décrire cette méthode de branchement, nous commençons par définir le concept de tâche. Une tâche est une entité liée à n'importe quel arc de l'ensemble A défini dans la section 3.1. Elle peut être par conséquent, un mouvement de repositionnement, un nouveau contrat ou un contrat existant. De plus, on ajoute deux tâches de début et de fin liées respectivement au arcs $(S, 1)$ et $(1, P)$.

Le branchement sur les tâches oblige ou interdit que deux tâches soient couvertes successivement dans le réseau. La tâche pouvant être un contrat, on peut interdire ou obliger la succession de deux contrats avec cette méthode de branchement. Face à une solution fractionnaire, on choisit parmi tous les candidats potentiels, i.e. séquences de tâches, celle avec le flux le plus proche de 0.5 et on calcule le score de la méthode à partir de la valeur de ce flux.

Dans le cas où cette méthode est choisie, la valeur de la séquence de tâches prend 1 sur une branche et 0 sur l'autre.

Méthodes de branchement heuristiques

Contrairement aux méthodes de branchement expliquées dans la section précédente, les stratégies qu'utilise la version heuristique ne permettent pas de garantir l'optimalité.

Branchement par fixation de colonnes

La méthode de branchement par fixation de colonnes consiste à fixer définitivement un ensemble de routes. À un nœud de branchement, si la solution de la relaxation linéaire est fractionnaire, on évalue les variables x_r des routes de cette solution. On peut choisir jusqu'à deux routes à fixer. Les routes choisies sont celles avec les plus grandes valeurs fractionnaires tout en respectant la condition suivante : chaque route doit avoir une valeur de x_r supérieure à un seuil fixé à l'avance (0.8 pour notre cas).

Une fois cette décision de branchement choisie, les variables choisies prennent la valeur 1 et un seul nœud de branchement fils est créé. Cette stratégie de branchement ne nous garantit pas l'optimalité. Cependant, elle nous permet d'explorer un arbre de branchement plus

petit que l'original, réduisant ainsi le temps de calcul. En ce qui concerne la qualité des solutions obtenues pour les instances testées, on verra par la suite que les solutions obtenues sont très proches de l'optimalité.

L'inconvénient potentiel de cette méthode est qu'elle peut parfois nous amener à l'infaisabilité du problème. En effet, lorsque le nombre de véhicules à utiliser dans une solution obtenue à travers une multitude de décisions de branchement de ce genre dépasse la taille de la flotte du transporteur, on peut tomber dans cette situation. En effet, ceci dépend des valeurs attribuées aux paramètres, soit la valeur du seuil au-dessus duquel on fixe les variables et les paramètres de préférences. Dans notre cas, cette situation ne s'est jamais produite.

Branchement par fixation de tâches heuristique

La méthode de branchement par fixation de tâches heuristique consiste à sélectionner un ensemble d'inter-tâches [3] et de les fixer définitivement. La sélection des inter-tâches pour cette méthode ressemble à celle de la méthode de branchement par fixation de colonnes où on choisit un ensemble de tâches telles que la valeur fractionnaire de chacune de ces inter-tâches est supérieur à un seuil prédéfini (0.8 pour nos tests). La différence est que pour cette méthode on peut choisir jusqu'à trois inter-tâches à chaque décision de branchement. Dans le cas où cette méthode de branchement est choisie, un seul nœud fils est construit et la valeur des inter-tâches pour ce nœud prend 1. Cette méthode ne garantit pas l'optimalité non plus, puisque le nœud fils dans lequel on interdit d'exécuter ces inter-tâches successivement ne sera pas exploré.

Élimination hâtive de nœuds de branchement

L'élimination de nœuds de branchement fait partie intégrale de toutes les stratégies de branchement. À un nœud de branchement donné, si la solution de la relaxation linéaire a une valeur inférieure à la borne supérieure actuelle, ce nœud est éliminé de l'arbre et la recherche de la solution optimale continue. Cette stratégie de branchement effectue l'élimination de nœuds de façon différente. À un nœud de branchement, si la différence entre la valeur de la meilleure solution entière obtenue et la valeur de la relaxation linéaire pour ce nœud est inférieure à un seuil fixé (2 pour nos tests), ce nœud est considéré comme pas intéressant à explorer et il sera éliminé de l'arbre.

De plus, une autre stratégie que nous avons utilisé est d'arrêter la génération de colonnes prématurément lorsqu'il n'y a pas une amélioration suffisante de la valeur de l'objectif dans

3. Une inter-tâche est un ensemble constitué de deux tâches consécutives.

les 5 dernières itérations (une amélioration de 30 pour notre cas).

CHAPITRE 4 APPROCHES DE RÉSOLUTION

Les différents modèles mathématiques présentés dans le chapitre précédent sont à la base des méthodes de résolution que nous allons détailler dans ce chapitre. En effet, nous avons élaboré trois méthodes : une méthode qui fournit la solution optimale du problème, i.e. les deux mises à déposer qui maximisent l'espérance de profit du transporteur, et deux méthodes heuristiques. Nous commençons ce chapitre par l'étude des méthodes heuristiques dans la section approches séquentielles. Ensuite, nous présentons l'approche intégrée de construction de mises qui donne la solution optimale au problème.

4.1 Approches séquentielles

L'approche séquentielle consiste à construire les mises b_1 et b_2 à partir du sous-ensemble de nouveaux contrats K_I définit dans 3.2.1. Ce sous-ensemble est déterminé dans une première étape en résolvant le modèle de sélection de contrats (I) présenté dans la même section. Puisque le groupe de contrats obtenu est celui qui maximise le profit du transporteur s'il dépose une seule mise dans l'enchère, les contrats qu'il inclut sont considérés profitables. Les méthodes 1 et 2 utilisent ce principe et seront expliquées dans les sections suivantes.

4.1.1 Méthode 1

Les deux mises b_1 et b_2 sont construites en 3 étapes :

1. Déterminer le groupe de nouveaux contrats K_I ;
2. Affecter les nouveaux contrats aux deux mises ;
3. Construire les routes pour chaque mise et trouver l'espérance de profit du transporteur.

Cette méthode est intéressante à explorer grâce à une multitude de raisons. Tout d'abord, il est certains que les contrats obtenus par la résolution du modèle (I) sont profitables et s'agencent bien avec l'activité actuelle du transporteur. Ensuite, cette méthode permet de trouver des solutions dans un temps de calcul réduit suite à la réduction de la taille de l'ensemble de nouveaux contrats.
Nous commençons cette méthode par la résolution du modèle (I) à l'aide de la méthode branch-and-price présentée à la section 3.3. La solution optimale de ce modèle se présente sous forme d'un ensemble de routes à partir desquelles les nouveaux contrats de la mise b_{12} sont extraits. Jusque là, nous disposons de la mise b_{12} et du profit qu'elle rapporte. Nous passons donc à la partition de b_{12} en b_1 et b_2.

