

Titre: Modélisation de problèmes de tournées de véhicules complexes
Title: avec une librairie spécialisée

Auteur: Stéphane Robert N'Guessan
Author:

Date: 2006

Type: Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

Référence: N'Guessan, S. R. (2006). Modélisation de problèmes de tournées de véhicules complexes avec une librairie spécialisée [Master's thesis, École Polytechnique de Montréal]. PolyPublie. <https://publications.polymtl.ca/7899/>
Citation:

 **Document en libre accès dans PolyPublie**
Open Access document in PolyPublie

URL de PolyPublie: <https://publications.polymtl.ca/7899/>
PolyPublie URL:

Directeurs de recherche: Louis-Martin Rousseau, & André Langevin
Advisors:

Programme: Unspecified
Program:

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

MODÉLISATION DE PROBLÈMES DE TOURNÉES DE VÉHICULES
COMPLEXES AVEC UNE LIBRAIRIE SPÉCIALISÉE

STÉPHANE ROBERT N'GUESSAN
DÉPARTEMENT DE MATHÉMATIQUES ET DE GÉNIE INDUSTRIEL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLOME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES
(MATHÉMATIQUES APPLIQUÉES)
AOÛT 2006

© Stéphane Robert N'Guessan, 2006.



Library and
Archives Canada

Bibliothèque et
Archives Canada

Published Heritage
Branch

Direction du
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

395, rue Wellington
Ottawa ON K1A 0N4
Canada

Your file *Votre référence*
ISBN: 978-0-494-19316-7
Our file *Notre référence*
ISBN: 978-0-494-19316-7

NOTICE:

The author has granted a non-exclusive license allowing Library and Archives Canada to reproduce, publish, archive, preserve, conserve, communicate to the public by telecommunication or on the Internet, loan, distribute and sell theses worldwide, for commercial or non-commercial purposes, in microform, paper, electronic and/or any other formats.

The author retains copyright ownership and moral rights in this thesis. Neither the thesis nor substantial extracts from it may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

AVIS:

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque et Archives Canada de reproduire, publier, archiver, sauvegarder, conserver, transmettre au public par télécommunication ou par l'Internet, prêter, distribuer et vendre des thèses partout dans le monde, à des fins commerciales ou autres, sur support microforme, papier, électronique et/ou autres formats.

L'auteur conserve la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protègent cette thèse. Ni la thèse ni des extraits substantiels de celle-ci ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans son autorisation.

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms may have been removed from this thesis.

Conformément à la loi canadienne sur la protection de la vie privée, quelques formulaires secondaires ont été enlevés de cette thèse.

While these forms may be included in the document page count, their removal does not represent any loss of content from the thesis.

Bien que ces formulaires aient inclus dans la pagination, il n'y aura aucun contenu manquant.


Canada

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé :

MODÉLISATION DE PROBLÈMES DE TOURNÉES DE VÉHICULES
COMPLEXES AVEC UNE LIBRAIRIE SPÉCIALISÉE

présenté par : N'GUESSAN Stéphane Robert

en vue de l'obtention du diplôme de : Maîtrise ès sciences appliquées

a été dûment accepté par le jury d'examen constitué de :

M. TRÉPANIÉ Martin, ing. Ph.D., président

M. ROUSSEAU Louis-Martin, Ph.D., membre et directeur de recherche

M. LANDEVIN André, Ph.D., membre et codirecteur

M. CORDEAU Jean-François, Ph.D., membre

REMERCIEMENTS

Je tiens tout d'abord à élever le nom du Seigneur Jésus-Christ, ma raison de vivre, mon espérance et mon soutien fidèle sans qui je ne serais pas là. J'aimerais aussi remercier MM Louis-martin Rousseau et André Langevin, mes directeur et codirecteur de recherche dont l'encadrement et les conseils m'ont guidé tout au long de ma recherche.

Ma reconnaissance va aussi naturellement à mon père et à ma mère dont l'éducation, la confiance, l'appui moral et financier m'ont permis de m'épanouir. À mes frères Yann, Xavier, Guillaume et mon unique soeur Joelle, je dis merci pour ces moments où vous m'avez encouragé, soutenu et surtout aimé. Joelle, je te dis particulièrement merci pour ton soutien inestimable durant ces 2 dernières années.

À mes amis, Jean-Baptiste, Désiré, Yao, Olivier, Stéphane, je vous suis reconnaissant pour votre appui et vos relectures. À Nizar, Alima, et Jean et à tous mes collègues du CRT, GERAD, je dis merci pour l'ambiance chaleureuse et enrichissante du laboratoire.

À tous ceux qui m'ont gardé dans leurs prières, Pasteur Roger, Pasteur David, Mathurin, Valentine, Cécile, Yvette et bien d'autres, je vous remercie de ce temps précieux investi pour moi.

À ma patrie d'origine, la Côte d'Ivoire, qui subit la pire crise de son histoire, je souhaite un avenir meilleur et paisible où tous les fils de sa diaspora reviendront en son sein pour l'édifier.

RÉSUMÉ

L'objectif général de ce mémoire est d'explorer de nouvelles avenues de modélisation pour les problèmes de tournées de véhicules avec collectes retournées au dépôt. Le but de la modélisation est de prendre en compte des contraintes supplémentaires, par rapport aux modèles existants, fréquemment rencontrées dans l'industrie du transport. Plus précisément, nous visons à :

- Établir un aperçu général de la recherche concernant cette problématique.
- Explorer et créer deux modèles enrichis à partir du modèle de base de tournées de véhicules avec collectes retournées au dépôt.
- Évaluer et analyser les différents niveaux de modélisation.
- Évaluer l'outil de modélisation et de résolution.

Pour atteindre nos objectifs, nous allons tout d'abord passer en revue la littérature, afin de bien situer notre étude. Nous utiliserons la programmation par contraintes, comme paradigme de modélisation, par le biais d'une librairie spécialisée en tournées de véhicules appelée " Ilog Dispatcher ". Ensuite, à partir du modèle de base de tournées avec retour, nous enrichirons progressivement ce dernier jusqu'à obtenir les deux modèles finals escomptés.

ABSTRACT

The overall objective of this work is to explore new avenues for simulating vehicle routing problems with backhaul. The goal of the simulations is to take into account additional and particular constraints, compared to the existing models, frequently met in the transport industry.

More precisely, the aim was :

- To establish an overview of the research concerning this problem.
- To explore and create two enhanced models starting from the basic model of vehicle routing problems with backhaul.
- To evaluate and analyze the various levels of modeling.
- To evaluate the tool of modeling and resolution.

To achieve our goals, we will first perform a literature review, in order to properly position our study. We will use constrained programming as a modeling paradigm by means of a library specialized in vehicle routing problems called "Ilog Dispatcher". Then, starting from the basic model of vehicle routing problems with backhaul, we will enhance this model until the two discounted final models are obtained.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS	iv
RÉSUMÉ	v
ABSTRACT	vi
TABLE DES MATIÈRES	vii
LISTE DES TABLEAUX	x
LISTE DES FIGURES	xii
LISTE DES ABBRÉVIATIONS	xiii
LISTE DES ANNEXES	xiv
INTRODUCTION	1
CHAPITRE 1 REVUE DE LITTÉRATURE	3
1.1 Qu'est-ce que le PTVCR?	5
1.2 Survol des approches de base de modélisation de programmation mathématique	7
1.3 Survol de la programmation par contraintes	8
1.4 Les modèles riches : une nouvelle tendance	10
CHAPITRE 2 DU PTVCR CLASSIQUE À UNE RELAXATION ENRI- CHIE À UN PREMIER NIVEAU	12
2.1 Formulation mathématique du PTVCR classique	12
2.1.1 Notations	12
2.1.2 Formulation mathématique PTVCR classique (PTVCRPM)	14

2.2	Vue d'ensemble de la librairie Ilog Dispatcher	15
2.2.1	Étape 1 : Description	16
2.2.2	Étape 2 : Modélisation	16
2.2.3	Étape 3 : Résolution	19
2.3	Notation Ilog Dispatcher	20
2.4	PTVCR classique version PC et ajout de la contrainte de distance	22
2.4.1	Formulation ID PTVCR classique (PTVCRID)	23
2.4.2	Particularité du PTVCRID	25
2.4.3	Présentation du jeu de données	25
2.4.4	Analyse de résultats du PTVCRID	26
2.4.5	Ajout de la contrainte sur la distance	28
2.5	Relaxation de la contrainte sur le début de collecte	33
CHAPITRE 3 ENRICHISSEMENT DE MODÉLISATION DU PTVCR		38
3.1	Introduction de la notion d'espace pour palettes	38
3.2	Ajout des fenêtres de temps	40
3.2.1	Planification sur plusieurs jours	40
3.2.2	Fenêtres de temps multiples	41
3.2.3	Temps d'opération, temps d'attente et temps de voyage	42
3.2.4	Niveaux de priorité pour les visites	44
CHAPITRE 4 AJOUT DES NUITS HORS DÉPÔT		46
4.1	Modélisation des nuits hors dépôt	47
4.2	Présentation du modèle enrichi RPTVCRID1	52
4.2.1	Particularité du RPTVCRID1	52
4.2.2	Formulation ID du RPTVCRID1	52
4.3	Présentation du jeu de données pour le RPTVCR1	56
4.4	Analyse des résultats pour le RPTVCR1	57

CHAPITRE 5	IMPACT DE LA MANUTENTION INTERNE DES VÉHICULES POUR DES TOURNÉES JOURNALIÈRES	61
5.1	Modélisation de l'estimation temporelle des collectes et livraisons	62
5.1.1	Notation additionnelle	63
5.1.2	Notion d'équilibre	65
5.1.3	Variante principale de la manutention interne	66
5.1.4	Ajout d'une restriction opérationnelle sur les collectes	67
5.1.5	Formule d'évaluation temporelle de la manutention interne	69
5.2	Modèle enrichi RPTVCRID2	71
5.2.1	Particularité du Modèle RPTVCRID2	72
5.2.2	Formulation ID du RPTVCRID2	72
5.3	Présentation du jeu de données pour le RPTVCR2	75
5.4	Analyse des résultats RPTVCR2	76
	CONCLUSION	80
	RÉFÉRENCES	83
	ANNEXES	87

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 4.1	Résultats du RPTVCRID1	58
Tableau 4.2	Résultats du RPTVCRID1(suite)	59
Tableau 5.1	Résultats du PTVCRID2	77
Tableau II.1	Meilleurs résultats du PTVCR	93
Tableau II.2	Meilleurs résultats du PTVCR(suite)	94
Tableau II.3	Résultats du PTVCRID	95
Tableau II.4	Résultats du PTVCRID (suite)	96
Tableau II.5	Résultats du PTVCRID2	96
Tableau II.6	Résultats du PTVCRID2 (suite)	97
Tableau II.7	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.1$	98
Tableau II.8	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.1$ (suite)	99
Tableau II.9	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.2$	99
Tableau II.10	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.2$ (suite)	100
Tableau II.11	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.3$	101
Tableau II.12	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.3$ (suite)	102
Tableau II.13	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.4$	102
Tableau II.14	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.4$ (suite)	103
Tableau II.15	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.5$	104
Tableau II.16	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.5$ (suite)	105
Tableau II.17	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.6$	105
Tableau II.18	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.6$ (suite)	106
Tableau II.19	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.7$	107
Tableau II.20	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.7$ (suite)	108
Tableau II.21	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.8$	108
Tableau II.22	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.8$ (suite)	109
Tableau II.23	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.9$	110

Tableau II.24	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.9$ (suite)	111
Tableau II.25	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 1$	111
Tableau II.26	Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 1$ (suite)	112

LISTE DES FIGURES

Figure 1.1	illustration PTV avant résolution	3
Figure 1.2	illustration PTV après résolution	3
Figure 1.3	Illustration de tournées du PTVCR classique	5
Figure 2.1	PTVCRID versus PTVCRPM	28
Figure 2.2	PTVCRID versus PTVCRID2 versus PTVCRPM	31
Figure 2.3	Collecte de B1 possible après la fin des livraisons	33
Figure 2.4	Collecte de B1 possible avant la fin des livraisons	33
Figure 2.5	Effet de la variation du paramètre α	36
Figure 2.6	PTVCRPM versus PTVCRID3 avec $\alpha=1$	37
Figure 3.1	Exemple de configuration interne d'un camion à 14 palettes	39
Figure 5.1	Illustration d'une réorganisation interne	63
Figure 5.2	Illustration de la notion d'équilibre	65
Figure 5.3	illustration de l'instance S1a	78
Figure I.1	illustration de OrOpt	89
Figure I.2	illustration de Relocate	90
Figure I.3	illustration de Exchange	91

LISTE DES ABBRVIATIONS

- PTV : problème de tournée de véhicules (VRP en anglais).
- PTVC : problème de tournée de véhicules avec contrainte de capacité (CVRP en anglais).
- PTVCD : problème de tournée de véhicules avec contrainte sur les distances (DVRP en anglais).
- PTVCR : problème de tournée de véhicules avec collecte retourné au dépôt (VRPB en anglais).
- PTVFT : problème de tournée de véhicules avec fenêtre de temps (VRPTW en anglais).
- MPTV : problème de tournée de véhicules avec dépôt multiple (MDVRP en anglais).
- PTVCL : problème de tournée de véhicules avec collectes et livraisons (VRPPD en anglais).
- APTVCR : problème de tournée de véhicules avec collecte retourné au dépôt avec distance asymétrique (AVRPB en anglais).
- PTVCFT : problème de tournée de véhicules avec collecte retourné au dépôt et fenêtre de temps (VRPBTW anglais).
- PM : programmation mathématique (Mathematic programming en anglais).
- PC : programmation par contraintes (Constraint programming en anglais).
- ID : Ilog Dispatcher.
- PVC : problème du voyageur de commerce (TSP en anglais).
- PEC : problème d'emballage de casier (BPP en anglais)

LISTE DES ANNEXES

ANNEXE I	OPÉRATEURS DE VOISINAGES ET HEURISTIQUES UTILISÉES POUR LES TESTS	87
I.1	Heuristique de première solution	87
I.2	Opérateurs de voisinage pour les VRP avec ID	88
I.2.1	OrOpt()	88
I.2.2	FPrelocate()	89
I.2.3	Exchange()	91
I.2.4	Makeperformed() et makeUnperformed()	92
ANNEXE II	TABLEAUX DE RÉSULTAT DU CHAPITRE 2	93
II.1	Meilleurs résultats utilisés pour les comparaisons du PTVCR	93
II.2	Résultats des PTVCRID et PTVCRID2	94
II.3	Résultats des PTVCRID3 pour α variant 0 à 1 avec un pas de 1	98
ANNEXE III	JEU DE DONNÉES DU CHAPITRE 5	113
III.1	Présentation explicite du jeu de donnée du chapitre 5	113

INTRODUCTION

Le vingtième siècle peut être sans aucun doute appelé le siècle de l'explosion de la connaissance avec l'avènement d'une multitude de technologies qui ont littéralement réécrit les moeurs sur terre. Le vingt et unième siècle, quant à lui, sera sûrement appelé par les générations futures le siècle du grand défi des civilisations avec la mondialisation des marchés. Les consommateurs sont de plus en plus exigeants et le marché de plus en plus compétitif. Les industries doivent donc optimiser l'utilisation de leurs ressources pour satisfaire au mieux la demande. Les entreprises ont donc besoin d'outils plus spécialisés, de représentations plus fines, efficaces, en bref plus proches possibles de leurs réalités.

C'est dans ce contexte que les mathématiques modernes proposent des modèles riches dont le but est de répondre aux besoins de l'industrie de ce siècle. Dans ce travail, nous mettons l'accent sur la modélisation de problèmes de transports à travers la classe très connue de problèmes de tournées de véhicules dont la pertinence a permis de sauver entre 5 et 20 % des coûts globaux de transports [1] durant les dernières décennies. À partir de la variante classique de tournées de véhicules avec collectes retournées au dépôt, nous allons progressivement établir deux modèles dits enrichis. L'objectif général de ce mémoire est d'explorer de nouvelles avenues de modélisation pour cette variante en prenant en compte plusieurs contraintes supplémentaires, par rapport aux modèles existants, fréquemment rencontrées dans l'industrie.

Dans cette aventure, nous avons choisi comme paradigme de modélisation la programmation par contraintes à cause de l'aspect non standard de certaines des contraintes. Ce choix se traduit en pratique par l'utilisation d'une librairie C++ spécialisée pour les problèmes de tournées de véhicules et basée sur la programma-

tion par contraintes.

À cet effet, nous avons structuré le présent mémoire de la façon suivante :

- le premier chapitre présente une brève revue de littérature autour des problèmes de tournées de véhicules et de deux paradigmes de modélisations,
- le deuxième chapitre s'étend sur la modélisation classique du problème de tournées avec collectes retournées au dépôt avec deux paradigmes ,à savoir la programmation mathématique et la programmation par contrainte, et présente la première couche d'amélioration,
- le troisième chapitre présente les différentes possibilités d'enrichissement d'un modèle de tournées avec collectes retournées au dépôt,
- le quatrième chapitre traite de la considération des nuits à l'extérieur du dépôt en termes de modélisation pour des tournées à horizon long (c'est-à-dire sur plus d'une journée), cette considération aboutira à notre premier modèle enrichi,
- le cinquième, quant à lui, fait état de l'impact de la prise en compte de la manutention interne de marchandises dans un véhicule sur la confection de tournées journalières, qui est le trait majeur du second modèle enrichi,
- et enfin nous terminerons par une conclusion.

CHAPITRE 1

REVUE DE LITTÉRATURE

Les problèmes de tournées de véhicules (PTV) représentent une classe de problèmes d'optimisation combinatoire parmi les plus importantes et les plus étudiées au monde. Ils consistent en la détermination optimale d'un ensemble d'itinéraires d'une flotte de véhicules dans le but de desservir une certaine demande.

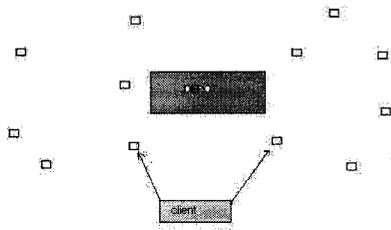


Figure 1.1 illustration PTV avant résolution

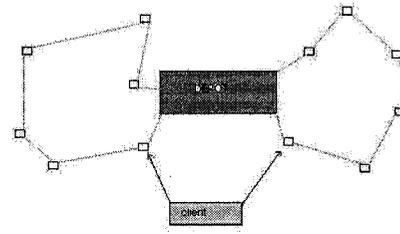


Figure 1.2 illustration PTV après résolution

Les figures 1.1 et 1.2 illustrent un exemple de PTV. La figure 1.2 montre deux tournées de véhicules qui remplissent la demande posé dans la figure 1.1.

Plus d'une quarantaine d'années ont passées depuis que Dantzig et Ramser [2] introduisirent ce problème à l'aide de la programmation mathématique (PM) afin de décrire une application réelle de livraison d'essence. Le problème de tournées de véhicules avec la contrainte de capacité (PTVC) voyait alors le jour. Depuis cet instant, des centaines de modèles et d'algorithmes ont été proposés pour déterminer approximativement ou exactement des solutions pour le PTVC ainsi que pour différentes variantes.

Le PTVC est un problème NP-difficile [1] qui se trouve à l'intersection de deux problèmes NP-difficiles très connus que sont le problème du voyageur de commerce (PVC)[3] et le problème d'emballage de casier (PEC) [4]. De cette racine, plusieurs variantes ont émergées. Ces variantes, qui résultent pour la plupart d'ajout de contraintes et d'adaptation d'objectif du PTVC, conservent et parfois augmentent la difficulté du problème initial. Plusieurs articles qui passent en revue l'état de l'art dans ce contexte ont été publiés [1, 5].

Il serait très juste d'appeler le PTVC le premier de la famille toujours grandissante des PTV. La grande majorité des variantes PTV résultent de l'ajout de contraintes particulières représentant une certaine réalité. Nous avons séparé ces variantes en deux grands groupes que sont les variantes classiques et les variantes complexes.

On entend par variantes classiques celles qui possèdent uniquement une contrainte additionnelle avec ou sans la contrainte de capacité. Tandis que les variantes complexes représentent le groupe de variantes complémentaires, c'est-à-dire possédant toujours au moins deux contraintes supplémentaires incluant des contraintes d'ordre pratique. Les variantes classiques sont plus étudiées dans la littérature scientifique.

Parmi les variantes classiques les plus connues on note le PTV avec contrainte de capacité et contrainte sur la distance (PTVCD) [6, 7], le PTV avec fenêtre de temps (PTVFT) [8, 9], le PTV avec collectes et livraisons (PTVCL) [10, 11], le PTV avec dépôts multiples (MPTV) [12, 13] et enfin le PTV avec collectes retournées au dépôt (PTVCR) qui est la variante centrale de notre étude.

Le reste de ce chapitre s'étend sur quatre sections. La première est un exposé détaillé du PTVCR. La seconde donne un survol des principaux courants de modélisation utilisés en programmation mathématique pour représenter les PTV. La troisième présente le paradigme de base de la librairie utilisée dans ce projet, tandis

que la quatrième et dernière section introduit une récente sous-classe de PTV que ce projet vise à agrandir.

1.1 Qu'est-ce que le PTVCR ?

Le PTVCR est une extension du PTVC où l'ensemble des clients se subdivise en deux groupes que sont les clients à collecter et les clients à livrer.

Plus précisément, le PTVCR peut se traduire comme la détermination d'un ensemble de tournées de véhicules visitant tous les clients. Chaque tournée est effectuée par un seul véhicule et, commence et se termine au dépôt. En plus, deux restrictions sont imposées aux tournées. La première stipule que pour chaque tournée les poids associés séparément aux clients à livrer et aux clients à collecter ne doivent pas excéder la capacité du véhicule. La seconde est que les clients à collecter ne peuvent être visités qu'après que tous les clients à livrer aient été visités. L'objectif est de minimiser la distance totale parcourue par tous les véhicules.

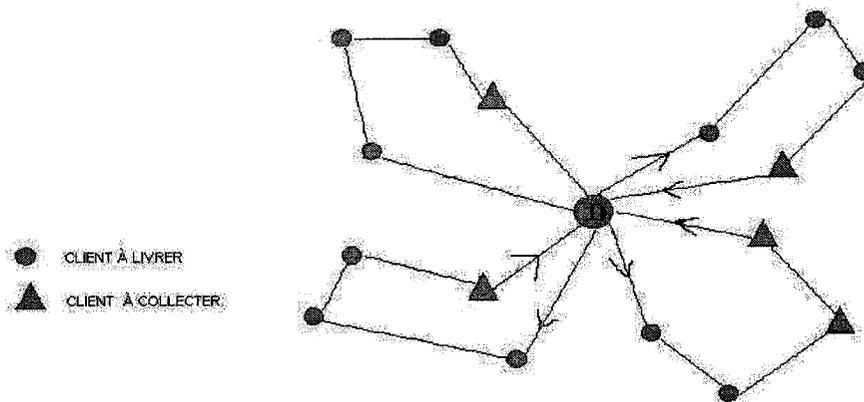


Figure 1.3 Illustration de tournées du PTVCR classique

La figure 1.3 nous donne un aperçu de tournées du PTVCR. Les clients à collecter sont desservis en fin de tournées à l'inverse des clients à livrer.

Ce problème est largement présent dans l'industrie de l'épicerie entre autres. Par exemple, pour la livraison de bières ou de breuvages, les casiers pleins sont livrés aux supermarchés et les casiers vides, ramenés par les consommateurs dans les supermarchés, doivent être collectés par l'entreprise à des fins de réutilisation ou de recyclage.

Il a été clairement reconnu que, dans un contexte impliquant livraison et collecte comme celui-ci, une économie importante sur les coûts de transports peut être réalisée si l'on livre et collecte dans une même tournée (voir Golden. et al. [14]).

Le PTVCR est fortement NP-difficile [1] c'est-à-dire qu'il est très hautement improbable qu'il existe un algorithme déterministe pouvant résoudre ce problème en temps polynomial. Trouver un tel algorithme polynomial pour le PTVCR permettrait de résoudre aussi l'ensemble des problèmes de cette classe et ainsi démontrer que $P = NP$, ce qui représenterait une découverte immense.

Bien qu'il existe quelques travaux sur les méthodes exactes [15, 16] pour la résolution de ce problème, les heuristiques et les métaheuristiques sont les méthodes de choix pour ce problème. Les méthodes de résolutions sont en grande majorité dérivées de celle du PTVC. Un aperçu des différentes heuristiques est trouvé dans les références [17, 18, 19].

Cependant, plusieurs chercheurs ont réévalués la rigidité de la formulation du PTVCR, Wade et Salhi [20] en 2001 présentaient une nouvelle version de ce problème qu'ils nomment PTVCR mixte et qui implique une certaine relaxation sur la condition de début de collecte. Ropke et Pisenger dans l'article [21] exposent les grandes variantes existantes du PTVCR ainsi que le lien de ce dernier avec le PTVC.

De plus, des PTV complexes comme le PTVCR avec fenêtre de temps (PTVCRFT) [22, 23] ou le PTVCR asymétrique (APTVCR) [24, 19] dérivent directement du PTVCR.

Notons que la grande majorité de la recherche a été faite sous le paradigme de PM.

1.2 Survol des approches de base de modélisation de programmation mathématique

Vu que tous les problèmes de la classe PTV dérivent du PTVC, la plupart du temps, en matière de modélisation on prend une formulation PTVC et on essaie de l'étendre par l'ajout ou la modification de contraintes et de l'objectif selon les besoins. Trois principaux types d'approches ont été présentés dans la littérature pour modéliser en PM le PTVC.

Le premier type est le "flux de véhicules" qui utilise des variables entières associées aux arêtes ou arcs d'un graphe dans le but de répertorier le nombre de fois qu'un véhicule traverse une arête ou un arc. Cette approche fonctionne le mieux lorsque l'évaluation d'une solution résulte d'une somme de coûts associés aux arêtes ou aux arcs et que les contraintes majeures concernent la transition directe entre les clients dans une tournée. La faiblesse de cette approche est sa difficulté à gérer des aspects pratiques tel que les contraintes compatibilité sur le chauffeur.

Le deuxième type est le "flux de marchandises" qui a été introduit par Garvin et al[25] pour un problème de livraison d'essence. Dans cette formulation, en plus des variables associés aux arcs ou arêtes, des variables entières sont associées au graphe pour représenter le flux des marchandises pendant la tournée des véhicules. Cette formulation a été très rarement utilisée pour le PTVC.

Le troisième type est le “partitionnement d’ensemble” qui a été introduit par Balinski and Quandt [26]. Cette approche formule le PTVC comme un problème de partitionnement déterminant une collection de circuits à coût minimum qui desservent chaque client une fois et, satisfont la plupart du temps des contraintes additionnelles. Ce type de modélisation permet une grande flexibilité pour la représentation d’objectifs et de contraintes pratiques, en plus de produire une notation plus compacte d’un modèle comparativement aux deux types précédent. Cependant ce dernier type engage toujours un nombre exponentiel de variables binaires.

1.3 Survol de la programmation par contraintes

La programmation par contraintes (PC) est un paradigme récent qui consiste à modéliser avec des relations appelées contraintes. Un problème se compose d’un certain nombre de variables, possédant chacune un domaine, et d’un certain nombre de contraintes. Une contrainte implique une ou plusieurs variables et a un effet restrictif sur leurs valeurs possibles. La résolution d’un problème en PC revient donc à déterminer un ensemble d’affectations valides de chaque variable, de telle sorte que la totalité des contraintes soient satisfaites.

La programmation par contraintes connaît depuis quelques années un certain succès, tant du point de vue académique que du point de vue pratique et industriel. Les recherches autour de la programmation par contraintes sont très actives, l’objectif étant de se rapprocher encore plus du “Saint Graal de la programmation” selon Eugène C. Freuder. Ce dernier résume ce paradigme par la maxime : l’utilisateur spécifie le problème, l’ordinateur le résout.

Le succès de la PC est maintenant établi dans le monde industriel, et les applications sont nombreuses dans des domaines aussi variés que la bio-informatique, la

planification de la production, les problèmes combinatoires, l'ordonnancement, la conception et la configuration d'horaires, ou encore la robotique. Ces différentes applications utilisent évidemment différents domaines de calculs, contraintes, et algorithmes de résolution, mais elles peuvent toutes s'exprimer naturellement dans un cadre uniforme et être mises en oeuvre efficacement dans les principaux langages de programmation par contraintes existant actuellement.

Dans l'univers PTV, la PC permet d'ajouter des contraintes à un modèle existant, sans modifier la structure globale de la méthode de résolution, en effectuant une séparation nette entre le modèle et la recherche de solution. La flexibilité de ce paradigme permet de représenter relativement bien des contraintes complexes difficilement représentables en PM. La PC coupe les branches d'explorations irréalisables ou à coût supérieur de l'arbre de recherche de solutions par propagation des contraintes inhérentes aux problèmes. Elle fonctionne bien lorsque les contraintes sont très restrictives ce qui est souvent le cas dans des variantes complexes du PTV. Cependant, elle requiert parfois des temps de calculs qui peuvent être dans certains cas prohibitifs. Par contre lorsque cette approche est combinée à des méthodes de recherche à voisinage variable, elle peut faire une exploration complète des régions locales prometteuses. Rousseau, Pesant et Gendreau [27, 28] ont proposé une méthode hybride combinant des chaînes d'éjections simplifiées, une recherche à voisinage variable et des post-optimisations GENIUS pour le PTVFT. De très bons résultats ont été obtenus dont 12 nouveaux. Plusieurs autres travaux ont été réalisés par des chercheurs dans ce domaine [29, 30, 31, 32, 33].

Quelques bibliothèques spécialisées pour le PTV ont vu le jour dans la dernière décennie, certaines d'entre elles comme Ilog Dispatcher sont directement héritées de ce paradigme.

1.4 Les modèles riches : une nouvelle tendance

Le transport de marchandises est un domaine très important. Les entreprises de transport sont un maillon important de la chaîne logistique. Par exemple entre le Canada et les États-Unis, les marchandises transitent par camions dans plus de 70 % des cas (Industrie Canada 2003). Les transporteurs routiers canadiens de marchandises ont effectué plus de 14 milliards de dollars canadiens de recettes en 1997 selon Statistiques Canada (2000).

Les modèles PTV riches ne sont rien d'autres que des modèles de variantes complexes du PTV. Nous marquons cette différence nominale parce que nous croyons qu'ils reflètent une nouvelle réalité, un nouveau besoin. Le besoin d'une industrie qui aspire à des modèles plus adaptés à leur réalité d'aujourd'hui. Nous reprenons de ce fait l'avis de Geir Hasle [34], chercheur de SINTEF [35].

Les modèles riches représentent une deuxième génération de modèles complexes lorsque nous considérons comme première génération les problèmes complexes qui ont vu le jour avant la dernière décennie. Cette première génération a été largement étudiée en dépit de leur complexité informatique et combinatoire. Un aperçu de ces modèles se trouve dans les références [36, 37, 38, 39].

Dans la recherche appliquée en optimisation des transports, il y a maintenant une tendance forte vers la formulation et la résolution des modèles plus riches. Cette tendance provient en partie des fournisseurs et des utilisateurs d'outils logiciels spécialisés, mais également de la communauté scientifique elle-même. Les dernières avancées technologiques (augmentation de la puissance de calcul des ordinateurs, GPS, robotique, etc.) et méthodologiques (métaheuristiques, méthodes hybrides, etc.) de la dernière décennie motivent cet élan. Ces nouveaux modèles mettent donc une emphase sur la formulation simultanée d'un grand nombre de contraintes

tant classiques que purement pratiques. Les prochains chapitres auront pour but d'ajouter à cette nouvelle génération de modèles.

CHAPITRE 2

DU PTVCR CLASSIQUE À UNE RELAXATION ENRICHIE À UN PREMIER NIVEAU

Ce chapitre se subdivise en cinq sections. La première section présente le PTVCR en PM modélisé avec la méthode de partitionnement d'ensemble. Les sections deux et trois exposent respectivement une vue d'ensemble de Dispatcher et une notation associée à cette librairie. Enfin les sections quatre et cinq étalent de manière progressive le premier niveau d'enrichissement du modèle sous le paradigme PC.

2.1 Formulation mathématique du PTVCR classique

Cette partie présente le modèle mathématique du PTVCR classique. Nous avons choisi la représentation de Toth et Vigo [19] qui est une reformulation asymétrique du PTVCR. Cette modélisation se veut un peu plus générale car elle fonctionne aussi pour une version symétrique comme c'est le cas dans le jeu de données utilisé dans ce projet.

Tout d'abord nous devons définir une série d'ensembles et de notations, pour ensuite exposer le modèle mathématique en nombres entiers.

2.1.1 Notations

$G(V, A)$: graphe non-orienté complet représentant la topologie du réseau. V est l'ensemble des noeuds (points géographiques) et A l'ensemble des arêtes (chemins entre les sommets).

L : ensemble d'indices des noeuds à livraison.

C : ensemble d'indices des noeuds à collecte.

L_0 : ensemble d'indices tel que $L_0 = L \cup \{0\}$. $\{0\}$ représentant l'indice du dépôt.

C_0 : ensemble d'indices tel que $C_0 = C \cup \{0\}$.

$A1$: l'ensemble des arcs sortant du noeud dépôt ainsi que les arcs joignant des sommets à livraison entre eux.

$$A1 := \{(i, j) \in A : i \in L, j \in L_0\}$$

$A2$: l'ensemble des arcs sortant d'un noeud de collecte et entrant soit dans un autre noeud de même type, soit au dépôt.

$$A2 := \{(i, j) \in A : i \in C_0, j \in C\}$$

$A3$: l'ensemble des arcs sortant d'un noeud de livraison et entrant soit dans un noeud à collecte, soit au dépôt.

$$A3 := \{(i, j) \in A : i \in L_0, j \in C\}$$

$\overline{G}(\overline{V}, \overline{A})$: graphe orienté tel que $\overline{V} = V$ et $\overline{A} = A1 \cup A2 \cup A3$.

K : le nombre de véhicules disponibles.

ζ : la famille de tous les sous-ensembles de noeuds de L .

β : la famille de tous les sous-ensembles de noeuds de C .

$$F : F = \zeta \cup \beta$$

$r(S)$: $\forall S \in F$, $r(S)$ est le nombre minimum de véhicules nécessaires pour desservir tous les clients dans S . Il est obtenu par la résolution du PEC avec une liste d'items S et capacité de casier C (la capacité d'un véhicule).

$$\Delta_i^+ : \forall i \in S, \Delta_i^+ = \{j : (i, j) \in \overline{A}\}$$

$$\Delta_i^- : \forall i \in S, \Delta_i^- = \{j : (j, i) \in \overline{A}\}$$

$c_{i,j}$: le coût associé à l'arc $(i, j) \in \overline{A}$.

$x_{i,j}$: la variable booléenne qui indique si l'arc (i, j) appartient à la solution optimale.

2.1.2 Formulation mathématique PTVCR classique (PTVCRPM)

La formulation en nombres entiers du PTVCRPM s'écrit comme suit :

$$\min \sum_{(i,j) \in \bar{A}} c_{ij} x_{ij} \quad (2.1)$$

sujet à :

$$\sum_{i \in \Delta_j^-} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in \bar{V} \setminus \{0\}, \quad (2.2)$$

$$\sum_{j \in \Delta_i^+} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in \bar{V} \setminus \{0\}, \quad (2.3)$$

$$\sum_{i \in \Delta_0^-} x_{i0} = K, \quad (2.4)$$

$$\sum_{j \in \Delta_0^+} x_{0j} = K, \quad (2.5)$$

$$\sum_{j \in S} \sum_{i \in \Delta_j^- \setminus S} x_{ij} \geq r(S) \quad \forall S \in F, \quad (2.6)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in \Delta_i^+ \setminus S} x_{ij} \geq r(S) \quad \forall S \in F, \quad (2.7)$$

$$x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in \bar{A}, \quad (2.8)$$

La fonction (2.1) vise à minimiser la distance totale parcourue. Les équations (2.2), (2.3) permettent d'imposer la conservation de flot sur les noeuds clients, tant pour

les collectes que pour les livraisons. Les équations (2.4), (2.5) imposent la conservation de flot sur le noeud dépôt uniquement. S représente un ensemble donné composé potentiellement de noeuds à collecte ou à livraison. C'est, en termes simples, un sous-ensemble de la demande d'une instance donnée. Les équations (2.6) et (2.7) représentent les coupes appelées "Capacity-Cut constraints" (CCC), qui imposent simultanément la contrainte sur la capacité et la connectivité du graphe solution. La contrainte sur la capacité permet d'assurer qu'à chaque noeud client, la marchandise interne du véhicule n'excède pas la capacité totale de ce dernier. La connectivité, quant à elle, assure que chaque noeud client appartient effectivement à une route qui commence et se termine au dépôt. La contrainte de priorité absolue des clients à livrer sur les clients à collecter, que nous appellerons contrainte de début de collecte, est implicitement préétablie en imposant le choix des arcs dans \bar{A} comme le montre la contrainte (2.8).

2.2 Vue d'ensemble de la librairie Ilog Dispatcher

ILOG Dispatcher est une librairie C++ spécialisée dans le développement des problèmes de tournées de véhicules (PTV). Cette librairie est un outil générique orienté objet basé sur la *programmation par contraintes* (PC), bien que son utilisation n'exige pas forcément une expertise poussée dans ce paradigme. Un des avantages principaux de la PC est la dissociation de la représentation du problème, dit modèle, de la recherche de solution, dite résolution. Dans cette partie, nous allons exposer sommairement à travers les 3 étapes d'utilisation, que sont «la description, la modélisation, la résolution», la philosophie qui régit ILOG Dispatcher(ID).

2.2.1 Étape 1 : Description

La première partie consiste essentiellement à décrire le problème en une série de phrases concises. Cette partie revient simplement à la formulation orale détaillée du problème. Par exemple pour un PTV classique on pourrait écrire ce qui suit.

- Un ensemble limité de véhicules identiques qui possèdent une capacité donnée.
- Un ensemble de visites situées en des points géographiquement dispersés.
- Une tournée est un circuit de visites effectuées par un véhicule.
- Une tournée passe toujours au dépôt.
- Chaque visite consiste en la livraison d'une quantité donnée en un point donné.
- Chaque visite doit appartenir à une seule tournée.
- La somme des quantités d'une tournée n'excède pas la capacité d'un véhicule.
- L'objectif est d'effectuer toutes les visites en minimisant la distance totale parcourue par les véhicules utilisés.

Bien que cet exemple soit simple, la description peut devenir plus complexe selon l'application à développer. La complexité de la description d'un problème se traduira dans le nombre et la complexité des phrases utilisées pour le représenter. Plus la description du nouveau problème s'écarte ou se différencie du modèle précité de base, plus sa représentation avec ID devient complexe. Cette différence a une incidence notable sur la résolution du modèle par la suite. Il est donc fort à propos d'essayer de représenter un nouveau problème de façon à minimiser les écarts avec le PTV de base.

2.2.2 Étape 2 : Modélisation

La seconde étape consiste à formuler la description en utilisant les fonctionnalités et les objets des différentes classes de ID. Nous allons donc donner un aperçu des

classes en supposant que le lecteur a une notion élémentaire du paradigme orienté objet. Les classes de base sont Node, Visit, Vehicle, Dimension.

Node représente une position (abscisse, ordonnée) dans un plan géographique. Tous les points géographiques du problème doivent être représentés par un noeud. Les objets de cette classe sont utilisés pour représenter des maisons, des magasins, des dépôts, des villes, des clients, etc...

Visit représente une activité à faire en un point géographique donné. Elle peut posséder plusieurs attributs et/ou conditions afin de décrire la dite activité. Par exemple : livrer une marchandise de 50 Kg entre 15 heures et 18 heures à la mairie de Ville-St-Laurent. Chaque visite est effectuée obligatoirement par un unique véhicule. Cette contrainte est intégrée dans la définition de cette classe, ce qui signifie qu'utiliser un objet de cette classe valide automatiquement cette contrainte. Cependant, on peut définir plusieurs visites différentes ou identiques en ce qui concerne l'activité en un même point géographique au besoin.

Vehicle représente le camion, la ressource qui transporte les marchandises, personnes ou biens d'un noeud à un autre. L'objet de type Vehicle contient certains attributs qui peuvent varier jusqu'à un certain point en fonction de l'application. Cependant, en règle générale chaque objet de cette classe possède un point initial de départ, un point final d'arrivée et un ou plusieurs attributs qui permettent de gérer sa capacité (le volume ou poids total qu'il peut emmagasiner). Par exemple : un véhicule qui part et revient au dépôt avec une capacité de chargement d'une tonne.

Dimension est une abstraction qui permet de gérer le changement d'état d'un paramètre. Elle est fortement liée à l'utilisation des objets Vehicle et Visit. Elle représente généralement le poids, le temps, la distance. Il existe deux types de

dimensions dénotées `Dimension1` et `Dimension2`. La `Dimension1` est utile à la modélisation de tout ce qui est interne à un objet des classes précitées. Pour un véhicule, cette dimension va représenter la variation de la capacité d'emmagasinage et pour une visite la quantité exacte de la variation produite après exécution de celle-ci. La `Dimension2` quant à elle gère tout ce qui est externe à l'objet `Vehicle`, par exemple le temps et la distance parcourue. La `Dimension2` peut servir à imposer des contraintes sur des visites, comme par exemple une fenêtre de temps.

À la plupart de ces objets, on peut associer plusieurs types de coûts fixes ou variables avec une relativement bonne flexibilité. Modéliser ici revient à représenter à l'aide de ces classes tous les cas de figures ainsi que les contraintes qui forment le problème. La fonction objectif d'un modèle se trouve donc être la somme totale des coûts enregistrés à la fin de toutes les tournées que l'on cherche à minimiser en tout temps. Par exemple pour un PTV classique, on associe un coût unitaire pour chaque unité de distance parcourue par chaque véhicule. Il est à noter qu'en PC, il n'y a pas vraiment de fonction objectif comme dans la programmation mathématique. Cette notion se retrouve dans ce qu'on appelle le but (goal) de la résolution dans ID. Un but représente une variable du modèle qui est une sorte de combinaison, linéaire ou non, des valeurs de certaines variables de décisions. Chaque itération dans la résolution ajoute des restrictions à cette variable dans un sens de minimisation. L'objectif se trouve donc défini en pratique dans l'étape de résolution suivante. Cependant, nous avons inséré cette partie ici pour faciliter la lecture.

Ces quatre objets, sans être exhaustif, sont les outils principaux qui capturent de façon générale la philosophie de modélisation ID.

2.2.3 Étape 3 : Résolution

Une fois le modèle complété, la résolution consiste à déterminer la meilleure solution possible. Dans ce contexte, on appelle une solution réalisable l'ensemble des tournées qui valident toutes les visites dites "obligatoires" sans violation des contraintes du modèle. La résolution est de type heuristique et se fait en deux phases.

La première phase consiste à déterminer une première solution réalisable. L'objectif de cette partie est juste d'avoir une première solution admissible de plus ou moins bonne qualité à l'aide d'une heuristique de première solution. Ilog Dispatcher fournit six différentes heuristiques prédéfinies de première solution basée sur les approches "enumeration", "savings", "sweep", "nearest-to-depot", "nearest addition" et "insertion" (voir [40]). Ces heuristiques génériques fonctionnent indépendamment du modèle. Cependant, le temps d'exécution peut être énorme lorsque l'approche n'est pas adéquate pour un modèle. Toutefois, il est possible de développer sa propre heuristique de départ afin de rencontrer les exigences particulières d'un modèle donné. Ces heuristiques de première solution sont capables de s'adapter à tout modèle cohérent. Par contre, il y a très peu de garantie sur la qualité de la solution trouvée ainsi que sur le temps d'exécution.

La deuxième phase, quant à elle, sert à déterminer une meilleure solution dérivée de la solution de base. L'amélioration se fait à l'aide d'une recherche locale. Cette recherche locale se fait par la génération de voisinage couplée avec des heuristiques ou métaheuristiques qui guident la recherche. En effet, la notion de voisinage se résume en un ensemble de changements ou mouvements possibles qui peuvent changer la nature d'une solution courante. ID fournit principalement cinq types de voisinages séparés en deux catégories. Les voisinages dit "intra-route" que sont "Two-opt", "Or-opt" génèrent des mouvement à l'intérieur d'une même tournée.

Tandis que les voisinages dit "inter-route" que sont "Exchange", "Cross", "Relocate" génèrent des changements entre deux ou plusieurs tournées différentes. Il est possible de combiner les opérateurs de toutes les façons possibles. Chaque combinaison génère un voisinage différent (voir[41]). Comme pour les heuristiques de première solution, il est possible de développer un nouveau type de voisinage spécifique, mais une telle mise en oeuvre est loin d'être triviale dans tous les cas. Après la génération du voisinage, la recherche guidée est faite par les heuristiques "première amélioration" ou "meilleure amélioration" qui fixent le choix d'un mouvement. Les heuristiques de "première amélioration" choisissent les premiers mouvements trouvés qui produisent une baisse de l'objectif (on minimise), tandis que le second type choisit les mouvements du voisinage qui procurent les meilleurs gains possibles. ID offre aussi l'utilisation des métaheuristiques génériques pour une recherche plus vaste et élaborée comme "Tabu Search", "Guide Local Search" , "Guide Tabu Search" qui est la combinaison des deux premières(voir[42]).

2.3 Notation Ilog Dispatcher

ID n'ayant pas de notation standard, nous avons développé une notation qui reflète bien la PC et qui est spécifique à notre outil. Dans cette section nous allons exposer la notation ID utilisées dans les tous les modèles qui vont être présentés par la suite.

W : l'ensemble de toutes les visites obligatoires, tout type confondu.

W^D : l'ensemble des visites qui sont des marchandises à charger au dépôt (type D).

W^L : l'ensemble des visites qui sont des livraisons hors du dépôt des marchandises prises au dépôt (type L).

W^C : l'ensemble des visites qui sont des collectes de marchandises à l'extérieur du

dépôt (type C).

W^R : l'ensemble des visites qui sont des retours au dépôt des marchandises collectées à l'extérieur du dépôt (type R).

V : l'ensemble des véhicules disponibles, la flotte.

v_i : le véhicule d'indice i , $v_i \in V$

C_{v_i} : le paramètre représentant la capacité du véhicule d'indice v_i .

$D2d_{v_i}^j$: la variable représentant la distance cumulative parcourue par le véhicule d'indice i . D2 signifie que cet objet est de Dimension2 pour ID.

$D1P1_{v_i}^j$: la variable représentant la variation du poids de chargement d'un véhicule v_i à la visite j ($j = 0, 1, \dots$). D1 signifie que cet objet est Dimension1.

$D1P2_{v_i}^j$: la variable représentant la variation partielle du poids de chargement d'un véhicule v_i à la visite j qui tient compte uniquement des visites de types "D" et "L". D1 signifie que cet objet est de Dimension1.

T : l'ensemble de toutes les tournées effectuées ; c'est la solution retournée à la fin de la résolution car au début de la résolution $T = \emptyset$.

T^{v_i} : la variable représentant la tournée du véhicule v_i . $T^{v_i} \in T$

$T_n^{v_i}$: la n ème visite effectuée dans la tournée du véhicule v_i .

$T_0^{v_i}$: la première visite effectuée dans la tournée du véhicule v_i , représente le point initial de la tournée.

$d(T_j^{v_i}, T_{j+1}^{v_i})$: une fonction qui donne la distance exacte qui sépare les points géographiques des deux visites effectuées.

$T_{end}^{v_i}$: la dernière visite effectuée dans la tournée du véhicule v_i , représente le point final.

$c(w_i^x)$: le paramètre représentant le poids ou le volume de la marchandise manipulée lors de la visite $w_i^x \in W$.

$pen(w_i^x)$: la pénalité associée à la visite w_i^x si cette dernière n'est pas effectuée. Par défaut, toutes les visites ont une pénalité infinie pour forcer leurs exécutions.

$Pen(w_i^x)$: une fonction qui retourne soit 0, soit $pen(w_i^x)$; cette fonction retourne une pénalité si cette visite n'est pas effectuée et 0 sinon.

$PREC(w_i^x, w_j^y)$: la formulation de la contrainte de priorité entre deux visites effectuées par le même véhicule.

$w_i^x \in W$ et $w_j^y \in W, PREC(w_i^x, w_j^y) \Leftrightarrow w_i^x$ doit être obligatoirement effectuée avant que w_j^y soit effectuée.

Cette contrainte permet d'ordonner deux visites, cependant elle n'oblige pas que ces deux visites soient faites l'une exactement après l'autre.

2.4 PTVCR classique version PC et ajout de la contrainte de distance

Cette section se divise en cinq parties. Les deux premières sous-sections présentent la formulation ID du PTVCR ainsi que les particularités de ce dernier. Les troisième et quatrième sous-sections présentent respectivement le jeu de données et une analyse de résultats. Enfin la dernière sous-section présente un modèle de PTVCR enrichi de la contrainte sur distance.

2.4.1 Formulation ID PTVCR classique (PTVCRID)

$$\min \sum_{v_i \in V} D2d_{v_i}^{end} + \sum_{w_i^x \in W} Pen(w_i^x) \quad (2.9)$$

sujet à :

$$T_0^{v_i} == T_{end}^{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad (2.10)$$

$$0 \leq D1P1_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.11)$$

$$0 \leq D1P2_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.12)$$

$$PREC(w_k^D, w_k^L) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.13)$$

$$PREC(w_k^C, w_k^R) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.14)$$

$$\forall w_k^D \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^D \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.15)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.16)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} \quad (2.17)$$

$$\forall w_k^L \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^L \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.18)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.19)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \quad (2.20)$$

$$\forall w_k^C \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^C \Rightarrow D1P2_{v_i}^{j-1} == 0 \quad (2.21)$$

$$\wedge D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^C) \quad (2.22)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \quad (2.23)$$

$$\forall w_k^R \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^R \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^R) \quad (2.24)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \quad (2.25)$$

L'équation (2.9) représente la fonction objectif. L'équation (2.10) impose à tous les véhicules utilisables de commencer et de terminer leurs tournées au dépôt. Les équations (2.11), (2.12) imposent la contrainte de capacité sur les véhicules et sur les tournées. L'équation (2.13) (resp. (2.14)) impose l'ordre d'exécution entre les

visites de types "D" et L (resp., C , R).