En utilisant le modèle d'affectation de routes (SEP), les routes sont affectées dans deux ensembles selon le profit engendré par chacune. Ici, le profit d'une route se calcule comme la somme des profits des nouveaux contrats qu'elle inclut. Le modèle (SEP) utilise les notations suivantes :

— R^* : l'ensemble de routes choisies par le modèle I et incluant au moins un nouveau contrat ;

— P_r : profit de la route r calculé comme la somme des profits de nouveaux contrats qu'elle inclut ;

— y_{rb_i} : variable binaire qui prend 1 si la route r est affectée à la mise $b_i, i = 1, 2$; 0 sinon ;

$$
\begin{aligned}
(SEP) \qquad \min \quad & z && && (4.1)\\
\text{s.a.} \sum_{r \in R^*} P_r \; y_{rb_1} \quad & \leq \quad z && && (4.2)\\
\sum_{r \in R^*} P_r \; y_{rb_2} \quad & \leq \quad z && && (4.3)\\
y_{rb_1} + y_{rb_2} \quad & = \quad 1 && \forall r \in R^* && (4.4)\\
y_{rb_1}, y_{rb_2} \quad & \in \quad \{0,1\} && \forall r \in R^* && (4.5)
\end{aligned}
$$

La fonction objectif de ce modèle vise à minimiser le profit maximum résultant des deux mises. L'objectif ici est de trouver une partition des routes et donc des contrats qui minimise la différence de profit entre les deux mises b_1 et b_2. Les contraintes (4.4) assurent l'affectation de chaque route et donc chaque nouveau contrat à exactement une mise. Les contraintes (4.5) sont des contraintes d'intégralité.

La résolution du modèle (SEP) détermine les routes et par conséquent les nouveaux contrats de b_1 et b_2. Dans ce qui suit, on désigne par K^{n1} et K^{n2} l'ensemble des nouveaux contrats affectés à b_1 et b_2 respectivement.

Maintenant que les deux mises b_1 et b_2 connues, il suffit de construire les routes pour chaque mise et de calculer l'espérance de profit obtenue par cette méthode pour les cas probabilistes suivants :

1. Gagner la mise b_1 ou b_2 avec une probabilité égale à p_1 ;
2. Gagner la mise b_{12} (i.e., gagner les deux mises b_1 et b_2) avec une probabilité égale à p_{12}.

3. Ne rien gagner.

Le modèle mathématiques $M1$ est utilisé pour cette fin. On y adopte les mêmes notations du chapitre 3. De plus, on désigne par P_{b12} le profit de la mise b_{12} obtenu en résolvant le modèle (I).

$$(M1) \qquad \max \quad \sum_{r \in R} g_r \; p^1(x_r^1 + x_r^2) + p_{12} \; P_{b12} \tag{4.6}$$

$$\text{s.à.} \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^1 = 1 \qquad \forall k \in K^e \tag{4.7}$$

$$\sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^2 = 1 \qquad \forall k \in K^e \tag{4.8}$$

$$\sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^1 = 1 \qquad \forall k \in K^{n_1} \tag{4.9}$$

$$\sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^1 = 1 \qquad \forall k \in K^{n_2} \tag{4.10}$$

$$\sum_{r \in R} x_r^1 \leq M \tag{4.11}$$

$$\sum_{r \in R} x_r^2 \leq M \tag{4.12}$$

$$x_r^1, x_r^2 \in \{0,1\} \forall r \in R \tag{4.13}$$

La fonction objectif de ce modèle vise à maximiser l'espérance de profit du transporteur sous les contraintes suivantes :

1. Un contrat existant doit être couvert exactement une fois pour les mises b_1 et b_2(contraintes (4.7), (4.8))
2. Un nouveau contrat de l'ensemble K^{n_1} doit être couvert exactement une fois dans la mise b_1 (contraintes (4.9))
3. Un nouveau contrat de l'ensemble K^{n_2} doit être couvert exactement une fois dans la mise b_2 (contraintes (4.10))
4. Le nombre de véhicules utilisés pour chacune des mises ne doit pas dépasser la taille de la flotte de véhicules du transporteur (contraintes (4.11) et (4.12))
5. Contraintes d'intégralité (4.13)

Il convient de noter que nous avons supprimé la composante de profit du cas **"Ne rien gagner"** de la fonction objectif étant donné qu'il ne rapporte aucun profit additionnel et constitue donc une constante dans la fonction objectif. De plus, nous avons enlevé les variables x_r^{12} liées à b_{12} (solution connue par la résolution du modèle (I)) et nous avons ajouté la constante $p_{12} \; P_{b12}$ dans la fonction objectif. Cette constante permet de trouver l'espérance

du profit du transporteur tout en allégeant la modélisation et en évitant la construction des routes liées à b_{12} (qui sont déjà connues).

4.1.2 Méthode 2

La méthode 2 consiste à déterminer les deux mises b_1 et b_2 en 2 étapes :

1. Déterminer le groupe de nouveaux contrats K_I.
2. Affecter ses contrats aux mises b_1 et b_2 en construisant, simultanément, les routes à opérer qui maximisent l'espérance de profit du transporteur.

De la même façon, la méthode 2 utilise la solution du modèle I. Cependant, contrairement à la méthode 1 où on base la construction des mises sur les routes calculées en supposant qu'on va gagner les deux mises, la méthode 2 fournit la possibilité de revoir les routes si on gagne une seule mise. Si ce cas se produit, cette reconstruction de routes peut engendrer un profit supplémentaire au transporteur. On a donc eu l'intuition de développer la méthode 2 qui peut fournir des résultats meilleurs que la méthode 1 mais qui devrait avoir un temps de calcul plus grand.

Une fois l'étape 1 effectuée et la mise b_{12} déterminée, on procède à l'étape 2 de notre méthode. Pour ce faire, on désigne par K^{n^*} l'ensemble de nouveaux contrats de b_{12}. De plus, on définit $\bar{\alpha_1}$ (resp. $\bar{\alpha_2}$) le nombre maximal de nouveaux contrats à mettre dans la mise b_1 (resp. b_2) et

on résout le programme en nombres entiers (4.14)-(4.25).

$$
\begin{aligned}
(M2) \qquad \max \quad & \sum_{r\in R} g_r \; p^1(x_r^1 + x_r^2) + p_{12} \; P_{b12} && && (4.14)\\
\text{s.à.} \sum_{r\in R} \delta_{rk} x_r^1 &= 1 && \forall k \in K^e && (4.15)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk} x_r^2 &= 1 && \forall k \in K^e && (4.16)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk} x_r^1 &= y_{kb_1} && \forall k \in K^{n^*} && (4.17)\\
\sum_{r\in R} \delta_{rk} x_r^1 &= y_{kb_2} && \forall k \in K^{n^*} && (4.18)\\
y_{kb_1} + y_{kb_2} &= 1 && \forall k \in K^{n^*} && (4.19)\\
\sum_{k\in K^n} y_{kb_1} &\leq \bar{\alpha_1} && && (4.20)\\
\sum_{k\in K^n} y_{kb_2} &\leq \bar{\alpha_2} && && (4.21)\\
\sum_{r\in R} x_r^1 &\leq M && && (4.22)\\
\sum_{r\in R} x_r^2 &\leq M && && (4.23)\\
x_r^1, x_r^2, x_r^{12} &\in \{0,1\} && \forall r \in R && (4.24)\\
y_{kb_1}, y_{kb_2} &\in \{0,1\} && \forall k \in K^{n^*} && (4.25)
\end{aligned}
$$

La fonction objectif (4.14) maximise l'espérance de profit du transporteur sous les contraintes suivantes :

1. Chaque contrat existant doit être couvert exactement une fois dans b_1 et b_2 (contraintes (4.15), (4.16))
2. Chaque nouveau contrat faisant partie de K^{n^*} est obligatoirement affecté soit à la mise b_1 soit la mise b_2 (contraintes (4.17), (4.18) accompagnées par les contraintes (4.19))
3. Les mises b_1 et b_2 sont équilibrées (contraintes (4.20), (4.21))
4. La capacité de la flotte de véhicules du transporteur est respectée (contraintes (4.22), (4.23)).
5. Contraintes d'intégralité (4.24), (4.25).

Ce modèle $M2$ fournit les routes à opérer pour les mises b_1 et b_2 et trouve l'espérance du profit du transporteur. À partir de ces routes, nous déterminons b_1 et b_2 comme suit :

— $b_1 = \{k \in K^{n^*} | \sum_{r\in R} \delta_{rk} x_r^1 = 1\}$

— $b_2 = \{k \in K^{n^*} | \sum_{r \in R} \delta_{rk} x_r^2 = 1\}$

À part le fait d'enlever les variables x_{12} du modèle $(M2)$, il convient de noter que ce modèle est très proche du modèle intégré (II). Les seules différences sont que l'ensemble des nouveaux contrats est restreint à ceux proposés par le modèle I. En plus, ces contrats doivent tous être inclus exclusivement dans l'une des deux mises.

4.2 Approche intégrée - Méthode 3

Comme expliqué auparavant, les deux méthodes 1 et 2 utilisent la mise générée par le modèle (I) et la divise en deux plus petites mises b_1 et b_2. Elles font la construction de mises sur deux ou trois étapes selon la méthode. Par conséquent, les solutions obtenues sont heuristiques et ne donnent pas des profits optimaux. Contrairement à ces deux méthodes, la méthode 3 fournit la solution optimale du problème étudié. Elle consiste à résoudre par la méthode Branch-and-price le modèle II présenté au chapitre 3. Cette approche choisit donc les contrats des deux mises à partir de la totalité des nouveaux contrats disponibles tout en effectuant simultanément une construction de routes. Cependant, cette méthode est plus coûteuse en temps de calcul. Dans le chapitre 5, nous détaillons les résultats obtenus avec les trois méthodes pour les instances testées.

CHAPITRE 5 RÉSULTATS NUMÉRIQUES

Nous présentons dans ce chapitre les résultats numériques obtenus pour les méthodes de résolution expliquées précédemment. Nous pouvons ainsi comparer les performances (temps de calcul, profits, etc.) de ces méthodes. Nous décrivons dans une première partie les instances utilisées. Ensuite, nous détaillons un exemple pour illustrer concrètement l'apport des méthodes 2 et 3 par rapport à la méthode 1. Dans la partie suivante, nous comparons les résultats des trois méthodes et nous étudions les performances de l'algorithme de résolution exact appliqué sur le modèle II. La fin de ce chapitre porte sur l'heuristique de la méthode 3 et les résultats obtenus avec cette méthode. Pour les résultats obtenus, on utilise la génération de colonnes avec les méthodes de branchement décrites dans le chapitre 3. On s'appuie sur le logiciel GENCOL (version 4.5) qui fait appel à CPLEX (version 12.6.3.0).

5.1 Instances considérées

Nous avons généré 36 instances de données. Chaque instance est caractérisée par :

1. Un nombres de villes $N = 6, 8, 10, 12, 15$ et 17.
2. Un nombre total de contrats égal à $NC = 29, 43, 59, 81, 133$, et 195 ;
3. Un groupe $Gi \in \{G1, G2, G3\}$ de nouveaux contrats [1] ;
4. Un scénario de probabilités qui décrit les chances du transporteur de gagner les mises qu'il va déposer. Nous avons considérés deux scénarios :
   — Scénario 1 : Gagner la mise b_1 avec une probabilité $p_1 = 0.2$, la mise b_2 avec une probabilité $p_1 = 0.2$ les deux mises avec une probabilité $p_{12} = 0.6$;
   — Scénario 2 : Gagner la mise b_1 avec une probabilité $p_1 = 0.4$, la mise b_2 avec une probabilité $p_1 = 0.4$ les deux mises avec une probabilité $p_{12} = 0.2$;

Nombre d'essais avec l'algorithme de résolution exact : Nous avons résolu chaque instance de données (jeu de données avec groupe de contrats et scénario de probabilités) avec les trois méthodes sauf pour le jeu de données avec $N = 17$. En effet, le temps de résolution de ce jeu de données pour la méthode 3 est très grand et contraignant. Les instances correspondantes ont été alors résolues avec la version heuristique et la méthode 2 seulement. Par conséquent, nous avons effectué un total de 90 essais en résolution exacte, soit 30 essais pour chaque méthode.

1. Chaque groupe de nouveaux contrats a été construit en sélectionnant aléatoirement 70% des contrats d'un plus grand groupe utilisé pour générer les instances.

Nombre d'essais pour la version heuristique : Nous avons calculé les résultats de la version heuristique avec les instances des jeux de données pour $N = 12$, $N = 15$ et $N = 17$. De plus, nous avons résolu à l'optimalité avec la méthode 2 les instances avec $N = 17$. En tout, nous avons alors effectué un total de 24 essais (18 pour la version heuristique et 6 pour la méthode 2 et $N = 17$).

Pour résoudre notre problème à l'aide du logiciel GENCOL, il faut s'assurer que les fichiers comportant les données des instances utilisées sont dans un format standard lisible par le code de GENCOL. Puisqu'on dispose de quatre modèles différents (I, $M1$, $M2$ et II) à résoudre par GENCOL, une partie importante de ce projet de recherche a consisté dans le développement de programmes C++ permettant de créer les fichiers de données d'entrée. Pour chaque modèle, nous avons construit un programme qui permet de lire les fichiers de données brutes et générer des fichiers lisibles par GENCOL.
Les fichiers de données brutes contiennent :

- Un fichier comportant les villes ;
- Un fichier contenant le nombre de véhicules utilisés et leurs caractéristiques ;
- Un fichier contenant les contrats existants et leurs caractéristiques ;
- Un fichier contenant les nouveaux contrats à négocier dans l'enchère et leurs caractéristiques ;
- Un fichier contenant tous les mouvements de repositionnement possibles et les coûts correspondants ;
- Un fichier contenant la durée de voyage entre chaque paire de nœuds dans le réseau.