Les équations de (2.15) à (2.25) représentent 4 sous-ensembles de contraintes associées respectivement aux visites de types D, L, C, R.

Le côté gauche de l'implication indique la prochaine visite et son type dans une tournée d'un véhicule donné. Les différentes équations du côté droit représentent les contraintes à satisfaire avant l'ajout de cette visite à la tournée courante. Le signe \wedge représente un ET logique qui relie les contraintes placées sur différentes lignes à droite. Toutes les contraintes reliées par \wedge doivent être satisfaites simultanément pour qu'une visite soit insérée dans la tournée d'un véhicule donné.

Le côté gauche de l'implication (2.15) signifie que si la prochaine visite de la tournée T^{v_i} est une visite de type D, alors que les contraintes du côté droit (2.15) et (2.16) impliquent que les variables $D1P2_{v_i}^j$ et $D1P2_{v_i}^j$ sont mises à jour si elles ne violent pas les contraintes de capacités associées. Ici, les variables précitées augmentent car on fait un chargement. La contrainte (2.17) assure que la distance parcourue ne change pas.

Le côté gauche de l'implication (2.18) signifie que la prochaine visite de la tournée T^{v_i} est une visite de type L. Alors que les contraintes du côté droit (2.18) et (2.19) signifient que les variables $D1P1_{v_i}^j$ et $D1P2_{v_i}^j$ sont mises à jour si elles ne violent pas les contraintes de capacités associées. Ici, les variables précitées diminuent car on fait un déchargement. La contrainte (2.20) implique la mise jour de la distance parcourue.

Le côté gauche de l'implication (2.21) signifie que la prochaine visite de la tournée T^{v_i} est une visite de type C. Alors que dans le côté droit, la contrainte (2.21) représente la contrainte qui force ce type de visite à s'effectuer après que les marchandises chargées au dépôt soient intégralement livrées. C'est la contrainte sur

le début de collecte. Les contraintes (2.22) et (2.23) représentent les mises à jour respectives de la variation du contenu du camion et de la distance parcourue.

Par suite, le côté gauche de l'équivalence (2.24) indique que la prochaine visite de la tournée T^{vi} est une visite de type R. Dans le côté droit, les contraintes (2.24) et (2.25) représentent les mises à jour respectives de la variation du contenu du véhicule et de la distance parcourue.

2.4.2 Particularité du PTVCRID

Le PTVCRID est bien équivalent au PTVCRPM. Par contre, en terme de modélisation une nuance apparaît. Le PTVCRID possède 4 types de visites versus 2 types de visites pour PTVCRPM. Cette différence est due au fait qu'il était plus naturel et efficace pour ID de représenter le PTVCR classique comme un PTVCL qui contient 4 types de visites que sont les collectes et livraisons au dépôt et à l'extérieur du dépôt. Les chargements et les déchargements au dépôt étant considérés comme deux types de visites additionnelles clairement pris en compte à l'inverse du PTVCRPM. Cette nuance implique que le PTVCRID permet qu'un même véhicule fasse plusieurs tournées consécutives si cela améliore la qualité d'une solution. Conceptuellement, cela importe peu puisque les tournées sont indépendantes. Il nous suffit donc d'associer le nombre de tournées au nombre de véhicules utilisés. Cependant, cette nuance a une incidence significative sur la recherche de solutions avec les méthodes génériques prédéfinies de résolutions fournies par ID.

2.4.3 Présentation du jeu de données

Vu que le PTVCRID est équivalent au PTVCRPM à une nuance près, nous avons utilisé une classe d'instances de PTVCR proposée par Goetschalckx et Jacobs-

Blecha [42] afin d'évaluer nos modèles. Il s'agit de 62 générations aléatoires de PTVCR euclidien. Les coordonnées des noeuds sont uniformément distribuées sur l'intervalle $[0,24000]$ pour l'axe des abscisses et de $[0,32000]$ pour l'axe des ordonnées. Le dépôt est toujours situé aux coordonnées $[12000,16000]$. Le coût de la distance entre deux noeuds est égal à la distance euclidienne qui les sépare. La demande pour chaque client est générée par une distribution normale avec une valeur moyenne de 500 et une déviation standard de 200. Les types d'instances vont de GA à GN. Il y a entre 3 et 6 instances par type. Chaque instance représente une flotte particulière de véhicules. Ces 14 types d'instances possèdent en nombre de clients respectivement 25, 30, 40, 38, 45, 60, 57, 68, 90, 94, 113, 143, 125, 150. Chaque type d'instance a un pourcentage de clients à livrer de 50%, 66%, 80%. Le pourcentage restant dans chaque cas représente les clients où l'on fait des collectes.

2.4.4 Analyse de résultats du PTVCRID

Le PTVCRID est un modèle qui permet plusieurs tournées par véhicule, contrairement au modèle mathématique PTVCRPM. Les solutions produites par le PTVCRPM peuvent être produites par le PTVCRID en théorie, par contre la réciproque est fautive. L'espace de solutions du PTVCRPM est donc inclus dans celui PTVCRID.

Afin de résoudre les différents modèles ID de ce chapitre nous avons cru bon de fixer la méthode de résolution afin de pouvoir mieux évaluer les modèles. L'heuristique de première solution est `GenerateFirstSolution` qui se trouve être une heuristique mieux adaptée au VRPPD. Ensuite le voisinage est généré par les opérateurs `OrOpt`, `FPRelocate` (Relocate spécialisée pour PTVCL, `Exchange`. Enfin la recherche est faite par la métaheuristique "Guide Local Search". L'annexe 1 présente les heuristiques et opérateurs utilisés pour tous les tests. Les tests sont effectués

sur une machine IBM bi-processeur Opteron 250 à 3 Go.

Nous avons repris de la littérature [21] les meilleurs résultats du PTVCRPM obtenus indépendamment de la méthode utilisée et de la plateforme de test. Notre but est d'avoir une idée de l'écart entre les solutions du modèle et les meilleures solutions.

L'analyse de la courbe de la figure 2.1 montre clairement que l'écart s'intensifie proportionnellement à la taille du problème.

D'un point de vue numérique on est très loin des meilleures solutions comme le montre la courbe. L'écart moyen entre les solutions du PTVCRID et les meilleures solutions du PTVCRPM est de 75.61%. L'analyse détaillée des solutions générées par le PTVCRID, nous montre que la résolution de ID trouve des solutions où toutes les visites sont faites par un unique véhicule qui fait parfois un nombre important de petites sous-tournées. Ces solutions ne sont pas vraiment exploitables à cause de la trop grande différence, en terme de nombre de visites, qui existe entre les sous-tournées.

On observe aussi que certaines sous-tournées sont composées parfois d'une seule visite qui pourrait simplement s'intégrer à une autre sous-tournée plus longue en diminuant la distance parcourue. Enfin, on remarque certains retours au dépôt d'un véhicule contenant encore un bon nombre de marchandises non encore livrées.

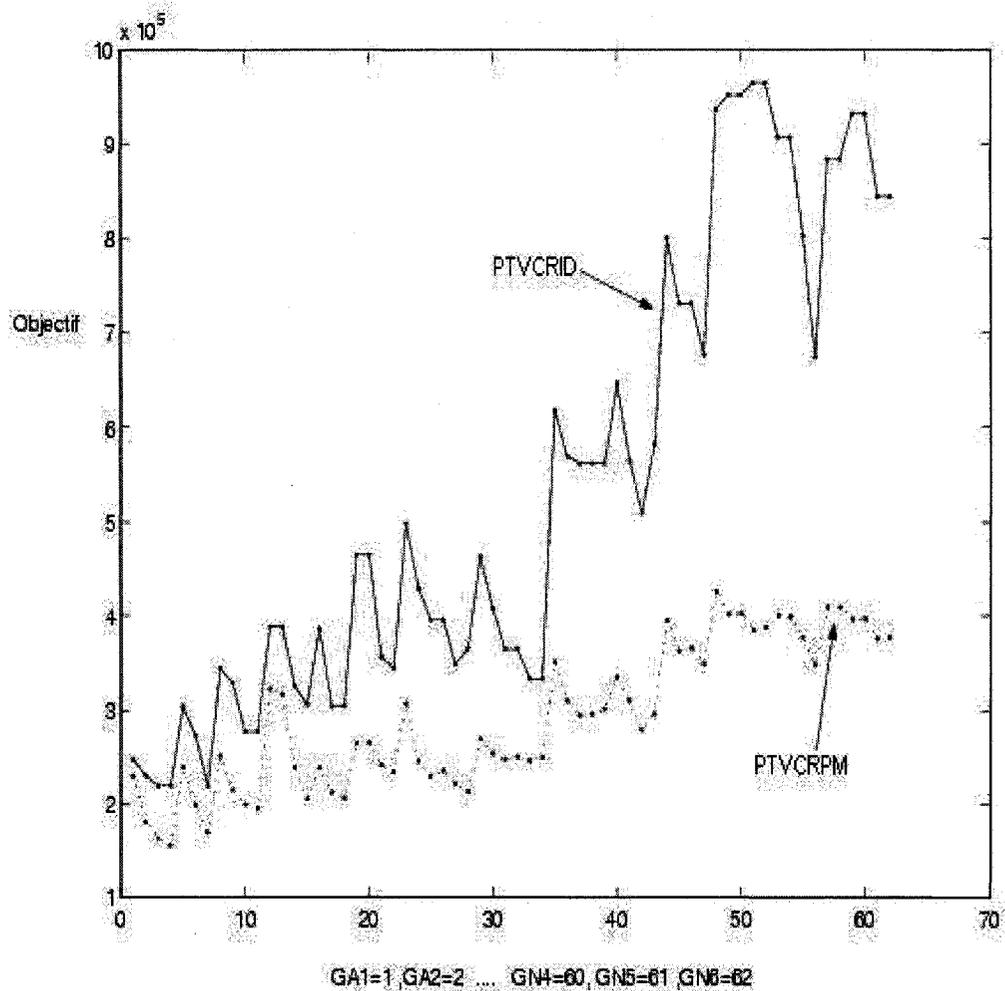


Figure 2.1 PTVCRID versus PTVCRPM

2.4.5 Ajout de la contrainte sur la distance

L'analyse des solutions du PTVCRID, nous a conduit à l'ajout d'une contrainte sur la distance dont la pertinence se résume en trois points.

Le premier point est purement pratique. En effet pour les compagnies de trans-

ports, la gestion des ressources humaines et matérielles est plus qu'indispensable. Maintenir l'ensemble de la flotte de véhicules dans la même marge (par exemple entre 1000 et 1250 km par jour) en terme de kilométrage a une incidence bénéfique sur l'entretien. Cette mesure permet d'astreindre selon la convenance les distances parcourues par les véhicules de la flotte. De plus, certaines compagnies louent leurs camions et par le fait même sont obligées de bien gérer le kilométrage des véhicules. Cette contrainte sur les véhicules permet donc une répartition équitable des distances à parcourir sur l'ensemble des véhicules d'une flotte.

Le deuxième point quant à lui, est lié au paradigme de la PC. L'augmentation du nombre de contraintes valides peut dans certains cas améliorer la qualité de la solution. On entend par contraintes valides, des contraintes qui permettent d'affiner le domaine de recherche vers un type particulier de solutions. L'ajout de la contrainte de distance, par exemple, produit un type de solutions qui emploie plus d'un véhicule de manière générale à l'inverse du type de solution obtenue dans la section précédente par le PTVCRID.

Le troisième point, provient de l'aspect heuristique de la résolution. ID aura tendance à générer, selon nos observations, des solutions du même type que la première solution réalisable de la première phase de résolution. Si la première solution réalisable obtenue utilise un seul véhicule, la deuxième phase de la résolution va produire une meilleure solution en terme de coût qui utilise aussi un seul véhicule. Cette contrainte provient en partie du choix des opérateurs qui créent le voisinage. Le voisinage choisi ne permet pas de changer la topologie d'un type de solution pour ce modèle, même si un changement topologique serait susceptible de donner de meilleurs résultats. Il revient donc au modèle de déterminer la topologie plus intéressante.

Le modèle PTVCRID devient donc PTVCRID2 après l'ajout de cette contrainte :

$$\min \sum_{v_i \in V} D2d_{v_i} + \sum_{w_i^x \in W} Pen(w_i^x) \quad (2.26)$$

sujet à :

$$T_0^{v_i} == T_{end}^{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad (2.27)$$

$$0 \leq D1P1_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.28)$$

$$0 \leq D1P2_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.29)$$

$$PREC(w_k^D, w_k^L) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.30)$$

$$PREC(w_k^C, w_k^R) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.31)$$

$$\forall w_k^D \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^D \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.32)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.33)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} \quad (2.34)$$

$$\forall w_k^L \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^L \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.35)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.36)$$

$$\wedge \boxed{D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i}} \quad (2.37)$$

$$\forall w_k^C \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^C \Rightarrow D1P2_{v_i}^{j-1} == 0 \quad (2.38)$$

$$\wedge D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^C) \quad (2.39)$$

$$\wedge \boxed{D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i}} \quad (2.40)$$

$$\forall w_k^R \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^R \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^R) \quad (2.41)$$

$$\wedge \boxed{D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i}} \quad (2.42)$$

Le changement intervient uniquement au niveau des côtés droit avec les contraintes encadrées (2.37), (2.40), (2.42). Le changement consiste dans les trois cas à borner les variables responsables de la variation de distance par une constante D_{v_i} associée à chaque véhicule. Nous avons fixé D_{v_i} à 100 000 pour tous les véhicules pour l'expérimentation. Nos expérimentations donnent la courbe suivante :

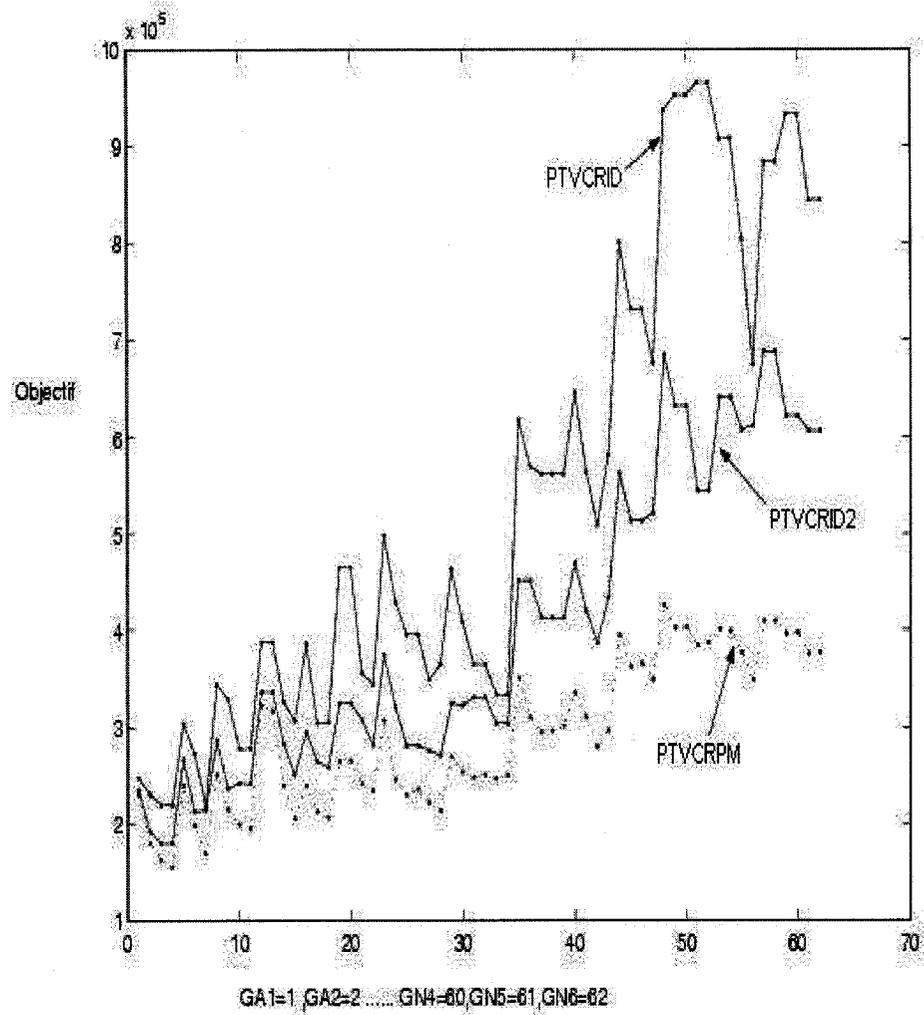


Figure 2.2 PTVCRID versus PTVCRID2 versus PTVCRPM

La figure montre une nette amélioration des résultats de PTVCRID2 par rapport PTVCRPM. L'écart moyen entre les meilleures solutions du PTVCRPM et celle du PTVCRID est de 75.61%, tandis que celui avec le PTVCRID2 est de 33.59%. Soit une amélioration de 42.02%. Ces résultats sont en phase avec la PC, car le PTVCRID2 est plus contraint PTVCRID. Les solutions du PTVCRID2 utilisent plusieurs véhicules, mais permettent parfois un faible nombre de sous-tournées (deux ou trois au maximum) pour un véhicule.

Il est à noter que les contraintes de distances ainsi que les contraintes des prochaines sections ne sont pas ajoutées au modèle de PM.

2.5 Relaxation de la contrainte sur le début de collecte

Plusieurs chercheurs ont proposé (voir [20, 21]) sous le paradigme PM de relaxer la contrainte de début de collecte. En effet cette contrainte oblige l'exécution complète de toutes les livraisons avant une éventuelle collecte. Cette contrainte sous sa forme classique tire principalement son origine de deux aspects. Le premier est que la plupart du temps, dans les situations réelles, les clients à livrer sont prioritaires sur les clients à collecter. Le second aspect est que, les camions sont chargés par l'arrière suivant une logique, "dernier entré premier sorti". La formulation classique de cette contrainte permet donc d'éviter complètement tout problème de réarrangement interne d'un camion. En revanche, la relaxation de cette contrainte peut produire des tournées de moindres coûts. Les figures 2.3 et 2.4 nous montrent une bonne illustration de ce principe.

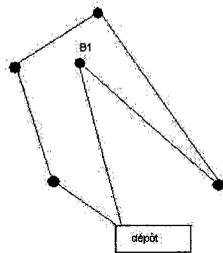


Figure 2.3 Collecte de B1 possible après la fin des livraisons

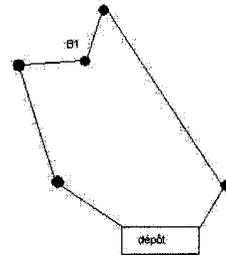


Figure 2.4 Collecte de B1 possible avant la fin des livraisons

Le modèle PTVCRID2 devient donc PTVCRID3 après la relaxation :

$$\min \sum_{v_i \in V} D2d_{v_i} + \sum_{w_i^x \in W} Pen(w_i^x) \quad (2.43)$$

sujet à :

$$T_0^{v_i} == T_{end}^{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad (2.44)$$

$$0 \leq D1P1_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.45)$$

$$0 \leq D1P2_{v_i}^j \leq C_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.46)$$

$$PREC(w_k^D, w_k^L) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.47)$$

$$PREC(w_k^C, w_k^R) \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (2.48)$$

$$\forall w_k^D \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^D \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.49)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} + c(w_k^D) \quad (2.50)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} \quad (2.51)$$

$$\forall w_k^L \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^L \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.52)$$

$$\wedge D1P2_{v_i}^j == D1P2_{v_i}^{j-1} - c(w_k^L) \quad (2.53)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (2.54)$$

$$\forall w_k^C \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^C \Rightarrow \boxed{D1P2_{v_i}^{j-1} < \alpha * C_{v_i}} \quad (2.55)$$

$$\wedge D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} + c(w_k^C) \quad (2.56)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (2.57)$$

$$\forall w_k^R \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^R \Rightarrow D1P1_{v_i}^j == D1P1_{v_i}^{j-1} - c(w_k^R) \quad (2.58)$$

$$\wedge \boxed{D1P2_{v_i}^{j-1} == 0} \quad (2.59)$$

$$\wedge D2d_{v_i}^j == D2d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (2.60)$$

Les contraintes encadrées représentent les changements additionnels. La contrainte (2.55) impose aux visites de type C de commencer lorsque la marchandise restante à l'intérieur du véhicule est inférieure à un certain pourcentage α de la capacité totale de ce dernier. Le coefficient α est un réel tel que $\alpha \in [0, 1]$. Lorsque $\alpha = 0$, la contrainte représente exactement la version classique et lorsque $\alpha = 1$ cela revient

à la relaxation entière de cette contrainte. La contrainte (2.59) a été rajoutée pour forcer l'exécution des visites de type L avant un retour au dépôt. Cette équation permet d'éviter le cas incohérent d'un retour au dépôt avec des marchandises non encore livrées à l'intérieur du véhicule.

Nous avons par la suite utilisé exactement la même approche de résolution sur le même jeu de données. Cette approche nous permet d'évaluer l'impact de nos nouveaux choix de modélisation. La figure 2.5 résume les effets de la variation du paramètre α .

Pour chaque α allant de 0.1 à 1 avec un pas de 0.1, la moyenne des écarts $M(\alpha)$ est calculé comme suit :

$$M(\alpha) = \frac{\sum_{i=1}^{62} \frac{\bar{x}_i - x_i^\alpha}{\bar{x}_i}}{62}$$
 . Le nombre 62 indique le nombre d'instance du jeu de données. \bar{x}_i est la valeur des objectifs du PTVCRID , tandis x_i^α représente la valeur des objectifs du PTVCRID3 pour une valeur donné de α entre 0.1 et 1.

L'écart type des pourcentages des moyennes des écarts est de 0.0362. La courbe des moyennes des écarts de la figure 2.5 démontre bien que peu importe le pourcentage choisi pour la relaxation entre 0.1 et 1, on obtient toujours de meilleurs résultats qu'avec la version classique PTVCRID.

Les meilleures améliorations sont obtenues ici pour des valeurs α égalent à 1 et 0.8. Pour ces deux meilleures valeurs on obtient plusieurs nouveaux résultats. 10 nouveaux résultats pour $\alpha=0.8$ et 12 pour $\alpha=1$. Ces nouveaux résultats se trouvent toujours, dans les 2 cas, entre les instances GA1 et GI5 (soit les 39 premières instances). Les instances restantes ont des nombres de noeuds et de visites plus élevés. En observant la figure 2.6, on remarque que les écarts entre les solutions du PTVCRPM et du PTVCRID3 s'intensifie de plus en plus après les instances GI5.

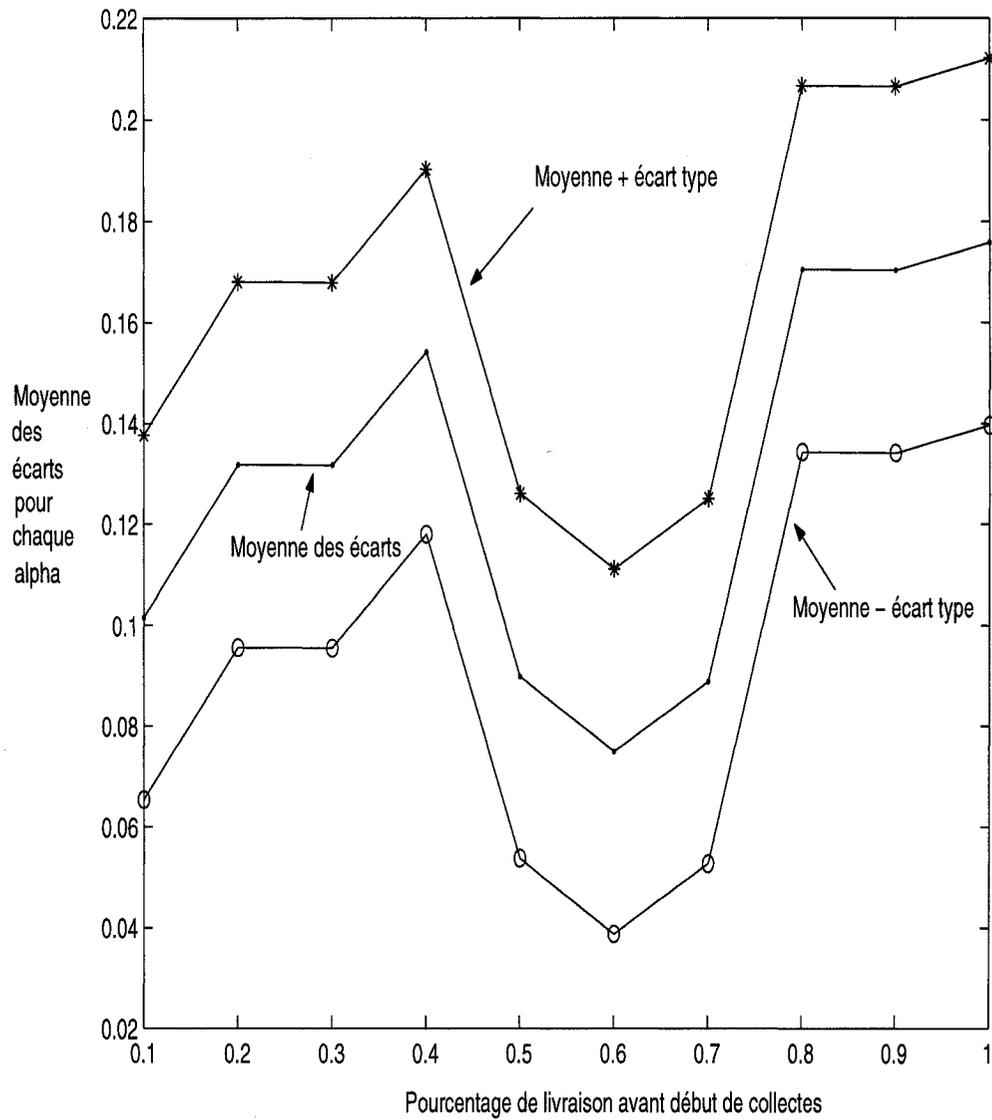


Figure 2.5 Effet de la variation du paramètre α

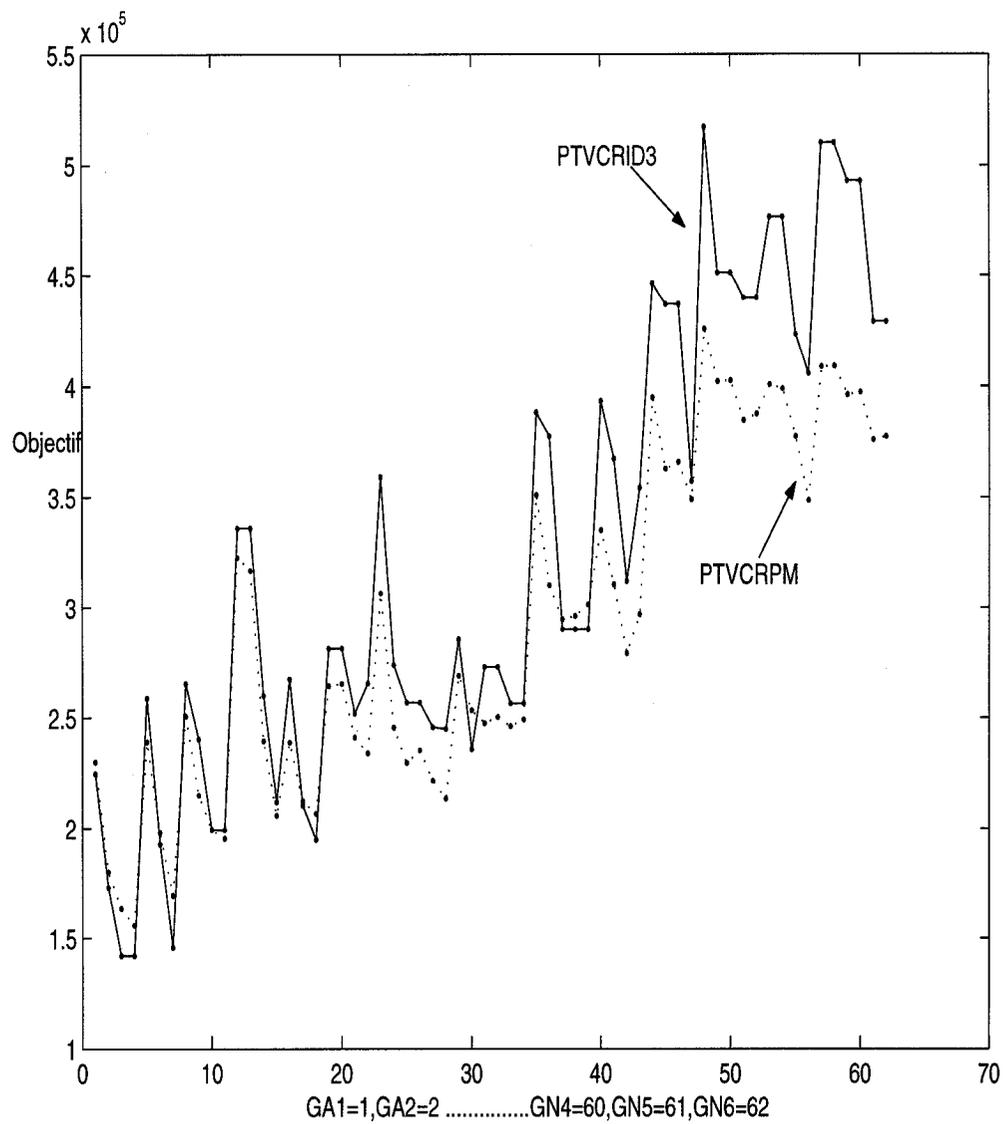


Figure 2.6 PTVCRPM versus PTVCRID3 avec $\alpha=1$

CHAPITRE 3

ENRICHISSEMENT DE MODÉLISATION DU PTVCR

3.1 Introduction de la notion d'espace pour palettes

“Un matin à 6 heures, devant l'entrée livraison de l'épicerie, le chariot-élévateur décharge du camion palettes sur palettes car dès l'ouverture du magasin, les rayons doivent être remplis ! En une seule manutention, une quantité gigantesque de produits est déchargée du pont du camion et amenée dans le magasin où de petits transpalettes s'activent à les placer dans leurs rayons respectifs ” ([43]).

Cette organisation logistique sans faille que les consommateurs attendent des producteurs, des transporteurs et des commerçants ne serait pas possible si la palette n'existait pas. C'est la plate-forme de livraison internationale du transport de marchandises. C'est pourquoi, il est très à propos d'utiliser des palettes pour représenter l'intérieur du camion. Cette modification en soi ne demande pas vraiment de changement en termes de modélisation.

La différence est plutôt conceptuelle. En effet, il existe plusieurs sortes de palettes ainsi que d'organisations interne de palettes dans un camion. Il serait prétentieux de vouloir toutes les couvrir avec un unique modèle. Cependant, il serait possible avec des ajustements relativement mineurs au modèle de passer d'une configuration à une autre.

A titre expérimental, nous utiliserons la configuration illustrée à la figure 3.1.

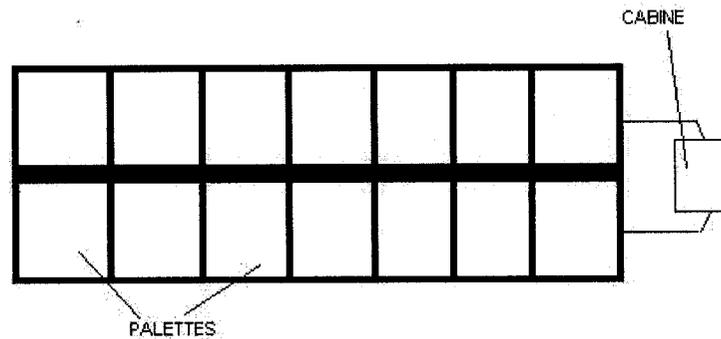


Figure 3.1 Exemple de configuration interne d'un camion à 14 palettes

Il s'agit d'un intérieur à 14 palettes, sept rangées de 2 palettes. Nous allons utiliser cette configuration pour discuter les prochaines points. Par contre pour marquer le changement de concept dans la modélisation nous avons procédé à des ajustements au niveau des noms de variables et définitions suivantes :

$P1_{v_i}^j$: la variable représentant le nombre de palettes utilisées dans un véhicule v_i à la visite j .

$P2_{v_i}^j$: la variable représentant le nombre partiel de palettes utilisées dans un véhicule v_i à la visite j qui tient compte uniquement des visites de types "D" et "L".

P_{v_i} : le nombre total de palettes du véhicule d'indice v_i .

$p(w_i^x)$: le nombre de palettes pour la marchandise manipulée lors de la visite $w_i^x \in W$.

3.2 Ajout des fenêtres de temps

Les fenêtres de temps sont une abstraction qui permet de modéliser l'aspect temporel d'un problème donné. Dans les PTV, elles permettent d'imposer des contraintes sur le temps d'exécution de telle ou telle manœuvre (livraison, collecte, parcours, etc.). Dans les prochaines quatre sous-sections, nous donnerons différents niveaux d'enrichissement du modèle relié à la gestion du temps.

3.2.1 Planification sur plusieurs jours

Dans un pays comme le Canada, il y a un espace gigantesque, une densité de population assez basse et de grandes différences régionales. Ces différences impliquent, par exemple pour le transport de fret, un approvisionnement en marchandises abondant dans quelques grands centres seulement et une demande répartie à travers le pays. Satisfaire ces demandes induit la création de tournées sur plusieurs jours compte tenu des distances. La planification sur plusieurs jours permet donc de tenir compte de cet aspect. Rajouter cet aspect avec ID est simple. Il suffit de rajouter un objet de Dimension2 qui représente le temps et de le borner en lui donnant un temps (valeur en terme d'unité de temps) de début minimum et de fin maximum. C'est uniquement entre ces bornes que toutes les tournées se font pour tous les véhicules.

Cela donne : $t_0 \leq t_{v_i}^j \leq t_{end} \forall v_i \in V$ et $\forall j \in \{0, 1, ..\}$.

$t_{v_i}^j$: la variable représentant le temps cumulatif utilisé par le véhicule d'indice i .
cet objet est de Dimension2 pour ID.

t_0 : la constante qui représente le temps minimum de départ des activités, c'est l'origine du temps des tournées.

t_{end} : la constante qui représente le temps maximum de fin des activités.

Cette contrainte est liée à l'utilisation des véhicules dans les tournées. Si l'unité de temps est en heures, alors pour une planification sur 5 jours $t_0 = 7$ et $t_{end} = 114$ car on suppose que chaque journée de travail commence au plus tôt lundi à 7 heures et s'achève au plus tard vendredi à 18 heures.

Il est évident qu'un chauffeur ne peut pas conduire vingt-quatre heures d'affilés. Il existe une série de temps d'arrêts obligatoires et facultatifs (déjeuner, pause café, nuits de sommeil, etc...) qui rendent cela impossible.

ID offrent plusieurs fonctionnalités qui permettent de bien découper et relier les journées selon les besoins afin d'obtenir un planification sur plusieurs jours réaliste. Ces aspects se modélisent donc très bien avec cette librairie. La planification peut être aisément identique pour une flotte complète ou spécifique à chaque véhicule de la flotte. Pour des planifications plus courte ou plus longue, il suffit simplement d'ajuster t_0 et t_{end} .

3.2.2 Fenêtres de temps multiples

On appelle fenêtre de temps multiple un ensemble de fenêtres simples de temps disjointes ou non qui représentent différentes possibilités d'intervalle temporel d'exécution d'une visite. En effet, certaines livraisons peuvent avoir une fenêtre de temps d'une semaine par exemple. Dans ce cas, livrer le lundi ou mardi de cette semaine n'a pas vraiment d'incidence. Dans d'autres cas, il existe un ou plusieurs intervalles de temps de réception de marchandises chez le client à livrer. La latitude est laissée à la compagnie de livraison de placer cette visite au moment le plus approprié pour elle tout en rencontrant les exigences des clients. Ce concept peut être aisément adapté pour des visites périodiques, ou encore pour imposer plus d'un temps de livraisons ou de collectes dans une même journée. Les fenêtres de temps,

tant simple que multiple, sont modélisées comme des contraintes sur les visites. La représentation ID de cette contrainte est :

$$\boxed{(s_1 \leq t_{v_i}^j \leq e_1)} \oplus \boxed{(s_2 \leq t_{v_i}^j \leq e_2)} \oplus \boxed{(s_3 \leq t_{v_i}^j \leq e_3)} \oplus \boxed{(s_4 \leq t_{v_i}^j \leq e_4)} == 1$$

Les parties encadrées de l'équation sont des fenêtres de temps simple. L'exécution d'une visite dans une fenêtre de temps simple donnée retourne 1 ou 0 en cas de non exécution de la visite dans celle-ci. Cette équation est une contrainte logique dont les composantes sont des contraintes. Les fenêtres de temps simples sont vues comme différentes variables booléennes dans l'équation. Le signe \oplus représente l'opérateur logique OU exclusif qui rend possible le choix parmi les différentes fenêtres de temps disponibles. Et enfin l'opérateur $==$ fixé à 1 assure toujours qu'exactement une seule fenêtre par équation sera choisie.

3.2.3 Temps d'opération, temps d'attente et temps de voyage

Ces paramètres permettent sont essentiels pour bien représenter la réalité des applications de transport.

Le temps de voyage est simplement le temps consommé pour aller d'une visite à une autre. Dans ID, il est déterminé en divisant la distance parcourue par une vitesse moyenne. La vitesse moyenne par véhicule est fixée par l'utilisateur. On peut donc aisément choisir la même vitesse pour toute la flotte ou alors choisir des vitesses différentes selon le besoin.

Le temps d'attente est le délai de non activité associé à la réalisation d'une visite. En d'autres termes, c'est le délai d'attente avant ou après une activité de livraison ou de collecte. Ce temps est dissocié du temps de voyage. La librairie ID représente simplement ce paramètre par une variable associée à chaque visite.

Le temps d'opération est lié à une visite et représente en général le temps de livraisons ou de collectes. C'est le temps littéralement utilisé pour décharger ou charger un véhicule en un point donné lors d'une livraison ou d'une collecte. Il peut être grossier, c'est-à-dire représentant un temps fixe suffisant pour chaque opération de livraison ou collecte. Il peut aussi être précis, c'est-à-dire fonction de la marchandise à manipuler.

Lorsque les distances sont très grandes, il est fort possible que ce temps soit d'influence minime sur la confection de tournées, il sera juste grossier. Par contre, lorsque les temps de voyage sont plus ou moins équivalents au temps de livraison, il est avantageux d'avoir une modélisation plus fine.

ID permet de modéliser relativement facilement cet aspect quand les fonctions sont simples. Nous entendons par simple que la fonction qui détermine le coût temporel est au plus du type linéaire ou linéaire par morceau.

La librairie permet de placer des contraintes sur chacune de ces trois variables. Voici donc la notation associée de ces différents paramètres dans un modèle :

$t_{v_i}^a$: le temps d'attente utilisé par le véhicule d'indice i .

$t_{v_i}^o$: le temps d'opération requis pour accomplir l'activité d'une visite pour un véhicule d'indice i .

$speed_{v_i}$: la vitesse moyenne associée à un véhicule d'indice i .

$\mathbf{t}(T_j^{v_i}, T_{j+1}^{v_i})$: une fonction qui donne le temps de parcours exact qui sépare deux visites, il est déterminé par la formule $\frac{d(T_j^{v_i}, T_{j+1}^{v_i})}{speed_{v_i}}$

3.2.4 Niveaux de priorité pour les visites

Il serait plus simple pour une compagnie de planifier ses tournées si elle pouvait satisfaire toutes ses demandes quand bon lui semble. Mais en réalité les choses sont différentes car plusieurs autres facteurs entrent en ligne de compte. Par exemple, une livraison peut être plus urgente qu'une autre et il faut que cette livraison se fasse en premier le lundi, et ce même si ce n'est pas la planification de tournées la plus efficace. Dans ce genre de contexte, il serait naturel d'accorder un poids à chaque visite qui représenterait son niveau de priorité. Il faut que ce poids puisse avoir une incidence sur la confection des tournées de véhicules.

ID ne possède pas naturellement cette fonctionnalité. Par contre, en manipulant les pénalités sur les visites, il est possible de modéliser un tel comportement.

Ici, notre défi consiste à mettre une pénalité à chaque visite selon deux ou plusieurs paliers prédéfinis de priorité. Dans la convention ID, il existe implicitement deux niveaux de priorité que nous appelons niveau obligatoire et niveau facultatif.

Le niveau obligatoire attribue une pénalité infinie sur chaque visite qui rend impossible la confection des tournées si cette visite ne peut être faite. Dans les modèles précédents toutes les visites étaient de niveau obligatoire car c'est l'option par défaut. Dans la fonction objectif, $Pen(.)$ est toujours égale à 0 lorsque l'on obtient, après résolution, une planification de tournées.

Le niveau facultatif quant à lui est plus permissif car il autorise la confection de tournées de véhicules sans qu'une visite qui a ce niveau de priorité soit exécutée. Dans ce cas, si ne pas faire une visite en assumant sa pénalité est plus avantageux que de la faire, cette visite peut ne pas être exécutée. Par conséquent il est très à propos de savoir bien déterminer le poids des pénalités à niveaux facultatifs en fonction de l'impact général souhaité sur l'application. Il est donc clair que de

mauvais choix de pénalités peuvent conduire à l'obtention d'une planification qui reflète mal la réalité attendue. Nous introduisons donc la notation suivante :

F : l'ensemble de toutes visites facultatives.

f_j : f_j est une visite d'indice j de type facultatif, $f_j \in F$.

CHAPITRE 4

AJOUT DES NUITS HORS DÉPÔT

Les enjeux des entreprises de transports sont multiples et variés. Plusieurs paramètres sont pris en compte. Par exemple, la disponibilité des chauffeurs qui est un problème majeur, suivi de près par les syndicats. On a aussi l'ancienneté des chauffeurs qui leur donnent droit à des avantages particuliers, comme un nombre maximum de nuits à l'extérieur du dépôt dans une semaine. Pour une compagnie qui fait de nombreuses livraisons et collectes dans une région dont les distances sont grandes, il peut être avantageux de construire des routes qui favorisent des nuits au dépôt dans une planification hebdomadaire. Ou encore, il peut être intéressant de pouvoir évaluer l'impact du coût exact d'une nuit passée à l'extérieur du dépôt. De plus une nuit à l'extérieur du dépôt peut avoir un impact sur la planification hebdomadaire, il est donc intéressant de pouvoir la quantifier et d'en tenir compte dans la recherche de meilleures tournées pour la dite entreprise.

C'est dans ce contexte que nous proposons l'ajout des nuits dans la modélisation des problèmes de tournées de véhicules. Nous appelons nuit une visite, obligatoire ou non, qui a un coût fixe ou variable associé à sa réalisation ou à sa non réalisation. De plus la formulation des nuits peut évoluer en ajoutant plusieurs contraintes supplémentaires selon les besoins.

4.1 Modélisation des nuits hors dépôt

Dans le cadre de notre étude, notre but est d'apporter une approche de quantification des nuits à l'extérieur du dépôt de façon à ce que la prise en compte de cette quantification influence équitablement la confection des tournées de véhicules. Cette modélisation a été ardue avec ID.

La librairie offre une série de classes qui permettent aisément la création et la gestion de pauses que sont les pauses café, les dîners, les nuits de sommeil. Ces différentes pauses ont toutes des bornes de temps et des durées d'exécutions flexibles. Ces pauses sont représentées par ID comme des contraintes de temps sur un véhicule. En d'autres termes, elles interviennent dans la confection de tournées comme des conditions à respecter par les véhicules utilisées pour avoir des tournées admissibles. Les pauses sont donc purement et simplement des contraintes sur le temps d'utilisation d'un véhicule, il n'est pas naturel pour ID de les quantifier et de tenir compte de celle-ci dans la fonction objectif pour l'établissement de tournées. En effet sous cette forme, les pauses n'ont pas d'incidence sur la fonction objectif qui est de minimiser les distances parcourues car il est très difficile d'associer un coût à la réalisation d'une contrainte dans ID.

Nous avons donc décidé de changer la fonction objectif de façon à ce qu'elle dépende uniquement du temps. ID offre la possibilité de donner une vitesse aux véhicules en terme de nombre d'unités de distance par unité de temps. La fonction objectif revenait alors à minimiser le temps de réalisation de toutes les tournées soit :

$$\min \sum_{v_i \in V} t_{v_i} + \sum_{w_i^x \in W} Pen(w_i^x) .$$

Le problème de cette approche de modélisation est que le coût de la distance parcourue et le coût des nuits possèdent des poids équivalents car on minimise le

temps global utilisé pour faire les tournées. Les résultats étaient soit incohérents, soit impossibles en pratique avec une grande variété de choix de vitesses sur nos instances de test. En plus de cela, il n'est pas possible de spécifier à l'avance la position géographique des nuits de sommeil. Cela est problématique puisqu'il est clair qu'une nuit d'un véhicule au dépôt ne coûte rien à l'entreprise tandis qu'une nuit à l'extérieur du dépôt engage des frais pour le chauffeur et éventuellement de stationnement du véhicule.

Plusieurs tentatives subséquentes ont été essayées en vue d'atteindre notre but par l'utilisation des pauses de ID. Nous avons essayé de contourner les limites de cette classe en essayant d'adapter certaines fonctionnalités de ID afin d'obtenir une fonction linéaire du temps par morceaux ou encore créant des mesures supplémentaires pour compenser les faiblesses naturelles de la dite classe. Mais ces différentes approches se sont révélées en dessous de nos attentes pour diverses raisons soit conceptuelles (impossible à mettre en place efficacement) soit pratiques (résultats incohérents). Par contre, elles nous ont menées vers une autre approche.

Nous avons donc décidé de créer un nouveau type de visite. Au lieu d'utiliser des contraintes de temps sur les véhicules, nous allons représenter les nuits par des visites qui ont des caractéristiques particulières.

On appelle donc nuit au dépôt une visite qui se fait au dépôt (lieu géographique) sous certaines contraintes de gestion interne du véhicule pendant une des différentes nuits de sommeil. Un exemple de nuit de sommeil serait entre lundi soir et mardi matin (fenêtre de temps). La visite nuit au dépôt n'est pas obligatoire en ce sens qu'il est possible qu'un véhicule accomplisse complètement sa tournée pendant les deux premières journées de la semaine laissant les nuits restantes non validées. Par contre ne pas faire ces visites impliquent des pénalités raisonnables. En effet si un véhicule ne peut pas revenir au dépôt pour y dormir entre deux visites, il est donc

obligé d'encourir des frais relatifs à une nuit à l'extérieur. La pénalité associée est donc égale au coût d'une nuit à l'extérieur. L'ajout de ce nouveau type de visites rencontre exactement notre but fixé au début de la section. La mise en place de cette procédure nous a donné trois principaux défis.

Le premier défi concernait l'association des nuits aux véhicules. En effet pour une planification sur les cinq premiers jours de la semaine, il y a 4 nuits possibles. Ces nuits sont du lundi soir au mardi matin, du mardi soir au mercredi matin, du mercredi soir au jeudi matin, et enfin du jeudi soir au vendredi matin. Pour chaque véhicule disponible, il faut permettre ces quatre nuits. Il faut donc associer à chaque véhicule son groupe spécifique de nuits. La classe `Visit` ne permet pas d'associer une visite à un véhicule spécifique, toutes les visites peuvent être faites par n'importe quel véhicule potentiel. Pour ce faire, nous avons adapté une classe maison de `ID SkillProfile` qui sert originellement à associer des compétences à des chauffeurs de véhicule ainsi que des compétences requises à une visite pour son exécution par un chauffeur. A l'aide de l'adaptation de cette classe nous avons pu associer de façon exclusive un groupe de nuits à chaque véhicule disponible. Cet amalgame donne lieu à la création d'un type de visite noté comme suit :

$f_j^{v_i} : f_j^{v_i}$ est une f_j associée exclusivement au véhicule v_i . $f_j^{v_i} \in F$.

Le deuxième défi concernait l'aspect facultatif des visites nuits au dépôt. Il existe trois cas où les visites nuits ne seront pas exécutées. Le premier cas est celui où le véhicule n'a pas été utilisé. En effet si le véhicule n'a pas été utilisé, les nuits qui lui sont associées ne seront jamais effectives. Le deuxième cas apparaît lorsque le véhicule passe la nuit à l'extérieur, c'est-à-dire qu'il ne lui est pas possible de revenir au dépôt pour la nuit car il est plus avantageux en termes de coût que le chauffeur et le véhicule reste à l'endroit où ils sont. Ce cas n'est nullement problématique, bien au contraire. Et enfin le troisième cas est celui où la tournée complète d'un véhicule fait moins de 4 jours. Les nuits non utilisées vont faussement augmenter

le coût de la tournée.

Mais ce deuxième défi est géré par l'utilisation des niveaux de priorité définis dans l'une des sections du chapitre précédent et par une détermination particulière des pénalités induites. Pour le premier cas, nous avons ajouté un coût fixe d'utilisation de véhicule qui est à peine supérieur aux pénalités cumulées du groupe de visites nuits au dépôt qui lui est associé. Cette alternative permet de rendre improbable une tournée composée que de nuits au dépôt seulement, car cela est plus avantageux d'assumer les pénalités qu'on peut aisément retrancher par la suite. Le deuxième cas représente la quantification de nuits hors dépôt. Le troisième cas est implicitement réglé à l'intérieur du dernier défi.