Le tableau 5.1 résume les caractéristiques des instances utilisées. Rappelons la notation suivante :

- $|K^e|$: nombre de contrats existants ;
- $|K^n|$: nombre de nouveaux contrats ;
- $\bar{\alpha}$: nombre de nouveaux contrats maximal à sélectionner dans l'enchère ;
- $|L|$: la cardinalité de l'ensemble de véhicules disponibles ;
- T^{max} : durée maximale d'utilisation d'un véhicule en minutes.

Tableau 5.1 Résumé des instances utilisées

Nbr de villes	$\|K^e\|$	$\|K^n\|$	$\bar{\alpha}$	$\|L\|$	C_f	T^{max}
6	12	17	6	4	500	1500
8	18	25	8	7	500	1500
10	25	34	10	10	500	1500
12	28	53	16	15	500	1500
15	42	91	28	26	500	1500
17	52	143	44	38	500	1700

5.2 Exemple illustratif

Dans cette section, nous présentons un exemple de résultats obtenus avec les trois méthodes. L'instance choisie est celle correspondant à N=8, $G1$ et le scénario 2.

Pour les deux méthodes 1 et 2, la résolution du modèle I donne les routes énumérées dans le tableau 5.2. Chaque route est constituée d'une combinaison de contrats à couvrir accompagnée possiblement de mouvements de repositionnement où :

- cni : Nouveau contrat i ;
- cei : Contrat existant i ;
- rei_j : Mouvement de repositionnement de la ville i vers j.

Tableau 5.2 Solution du modèle I

Routes		profit
R1	**ce04-cn41-ce18-cn39-ce16-ce06**	41690
R2	**cn31-ce13-ce11-ce02-ce14-cn33-ce09**	46470
R3	**ce07-cn23-ce12-ce17-cn42-ce08-ce01**	46190
R4	**cn27-ce05-cn20-ce15-ce10-ce03**	41170

A présent, nous connaissons la composition de $b_{12} = K_I =$ **{cn31, cn33, cn27, cn20, cn41, cn39, cn23, cn42}**, les routes à opérer ainsi que le profit du transporteur si on gagne les

deux mises pour les méthodes 1 et 2.

Pour la méthode 1, on procède à une partition des routes en deux groupes de contrats. Le modèle SEP donne les sous-groupes suivants :

— Groupe 1 : R1-R3

— Groupe 2 : R2-R4

A ce stade, on sait que $b_1 = \{cn41, cn39, cn23, cn42\}$ et $b_2 = \{cn31, cn33, cn27, cn20\}$. Maintenant, il faut déterminer les routes à effectuer et l'espérance de profit engendrée par cette solution. Une résolution du modèle $M1$ nous fournit ces informations. Les tableaux 5.3 et 5.4 résument les résultats obtenus suite à la résolution du modèle $M1$.

Tableau 5.3 Routes obtenues par le modèle $M1$ pour la mise b_1

Routes		profit
R1	**re1__5-ce13-ce11-ce02-cn41**	8792
R2	**ce07-cn23-ce01-ce18-ce17-cn42-ce09**	18544
R3	**re1__7-ce05-ce08-ce10-ce03**	10408
R4	**ce04-ce14-ce15-ce12-cn39-ce16-ce06**	18408

Tableau 5.4 Routes obtenues par le modèle $M1$ pour la mise b_2

Routes		profit
R1	**ce18-re6__7-ce05-ce16-ce11-ce03**	14212
R2	**ce04-re3__8-ce08-ce01-cn27-ce12-ce06**	14044
R3	**ce07-ce02-ce14-cn33-cn20-ce15-ce10-re2__1**	17656
R4	**cn31-ce13-ce17-re3__8-ce09**	9188

Récapitulation des résultats de la méthode 1
Mise b_1 = {cn41, cn23, cn42, cn39}
Mise b_2 = {cn27, cn33, cn20, cn31}
Espérance de profit : 160938

Contrairement à la méthode 1 où la séparation des contrats entre les deux mises et la construction des routes se font dans deux étapes successives, la méthode 2, elle, trouve simultanément les deux mises b_1 et b_2, les routes à opérer et l'espérance de profit engendrée par la solution de cette méthode. Le modèle $M2$ fournit ces informations résumées dans les tableaux 5.5 et 5.6.

Tableau 5.5 Routes obtenues par le modèle $M2$ pour la mise b_1

Routes		profit
R1	**ce07-ce02-cn42-ce08-ce10-ce03**	15016
R2	**ce04-ce14-ce15-ce12-ce11-re2__7-ce01-ce18-ce06**	17964
R3	**cn27-ce05-ce16-ce17-cn41**	14440
R4	**re1__5-ce13-cn39-ce09**	8304

Tableau 5.6 Routes obtenues par le modèle $M2$ pour la mise b_2

Routes		profit
R1	**ce07-cn23-ce12-re6__7-ce05-ce16-ce06**	16380
R2	**cn31-ce13-ce11-ce02-ce14-cn33-ce09**	18588
R3	**ce04-re3__8-ce08-ce01**	6140
R4	**ce18-ce17-re3__8-cn20-ce15-ce10-ce03**	14448

Récapitulation des résultats de la méthode 2
Mise b_1 = {cn41, cn27, cn42, cn39}
Mise b_2 = {cn23, cn33, cn20, cn31}
Espérance de profit : 160952

Le recours à un mouvement de repositionnement de moins pour la méthode 2 par rapport à la méthode 1 a permis de générer plus de profit pour cette méthode. En revanche, on constate que les nouveaux contrats **cn23** et **cn27** ont changé de mise. En effet, la répartition des contrats en même temps que la construction des routes a permis une réorganisation des contrats pour donner des routes plus rentables puisqu'on n'impose pas une décision d'affectation à l'avance.

La méthode 3 fournit encore de meilleurs résultats. En particulier, la sélection de contrats rentables se fait en même temps que la construction de mises. Par conséquent, le transporteur peut générer encore plus de profit. Les trois tableaux 5.7 à 5.9 présentent les solutions obtenues par la résolution du modèle II.