Le troisième défi se situe au niveau de la détermination d'une fonction objectif qui reflète bien équitablement les différents enjeux. Il s'agit de trouver une plateforme d'évaluation où les distances parcourues, les coûts fixes associés à l'utilisation des véhicules et les pénalités associées aux visites puissent s'additionner tout en respectant la pertinence de leurs poids respectifs dans les prises de décisions successives qui aboutissent à la détermination des tournées de véhicules. Nous avons donc choisi le coût monétaire. Nous avons choisi de convertir en argent ces différentes composantes grâce à des simples fonctions linéaires. Ainsi la fonction objectif devient :

$$\min \sum_{v_i \in V} (c_1 * d_{v_i} + \sum_{j=1}^k Pen(f_j^{v_i})) + \sum_{w_i^x \in W} Pen(w_i^x).$$

La sommation $\sum_{f_j^{v_i} \in F} Pen(f_j^{v_i})$ représente les pénalités du groupe de nuits associées à chaque véhicule v_i . Ici les nuits non réellement utilisées peuvent être quand même mises en fin de tournée d'un véhicule. Vu que la fonction objectif ne dépend pas du temps, il est plus avantageux pour l'outil de résolution d'attendre le temps nécessaire avant de finir la tournée. Ensuite, nous enlevons les pénalités liées à

ces visites dans le total. c_1 est une constante de coût par unité de distance, c'est pourquoi $c_1 * d_{v_i}$ donne le montant, en dollars par exemple, de la distance parcourue par les véhicules. Les coûts associés à l'utilisation des véhicules ne figurent pas volontairement dans cette fonction objectif pour la simple raison qu'il n'ont pas d'incidence vraiment notable dans le choix de confection de tournées, ils empêchent simplement l'apparition d'un cas de figure problématique. Ils agissent comme une constante et ils sont utilisables dès qu'une visite obligatoire doit s'exécuter peu importe les coûts qui leurs sont appliqués. De plus ils sont soustraits du coût total final.

Finalement au niveau de la gestion interne du véhicule pour l'exécution d'une nuit au dépôt, nous avons choisi de n'imposer aucun changement dans le chargement interne d'un véhicule et aucune marchandise à livrer restante dans le camion. La première décision provient simplement du fait qu'on ne travaille pas pendant les heures de repos. Tandis que la seconde assure une certaine cohérence dans nos résultats théoriques. En ce sens qu'il est tout à fait inutile de charger une marchandise à livrer qui va revenir au dépôt à la fin d'une éventuelle sous-tournée. Cette marchandise occupe un espace inutilement parce qu'elle est chargée trop tôt. Ces deux contraintes s'exprimeront sous la forme de l'unique contrainte suivante :

$$(P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1}) \bullet (P2_{v_i}^{j-1} == 0) == 1$$

Le \bullet représente un ET logique qu'on utilise à l'intérieur d'une contrainte à la différence du \wedge qui est utilisé pour lier toutes les contraintes de droite associées à un type de visite. La sous-contrainte de la parenthèse de gauche assure aucun changement dans la gestion interne en ce point, tandis que celle de droite assure que toutes livraisons du véhicule ont été accomplies. Le $== 1$ impose la validation de cette contrainte.

4.2 Présentation du modèle enrichi RPTVCRID1

Cette section se subdivise en deux parties. La première expose les spécificités du modèle riche RPTVCRID1, tandis que la seconde expose la formulation ID de ce dernier.

4.2.1 Particularité du RPTVCRID1

Le RPTVCRID1 est un modèle dérivé du PTVCRID3. Il procède d'un enrichissement du PTVCRID3 qui se résume en 3 couches.

La première couche consiste en utilisation de palettes pour représenter l'intérieur d'un véhicule. Cette nouvelle considération influe sur la contrainte de début de collecte relaxé. Dans ce nouveau modèle, on gère des palettes entières, on n'utilise pas de moitié ou quart de palettes.

La deuxième couche est l'ajout de la dimension temporelle dans le problème qui se traduit par une planification sur 5 jours, des temps d'attente, des temps de parcours, des temps d'opération et enfin une série de fenêtres de temps simple et multiple. La deuxième couche introduit aussi la notion de vitesse associée aux véhicules de la flotte.

La troisième couche est l'ajout du type visite nuit au dépôt qui modifie la nature de la fonction objectif.

4.2.2 Formulation ID du RPTVCRID1

La formulation du RPTVCRID1 contient beaucoup de changement et plusieurs d'entre eux sont utilisés plus d'une fois dans la notation. Vu que ce modèle est dérivé du PTVCRID3, nous avons encadré uniquement les ajouts supplémentaires lors

de leurs premières apparitions. Le modèle PTVCRID3 devient RPTVCRID1 après les ajouts mentionnés dans la sous-section précédente.

$$\min \left[\sum_{v_i \in V} (c_1 * d_{v_i} + \sum_{f_j^{v_i} \in F} Pen(f_j^{v_i})) \right] + \sum_{w_k^x \in W} Pen(w_k^x) \quad (4.1)$$

sujet à :

$$T_0^{v_i} == T_{end}^{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad (4.2)$$

$$t_0 \leq t_{v_i}^j \leq t_{end} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (4.3)$$

$$0 \leq P1_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (4.4)$$

$$0 \leq P2_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \text{ et } \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (4.5)$$

$$PREC(w_k^D, w_k^L) \quad \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (4.6)$$

$$PREC(w_k^C, w_k^R) \quad \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (4.7)$$

$$\forall w_k^D \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^D \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} + p(w_k^D) \quad (4.8)$$

$$\wedge P2_{v_i}^j == P2_{v_i}^{j-1} + p(w_k^D) \quad (4.9)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} \quad (4.10)$$

$$\wedge (s_1^d \leq t_{v_i}^j \leq e_1^d) \oplus \dots \oplus (s_5^d \leq t_{v_i}^j \leq e_5^d) == 1 \quad (4.11)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (4.12)$$

$$\wedge (t_{v_i}^o == c_1^d) \bullet (t_{v_i}^a \leq c_2^d) == 1 \quad (4.13)$$

$$\forall w_k^L \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^L \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L) \quad (4.14)$$

$$\wedge P2_{v_i}^j == P2_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L) \quad (4.15)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (4.16)$$

$$\wedge (s_1^l \leq t_{v_i}^j \leq e_1^l) \oplus \dots \oplus (s_5^l \leq t_{v_i}^j \leq e_5^l) == 1 \quad (4.17)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (4.18)$$

$$\wedge (t_{v_i}^o == c_1^l) \bullet (t_{v_i}^a \leq c_2^l) == 1 \quad (4.19)$$

$$\forall w_k^C \in W \quad \text{si } T_j^{v_i} == w_k^C \Rightarrow P2_{v_i}^{j-1} <= \lfloor \alpha * P_{v_i} \rfloor \quad (4.20)$$

$$\wedge P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} + p(w_k^C) \quad (4.21)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (4.22)$$

$$\wedge (s_1^c \leq t_{v_i}^j \leq e_1^c) \oplus \dots \oplus (s_5^c \leq t_{v_i}^j \leq e_5^c) == 1 \quad (4.23)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (4.24)$$

$$\wedge (t_{v_i}^o == c_1^c) \bullet (t_{v_i}^a \leq c_2^c) == 1 \quad (4.25)$$

$$\forall w_k^R \in W \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^R \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} - p(w_k^R) \quad (4.26)$$

$$\wedge P2_{v_i}^{j-1} == 0 \quad (4.27)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (4.28)$$

$$\wedge (s_1^r \leq t_{v_i}^j \leq e_1^r) \oplus .. \oplus (s_5^r \leq t_{v_i}^j \leq e_5^r) == 1 \quad (4.29)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (4.30)$$

$$\wedge (t_{v_i}^o == c_1^r) \bullet (t_{v_i}^a \leq c_2^r) == 1 \quad (4.31)$$

$$\boxed{\forall w_k^F \in F \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^F} \Rightarrow \boxed{(P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1}) \bullet (P2_{v_i}^{j-1} == 0) == 1} \quad (4.32)$$

$$\wedge \boxed{s^n \leq t_{v_i}^j \leq e^n} \quad (4.33)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (4.34)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (4.35)$$

$$\wedge (t_{v_i}^o == c_1^n) \bullet (t_{v_i}^a \leq c_2^n) == 1 \quad (4.36)$$

Nous expliquerons ici que les termes encadrés de ce modèle car la plupart d'entre eux se répètent à des constantes près.

L'équation (4.1) représente la nouvelle fonction objectif telle que présentée à la fin de la section 4.1. L'équation (4.3) représente la planification sur 5 jours. Les équations (4.3) à (4.7) sont des équations qui imposent des contraintes actives dans toutes les situations du modèle. Tandis que les équations restantes imposent des groupes de contraintes particuliers à chacun des 5 types de visites que sont D, L, C, R et F.

Les côtés droits de l'implication (4.8) à (4.13) représentent les contraintes associées aux visites obligatoire de type D. Les équations de droite (4.11) à (4.13) sont des nouveaux ajouts. La contrainte (4.11) représente les heures de départs multiples de chargement au dépôt. La contrainte (4.12) représente la mise à jour de la gestion du temps. La contrainte (4.13) est une contrainte logique qui impose simultanément des contraintes sur le temps d'opération et temps d'attente associées à ce type de visite.

Une des trois contraintes supplémentaires, à savoir la (4.11), se retrouve à des constantes près dans chacun des trois types de visites obligatoires restants que sont les types L,C,R. Tandis que les deux dernières que sont (4.12) et (4.13) se retrouvent à des constantes près dans tous les types de visite restants tant obligatoires que facultatifs.

Les côtés droits de l'implication (4.14) à (4.19) représentent les contraintes associées aux visites obligatoire de type D. Elles reprennent les contraintes associées aux livraisons du PTVCRID3 ainsi que les trois nouvelles contraintes associées à la gestion du temps.

Les côtés droits de l'implication (4.20) à (4.25) représentent les contraintes associées aux visites obligatoire de type C. Elles reprennent les contraintes associées aux collectes à une modification près ainsi que les trois nouvelles contraintes associées à la gestion du temps. La contrainte (4.20) est l'ajustement de la contrainte (2.55) du PTVCRID3 avec l'ajout de la fonction plancher pour assurer une manipulation exclusive de palettes entières.

Les côtés droits de l'implication (4.26) à (4.31) représentent les contraintes associées aux visites obligatoire de type R. Elles reprennent les contraintes associées aux livraisons du PTVCRID ainsi que les trois nouvelles contraintes associées à la gestion du temps.

Les équations (4.32) à (4.36) représentent le nouveau type de visite à savoir les visites nuits au dépôt. Le côté gauche de l'implication (4.32) indique que la prochaine visite est de type F. La contrainte du coté droit (4.32) représente les contraintes sur le contenu du camion à satisfaire. La contrainte (4.33) représente la fenêtre de temps simple dans laquelle chaque visite de type F doit s'effectuer. Les contraintes restantes, (4.35) à (4.36), assurent la gestion du temps et de la distance parcourue.

4.3 Présentation du jeu de données pour le RPTVCR1

Le jeu de données utilisé pour tester le RPTVCR1 est dérivé du jeu de données du chapitre 2. En fait, ce nouveau jeu reprend l'ancien avec quelques nouveaux ajustements. Nous allons donc le définir en présentant uniquement les ajustements. On suppose que tous les véhicules ont quatorze palettes. Chaque palette a une capacité de $\frac{C_{v_i}}{14}$.

Au niveau de la demande, chaque demande est convertie en nombre de palettes à l'aide de la formule suivante : $E(w) = \lfloor \frac{C(w)*14}{C_{v_i}} \rfloor$. Lorsque $E(w)$ est inférieur à 1, alors automatiquement $E(w) = 1$.

La planification est sur cinq jours, du lundi matin au vendredi soir, ce qui donne en nombre d'heures de 7 à 114. On pose neuf heures de travail possible par journée et un temps fixe de chargement ou déchargement en ville de 0.1. Les temps chargements et déchargement au dépôt sont de 0. Les heures multiples de chargement de véhicules sont : 7 à 7.25, 31 à 31.25, 55 à 55.25, 79 à 79.25, 103 à 103.25. Les heures de livraisons et de collecte dans les régions : 7.25 à 17, 31.25 à 41, 55.25 à 65, 79.25 à 89, 103.25 à 112. Un temps d'attente d'une heure au plus avant et après livraison. Un temps d'attente de 0.01 pour les livraisons et collectes au dépôt. Un temps d'attente de trois heures au plus avant ou après collecte. Les heures de retour au dépôt après collecte dans les régions : 17 à 18, 41 à 42, 65 à 66, 89 à 90, 112 à 113.

Pour les nuits au dépôt, on en définit quatre par véhicule qui débutent dans les fenêtres suivantes : 18 à 18.5, 42 à 42.5, 66 à 66.5, 90 à 90.5. Ensuite on fixe exactement 10 heures de temps opération et un maximum de 4 heures de temps attente supplémentaire.

En utilisant des coûts réels de tarification, on pose 150 \$ par nuit à l'extérieur et 1.20 \$ par kilomètre ou 0.032 \$ par unité de distance. On suppose que une heure égale à 3750 unités de temps et on fixe une vitesse uniforme pour tous les véhicules qui est 3750 unités de temps par heure soit 100 kilomètre par heure. Le coût associé à l'utilisation de chaque véhicule est 601 \$. 600 \$ étant égal à la somme des nuits possibles pour un véhicule. Cette mesure permet de régler le premier cas problématique du second défi de la section 4.1. Elle rend improbable la création de tournées composées de nuits uniquement.

Pour la fonction objectif, la constante c_1 égale 0.032 \$ par unité de distance et la pénalité associée à chaque nuit au dépôt est de 150 \$.

Tous ces ajustments sont appliqués à chacune de 62 instances de Goetschalckx et Jacob-Blecha.

4.4 Analyse des résultats pour le RPTVCR1

Vu que la méthode de résolution est générique et s'adapte en théorie à tout modèle cohérent nous avons gardé la même méthode que celle utilisé au chapitre 2 en rajoutant deux opérateurs de voisinage que sont `MakePerfomed()` et `MakeUnPerfomed()` (voir annexe 1). Ces opérateurs permettent entre autre d'annuler ou d'ajouter l'exécution des visites de type facultatif de façon à obtenir une meilleur solution.

La notation suivante donne la signification des noms des différentes colonnes des tableaux 4.1 et 4.2 de résultats des expérimentations du RPTVCR1.

TC : Coût total de l'ensemble des tournées avant ajustement en dollars.

CR : Coût réel de l'ensemble des tournées en dollars.

DKM : Distance totale en kilomètres.

DUD : Distance totale en unités de distance.

NBT : Nombre de tournées.

NBV : Nombre de véhicules utilisées.

T : Temps d'exécution en secondes.

Tableau 4.1 Résultats du RPTVCRID1

instance	TC	CR	DKM	DUD	NBT	NBV	T
GA1	14038.7	8938.73	7138.73	223085	7	6	32.74
GA2	10826.1	7576.12	6076.12	189879	5	5	56.95
GA3	8383.57	5833.57	4933.57	154174	3	3	81.15
GA4	7783.57	5833.57	4933.57	154174	3	3	63.57
GB1	14653.4	10153.4	8353.44	261045	7	6	60.82
GB2	11667	8416.96	6916.96	216155	6	5	70.32
GB3	7545.17	5645.17	5195.17	162349	4	2	96.41
GC1	14594.7	10044.7	7944.67	248271	8	7	104.89
GC2	11736.6	8486.6	6986.6	218331	6	5	147.43
GC3	11887.1	8637.06	7137.06	223033	6	5	200.56
GC4	9922.48	7322.48	5972.48	186640	5	4	208.7
GD1	23442.2	15692.2	12392.2	387255	11	11	80.59
GD2	22842.2	15692.2	12392.2	387255	11	11	80.47
GD3	13538	9038.01	7238.01	226188	6	6	137.08
GD4	11192.6	7992.57	6792.57	212268	6	4	123.51
GE1	14659.9	10159.9	8209.92	256560	7	6	206.74
GE2	11911.5	9311.46	8111.46	253483	6	4	258.54
GE3	12341.5	9741.51	8541.51	266922	7	4	237.59
GF1	14748.9	10848.9	9048.92	282779	9	6	368.2
GF2	16437.1	11887.1	9787.09	305847	9	7	373.68
GF3	13330.8	10080.8	8580.77	268149	8	5	408.4
GF4	12108.3	9508.32	8458.32	264322	7	4	391.08
GG1	18974.7	12524.7	9824.73	307023	9	9	227.23
GG2	14037.4	10137.4	8337.43	260545	7	6	467.24
GG3	13246.6	9996.6	8646.6	270206	7	5	507.11
GG4	13752	9902	8402	262563	6	5	554.32
GG5	13875.8	10625.8	9275.79	289869	7	5	646.13
GG6	inf	inf	inf	inf	none	none	0.0

Tableau 4.2 Résultats du RPTVCRID1(suite)

instance	TC	CR	DKM	DUD	NBT	NBV	T
GH1	14986.4	11086.4	9286.36	290199	7	6	769.13
GH2	14736.7	11486.7	9986.69	312084	9	5	441.41
GH3	13452.2	10852.2	9652.25	301633	8	4	313.04
GH4	13741.1	10491.1	8991.13	280973	8	5	629.19
GH5	13452.2	10852.2	9652.25	301633	8	4	312.01
GH6	13741.1	10491.1	8991.13	280973	8	5	628.99
GI1	21430.1	14930.1	11930.1	372816	12	10	440.25
GI2	18297.5	13747.5	11647.5	363986	11	7	540.47
GI3	inf	inf	inf	inf	none	none	0.0
GI4	16030.6	12130.6	10480.6	327519	9	6	793.64
GI5	18100.3	13550.3	11450.3	357822	10	7	697.07
GJ1	21920.9	15420.9	12420.9	388154	11	10	1344.34
GJ2	19734.9	14534.9	12284.9	383903	11	8	1872.82
GJ3	17494.7	13594.7	12094.7	377960	10	6	1442.78
GJ4	19140.3	14590.3	12640.3	395011	11	7	1134.14
GK1	23673.8	17173.8	14173.8	442933	12	10	1207.85
GK2	21516.7	16316.7	13916.7	434897	12	8	1852.06
GK3	22300.3	16450.3	13750.3	429698	12	9	1301.14
GK4	19550.6	15000.6	13050.6	407830	11	7	1448.71
GL1	26951.3	20451.3	17451.3	545353	16	10	903.53
GL2	22940.5	17740.5	15490.5	484077	14	8	940.38
GL3	25576.5	19726.5	17026.5	532077	17	9	835.75
GL4	inf	inf	inf	inf	none	none	0.0
GL5	22701.9	17501.9	15251.9	476621	14	8	943.08
GM1	25186.4	18086.4	15236.4	476137	13	10	1285.96
GM2	25648.1	19148.1	16448.1	514003	15	10	1429.35
GM3	25061	19211	16811	525343	15	9	1234.96
GM4	inf	inf	inf	inf	none	none	0.0
GN1	27594	20444	17144	535749	14	11	968.64
GN2	26864.9	20364.9	17364.9	542654	15	10	1658.26
GN3	25233.2	19383.2	16833.2	526037	15	9	1451.17
GN4	25971.1	19471.1	16471.1	514721	15	10	1036.75
GN5	24048.2	19498.2	17848.2	557755	16	7	1250.85
GN6	24663	19463	17363	542595	16	8	1062.02

La différence entre le nombre de véhicules utilisés et le nombre total de tournées effectuées pour chaque instance varie entre 0 et 8 selon les cas. De plus le temps d'exécution du programme croît généralement en fonction du nombre de visites de l'instance. Cependant, certaines instances comme GJ2 dérogent à cette loi. Le temps d'exécution varie entre 32.74 seconde et 1872.82 seconde. On remarque aussi que 4 des 62 instances n'ont pas pu être résolues.

L'analyse détaillée des solutions nous a révélé les limites de l'aspect générique de ID. Bien que le modèle soit bien écrit, les méthodes de résolutions ont du mal à interpréter le grand nombre de contraintes en cours dans le RPTVCR1. Les solutions produites sont admissibles pour le modèle, mais n'exploitent pas la notion de nuits de façon adéquate. L'outil de résolution essaie de faire le maximum de nuits au dépôt selon une méthodologie qui reflète mal nos attentes. En effet les pénalités sur les nuits ne semblent pas être prise en compte pendant la formation des tournées mais plutôt à la fin de celle-ci. Cette manière de déterminer les tournées n'utilise pas la force de modélisation des nuits au dépôt car elle essaie de faire le plus de nuits possibles sans vraiment tenir compte de l'impact de la réalisation ou de la non réalisation de celles-ci sur la tournée.

Ce modèle a utilisé beaucoup de notions complexes de ID, il est très différent (il s'éloigne) de tous les PTV de base proposés par la librairie. Plusieurs ajustements ont été faits, les outils génériques se trouvent donc affaiblis dans leurs capacités de bien interpréter le modèle. ID n'est pas adéquate à première vue pour le RPTVCR1. Cependant, il est à noter que le traitement des nuits en pratique peut varier d'une entreprise à l'autre.

CHAPITRE 5

IMPACT DE LA MANUTENTION INTERNE DES VÉHICULES POUR DES TOURNÉES JOURNALIÈRES

Dans le chapitre précédent, nous avons mis l'accent sur des problèmes de tournées à horizon long. Dans ce chapitre-ci nous adressons le PTVCR dans le cas où les temps de livraisons ou de collectes ont une incidence importante sur la planification de tournées journalières. Nous gardons ici la notion de palettes comme représentant le contenu d'un véhicule. On va s'intéresser à des tournées journalières où les durées des distances parcourues entre deux visites avoisinent celle des durées de livraisons ou collectes.

Dans le contexte d'une tournée qui s'effectue au plus sur une journée, on a droit à un intervalle de temps fixe de travail. Le défi de toute entreprise compétitive de livraisons et de collectes est d'exécuter le plus de visites possibles, sans violer les restrictions qui lui sont imposées, en minimisant les distances à parcourir. L'étude de cette problématique va nous conduire vers un second modèle enrichi dérivé du PTVCRID3.

Ce chapitre se divise en deux sections. La première section traite de la modélisation l'estimation temporelle de la manutention des palettes à l'intérieur du camion tandis que la deuxième décrit un nouveau modèle riche qui prend en compte ce nouvel aspect.

5.1 Modélisation de l'estimation temporelle des collectes et livraisons

Bien que notre approche soit quelque peu théorique, l'objectif global de ce mémoire est de se rapprocher le plus possible de la réalité. Alors, nous trouvons important de prendre en compte des considérations non traditionnelles.

Certains chercheurs, comme Manuel Iori [38, 39], ont abordé simultanément la construction de tournées et la manutention interne pour le PTVC. Cependant, notre problème est différent car il découle premièrement de la relaxation de la contrainte de début de collectes, deuxièmement on cherche à évaluer le temps de manipulation des palettes et non le positionnement optimal de marchandises à l'intérieur du camion.

Dans le PTVCRPM, la contrainte de début de collecte a été placée pour empêcher les problèmes de réorganisation interne du véhicule. La relaxation de cette contrainte procure des gains intéressants comme les résultats du chapitre 2 l'atteste. Pour la confection des tournées journalières, il est à propos de conserver cette relaxation.

Cependant, les problèmes de réorganisation apparaissent automatiquement. Si nous ne pouvons pas exactement les quantifier dans un modèle, il est toutefois pertinent de pouvoir fournir une estimation temporelle légèrement grossière des durées de réorganisation. L'estimation temporelle est très appropriée dans le cadre des tournées sur une journée car elle nous permet de mieux optimiser le temps de travail.

Cette tâche a été relativement faisable avec ID.

Avant de modéliser, il faut bien cerner le problème de réorganisation interne. Nous appelons la réorganisation interne toutes les opérations de déplacements de palettes obligatoires et supplémentaires qui permettent la collecte ou la livraison de palettes

en point de donné. Cette réorganisation est toujours effectuée dans le but de faciliter les opérations de chargements ou déchargements suivantes.

La figure 5.1 exemplifie ce principe.

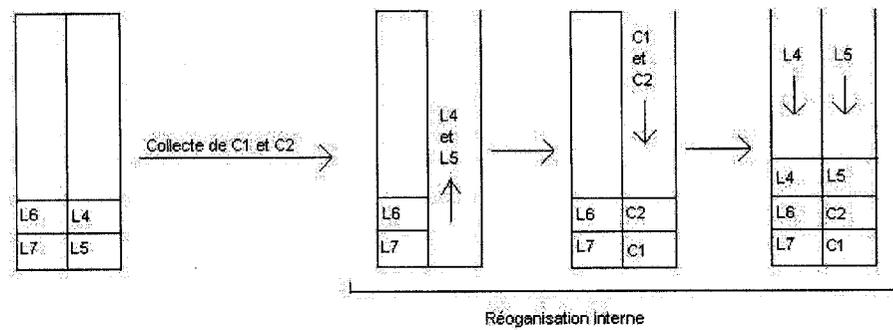


Figure 5.1 Illustration d'une réorganisation interne

Dans cette illustration de la figure 5.1 les marchandises à livrer sont numérotées par ordre de livraison ce qui signifie que L4 est livré en premier ensuite respectivement L5, L6, L7. La réorganisation interne permet ici de collecter C1 et C2 tout en facilitant la sortie prochaine de L4 et L5.

Vu que cette section fait appel à de nombreuses notions, nous les avons réparties sur cinq sous-sections.

5.1.1 Notation additionnelle

Cette section définit les nouvelles variables, constantes et abréviations utilisées pour modéliser les éléments de ce chapitre.

les variables de décisions

$P3_{v_i}^j$: le nombre partiel de palettes utilisées dans un véhicule v_i à la visite j qui tient compte uniquement des visites de types C et R ; c'est un objet ID de dimension 1.

$NC_{v_i}^j$: le nombre de clients pas encore livrés dont la marchandise se trouve encore dans le véhicule v_i à la visite j ; c'est un objet ID de dimension 1.

les paramètres et les abréviations

t_c : un paramètre qui représente le temps fixe de mouvement unitaire de chargement.

t_d : un paramètre qui représente le temps fixe de mouvement unitaire de déchargement.

t_e : un paramètre qui représente le temps fixe de mouvement unitaire d'équilibre.

t_{depot} : un paramètre qui représente le temps fixe pour les mouvements effectués au dépôt ; on fait une différence entre le travail effectué au dépôt et celui effectué à l'extérieur.

Pc : une abréviation qui représente le nombre de palettes à collecter en un point.

Pl : une abréviation qui représente nombre de palettes à livrer en un point

Plr : une abréviation qui représente le nombre de palettes à livrer restant dans le véhicule.

Pt : une abréviation qui représente le nombre de palettes total dans le véhicule juste avant de faire une livraison ou une collecte.

Clr : Une abréviation qui représente le nombre client qui reste à livrer.

5.1.2 Notion d'équilibre

L'observation du transports de marchandises avec palettes par les voies routières nous révèle un aspect que nous appelons la notion d'équilibre. En fait, il s'agit tout simplement de vérifier que la marchandise est équitablement répartie dans le véhicule lors des trajets. En effet, si par exemple le côté droit du véhicule est en surpoids par rapport au côté gauche, ceci a le potentiel d'augmenter la probabilité d'accident lors de virage. Cet aspect s'exprime différemment selon la configuration interne d'un véhicule. Dans la configuration interne de palettes du chapitre 3, que nous conservons ici, la notion d'équilibre se traduit comme suit :

- Si le nombre de palettes à l'intérieur du véhicule est pair, on a toujours équilibre.
- Si le nombre de palettes à l'intérieur du véhicule est impair, on place la dernière palette au centre des 2 côtés latéraux du camion.

La notion d'équilibre exige un effort supplémentaire uniquement lorsque le nombre de palettes occupées à l'intérieur du véhicule est impair comme la figure 5.2 l'expose.

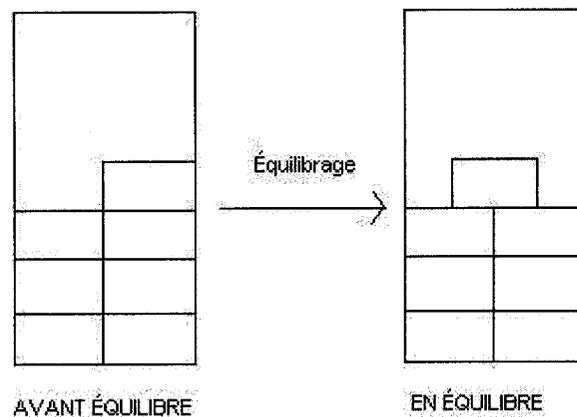


Figure 5.2 Illustration de la notion d'équilibre

Il est vrai que même si le nombre de palettes à l'intérieur du camion est pair on peut avoir une configuration qui n'est pas en équilibre, mais il existe toujours une configuration d'équilibre possible. Ce qui n'est pas le cas pour un nombre impair de palettes. Tenir compte de cette notion dans notre modélisation enrichit le réalisme de nos applications expérimentales.

5.1.3 Variante principale de la manutention interne

A la lumière des illustrations 5.1 et 5.2 précédentes, nous remarquons que l'aspect qui varie dans une réorganisation interne est le nombre de déplacement de palettes. Le nombre de déplacement de palettes effectué en un point donné est principalement responsable du temps de livraison ou de collecte utilisée à cette étape.

Cette variante résulte de l'addition de trois types de mouvements qui sont les mouvements de chargement, de déchargement et d'équilibre. Tout nombre de déplacement palettes en un point donné est une combinaison de ces trois types de mouvements.

Chaque déplacement de palette utilise une certaine portion de temps. Il est clair que selon l'emplacement d'une palette dans le véhicule et le type de mouvement appliqué, le temps de déplacement peut être plus ou moins variable.

Nous associons un temps fixe à chaque type de déplacement de palette quelle que soit la position de cette dernière dans le véhicule. En appliquant cette directive, nous ne perdons pas une grande précision ou notre réalisme en utilisant soit un temps moyen de déplacement unitaire soit une borne supérieure serrée sur le plus long déplacement unitaire pour chaque type.

Par suite le nombre de déplacement lors d'une livraison ou d'une collecte devient l'unique composante variable responsable de la durée de la dite opération.

Plusieurs scénarios de réorganisation sont possibles, et certains sont peut être plus avantageux que d'autres en termes de temps utilisé. Nous avons effectué une étude empirique sommaire qui consistait à simuler un grand nombre de scénarios différents de livraisons et de collectes dans le but d'avoir une meilleure vision de la réorganisation.

Tout scénario de déplacement suit une règle globale d'opération de livraisons et collectes qui se traduit par l'équation suivante :

Nombre total de déplacements = nombre de palettes à sortir
 + nombre de palettes à rentrer
 + nombre de palettes à replacer

Le nombre de palettes à sortir représente des palettes qui doivent être livrées ou déplacées à une visite donnée. Le nombre de palettes à rentrer représente des palettes à collecter ou charger au dépôt. Le nombre de palettes à replacer représente quant à lui le nombre de palettes déplacées que l'on réinsère ou une palette qu'on bouge pour l'équilibrage.

Selon le type de visite en cours (D, L, C, R) le nombre de palettes à sortir, rentrer ou replacer peut être nulle.

5.1.4 Ajout d'une restriction opérationnelle sur les collectes

Une solution peut être bonne en terme numérique mais difficilement exploitable en pratique. Cette section propose d'imposer une restriction sur les collectes. Cette restriction stipule que le nombre de marchandises collectées à l'intérieur du camion ne peut excéder une valeur entière n tant qu'il reste au moins une marchandise non encore livrée dans le véhicule. Cet ajustement se justifie par trois raisons.

La première raison provient du fait que l'on pense que les livraisons sont majoritairement prioritaires sur les collectes. La deuxième raison est que cette clause minimise le travail supplémentaire à faire lors d'une tournée. Cela permet d'imposer des tâches supplémentaires accessibles pour la main d'oeuvre. La troisième raison est la réduction du nombre de scénarios possibles de réorganisation.

Cette réduction nous permet d'approcher ou de trouver plus facilement le scénario le plus avantageux de réorganisation. La modélisation de cette restriction en ID produit la contrainte suivante : $[(P2_{v_i}^{j-1} \geq 1) \bullet (P3_{v_i}^{j-1} \leq n)] == 1$

Le côté gauche du ET logique est une contrainte qui assure qu'il reste au moins une palette pas encore livrée. Le côté droit quant à lui restreint le nombre de palettes à collecter à n . Le ET logique et l'opérateur $==$ obligent les deux contraintes à être vrai en même temps.

Le problème de cette formulation est que celle-ci devient fautive à partir du moment où toutes les livraisons sont effectuées. Il nous faut donc l'améliorer afin qu'elle soit cohérente en tout temps. Cette formulation fonctionne uniquement lorsque $(P2_{v_i}^{j-1} \geq 1)$ et elle devient incohérente lorsque $(P2_{v_i}^{j-1} == 0)$. Le nombre de palettes étant toujours entier, ces deux cas sont exclusifs.

La nouvelle modélisation de cette restriction devient :

$$[(P2_{v_i}^{j-1} \geq 1) \bullet (P3_{v_i}^{j-1} \leq n)] \oplus (P2_{v_i}^{j-1} == 0) == 1$$

Le côté gauche du ou exclusif représente la restriction proprement dit. Tandis que le côté droit est un truc pour garder la cohérence du modèle lorsque toutes les livraisons sont faites. En d'autres termes, lorsque les livraisons ne sont pas encore terminées la restriction est active, par contre quand les livraisons sont terminées elle devient inactive afin que le véhicule puisse collecter autant que possible.

5.1.5 Formule d'évaluation temporelle de la manutention interne

Bien que plusieurs scénarios de réorganisations soient possibles, nous proposons ici une formule de quantification du temps utilisé pour livrer ou collecter.

Notre intention dans cette section est de développer des formules d'évaluations temporelles de collecte et de livraison avec ID, implantables dans un nouveau modèle dérivé du PTVCRID3, capable d'avoir une incidence dans la confection des tournées journalières.

Nous avons choisi de faire la réorganisation uniquement au point de collecte. Conceptuellement, cela ne fait pas de différence car il faut réorganiser à un moment ou à un autre. Nous procédons ainsi aussi parce que nous assumons que dans la réalité les clients à collecter seront plus ouverts que les clients à livrer sur le temps passé sur leurs aires. Cette décision rend automatiquement les opérations de collectes potentiellement plus coûteuses car c'est toujours à ce moment que l'on fait de la réorganisation.

Il est important de noter que la formule que nous allons proposer donne une estimation du temps utilisé par les livraisons ou collectes et non un schéma précis de réorganisation.

En analysant le processus de collecte avec la règle générale de la section 5.3, nous avons réalisé que le temps d'opération à un point de collecte dépend du nombre de palettes à sortir car le nombre de palettes à rentrer est fixe quel que soit le scénario. Ensuite, on veut le plus possible mettre les palettes collectées au fond du véhicules du véhicule pour faciliter les livraisons restantes. Par suite à chaque collecte, on doit choisir de sortir soit une partie des palettes restantes à livrer soit toutes les palettes restantes à livrer. Cette décision dépend aussi du nombre de clients restants à livrer. En effet si par exemple, il reste deux palettes à livrer pour

deux clients et que la collecte implique une seule palette, il serait plus avantageux de faire sortir une des palettes, rentrer la nouvelle palette et replacer la palette sortie en équilibre que de sortir les deux palettes, rentrer la nouvelle, replacer les deux palettes en mettant une en équilibre. Dans ce scénario, on a trois mouvements versus cinq pour le même résultat. Pour approximer le nombre de mouvements de la réorganisation provoquée par la sortie partielle des palettes restantes, nous avons choisi de multiplier le nombre de palettes collectées par deux fois le nombre de clients non encore livrés dont les palettes sont dans le véhicule. Cette notion vient simplement du fait que si on charge les palettes collectées par-dessus les palettes livrées, il faudra au plus sortir et replacer ces nouvelles palettes à chaque livraison. Ce nombre de mouvements permet de majorer la réorganisation partielle qui devra être faite à ce point de collecte pour faciliter la prochaine livraison. De même pour approximer la réorganisation due à la sortie totale des palettes restantes, il nous suffit de multiplier par deux le nombre de palettes restantes dans le véhicule. Cette seconde approximation est exacte contrairement à la première. Étant donné que notre objectif est d'avoir une estimation temporelle, il nous faut multiplier chaque type de mouvement par son temps fixe correspondant. D'un point de vue théorique on représente la formule d'estimation temporelle de collecte par :

$$\text{Min}(Clr * Pc, Plr) * (t_c + t_d) + Pc * t_c.$$

$\text{Min}(Clr * Pc, Plr)$ permet choisir le minimum de palettes à livrer à sortir et à replacer tel qu'expliqué plus haut. Ce minimum est multiplié par $(t_c + t_d)$ pour avoir le temps résultant. Enfin $Pc * t_c$ représente le temps exacte pour rentrer les palettes collectées.

Nous avons assumé que la réorganisation implique automatiquement la mise en équilibre au besoin, c'est ce qui explique l'absence du temps fixe d'équilibre dans la formule de collecte.

La formule d'estimation temporelle de livraison est quant à elle beaucoup plus simple, elle se résume en la sommation du nombre de palettes à livrer multiplié par le temps de livraison et du temps nécessaire pour mettre en équilibre. Le temps nécessaire pour mettre en équilibre dépend de la parité du nombre de palettes présentes dans le véhicule juste après la livraison ($Pt - Pl$). D'un point de vue théorique, la formule d'estimation temporelle de livraison est :

$$Pl * t_d + \lfloor \frac{Pt-Pl}{2} \rfloor * t_e.$$

A l'intérieur d'un modèle ID, ces deux formules s'écrivent sous forme de contraintes. Clr est représenté par $NC_{v_i}^{j-1}$, Plr par $P2_{v_i}^{j-1}$, Pc par $p(w_k^C)$ Pl par $p(w_k^L)$ et enfin Pt par $P1_{v_i}^{j-1}$.

Pour le cas de collecte cela donne :

$$t_{v_i}^o == (t_d + t_c) * \min(NC_{v_i}^{j-1} * p(w_k^C), P2_{v_i}^{j-1}) + t_c * p(w_k^C)$$

Pour le cas des livraisons cela donne :

$$t_{v_i}^o == t_d * p(w_k^L) + \lfloor \frac{P2_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L)}{2} \rfloor * t_e$$

5.2 Modèle enrichi RPTVCRID2

Cette partie comme annoncée en début de chapitre a pour objectif de présenter un second modèle enrichi qui prend en compte les aspects débattus et développés dans la section précédente. Nous avons réparti le contenu de cette dernière section sur quatre parties.

5.2.1 Particularité du Modèle RPTVCRID2

Le RPTVCR2 est un modèle dérivé du PTVCRID3. Il procède de l'ajout de la dimension temporelle et de la prise en compte des palettes comme contenu des véhicules. Ces couches supplémentaires se traduisent par 4 changements majeurs.

Le premier changement est au niveau de la fonction objectif qui passe de minimiser la distance totale parcourue à minimiser le temps total de service des véhicules. On entend par temps de service la sommation des temps de parcours, des temps d'attente et des temps d'opérations de livraison et collecte. Le deuxième est que les tournées sont uniquement sur une journée et il n'y a pas de tournée multiple par véhicule. Le troisième changement se traduit par la prise en compte de la restriction sur les collectes (voir 5.1.4). Le quatrième changement est la prise en compte des formules évaluations des opérations de livraisons et de collectes (voir 5.1.5).

5.2.2 Formulation ID du RPTVCRID2

La formulation du RPTVCRID2 contient beaucoup de modifications comme dans RPTVCR1. Alors, nous avons encadré uniquement les changements qui sont propres à ce nouveau modèle pour ne pas avoir à répéter des notions déjà définies dans les chapitres précédents.

Le modèle RPTVCRID2 se décrit comme suit :

$$\min \sum_{v_i \in V} t_{v_i}^{end} + \sum_{w_i^j \in W} Pen(w_i^j) \quad (5.1)$$

sujet à :

$$T_0^{v_i} == T_{end}^{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad (5.2)$$

$$t_0 \leq t_{v_i}^j \leq t_{end} \quad \forall v_i \in V \quad \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.3)$$

$$0 \leq P1_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.4)$$

$$0 \leq P2_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.5)$$

$$0 \leq P3_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.6)$$

$$0 \leq Nc_{v_i}^j \leq P_{v_i} \quad \forall v_i \in V \quad \forall j \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.7)$$

$$PREC(w_k^D, w_k^L) \quad \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.8)$$

$$PREC(w_k^C, w_k^R) \quad \forall k \in \{0, 1, \dots\} \quad (5.9)$$

$$\forall w_k^D \in W \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^D \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} + p(w_k^D) \quad (5.10)$$

$$\wedge P2_{v_i}^j == P2_{v_i}^{j-1} + p(w_k^D) \quad (5.11)$$

$$\wedge Nc_{v_i}^j == Nc_{v_i}^{j-1} + 1 \quad (5.12)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} \quad (5.13)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (5.14)$$

$$\wedge t_{v_i}^o == t_{depot} * p(w_k^D) \quad (5.15)$$

$$\wedge t_{v_i}^a == 0 \quad (5.16)$$

$$\forall w_k^L \in W \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^L \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L) \quad (5.17)$$

$$\wedge P2_{v_i}^j == P2_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L) \quad (5.18)$$

$$\wedge Nc_{v_i}^j == Nc_{v_i}^{j-1} - 1 \quad (5.19)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (5.20)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (5.21)$$

$$\wedge t_{v_i}^o == t_d * p(w_k^L) + \lfloor \frac{P2_{v_i}^{j-1} - p(w_k^L)}{2} \rfloor * t_e \quad (5.22)$$

$$\wedge t_{v_i}^a == 0 \quad (5.23)$$

$$\forall w_k^C \in W \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^C \Rightarrow P2_{v_i}^{j-1} <= \lfloor \alpha * P_{v_i} \rfloor \quad (5.24)$$

$$\wedge \boxed{[(P2_{v_i}^{j-1} >= 1) \bullet (P3_{v_i}^{j-1} <= n)] \oplus (P2_{v_i}^{j-1} == 0) == 1} \quad (5.25)$$

$$\wedge P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} + p(w_k^C) \quad (5.26)$$

$$\wedge P3_{v_i}^j == P3_{v_i}^{j-1} + p(w_k^C) \quad (5.27)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (5.28)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (5.29)$$

$$\wedge \boxed{t_{v_i}^o == (t_d + t_c) * \min(Nc_{v_i}^{j-1} p(w_k^C), P2_{v_i}^{j-1}) + p(w_k^C) * t_c} \quad (5.30)$$

$$\wedge t_{v_i}^a == 0 \quad (5.31)$$

$$\forall w_k^R \in W \quad si \quad T_j^{v_i} == w_k^R \Rightarrow P1_{v_i}^j == P1_{v_i}^{j-1} - p(w_k^R) \quad (5.32)$$

$$\wedge P2_{v_i}^{j-1} == 0 \quad (5.33)$$

$$\wedge P3_{v_i}^j == P3_{v_i}^{j-1} - p(w_k^R) \quad (5.34)$$

$$\wedge d_{v_i}^j == d_{v_i}^{j-1} + d(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) \leq D_{v_i} \quad (5.35)$$

$$\wedge t_{v_i}^j == t_{v_i}^{j-1} + t(T_{j-1}^{v_i}, T_j^{v_i}) + t_{v_i}^a + t_{v_i}^o \quad (5.36)$$

$$\wedge \boxed{t_{v_i}^o == t_{depot} * p(w_k^R)} \quad (5.37)$$

$$\wedge t_{v_i}^a == 0 \quad (5.38)$$

L'équation (5.1) représente la fonction objectif. Il s'agit ici de minimiser le temps global utilisé pour effectuer toutes les tournées. L'équation (5.3) représente la limitation sur une journée de chaque tournée. Les équations (5.6) et (5.7) mettent des contraintes sur la valeur possible des nouvelles variables que sont P3 et Nc, cela signifie que le nombre de clients et de palettes à collecter ne peuvent pas excéder le nombre de totale de palettes d'un véhicule. Les équations (5.12) et (5.19) représentent les contraintes qui permettent la mise à jour de la variable Nc dans les cas de chargements au dépôt et de livraisons. Les contraintes (5.15) et (5.37) représentent les opérations de chargement et déchargement faites au dépôt pendant les visites de type D et R. La contrainte (5.22) représente la formule d'évaluation temporelle pour les livraisons. La contrainte (5.25) représente la restriction sur les collectes. La contrainte (5.30) représente la formule d'évaluation temporelle pour les collectes.

5.3 Présentation du jeu de données pour le RPTVCR2

Le jeu de données utilisé pour tester le RPTVCR2 est composé de vingt instances divisées en deux groupes. L'objectif de ces instances était d'évaluer l'ampleur des changements sur la conception des tournées et le comportement de ID pour un nombre relativement important de visites.

Le premier groupe d'instances évalue principalement l'ampleur des changements occasionnés par la formule d'estimation temporelle de manutention. Ce groupe de quatorze instances traite principalement une demande de livraisons et de collectes exécutables par un seul véhicule. Les variations entre ces instances se résument à la variation du nombre de palettes requis par les différentes visites et/ou celle des vitesses associées aux véhicules. Les visites sont réparties sur un cercle pour chacun des sept scénarios composant ce groupe. Chaque scénario répartit ces visites selon une séquence optimale en termes de distances à parcourir. Chaque scénario est testé avec deux différentes vitesses de véhicules.

Le deuxième groupe, quant à lui, traite des demandes plus importantes. Nous avons adapté les instances GB1, GE1, GG1 en changeant le poids associé à chaque visite. L'adaptation se résume à associer une palette aux visites dont le poids est inférieur à 500, deux palettes à celles dont le poids se situe entre 500 et 1000, et enfin trois palettes à celles dont le poids est supérieur à 1000. Ici encore ces trois adaptations sont soumises à deux différentes vitesses de véhicule.

Pour les deux groupes, on permet de commencer les collectes après que 40% du véhicule soit libre et on permet un remplissage après le début des collectes jusqu'à 70 % de la capacité du véhicule tant qu'il reste au moins une palette à livrer. les paramètres t_d , t_c , t_e sont égaux.

L'annexe 3 décrit spécifiquement chacune des ces vingt instances.

5.4 Analyse des résultats RPTVCR2

Afin de résoudre ces instances, nous avons utilisé exactement les paramètres de résolution du chapitre 2. L'aspect générique des heuristiques de ID nous donne cet avantage.

Le notation suivante donne la signification des noms des différentes colonnes du tableau de résultats du RPTVCR2.

TTT : temps total des tournées.

NBT : nombre de tournées.

NBV : nombre de véhicules utilisées.

T : temps d'exécution en secondes.

Tableau 5.1 Résultats du PTVCRID2

instance	TTT	NBT	NBV	T
S1a	6.2288	1	1	0.85
S1b	5.56754	1	1	0.85
S2a	6.82054	1	1	1.23
S2b	6.10332	1	1	0.92
S3a	7.92198	1	1	2.8
S3b	7.3862	1	1	2.84
S4a	7.65844	1	1	7.66
S4b	7.11259	1	1	10.25
S5a	7.0357	1	1	10.51
S5b	6.63213	1	1	11.54
S6a	7.19025	1	1	12.62
S6b	6.79122	1	1	15.35
S7a	6.98197	1	1	5.37
S7b	6.57148	1	1	5.04
S8a	10.727	2	2	46.38
S8b	10.0104	3	2	24.87
S9a	18.2703	6	4	23.22
S9b	14.2395	5	3	35.64
S10a	26.9528	8	5	14.85
S10b	22.8149	8	4	9.3

L'analyse des résultats des instances du premier groupe, en particulier l'analyse de la forme des tournées, nous montre selon le cas des variations importantes de la forme des tournées. En d'autres termes, il arrive des moments où il est plus avantageux de faire plus de kilomètres pour améliorer le temps global de la tournée. Ce qui confirme notre intuition de départ face à la pertinence de la prise en compte de l'impact temporel de manutention. Les changements sont dirigés simultanément par la répartition des palettes à livrer ou à collecter et par les distances qui relient les différents points d'opérations.

Par exemple, la figure 5.3 illustre un scénario possible. La figure A de gauche représente la tournée optimal en terme de distance sans tenir compte de la manutention des différentes livraisons et collectes. Tandis que la figure B de droite représente la tournée obtenue par la résolution RPTVCR2 pour l'instance S1a. Dans cet exemple, la solution trouvée suit une logique de PTVCR classique, c'est-à-dire les collectes sont effectuées après toutes les livraisons. La répartition des palettes à collecter ici rend le scénario de la figure A plus coûteux en termes de

temps global de la tournée. Dans les autres instances on observe, selon les cas, des solutions identiques ou plus ou moins différentes du scénario optimal en terme de distances.

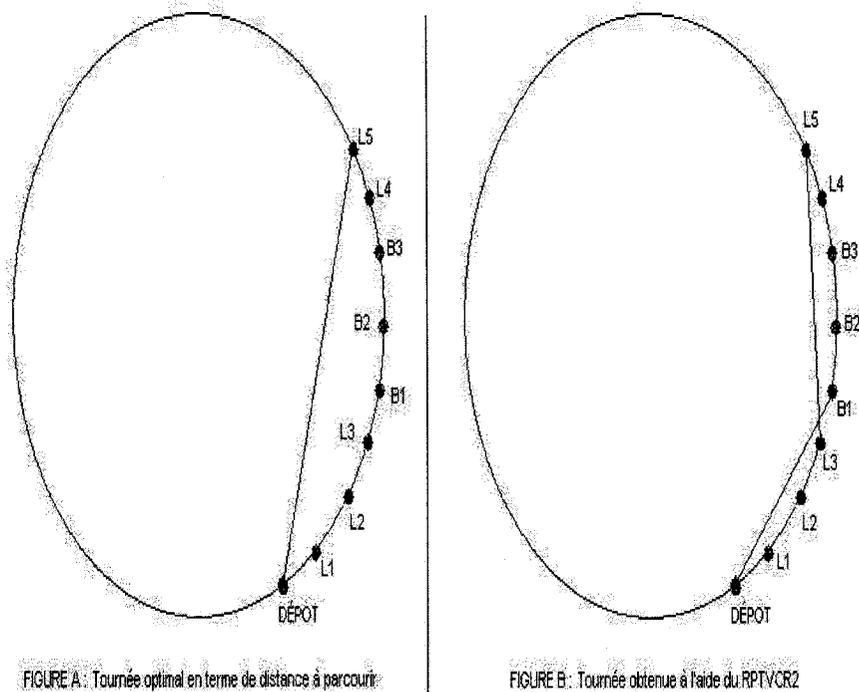


Figure 5.3 illustration de l'instance S1a

Il est clair aussi que lorsque les paramètres t_d , t_c , t_e changent de valeur, cela peut changer la forme de la solution.