Tableau 5.7 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_1

Routes		profit
R1	**ce04-ce14-cn33-ce08-ce12-ce11-ce03**	8690
R2	**ce07-cn24-ce17-cn42-cn20-ce15-ce01**	9350
R3	**ce18-re6__7-ce05-ce16-ce06**	5948
R4	**re1__5-ce13-re6__7-ce10-ce02-re3__8-ce09**	4286

Tableau 5.8 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_2

Routes		profit
R1	**re1__7-ce12-ce17-re3__8-ce08-ce10-ce03**	5222
R2	**ce04-ce14-ce05-ce05-ce16-ce06**	8110
R3	**ce07-ce02-re3__5-ce13-ce11-cn36-ce09**	7680
R4	**ce18-cn39-cn30-cn23-ce01**	7402

Tableau 5.9 Routes obtenues par le modèle II pour la mise b_{12}

Routes		profit
R1	**ce18-ce11-cn24-re6__7-ce01**	15408
R2	**re1__5-ce13-ce17-ce14-ce15-ce10-ce02-re3__1**	21372
R3	**ce07-cn23-ce12-cn39-ce16-ce06**	24954
R4	**re1__2-cn36-cn20-cn33-cn30-ce03**	21294
R5	**ce04-cn42-ce08-ce05-ce09**	21726

Récapitulation des résultats de la méthode 3
Mise b_1 = {cn20, cn24, cn33, cn42}
Mise b_2 = {cn36, cn39, cn30, cn23}
Espérance de profit : 161082

L'espérance de profit du transporteur obtenue par cette méthode est égale à 161082 (130 unités plus que la méthode 2 et 144 unités plus que la méthode 1). Malgré le nombre de mouvements de repositionnement supérieur à ceux pour les deux méthodes précédentes, le profit engendré est plus grand. En effet, la possibilité de revoir les contrats et les routes dans le cas où on ne gagne qu'une seule mise dans l'enchère a permis de choisir des contrats différents (Choisir les contrats **{cn24, cn36, cn30}** au lieu des contrats **{cn27, cn41, cn31}**) de ceux choisis par le modèle I mais qui engendrent une espérance de profits plus grande pour le transporteur.

5.3 Résultats numériques de l'algorithme exact

5.3.1 Comparaison des profits entre les méthodes utilisées

On résume, dans les tableaux 5.10 à 5.15, les résultats obtenus pour les instances testées avec les trois méthodes lorsqu'elles font appel à un algorithme exact de type Branch-and-price. Pour chaque $Gi \in \{G1, G2, G3\}$, on présente deux tableaux pour chacun des scénarios de probabilités. Les tableaux 5.10 et 5.11 portent sur les instances avec $G1$ et les scénarios de probabilités 1 et 2, respectivement. De la même façon, les tableaux 5.12 et 5.13 récapitulent les résultats des instances avec $G2$ et enfin les tableaux 5.14 et 5.15 présentent les résultats obtenus avec $G3$.
Chaque tableau contient les informations suivantes :

- L'espérance de profit obtenue avec chaque méthode ;
- Le temps de calcul requis. Pour les méthodes 1 et 2, il est important de noter que le temps de calcul nécessaire à la résolution du modèle I doit être ajouté au temps de calcul total puisque la résolution de ce modèle constitue une première partie dans la recherche de la solution de ces méthodes ;
- Le nombre de nouveaux contrats dans chaque mise noté par $|K^{n_i}| \qquad \forall i \in \{1, 2\}$.

Tableau 5.10 Résultats pour G1 et le scénario de probabilités 1

G1-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		103534	103534	103534
	CPU	<1	3	134	10
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		160938	160952	161082
	CPU	<1	<1	1	216
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		228838	230444	230648
	CPU	2	<1	3	5882
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		274506	275884	276010
	CPU	<1	1225	342	11722
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		491746	494452	496099
	CPU	109	<1	710	43200
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Tableau 5.11 Résultats pour G1 et le scénario de probabilités 2

G1-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		94308	94308	94876
	CPU	<1	3	378	32
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		146356	146384	148702
	CPU	<1	<1	1	4
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		208086	211298	213088
	CPU	2	<1	3	3921
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		241452	244208	248272
	CPU	<1	1242	369	47
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		429152	434564	439694
	CPU	109	<1	993	5416
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Tableau 5.12 Résultats pour G2 et le scénario de probabilités 1

G2-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		102636	102636	102636
	CPU	6	1	1	1056
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		160792	160792	160954
	CPU	<1	<1	1	3
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		227756	229148	229148
	CPU	1	3	10	15689
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		274242	274324	275504
	CPU	5	1	238	3107
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		492458	495706	496974
	CPU	<1	<1	2522	4605
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Tableau 5.13 Résultats pour G2 et le scénario de probabilités 2

G2-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		93702	93702	94972
	CPU	6	<1	1	151
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		146264	146264	148128
	CPU	<1	<1	1	2
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		207492	210276	212054
	CPU	1	3	8	4872
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		242614	242778	247500
	CPU	5	1	243	10309
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		428846	435342	442216
	CPU	<1	<1	2531	18360
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Tableau 5.14 Résultats pour G3 et le scénario de probabilités 1

G3-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		103534	103534	103534
	CPU	<1	<1	136	6
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		160194	160208	160208
	CPU	<1	<1	1	2
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		228410	228694	228982
	CPU	1	3	10	15689
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		272970	274734	275530
	CPU	<1	5	42	508
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		487972	496812	496888
	CPU	<1	2	1197	789
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Tableau 5.15 Résultats pour G3 et le scénario de probabilités 2

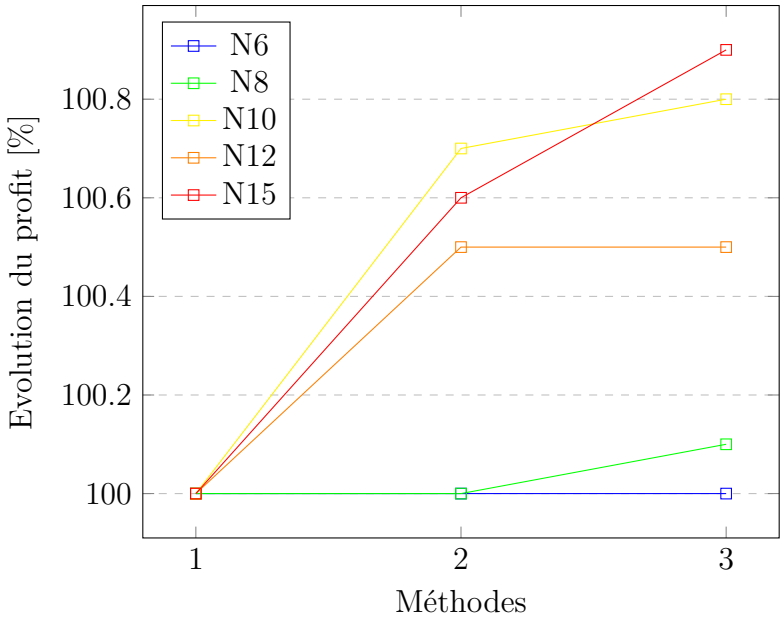
G3-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 1	méthode 2	méthode 3
N6	Espérance de profit		94308	94308	94334
	CPU	<1	<1	378	18
	$\|K^{n_1}\|$		4	3	3
	$\|K^{n_2}\|$		2	3	3
N8	Espérance de profit		145798	145826	145900
	CPU	<1	<1	<1	9
	$\|K^{n_1}\|$		4	4	4
	$\|K^{n_2}\|$		4	4	4
N10	Espérance de profit		209510	210078	212084
	CPU	<1	<1	2	508
	$\|K^{n_1}\|$		5	5	5
	$\|K^{n_2}\|$		5	5	5
N12	Espérance de profit		239720	243248	247288
	CPU	<1	4	49	6530
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		426324	437694	440574
	CPU	<1	<1	1124	6987
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14