L'analyse des résultats des instances du second groupe, nous permet de présumer une certaine stabilité de ID face au temps d'exécution. Dans le second groupe, on observe de nouveau l'apparition des sous-tournées. La restriction opérationnelle affecte légèrement dans certains cas la qualité des solutions. Mais cela est bien

cohérent pour ces instances.

Ce modèle se comporte très bien, la résolution utilise l'impact de la manutention exactement comme nous le prévoyons. On peut donc dire que ID est adéquat pour cette application. En même temps, nous reconnaissons que le modèle RPTVCR2 en plus d'être moins complexe que le RPTVCR1, se rapproche beaucoup plus d'un modèle de base du PTVCL proposé par la librairie. L'implantation des formules de manutention était naturelle, ce qui donne à ce modèle un avantage supplémentaire en utilisant ID.

Il faut noter qu'en pratique il y a beaucoup d'incertitude ou d'imprévu dans ce genre de problèmes (travaux ponctuelles sur la route, accidents routiers, etc...). Toutefois lorsque les ordres de grandeurs des temps de déplacements et des temps de manutentions sont similaires, cela reste très pertinent d'en tenir compte dans la modélisation.

CONCLUSION

Les problèmes de tournées de véhicules représentent une classe de problèmes en constante évolution. Ce mémoire, basé en essence sur le problème de tournées de véhicules avec collectes retournées au dépôt, s'inscrit dans cette logique.

Le premier chapitre a eu pour but de présenter une mise en contexte de ce travail à travers un aperçu des aspects adjacents à notre étude.

Le chapitre deux nous a permis de faire un passage de la programmation mathématique à la programmation par contraintes via une notation inspirée de la librairie Ilog Dispatcher. Dans ce chapitre, nos résultats ont montré encore une fois la pertinence de la relaxation de la contrainte sur le début de collecte ainsi qu'une certaine aisance dans la modélisation de cette dernière. Cette pertinence s'est marquée par l'obtention de 12 nouveaux résultats pour une relaxation. Les résultats numériques étaient en majorité éloignés des meilleurs résultats de la littérature, surtout quand la demande augmentait.

Le chapitre quatre, quant à lui, nous a permis de déployer notre premier modèle riche qui prenait en compte tous les paramètres d'enrichissement présentés dans le troisième chapitre. La modélisation des nuits passées à l'extérieur du dépôt est le principal apport de ce chapitre. Cependant, nous avons noté une faiblesse dans le comportement des outils de résolution ID sur ce modèle.

Le dernier chapitre a donné le jour à un second modèle riche qui prenait en compte l'effet de la manutention à l'intérieur de tournées journalières. Cette manoeuvre s'est très bien réalisée. La modélisation de ce problème complexe à rencontrer nos objectifs, tout comme le comportement des méthodes de résolutions utilisées pour ce dernier modèle.

Ilog Dispatcher est une librairie relativement facile à utiliser. Modéliser un problème de tournées avec cette librairie sera possible la plupart du temps. Cependant lorsque les problèmes deviennent complexes, il devient nécessaire de savoir très bien programmer et d'avoir une connaissance avancée de la librairie. Elle offre bien en effet des possibilités de développer des outils adaptés de résolution mais la chose est très ardue. Par contre, si le modèle à développer ne s'éloigne pas trop des applications de bases proposée par la librairie, alors il est possible d'avoir de bon résultats en jouant avec les nombreuses combinaisons possibles d'heuristique et d'opérateurs de voisinage.

L'objectif général de notre étude visait à accroître la capacité de modélisation de problèmes complexes. Dans cette perspective, ID s'est montré relativement efficace en ce sens que nous avons toujours été capable de trouver une issue logique de modélisation de toutes nos contraintes particulières. Cependant l'aspect générique des outils de résolutions est un handicap majeur en ce qui concerne la performance tant numérique que temporelle (CPU). Cette réalité s'est traduit premièrement par l'absence de nouveaux résultats pour les instances de Goetaschalckx et Jacobs-Blécha et deuxièmement par des résultats très fragiles en termes d'exploitabilité ou de performances pour les nouvelles instances considérées dans le chapitre quatre.

Ces quatre chapitres ont démontré la prise en charge d'un grand nombre de contraintes ordinaires et particulières dans un même modèle est chose faisable. Le défi à venir réside donc dans la création d'une nouvelle génération de méthodes de résolutions capable de résoudre des problèmes riches en intégrant de façon plus ou moins générique la spécificité de ces derniers. Une suite logique de ce mémoire serait le développement d'outils de résolutions avec ID spécifiques aux différents modèles présentés dans ce travail avec comme objectif la haute performance numérique. En effet, vu la grande variété d'applications liées au transport des biens et des personnes, il serait préjudiciable aux librairies de demain de ne pas tenir compte des

caractères particuliers de ces diverses applications.

RÉFÉRENCES

- [1] TOTH, P et VIGO, D. (2001). An overview of vehicle routing problems. pages 1–26.
- [2] DANTZIG G.B. et RAMSER J.H. (1959). The truck dispatching problem. *Management Science*.
- [3] BURKARD RAINER E. et AL. (1995). Well-solvable special cases of the tsp :a survey. Techn. rep., 52, Karl-Franzens-Universität & Technische Universität Graz.
- [4] COFFMAN E.G. et AL. (1997). Approximation algorithms for bin packing : a survey. pages 46–93.
- [5] CORDEAU J.F., POTVIN J.Y et SEMET F. (2002). A guide to vehicle routing heuristics. *Journal of the Operational Research Society*, 53 :512–522.
- [6] LAPORTE G., DESROCHERS M. et AL. (1984). Two exact algorithm for the distance constrained vehicle routing problem. *Networks*, 14 :161–172.
- [7] LAPORTE G., NOBERT Y. et AL. (1985). Optimal routing under capacity and distance restrictions. *Operations Research*, 33 :1050–1073.
- [8] CORDEAU J.F., DESAULNIERS G. et AL. (2001). Vrp with time windows. pages 157–193.
- [9] KNIGHT K. et HOFER J. (1968). Vehicle scheduling with timed and connected calls : A case of study. *Operational Research Quarterly*, 19 :299–310.
- [10] DESAULNIERS G., DESROSIERS J. et AL. (2001). Vrp with pickup and delivery. pages 225–242.
- [11] SAVELSBERGH M. et SOLOMON M. (1995). The general pickup and delivery problem. *Transportation Science* , 29 :17–29.

- [12] RENAUD J., LAPORTE G et BOCTOR F. (1996). A tabu search heuristic for the multidepot vehicle routing problem. *Comput. Oper. Res.*, 23 :229–235.
- [13] I-MING CHAO et AL. (1993). A new heuristic for the multi-depot vehicle routing problem that improves upon best-known solutions. *Am. J. Math. Manage. Sci.*
- [14] GOLDEN B.L. et BAKER E. et AL. (1985). The vehicle routing problem with backhauling : Two approaches. pages 90–92.
- [15] TOTH P. et VIGO D. (1997). An exact algorithm for the vehicle routing problem with backhauls. *Transportation Science*, 31 :372–385.
- [16] MINGOZZI A., GIORGI S. et AL. (1999). An exact method for the vehicle routing problem with backhauls. *Transportation Science*.
- [17] CASCO D., GOLDEN B.L et AL. (1988). Vehicle routing with backhauls : Models, algorithms, and case studies. pages 127–147.
- [18] CORDEAU J.F, GENDREAU M. et AL. (2004). New heuristics for the vehicle Routing Problem. *Cahier du GERAD* .
- [19] TOTH P. et VIGO D. (2001). Vrp with backhauls. pages 195–224.
- [20] WADE A.C et SALHI S. (2002). An investigation into a new class of vehicle routing problem with backhauls. *Omega 30*, pages 479–487.
- [21] ROPKE S. et PISINGER D. (2004). A unified heuristic for a large class of vehicle routing problems with backhauls. *European Journal of Operational Research*.
- [22] KONTORAVDIS G. et BARD J.F. (1995). A grasp for the vehicle routing problem with time windows. *ORSA on Computing*, 7 :10–23.
- [23] DUHAMEL C., POTVIN J.Y. et ROUSSEAU J.M. (1997). A tabu search heuristic for the vehicle routing problem with backhauls and time windows. *Transportation Science*, 31 :49–59.

- [24] TOTH P. et VIGO D. (1999). A heuristic algorithm for the symmetric and asymmetric vehicle routing problems with backhauls. *European Journal of Operational Research*, 113 :528–543.
- [25] GARVIN W., CRANDALL H.W. et AL. (1957). Applications of linear programming in the oil industry. *Management Science*, 3(4) :407–430.
- [26] BALINSKI M. et QUANDT R.(1964). On an integer program for a delivery problem. *Operations Research*, 12 :300–304.
- [27] ROUSSEAU L.M., PESANT G. et GENDREAU M. (2000). A hybrid algorithm to solve a physician rostering problem, (2000).
- [28] ROUSSEAU L.M., PESANT G. et GENDREAU M. (2002). A general approach to the physician rostering problem. *Annals of Operations Research*, 115 :193–205.
- [29] PESANT G. et GENDREAU M. (1999). Constraint programming and operations research : Comments from an operations researcher. *J. Heuristics*, 5(3) :255–279.
- [30] ROUSSEAU L.M., PESANT G. et GENDREAU M. (2001). Building negative reduced cost paths using constraint programming. *LECTURE NOTES IN COMPUTER SCIENCE*.
- [31] PESANT G. et GENDREAU M.(2002). A constraint programming framework for local search methods. *J. Heuristics*, 8 :19–24.
- [32] ROUSSEAU L.M., GENDREAU M. et PESANT G.(2002). Using constraint-based operators to solve the vehicle routing problem with time windows. *J. Heuristics*, 8 :43–58.
- [33] ROUSSEAU L.M. et PESANT G. (1999). Une hybridation de programmation par contraintes et recherche locale pour le problème de tournées de véhicules. In *JFPLC*, pages 145–160.

- [34] HASLE GEIR (Mars 2005). Heuristics for rich vrp models.
<http://www1.ctt.dtu.dk/ROUTE2003/presentations/Geir%20Hasle.ppt>
- [35] Sintef-ict. (Janvier 2006). <http://www.sintef.no>.
- [36] GOLDEN B.L., ASSAD A.A. et AL. (2001). Routing vehicles in the real world : applications in the solid waste, beverage, food, dairy, and newspaper industries. pages 245–286.
- [37] BRÄYSY O., Gendreau M. et AL. (2002). A survey of rich vehicle routing models and heuristic solution techniques. In *Second Workshop on Integration of AI and OR Techniques in Constraint Programming for Combinatorial Optimization Problems*
- [38] GENDREAU M., IORI M. et AL. (2006). A tabu search heuristic for the vehicle routing problem with two-dimensional loading constraints. *Networks*.
- [39] GENDREAU M., IORI M. et AL. (2006). A tabu search algorithm for a routing and container loading problem. *Transportation Science*, (2006).
- [40] Ilog Dispatcher 4.1. (Mars 2005). User's manual : Predefined first solution heuristics.
- [41] Ilog Dispatcher 4.1. (Mars 2005). User's manual : Predefined neighborhoods.
- [42] Ilog Dispatcher 4.1. (Mars 2005). User's manual : Predefined search heuristics and metaheuristics.
- [43] Communication : La palette fait bouger le monde!. (Avril 2005).
<http://carrefour.cegep-baie-comeau.qc.ca/rpresse/0504/050401netboisb.html>
- [44] LAPORTE G. et NOBERT Y.(1987). Exact algorithms for the vehicle routing problem. *Annals of Discrete Mathematics*, 31 :147–184.
- [45] VRP-WEB. (Février 2005). <http://neo.lcc.uma.es/radi-aeb/webvrp/>.

- [46] GOETSCHALCKX M. et JACOBS-BLECHA C.(1989). The vehicle routing problem with backhauls. *European Journal of Operational Research*, pages 42 :39-51.

ANNEXE I

OPÉRATEURS DE VOISINAGES ET HEURISTIQUES UTILISÉES POUR LES TESTS

Cette annexe présente sommairement les différentes heuristiques et opérateurs de voisinage utilisées dans ce mémoire sur deux sections. Toutes l'information provient directement de la documentation du manuel utilisateur de ILOG Dispatcher 4.1.

I.1 Heuristique de première solution

L'heuristique de première solution que nous avons utilisée pour toutes les expérimentations se nomme `GenerateFirstSolution`, elle se trouve être l'exemple d'heuristique de première solution développer dans la documentation.

L'algorithme se décrit comme suit :

1. Sélectionner un véhicule W disponible avec la plus grande capacité. Si il n'y en a pas, l'algorithme s'achève.
2. Commencer un itinéraire partiel composée de la première visite de W . Poser v_1 la dernière visite de cette route partielle.
3. Trouver une visite v qui minimise le coût d'aller de v_1 à v en utilisant le véhicule W . Si ce n'est pas possible de trouver une telle visite sans violer une contrainte, fermer l'itinéraire partiel courante de W et aller à l'étape 1.
4. Ajouter v à la fin de l'itinéraire partiel et $v_1=v$. Aller à l'étape 3.

I.2 Opérateurs de voisinage pour les VRP avec ID

Dans ce projet nous avons utilisé cinq opérateurs de voisinage que sont OrOpt, FPRelocate, Exchange, Makeperformed et makeUnperformed. Nous allons les définir sur quatre sous-sections.

I.2.1 OrOpt()

Dans le voisinage OrOpt les segments de visites d'un meme route relocalisés. L'algorithme se décrit comme suit :

1. Commencer avec un itinéraire initiale.
2. Déplacer les parties d'itinéraire composées d'une visite ailleurs dans l'itinéraire.
3. Si le coût a été réduit et si toutes les contraintes sont satisfaites, aller à l'étape 2.
4. Lorsque tous les mouvements admissibles ont été testés, essayer de déplacer des parties de l'itinéraire composées de deux visites consécutives.
5. Après avoir essayer tous les déplacement de parties composées de deux visites consécutives, essayer de déplacer des parties de l'itinéraire composées de trois visites consécutives.

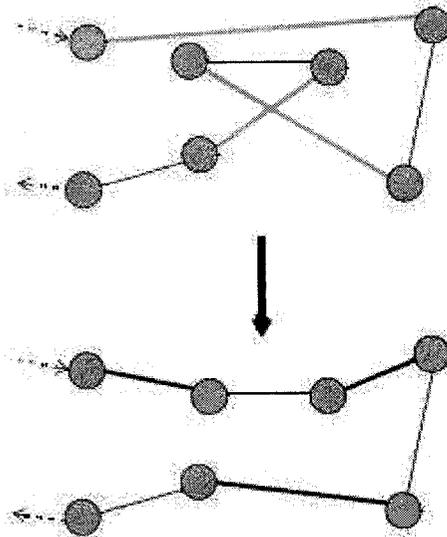


Figure B.2 Using an Or-Opt neighborhood

Figure I.1 illustration de OrOpt

I.2.2 FPRelocate()

FPRelocate() est un voisinage fortement dérivé de Relocate, c'est pourquoi nous exposerons Relocate avant FPRelocate.

Dans un voisinage Relocate, une visite est insérée dans un autre itinéraire si toutes les contraintes sont satisfaites. Cette méthode peut être généralisée si plus d'une visite d'un itinéraire sont déplacées au même moment. Quand des paires de visites sont déplacé, ce voisinage est intéressant pour optimiser les PTVCL (PDP en anglais). La figure suivante montre le processus.

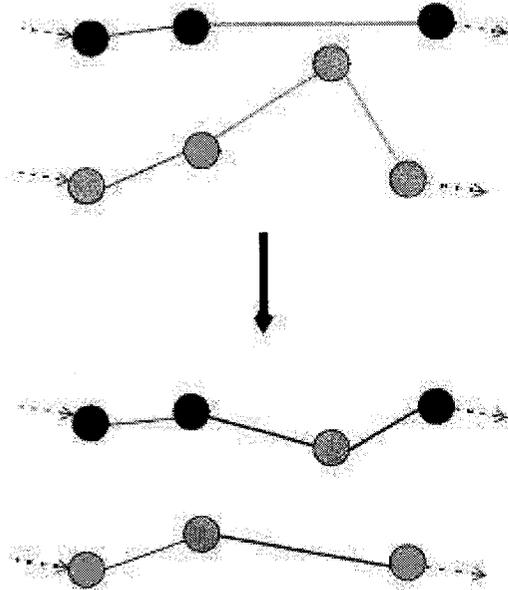


Figure B.3 Using a Relocate neighborhood

Figure I.2 illustration de Relocate

FPRelocate, quant à lui, produit un voisinage qui modifie une solution par la relocalisation individuelle de visite à une nouvelle position dans un autre itinéraire. Ce voisinage est très similaire au voisinage Relocate à l'exception qu'il explore plus de possibilités dans des cas de PTVCL.

I.2.3 Exchange()

Dans un voisinage exchange, deux visites de deux différents itinéraires permutent leurs places si toutes les contraintes demeurent satisfaites. Cette méthode peut être généralisée si plus d'une visite sont échangées au même moment. La figure suivante décrit ce processus.

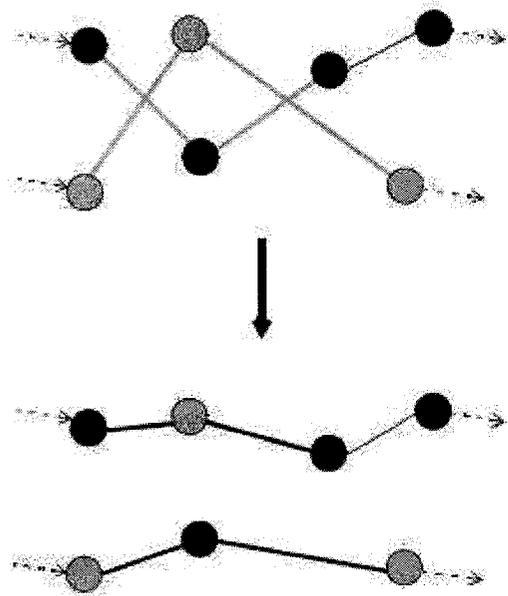


Figure B.5 Using an Exchange neighborhood

Figure I.3 illustration de Exchange

I.2.4 Makeperformed() et makeUnperformed()

Le voisinage Makeperformed retourne un voisinage qui modifie un solution existante en insérant une visite non encore exécutée à l'intérieur de cette solution.

Le voisinage MakeUnperformed retourne un voisinage qui modifie un solution existante en transformant une visite déjà exécutée en une visite non exécutée à l'intérieur de cette solution.

ANNEXE II

TABLEAUX DE RÉSULTAT DU CHAPITRE 2

II.1 Meilleurs résultats utilisés pour les comparaisons du PTVCR

Tableau II.1 Meilleurs résultats du PTVCR

instance	Objectif
GA1	229885.65
GA2	180119.21
GA3	163405.38
GA4	155796.41
GB1	239080.15
GB2	198047.77
GB3	169372.29
GC1	250556.77
GC2	215020.23
GC3	199345.96
GC4	195366.63
GD1	322530.13
GD2	316708.86
GD3	239478.63
GD4	205831.94
GE1	238879.58
GE2	212263.11
GE3	206659.17
GF1	264299.6
GF2	265214.16
GF3	241120.77
GF4	233861.85
GG1	306305.4
GG2	245440.99
GG3	229507.48
GG4	235251.47
GG5	221730.35
GG6	213457.35
GH1	268933.06
GH2	253365.5
GH3	247449.04
GH4	250220.77
GH5	246121.31
GH6	249135.32
GI1	350958.02
GI2	309943.84
GI3	294507.38
GI4	295988.45
GI5	301236.01

Tableau II.2 Meilleurs résultats du PTVCR(suite)

instance	Objectif
GJ1	335006.68
GJ2	310417.21
GJ3	279219.21
GJ4	296773.38
GK1	394846.98
GK2	362656.70
GK3	365694.08
GK4	348949.39
GL1	426013.41
GL2	402245.17
GL3	402677.72
GL4	384636.33
GL5	387564.55
GM1	400860.79
GM2	398908.71
GM3	377352.81
GM4	348624.42
GN1	408926.4
GN2	409280.16
GN3	396167.85
GN4	397363.45
GN5	375895.96
GN6	377368.09

II.2 Résultats des PTVCRID et PTVCRID2

Le notation suivante donne la signification des noms des différentes colonnes des tableaux.

DTP : Distance totale parcourue.

NBT : Nombre de tournées.

NBV : Nombre de véhicules utilisées.

T : Temps de calculs en secondes.

Tableau II.3 Résultats du PTVCRID

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	247541	9	1	1.87
GA2	230131	6	1	1.71
GA3	219146	4	1	2.61
GA4	219146	4	1	2.35
GB1	303859	10	1	2.71
GB2	272726	7	1	2.61
GB3	218917	4	1	2.71
GC1	343780	11	1	4.76
GC2	328810	9	1	4.51
GC3	277818	8	1	5.72
GC4	277818	8	1	5.22
GD1	388260	12	1	4
GD2	388260	12	1	3.89
GD3	325489	9	1	4.09
GD4	306461	7	1	3.89
GE1	386281	11	1	5.94
GE2	304429	6	1	5.7
GE3	304727	6	1	7.78
GF1	464497	12	1	12.58
GF2	464497	12	1	13.12
GF3	355997	8	1	8.61
GF4	343969	7	1	10.86
GG1	498054	16	1	10.15
GG2	429250	11	1	10.42
GG3	395482	8	1	12.27
GG4	395482	8	1	13.22
GG5	348905	8	1	10.03
GG6	364422	8	1	8.84
GH1	462859	13	1	19.88
GH2	407726	9	1	13.05
GH3	364648	8	1	21.72
GH4	364648	8	1	22.75
GH5	333099	7	1	25.6
GH6	333099	7	1	26.8
GI1	617863	21	1	22.07
GI2	570025	15	1	30.22
GI3	562166	17	1	26.17
GI4	562166	17	1	28.8
GI5	562166	17	1	30.82
GJ1	646992	19	1	47.71
GJ2	564802	15	1	31.68
GJ3	509293	12	1	21.46
GJ4	582385	15	1	29.76
GK1	801213	19	1	48.55
GK2	731876	17	1	70.36
GK3	731876	17	1	73.75
GK4	676666	16	1	65.3

Tableau II.4 Résultats du PTVCRID (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GL1	937139	25	1	74.46
GL2	952404	26	1	65.88
GL3	952404	26	1	67.83
GL4	964971	30	1	73.82
GL5	964971	30	1	76.31
GM1	907251	23	1	121.79
GM2	907251	23	1	118.7
GM3	803945	20	1	100.05
GM4	675066	13	1	131.67
GN1	884315	23	1	146.56
GN2	884315	23	1	143.99
GN3	932292	28	1	71.05
GN4	932292	28	1	73.07
GN5	845130	25	1	73.74
GN6	845130	25	1	75.68

Tableau II.5 Résultats du PTVCRID2

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	234532	8	3	4.73
GA2	192066	5	3	4.93
GA3	180184	3	2	5.42
GA4	180184	3	2	4.98
GB1	266669	8	3	7.1
GB2	212713	5	2	9.06
GB3	214504	4	2	8.51
GC1	286250	9	3	15.36
GC2	235868	6	3	14.94
GC3	241915	6	3	16.11
GC4	241915	6	3	15.18
GD1	336338	12	4	13.01
GD2	336338	12	4	12.76
GD3	282147	9	4	12.06
GD4	251016	7	3	12.9
GE1	294832	7	4	17.78
GE2	264919	6	3	19.71
GE3	258308	4	3	21.98
GF1	323988	9	4	41.34
GF2	323988	9	4	43.41
GF3	307627	6	4	36.61
GF4	281164	5	3	46.58
GG1	374598	12	5	28.49
GG2	320231	8	4	33.45
GG3	280869	6	3	40.19
GG4	280869	6	3	41.42
GG5	275934	4	3	47
GG6	270501	4	3	44.33

Tableau II.6 Résultats du PTVCRID2 (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GH1	324413	8	4	59.38
GH2	322104	7	4	67.58
GH3	330285	7	4	54.55
GH4	330285	7	4	55.9
GH5	303634	6	4	57.87
GH6	303634	6	4	58.28
GI1	451417	14	6	90.74
GI2	451038	11	4	123.09
GI3	412564	9	5	97.09
GI4	412564	9	5	98.5
GI5	412564	9	5	99.32
GJ1	469052	13	5	115.2
GJ2	419687	12	5	121.7
GJ3	387049	9	5	132.21
GJ4	434026	10	5	123.22
GK1	562609	18	6	159.58
GK2	513604	11	6	163.89
GK3	513604	11	6	164.44
GK4	521706	10	6	181.96
GL1	685133	17	7	266.75
GL2	632807	16	6	294.15
GL3	632807	16	6	294.19
GL4	545176	12	6	312.57
GL5	545176	12	6	314.44
GM1	641542	17	7	208
GM2	641542	17	7	206.88
GM3	608259	11	7	202.83
GM4	612726	12	7	217.29
GN1	688592	19	7	339.54
GN2	688592	19	7	335.18
GN3	622674	13	6	372.29
GN4	622674	13	6	377.87
GN5	607089	15	6	375.32
GN6	607089	15	6	376.5