Les tableaux précédents montrent comme attendu que les profits obtenus avec la méthode 3 sont plus grands ou égaux (strictement plus grands pour 25 des 30 instances testées) que ceux engendrés par les deux autres méthodes. On constate aussi dans la majorité des cas que le temps de calcul augmente en passant de la méthode 1, à la méthode 2 et encore plus pour la méthode 3. Ce résultat étant attendu aussi, on a mis en évidence que le temps de calcul explose pour les plus grandes instances. En particulier, on n'est pas capable de trouver des

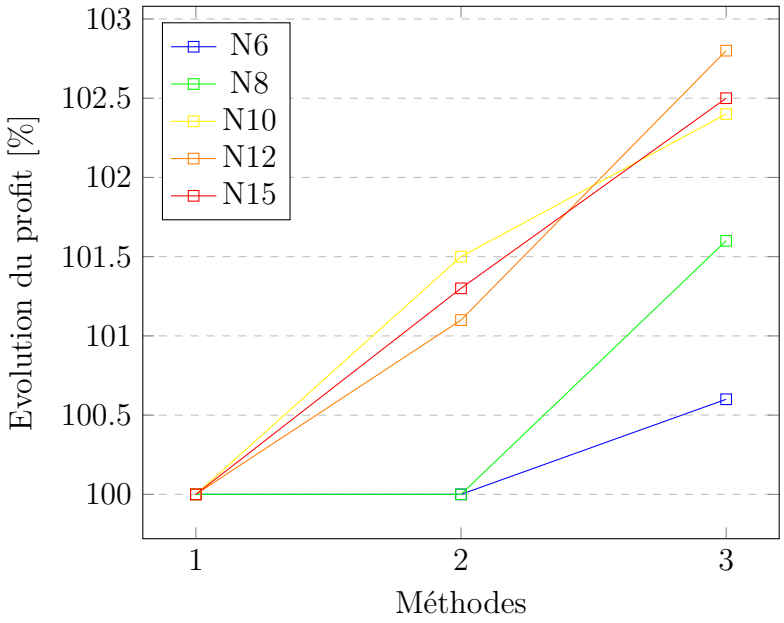
solutions optimales avec la méthode 3 pour les instances avec 17 villes.

En revanche, on peut regarder l'augmentation du profit qu'apporte chacune des méthodes 2 et 3 par rapport à la méthode 1. Les deux graphiques 1 et 2 détaillent l'évolution des profits par méthode pour le groupe de nouveaux contrats G1.

1-Évolution de l'espérance de profit pour le scénario de probabilités 1



2-Évolution de l'espérance de profit pour le scénario de probabilités 2



Contrairement à la première figure où l'espérance de profit s'est améliorée au mieux de 1%, la deuxième figure montre une augmentation de profit qui atteint 3%. Ceci est dû au fait que la probabilité p_1 de gagner l'une des mises b_1 ou b_2 est plus importante dans le scénario de probabilités 2. En effet, dans les cas où p_1 est proche de 0, la fonction objectif du modèle II tend vers celle du modèle I et donc les méthode 1 et 3 donnent des résultats proches. Autrement dit, plus p_{12} est élevée, plus la contribution de la mise b_{12} à la fonction objectif du modèle II est importante. Or pour les méthodes 1 et 2, la mise b_12 est construite de façon optimale avec le modèle I.

5.3.2 Étude des performances de l'algorithme exact pour la méthode 3

On compare la performance de l'algorithme de résolution exact pour le modèle intégré sur chacun des jeux de données utilisées. Les colonnes du tableau 5.16 contiennent dans l'ordre : l'identificateur du jeux de données (**N**), l'espérance du profit de la solution entière (**P entière**), l'espérance du profit de la relaxation linéaire(**P RL**), le saut d'intégrité en pourcentage (**GAP %**) le temps de calcul total en secondes (**Total**), le temps de calcul en secondes passé dans le sous-problème (**Sous-problème**), le temps de calcul en secondes passé à trouver la solution de la relaxation linéaire au noeud 0 de l'arbre de branchement (**Noued 0**), le nombre de véhicules disponibles (**Dispo**) et le nombre de véhicules utilisés (**UT**). Les résultats rapportés dans chaque colonne est la moyenne des résultats obtenus pour les trois groupes de contrats $G1, G2$ et $G3$.

Tableau 5.16 Performances de l'algorithme de résolution exact pour le modèle intégré.

Profits				**Temps de calculs**			**Véhicules**	
N	P entière	P RL	GAP (%)	Total	Sous-problème	Noeud 0	Dispo	UT
Scénario de probabilités 1								
6	103234,7	104774,04	1,47	357	287	0,43	4	2
8	160748	162500,64	1,08	74	32,33	0,73	7	4,6
10	229592,7	231344,52	0,81	12420	2952	0,43	10	6,6
12	275681,3	276976,22	0,47	5112	1744	0,76	15	9.2
15	496653,7	496791,15	0,04	16198	3010	1,43	26	17
Scénario de probabilités 2								
6	94727,33	95963,11	1,29	67	42	0,53	4	2.2
8	147576,67	149562,70	1,33	5	2	0,67	7	4.2
10	212408,67	213526,85	0,52	3100	1515	0,53	10	6,2
12	247686,67	252117,84	0,40	5629	1728,33	0,77	15	8.6
15	440818,67	441263,90	0,10	10254	2936,67	1,37	26	16

On remarque que le temps de calcul augmente considérablement pour les instances de grandes tailles. D'autre part, il faut noter que le profit engendré est toujours plus important avec le jeu de probabilité 1. Il est clair que si le transporteur a une plus grande chance de gagner les deux mises, il devrait s'attendre à plus de profit à l'issue de l'enchère.

En ce qui est du saut d'intégrité, on constate que ce dernier diminue avec la taille du problème. En effet, puisque le nombre de contrats existants dans l'enchère augmente plus rapidement que le nombre de contrats à mettre dans une mise, la valeur du saut d'intégralité devient moins significative par rapport à la valeur du profit total. Cependant, ce saut d'intégrité peut être considéré comme important et constitue une opportunité de construction de coupes dans le but de diminuer le temps de calcul.

Finalement, il est clair que la probabilité de gagner les deux mises influe directement sur le nombre de véhicules utilisés. En d'autres termes, le transporteur utilise plus de véhicules dans le cas où il a plus de chance de gagner les deux mises en même temps. De plus, nous avons remarqué pour les plus grandes instances que le nombre de véhicules utilisés augmente rapidement et ce à cause du temps nécessaire pour desservir un contrat par un véhicule qui devient de plus en plus grand.

5.4 Résultats numériques de la résolution heuristique

Comme mentionné dans la section 5.3.1, nous avons remarqué que le temps de calcul explose avec les plus grandes instances. En particulier, on n'est pas capable d'atteindre l'optimalité pour les instances avec N = 17. Pour obtenir des résultats plus rapidement, on a développé une version heuristique qui permet de trouver de bonnes solutions en combinant les trois méthodes de branchement décrites dans 3.3.4. De plus, contrairement à la résolution exacte où on choisit le meilleur nœud dans l'arbre de recherche pour l'explorer, la résolution heuristique utilise une stratégie d'exploration en profondeur jusqu'à trouver la première solution réalisable dans le but de trouver des solutions entières rapidement.

Quant à l'ordre d'utilisation de ces méthodes de branchement, celles de l'algorithme heuristique sont favorisées par rapport à l'algorithme exact. Partant de ce fait, s'il est possible de brancher par fixation de colonnes, cette dernière sera choisie. Sinon on utilise un branchement par fixation de tâches heuristique et enfin, les méthodes de l'algorithme exact peuvent être appliquées. Nous sommes parvenus à trouver de bonnes solutions pour les instances de données N12, N15 et N17 dans des temps de calcul assez petits.

Les six tableaux 5.16 à 5.21 présentent les résultats heuristiques obtenus pour les instances avec $N = 12, 15$ et 17. Nous avons limité le temps de calcul de l'heuristique à 3600 secondes puisqu'on arrive à trouver de bons résultats avec cette limite de temps. De plus, pour l'instance avec N=17 nœuds, lorsque nous n'étions pas capables d'atteindre l'optimalité pour la méthode 2 dans un temps de calcul raisonnable, nous avons arrêté la résolution après 3600 secondes. Nous avons enregistré ensuite la meilleure borne supérieure trouvée.

Tableau 5.17 Résultats heuristiques pour G1 et le scénario de probabilités 1

G1-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		275884	276010	275988
	CPU	<1	342	11722	1705
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		494452	496099	494400
	CPU	109	710	43200	3600
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		762774		763636
	CPU	<1	21600		3600
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Tableau 5.18 Résultats heuristiques pour G1 et le scénario de probabilités 2

G1-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		244208	248272	247184
	CPU	<1	369	47	3091
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		434564	439694	439272
	CPU	109	993	5416	2089
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		659936		666696
	CPU	<1	21600		3600
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Tableau 5.19 Résultats heuristiques pour G2 et le scénario de probabilités 1

G2-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		274324	275504	275484
	CPU	5	238	3107	3600
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		495706	496974	496974
	CPU	<1	2522	4605	655
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		762556		762554
	CPU	<1	3600		2431
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Tableau 5.20 Résultats heuristiques pour G2 et le scénario de probabilités 2

G2-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		242778	247500	246942
	CPU	5	243	10309	1385
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		435342	442216	442216
	CPU	<1	2531	18360	756
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		661642		664190
	CPU	<1	3600		3600
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Tableau 5.21 Résultats heuristiques pour G3 et le scénario de probabilités 1

G3-p_1=0,2-p_{12}=0,6					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		274734	275530	275376
	CPU	<1	42	508	680
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		496812	496888	496888
	CPU	<1	1197	789	249
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		699966.85		727224
	CPU	<1	3600		3600
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Tableau 5.22 Résultats heuristiques pour G3 et le scénario de probabilités 2

G3-p_1=0,4-p_{12}=0,2					
		modèle I	méthode 2	méthode 3	heuristique
N12	Espérance de profit		243248	247288	246938
	CPU	<1	49	6530	1103
	$\|K^{n_1}\|$		7	7	7
	$\|K^{n_2}\|$		7	7	7
N15	Espérance de profit		437694	440574	440380
	CPU	<1	1124	6987	643
	$\|K^{n_1}\|$		14	14	14
	$\|K^{n_2}\|$		14	14	14
N17	Espérance de profit		621248.47		655550
	CPU	<1	3600		3600
	$\|K^{n_1}\|$		22		22
	$\|K^{n_2}\|$		22		22

Dans les tableaux 5.16-5.21, les cases colorées en bleu sont celles où la méthode 3 heuristique donne un profit supérieur à la méthode 2 exacte. En effet, on constate que pour 16 parmi 18 des instances testées, le profit trouvé par l'heuristique est meilleur que celui de la méthode 2 exacte. De plus, en conformité avec la réflexion menée à travers les deux graphiques 1 et 2, la différence de profit entre ces deux méthodes est d'autant plus grande que la probabilité p_1 est grande. Cependant, en ce qui est du temps de calcul, la méthode 2 se met en première position avec dix instances, face à huit pour la méthode 3 heuristique, où le temps de calcul est inférieur. Ce temps de calcul reste quand même petit puisqu'il est fixé à 3600 secondes.

CHAPITRE 6 CONCLUSION

6.1 Synthèse des travaux

Dans ce projet de recherche, nous avons défini un ensemble de méthodes efficaces qui permettent à un transporteur de construire deux mises disjointes à déposer dans une enchère combinatoire de transport. En effet, l'approche que nous avons élaborée tient compte des probabilités de gagner ces mises. Elle donne alors la possibilité de revoir les contrats et les routes à effectuer dans le cas où on ne gagne pas toutes les mises soumises dans l'enchère.

Nous avons mis en place trois méthodes avec un objectif commun et bien défini : sélectionner les contrats de façon à maximiser l'espérance de profit du transporteur. La méthode 1 découle de la littérature et représente un point de référence auquel nous avons comparé les méthode 2 et 3. La méthode 2 est séquentielle et donne donc une solution approchée à notre problème tandis que la méthode 3 donne la solution optimale grâce à son aspect intégré.

Ces méthodes utilisent des modèles mathématiques que nous avons résolus par un algorithme de résolution exact reposant sur un principe de branch-and-price. Il convient de noter ici que mettre les bons paramètres pour cet algorithme a été un défi à relever dans la mesure où nous avons essayé plusieurs paramètres et stratégies d'accélération à fin de trouver des solutions dans un temps de calcul raisonnable.

Nous avons ensuite remarqué que la méthode 3 commence à être coûteuse en temps de calcul pour les instances de grande taille. Pour ce motif, nous avons élaboré un algorithme de résolution heuristique pour atteindre un objectif principal : chercher et trouver des solutions de bonne qualité dans un temps de calcul réduit. En effet, nous sommes parvenus à trouver des solutions en un temps de calcul inférieur à celui obtenus avec la méthode 3 d'une part et qui engendrent un profit plus important que les deux autres méthodes d'une autre part.

En ce qui concerne la résolution exacte, nous sommes parvenus à résoudre des 90 instances de données dont les plus grandes couvrent jusqu'à 15 villes et sont caractérisées par un nombre de contrats total égal à 133. La méthode 3 intégrée a engendré un profit supérieur au méthodes 1 et 2 et qui peut atteindre 3 % pour quelques instances.

Quant à la version heuristique, nous l'avons comparée aux méthodes 2 et 3 de la résolu-

tion exacte. Les solutions de l'heuristique étaient plus profitables que la méthode 2 dans la majorité des cas mais plus longues à trouver. Cependant, le temps de calcul de cette méthode a été fixé à une heure et par conséquent cette méthode ne peut être considérée comme coûteuse en temps de calcul. De plus, nous sommes parvenus grâce à cette méthode à trouver des solutions pour les instances couvrant 17 villes et contenant un nombre de contrats total égal à 195.

6.2 Améliorations futures

Les techniques d'accélération des algorithmes de résolution sont très nombreuses et leur utilisation dépendent étroitement du problème étudié. En effet, il est clair que la performance de ces techniques varie selon la nature du problème à traiter. L'une des techniques classiques de réduction du temps de calcul en programmation en nombres entiers est l'ajout de coupes. Une possibilité d'amélioration future pour notre cas pourrait être de tester et d'ajouter, des contraintes de type capacité, [1]sur le nombre de véhicules utilisés pour visiter un ensemble de villes dans le réseau. En particulier, sachant que les contrats existants doivent obligatoirement être couverts, on peut vérifier si ces contrats peuvent être couverts par un seul véhicule. Si cette condition n'est pas remplie, on ajoute la contrainte suivante : le nombre de véhicules desservant l'ensemble des villes qui touchent les contrats existants choisis doit être supérieur ou égal à 1.

Une deuxième extension possible de ce travail consiste dans le développement de méthodes fournissant trois mises ou plus disjointes à déposer dans l'enchère. Cette possibilité peut être plus prometteuse si on parvient à accélérer davantage l'algorithme de résolution exact. On peut aussi construire une heuristique et la comparer aux méthodes 1 et 2 pour le cas de trois mises ou plus.

D'un autre côté, la détermination des probabilités affectées aux mises dans nos fonctions objectifs peut représenter un champ de recherche très vaste. Ceci peut se faire par l'inclusion du prix d'une mise dans les modèles mathématiques, comme variable de décision ou comme une contrainte. On peut aussi exploiter la différence entre le profit engendré par l'acquisition des mises demandées, qui dépend bien évidemment de l'activité actuelle du transporteur, et la valeur des contrats inclus dans la mise sur le marché.

1. La capacité d'un véhicule correspond pour notre cas au temps disponible pour chaque véhicule.

RÉFÉRENCES

(2015, Mai) Ata reports. En ligne : `http://www.trucking.org/News_and_Information_Reports_Industry_Data.aspx`

Cta reports. En ligne : `http://cantruck.ca/about-the-cta/`

J. Abrache, T. G. Crainic, et M. Gendreau, "Models for bundle trading in financial markets", *European Journal of Operational Research*, vol. 160, no. 1, pp. 88–105, 2005.

C. Archetti, D. Feillet, A. Hertz, et M. Speranza, "The capacitated team orienteering and profitable tour problems", *Journal of operational research society*, vol. 60, no. 6, pp. 831–842, 2009.

M. Ball, G. L. Donohue, et K. Hoffman, "Auctions for the safe, efficient and equitable allocation of airspace system resources", dans *Combinatorial Auctions*, 2006.

S. Boussier, D. Feillet, et M. Gendreau, "An exact algorithm for team orienteering problems", *4OR*, vol. 5, no. 3, pp. 211–230, 2007.

S. E. Butt et T. M. Cavalier, "A heuristic for the multiple tour maximum collection problem", *Computers & Operations Research*, vol. 21, no. 1, pp. 101–111, 1994.

S. E. Butt et D. M. Ryan, "An optimal solution procedure for the multiple tour maximum collection problem using column generation", *Computer & Operations research*, vol. 26, no. 4, pp. 427–441, 1999.

C. Caplice et Y. Sheffi, "Combinatorial auctions for truckload transportation", *Combinatorial auctions*, pp. 539–571, 2006.

T.-S. Chang, "Decision support for truckload carriers in one-shot combinatorial auctions", *Transportation Research Part B : Methodological*, vol. 43, no. 5, pp. 522–541, 2009.

I.-M. Chao, B. L. Golden, et E. A. Wasil, "A fast and effective heuristic for the orienteering problem", *European Journal of Operational Research*, vol. 88, no. 3, pp. 475–489, 1996.

G. Clarke et J. Wright, "Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery points", *Operations Research*, vol. 12, pp. 568–581, 1964.

G. Danzig et J. Ramsey, “The truck dispatching problem”, *Management science*, vol. 6, pp. 80–91, 1959.

A. Davenport et J. Kalagnanam, “Price negotiations for procurement of direct inputs”, dans *Mathematics of the Internet : E-auctions and markets*, 2001.

G. Desaulniers, J. Desrosiers, et M. M. Solomon(Eds.), *Column Generation*. Springer, New York, 2005.

D. Feillet, P. Dejax, et M. Gendreau, “Traveling salesman problems with profits”, *Transportation Science*, vol. 39, no. 2, pp. 188–205, 2005.

B. Golden, A. Assad, et R. Dahl, “Analysis of a large scale vehicule routing problem with an inventory component”, *large scale systems*, vol. 7, pp. 181–190, 1984.

S. Irnich, P. Toth, et D. Vigo, “The family of vehicle routing problems”, dans *Vehicle Routing : Problems, Methods, and Applications*, 2e éd. SIAM, Philadelphie, 2014.

M. Keshtkaran, K. Ziarati, A. Bettinelli, et D. Vigo, “Enhanced exact solution methods for the team orienteering problem”, *International Journal of Production Research*, vol. 54, no. 2, pp. 591–601, 2016.

C.-G. Lee, R. H. Kwon, et Z. Ma, “A carrier’s optimal bid generation problem in combinatorial auctions for transportation procurement”, *Transportation Research Part E*, vol. 43, pp. 173–191, 2007.

S. Rassenti, V. Smith, et R. Bulfin, “A combinatorial auction mechanism for airport time slot allocation”, *The Bell Journal of Economics*, vol. 13, no. 2, pp. 402–417, 1982.

M. Rekik, G. Desaulniers, M. Saddoune, et I. Elhallaoui, “An exact solution approach for bid construction in truckload transportation procurement auctions with side constraints”, *Cahier du Gerad G-2017-51, HEC Montréal*, 2017.

P. Toth et D. Vigo, *Vehicle routing : Problems, Methods, and Applications*, 2e éd. SIAM, Philadelphie, 2014.

C. Triki, S. Oprea, P. Beraldi, et T. G. Crainic, “The stochastic bid generation problem in combinatorial transportation auctions”, *European Journal of Operational Research*, vol. 236, no. 3, pp. 991–999, 2014.

P. Vansteenwegen et D. V. Oudheusden, “The mobile tourist guide : An or opportunity”, *OR Insight*, vol. 20, no. 3, pp. 21–27, 2007.

M. Wellman, W. Walsh, P. Wurman, et J. MacKie-Mason, “Auction protocols for decentralized scheduling”, *Games and Economic Behavior*, vol. 35, pp. 271–303, 2001.