II.3 Résultats des PTVCRID3 pour α variant 0 à 1 avec un pas de 1Tableau II.7 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.1$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	229886	8	3	16.5
GA2	183674	5	3	13.85
GA3	167198	3	2	16.75
GA4	167198	3	2	15.06
GB1	253241	8	3	24.22
GB2	207102	5	2	34.38
GB3	202354	4	2	27.25
GC1	277533	8	3	53.07
GC2	228998	6	3	51.02
GC3	209419	5	3	42.1
GC4	209419	5	3	40.05
GD1	324515	11	4	44.24
GD2	324515	11	4	43.46
GD3	257997	8	4	31.43
GD4	217944	5	3	38.17
GE1	259001	7	4	73.79
GE2	229550	5	3	79.3
GE3	209334	4	3	75.98
GF1	285290	7	4	131.71
GF2	285290	7	4	141.99
GF3	329483	7	4	110.9
GF4	261856	6	3	133.58
GG1	348055	10	5	103.48
GG2	323876	8	4	104.32
GG3	283766	6	3	130.75
GG4	283766	6	3	144.16
GG5	277394	5	3	144.99
GG6	257508	4	3	134.72
GH1	300758	7	4	192.27
GH2	300780	6	4	271.76
GH3	286593	7	4	195.69
GH4	286593	7	4	211.68
GH5	270874	6	4	180.56
GH6	270874	6	4	190.64
GI1	440078	12	5	386.15
GI2	378833	9	5	350.1
GI3	377328	8	4	368.9
GI4	377328	8	4	394.77
GI5	377328	8	4	423.91
GJ1	393419	11	5	414.98
GJ2	362988	10	5	391.27
GJ3	409703	8	5	454.65
GJ4	391313	9	5	419.12

Tableau II.8 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.1$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GK1	471445	13	6	674.08
GK2	487022	12	6	600.79
GK3	487022	12	6	656.33
GK4	443469	10	6	671.65
GL1	577562	15	7	980.59
GL2	541629	13	6	1319.24
GL3	541629	13	6	1407.01
GL4	492456	11	6	1124.75
GL5	492456	11	6	1174.25
GM1	558455	14	7	756.36
GM2	558455	14	7	742.38
GM3	493782	10	6	725.14
GM4	468402	10	7	646.42
GN1	523126	12	7	1010.6
GN2	523126	12	7	996.68
GN3	566057	14	7	1085.32
GN4	566057	14	7	1127.42
GN5	472144	10	6	1097.58
GN6	472144	10	6	1134.57

Tableau II.9 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.2$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	229886	8	3	17.42
GA2	175149	5	3	14.34
GA3	175773	4	2	18.47
GA4	175773	4	2	16.95
GB1	247779	8	3	26.91
GB2	215531	5	3	22.79
GB3	183513	4	2	26.07
GC1	264832	8	3	54.2
GC2	220147	6	3	52.41
GC3	218770	5	3	47.78
GC4	218770	5	3	44.53
GD1	324515	11	4	44.91
GD2	324515	11	4	43.81
GD3	276501	8	4	40.13
GD4	205956	5	3	39.37

Tableau II.10 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.2$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GE1	270639	8	4	74.75
GE2	253725	6	3	74.57
GE3	208968	5	3	74.21
GF1	291765	7	4	122.54
GF2	291765	7	4	129.66
GF3	264936	6	4	109.49
GF4	244108	5	3	142
GG1	336624	11	5	113.92
GG2	330322	9	4	135.97
GG3	287329	6	3	133.09
GG4	287329	6	3	143.65
GG5	261433	5	3	128.93
GG6	240851	5	4	91.56
GH1	290417	6	4	161.71
GH2	281727	6	4	212.5
GH3	272052	6	3	243.82
GH4	272052	6	3	268.16
GH5	245016	5	3	226.95
GH6	245016	5	3	239.21
GI1	405911	11	5	417.64
GI2	385580	10	5	400.54
GI3	356646	8	4	403.4
GI4	356646	8	4	436.67
GI5	356646	8	4	472.97
GJ1	410083	11	5	411.24
GJ2	356597	10	5	375.2
GJ3	312924	6	5	357.7
GJ4	354143	8	5	422.98
GK1	494267	12	6	589.55
GK2	412043	10	6	516.69
GK3	412043	10	6	549.41
GK4	428114	8	6	484.42
GL1	543170	14	7	794.26
GL2	501759	13	7	829.32
GL3	501759	13	7	859.02
GL4	456666	11	6	989.62
GL5	456666	11	6	1014.23
GM1	511101	13	7	652.63
GM2	511101	13	7	632.44
GM3	477312	11	7	663.45
GM4	451167	10	7	593.88
GN1	518311	15	7	882.66
GN2	518311	15	7	880.33
GN3	510887	12	7	975.94
GN4	510887	12	7	1003.69
GN5	484932	10	6	1102.13
GN6	484932	10	6	1134.45

Tableau II.11 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.3$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	228946	8	3	15.39
GA2	202387	5	3	18.29
GA3	164011	4	2	16.07
GA4	164011	4	2	14.35
GB1	233810	7	3	33.17
GB2	198849	5	3	20.48
GB3	194303	3	2	26.86
GC1	276573	8	4	46.32
GC2	221757	5	3	42.98
GC3	222425	6	2	59.56
GC4	222425	6	2	54.64
GD1	342338	12	4	37.79
GD2	342338	12	4	36.81
GD3	256122	8	4	38.63
GD4	251290	6	3	58.36
GE1	257205	8	3	76.28
GE2	224027	6	3	76.19
GE3	195589	4	3	81.91
GF1	274980	8	4	127.51
GF2	274980	8	4	137.98
GF3	285867	7	4	123.59
GF4	254264	5	3	127.43
GG1	349311	11	5	115.54
GG2	261295	7	4	100.33
GG3	281633	7	3	124.45
GG4	281633	7	3	136.33
GG5	259982	6	4	105.32
GG6	237825	4	3	118.68
GH1	277957	8	3	244
GH2	303957	7	4	172.27
GH3	248436	5	4	172.17
GH4	248436	5	4	181.82
GH5	275739	6	4	176.82
GH6	275739	6	4	190.94
GI1	389768	11	5	362.78
GI2	389287	11	5	411.33
GI3	342671	8	4	369.05
GI4	342671	8	4	391.59
GI5	342671	8	4	423.76
GJ1	415085	12	5	481.44
GJ2	391544	10	5	413.06
GJ3	333118	6	5	360.53
GJ4	345893	9	5	449.01
GK1	492131	12	6	599.64
GK2	414803	10	6	504.14
GK3	414803	10	6	525.06
GK4	419454	8	5	598.56

Tableau II.12 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.3$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GL1	531457	13	7	1016.65
GL2	516974	12	6	1065.31
GL3	516974	12	6	1119.21
GL4	478582	9	6	1076.24
GL5	478582	9	6	1146.62
GM1	494315	13	7	708.56
GM2	494315	13	7	683.3
GM3	505046	11	6	877.62
GM4	430290	9	6	705.12
GN1	547608	13	7	1090.24
GN2	547608	13	7	1061.34
GN3	523816	12	7	1074.7
GN4	523816	12	7	1142.91
GN5	476083	11	7	990.32
GN6	476083	11	7	1007.01

Tableau II.13 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.4$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	224307	8	3	16.87
GA2	178704	5	2	14.17
GA3	164868	3	2	15.2
GA4	164868	3	2	13.8
GB1	233810	7	3	33.13
GB2	199854	5	3	21.13
GB3	194778	3	2	32.75
GC1	280442	8	4	56.18
GC2	224445	5	3	37.91
GC3	189294	4	3	42.04
GC4	189294	4	3	39.97
GD1	329135	11	4	40.12
GD2	329135	11	4	39.1
GD3	256503	7	3	53.17
GD4	242570	5	2	56.65
GE1	275831	7	4	68.28
GE2	217794	4	3	76.41
GE3	199890	5	3	79.67
GF1	308473	7	4	161.99
GF2	308473	7	4	172.92
GF3	255656	7	4	125.03
GF4	280668	6	4	115.56
GG1	326662	10	5	95.86
GG2	290188	6	4	108.65
GG3	249919	6	3	151.3
GG4	249919	6	3	163.14
GG5	251285	5	3	138.74
GG6	239397	4	3	131.83

Tableau II.14 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.4$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GH1	276806	7	3	241.36
GH2	256922	6	4	179.64
GH3	250353	5	4	204.76
GH4	250353	5	4	219.34
GH5	274283	6	3	232.26
GH6	274283	6	3	260.01
GI1	382389	10	5	383.09
GI2	374577	10	4	441.14
GI3	328245	8	4	439.55
GI4	328245	8	4	469.34
GI5	328245	8	4	505.48
GJ1	404825	12	6	351.7
GJ2	377245	10	5	375.46
GJ3	318086	6	5	373.15
GJ4	336263	8	5	427.92
GK1	470193	13	6	578.2
GK2	435424	11	6	517.9
GK3	435424	11	6	542.6
GK4	422973	8	5	706.92
GL1	499113	14	7	850
GL2	471771	11	6	1030.47
GL3	471771	11	6	1104.15
GL4	469032	11	7	828.66
GL5	469032	11	7	851.69
GM1	435094	12	7	563.2
GM2	435094	12	7	556.48
GM3	453929	11	6	696.38
GM4	429462	8	6	707.5
GN1	491355	14	7	1117.54
GN2	491355	14	7	1078.69
GN3	521038	11	6	1180.82
GN4	521038	11	6	1252.85
GN5	446313	10	7	962.07
GN6	446313	10	7	968.44

Tableau II.15 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.5$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	235498	9	3	4.95
GA2	219095	6	2	6.15
GA3	167194	3	2	5.05
GA4	167194	3	2	4.76
GB1	281555	8	3	8.16
GB2	200419	6	2	7.99
GB3	185799	4	2	8.45
GC1	302184	9	3	15.3
GC2	253450	6	3	13.98
GC3	181763	3	3	14.55
GC4	181763	3	3	14.37
GD1	386942	15	4	15.09
GD2	386942	15	4	14.77
GD3	329413	11	3	17.24
GD4	219949	6	3	14.1
GE1	288899	9	4	22.4
GE2	247573	6	3	21.9
GE3	233249	6	2	35.06
GF1	359649	8	4	39.84
GF2	359649	8	4	41.3
GF3	260847	6	4	37.6
GF4	288133	6	4	38.9
GG1	360784	11	5	28.99
GG2	307161	8	4	36.64
GG3	254814	6	3	42.55
GG4	254814	6	3	44.3
GG5	243969	5	3	47.77
GG6	258798	5	3	45.55
GH1	300837	8	4	56.28
GH2	284239	6	4	56.49
GH3	262719	5	3	67.51
GH4	262719	5	3	68.22
GH5	293639	5	3	71.63
GH6	293639	5	3	74.57
GI1	446646	11	6	85.4
GI2	384092	9	5	103.92
GI3	339482	8	4	120.48
GI4	339482	8	4	120.34
GI5	339482	8	4	120.88
GJ1	478193	13	6	113.3
GJ2	423525	12	5	129.54
GJ3	372418	10	5	124.58
GJ4	352794	9	5	127.18
GK1	556863	14	7	143.17
GK2	500776	11	6	172.74
GK3	500776	11	6	176.41
GK4	474964	9	5	206.25

Tableau II.16 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.5$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GL1	645956	14	7	275.61
GL2	593175	13	7	298.98
GL3	593175	13	7	301.21
GL4	585662	10	7	322.55
GL5	585662	10	7	324.81
GM1	579170	16	6	221.94
GM2	579170	16	6	221.63
GM3	542913	13	7	223.69
GM4	499121	11	6	250.6
GN1	645178	17	7	359.56
GN2	645178	17	7	349.83
GN3	606781	15	6	398.05
GN4	606781	15	6	413.34
GN5	588306	13	7	378.02
GN6	588306	13	7	375.19

Tableau II.17 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.6$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	236571	8	3	4.71
GA2	203056	5	2	4.95
GA3	167194	3	2	5.02
GA4	167194	3	2	4.75
GB1	259178	7	3	7.69
GB2	216122	5	3	6.77
GB3	179615	3	2	8.63
GC1	302184	9	3	15.22
GC2	246561	6	3	13.65
GC3	218873	5	3	15.18
GC4	218873	5	3	14.53
GD1	386942	15	4	15.09
GD2	386942	15	4	14.82
GD3	283621	9	3	15.16
GD4	238193	6	3	13.22
GE1	298408	9	4	21.11
GE2	247573	6	3	21.76
GE3	233249	6	2	35.04
GF1	329171	8	4	38.43
GF2	329171	8	4	38.97
GF3	273175	6	3	44.32
GF4	299309	6	4	38.53

Tableau II.18 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.6$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GG1	372574	12	5	28.85
GG2	307878	8	4	38.79
GG3	275575	7	3	43.05
GG4	275575	7	3	45.05
GG5	244993	5	3	48.13
GG6	258798	5	3	45.64
GH1	328097	9	4	60.44
GH2	297982	6	4	59.31
GH3	287511	6	3	68.8
GH4	287511	6	3	70.48
GH5	261385	4	3	67.84
GH6	261385	4	3	69.39
GI1	479648	12	5	97.6
GI2	432771	11	5	102.41
GI3	326948	7	4	117.18
GI4	326948	7	4	117.31
GI5	326948	7	4	118.94
GJ1	466390	14	6	106.18
GJ2	427235	11	5	127.44
GJ3	373107	10	5	125.02
GJ4	346665	9	5	128.19
GK1	535198	13	7	145.53
GK2	496536	11	6	173.32
GK3	496536	11	6	176.58
GK4	452789	9	5	210.54
GL1	709728	16	8	263.29
GL2	592623	12	7	311.66
GL3	592623	12	7	311.05
GL4	586912	10	7	321.88
GL5	586912	10	7	320.95
GM1	576595	16	7	222.18
GM2	576595	16	7	222.38
GM3	526547	13	7	225.44
GM4	513991	10	6	247.09
GN1	645974	17	7	357.75
GN2	645974	17	7	349.75
GN3	600771	16	6	400.3
GN4	600771	16	6	417.08
GN5	578274	13	7	386.35
GN6	578274	13	7	388.05

Tableau II.19 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.7$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	239748	9	3	5.6
GA2	203378	6	2	5.37
GA3	165494	3	2	5.02
GA4	165494	3	2	4.69
GB1	259178	7	3	7.7
GB2	238166	6	3	7.4
GB3	173042	4	2	7.61
GC1	270609	8	4	12.34
GC2	254150	6	3	14.82
GC3	200812	4	3	14.7
GC4	200812	4	3	14.25
GD1	386942	15	4	15.12
GD2	386942	15	4	14.84
GD3	279449	8	3	14.76
GD4	204565	5	3	13.39
GE1	276430	7	4	18.53
GE2	237326	5	3	20.35
GE3	233249	6	2	35.07
GF1	318190	7	4	36.82
GF2	318190	7	4	36.81
GF3	296519	7	4	43.32
GF4	287467	6	4	39.35
GG1	407279	13	5	33.17
GG2	304977	8	4	40.11
GG3	254867	6	3	42.3
GG4	254867	6	3	43.32
GG5	246271	5	3	46.23
GG6	250758	4	3	44.85
GH1	291456	7	4	57.73
GH2	282238	6	4	56.77
GH3	282448	5	3	67.74
GH4	282448	5	3	68.27
GH5	260205	4	3	67.97
GH6	260205	4	3	69.69
GI1	463139	15	6	82.24
GI2	434003	11	5	99.28
GI3	324629	6	4	116.62
GI4	324629	6	4	115.89
GI5	324629	6	4	119.19
GJ1	464534	14	6	107.68
GJ2	427129	11	5	131.62
GJ3	365237	8	5	124.17
GJ4	358396	10	5	129.66
GK1	553351	14	7	152.03
GK2	504976	11	6	173.12
GK3	504976	11	6	174.99
GK4	447076	9	5	213.13

Tableau II.20 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.7$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GL1	666602	13	8	256.94
GL2	594982	13	7	309.29
GL3	594982	13	7	309.29
GL4	597577	11	7	328.45
GL5	597577	11	7	331.36
GM1	576274	16	6	243.92
GM2	576274	16	6	244.25
GM3	533913	12	7	230.69
GM4	504552	11	6	249.68
GN1	646596	17	7	365.33
GN2	646596	17	7	355.5
GN3	600902	16	6	401.93
GN4	600902	16	6	414.08
GN5	572943	13	7	385.5
GN6	572943	13	7	384.97

Tableau II.21 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.8$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	231885	8	3	17.6
GA2	173600	5	2	13.96
GA3	142874	3	2	14.97
GA4	142874	3	2	13.8
GB1	258794	7	3	24.33
GB2	187495	4	3	21.29
GB3	145708	3	2	23.93
GC1	257886	7	4	41.74
GC2	240288	6	3	52.86
GC3	208092	3	3	49.46
GC4	208092	3	3	45.7
GD1	335847	12	4	42.87
GD2	335847	12	4	41.72
GD3	261138	8	3	51.73
GD4	198811	5	3	43.18
GE1	266064	7	4	76.37
GE2	220882	5	3	69.93
GE3	194798	4	2	119.44

Tableau II.22 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.8$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GF1	289152	6	4	120.74
GF2	289152	6	4	126.24
GF3	269745	7	3	129.61
GF4	275625	6	4	115.63
GG1	359043	12	5	132.21
GG2	300520	8	4	135.89
GG3	260410	7	3	131.93
GG4	260410	7	3	142.75
GG5	242054	5	3	143.26
GG6	249000	4	3	126.28
GH1	286209	7	4	185.26
GH2	235599	5	4	169.79
GH3	252095	4	3	217.67
GH4	252095	4	3	239.34
GH5	258710	4	3	212.78
GH6	258710	4	3	235.9
GI1	393646	12	6	297.4
GI2	335684	9	5	314.64
GI3	295984	7	4	393.95
GI4	295984	7	4	413.59
GI5	295984	7	4	445.43
GJ1	421764	11	6	413.94
GJ2	367228	10	5	423.88
GJ3	306273	6	5	360.62
GJ4	354230	9	5	412.2
GK1	440261	12	7	452.94
GK2	414736	10	6	486.15
GK3	414736	10	6	502.37
GK4	383101	8	5	613.43
GL1	519593	13	8	718.63
GL2	462128	11	7	835.93
GL3	462128	11	7	834.63
GL4	461532	9	6	1016.22
GL5	461532	9	6	1091.8
GM1	479412	14	6	795.49
GM2	479412	14	6	763.32
GM3	448904	10	7	698.61
GM4	430518	8	6	736.87
GN1	495720	14	7	953.27
GN2	495720	14	7	920.23
GN3	503119	12	6	1136.85
GN4	503119	12	6	1196.27
GN5	423680	8	7	985.76
GN6	423680	8	7	1002.52

Tableau II.23 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.9$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	224891	8	3	17.81
GA2	173062	5	2	14.87
GA3	142034	3	2	15.4
GA4	142034	3	2	14.35
GB1	258794	7	3	24.7
GB2	192833	5	3	22.44
GB3	145708	3	2	23.96
GC1	265383	7	4	41.86
GC2	240288	6	3	53.03
GC3	199341	3	3	49.03
GC4	199341	3	3	45.44
GD1	335847	12	4	42.98
GD2	335847	12	4	42.18
GD3	259878	8	3	47.97
GD4	211900	5	3	41.41
GE1	267346	8	4	80.92
GE2	210401	5	3	84.58
GE3	194798	4	2	121.17
GF1	281485	7	4	118.11
GF2	281485	7	4	123.57
GF3	251851	6	3	133.07
GF4	265495	6	4	113.99
GG1	359043	12	5	131.94
GG2	300520	8	4	137.61
GG3	256872	6	3	151.01
GG4	256872	6	3	165.69
GG5	246252	5	3	148.1
GG6	249000	4	3	125.79
GH1	285584	7	4	179.76
GH2	235599	5	4	167.82
GH3	272890	4	3	246.72
GH4	272890	4	3	263.83
GH5	256379	4	3	218.12
GH6	256379	4	3	239.15
GI1	388201	13	6	308.19
GI2	377407	9	5	340.85
GI3	290054	7	4	386.34
GI4	290054	7	4	400.46
GI5	290054	7	4	423.49
GJ1	393304	11	6	395.66
GJ2	367228	10	5	418.65
GJ3	308773	7	5	351.9
GJ4	354230	9	5	407.58
GK1	477562	13	7	474.26
GK2	437305	11	6	532.4
GK3	437305	11	6	567.96
GK4	382657	8	5	614.53

Tableau II.24 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 0.9$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GL1	517462	13	8	696.33
GL2	451117	10	7	811.66
GL3	451117	10	7	809.43
GL4	440091	8	6	937.97
GL5	440091	8	6	970.03
GM1	494620	14	6	808.77
GM2	494620	14	6	774.7
GM3	448904	10	7	690.62
GM4	400390	9	6	647.12
GN1	510290	13	7	954.7
GN2	510290	13	7	925.49
GN3	497198	11	6	1195.67
GN4	497198	11	6	1239.37
GN5	442622	8	7	981.34
GN6	442622	8	7	993.13

Tableau II.25 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 1$

instance	DTP	NBT	NBV	T
GA1	224891	8	3	17.5
GA2	173062	5	2	15.08
GA3	142034	3	2	15.62
GA4	142034	3	2	14.35
GB1	258794	7	3	24.34
GB2	192833	5	3	22.82
GB3	145708	3	2	24.39
GC1	265383	7	4	42.54
GC2	240288	6	3	53.33
GC3	199341	3	3	49.62
GC4	199341	3	3	46.44
GD1	335847	12	4	43.27
GD2	335847	12	4	41.95
GD3	259878	8	3	48.55
GD4	211900	5	3	42.17
GE1	267346	8	4	81.41
GE2	210401	5	3	85.4
GE3	194798	4	2	120.81

Tableau II.26 Résultats du PTVCRID3 pour $\alpha = 1$ (suite)

instance	DTP	NBT	NBV	T
GF1	281485	7	4	120.68
GF2	281485	7	4	125.8
GF3	251851	6	3	135.15
GF4	265495	6	4	116.4
GG1	359043	12	5	132.05
GG2	273768	7	4	118.59
GG3	256872	6	3	153.49
GG4	256872	6	3	166.64
GG5	245667	5	3	150.98
GG6	244917	4	3	142.72
GH1	285584	7	4	183.08
GH2	235599	5	4	172.55
GH3	272890	4	3	252.89
GH4	272890	4	3	267.58
GH5	256379	4	3	224.6
GH6	256379	4	3	242.29
GI1	388201	13	6	318.33
GI2	377407	9	5	348.76
GI3	290054	7	4	393.04
GI4	290054	7	4	414.15
GI5	290054	7	4	427.82
GJ1	393304	11	6	397.34
GJ2	367228	10	5	436.58
GJ3	311907	6	5	364.7
GJ4	354230	9	5	419.3
GK1	446338	12	7	471.59
GK2	437305	11	6	545.22
GK3	437305	11	6	578.2
GK4	357139	8	5	634.32
GL1	517462	13	8	724.15
GL2	451117	10	7	831.39
GL3	451117	10	7	837.15
GL4	440091	8	6	982.63
GL5	440091	8	6	994.71
GM1	476422	14	6	773.12
GM2	476422	14	6	740.51
GM3	423382	10	6	713.04
GM4	405859	8	6	651.79
GN1	510290	13	7	962.61
GN2	510290	13	7	965.1
GN3	492993	12	6	1180.74
GN4	492993	12	6	1219.8
GN5	429298	8	7	1021.22
GN6	429298	8	7	1020.66

ANNEXE III

JEU DE DONNÉES DU CHAPITRE 5

III.1 Présentation explicite du jeu de donnée du chapitre 5

Le jeu de données se répartie en dix classes de problème de S1 à S10. Chaque classe possède deux instances qui se différencie par la flotte de véhicules. Cela donne pour la classe S1 par exemple S1a et S1b.

Chaque ligne d'une flotte se subdivise en six champs que sont respectivement : nom du véhicule, point de départ, point final, nombre de palettes disponibles, vitesse.

Chaque ligne de noeud se subdivise en 3 champs que sont respectivement : nom du noeud, coordonné en abscisse, coordonné en ordonnée.

Chaque ligne de demande se subdivise en 4 champs que sont respectivement : nom de la demande, nombre de palettes à bouger, type de la visite, adresse de la visite(nom du noeud).

On pose $t_d = t_c = t_e = 0.1$.

'S1 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,6000

vehicle2,depot,depot,14,6000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,7000

vehicle2,depot,depot,14,7000

'noeuds'

depot,10000, 0

node1,9876.88, 1564.34

node2,9563.05, 2923.72

node3,9063.08, 4226.18

node4,8386.71, 5446.39

node5,7547.1, 6560.59

node6,6560.59, 7547.1

node7,5446.39, 8386.71

node8,4226.18, 9063.08

node9,2923.72, 9563.05

node10,1564.34, 9876.88

'demande'

D1,4,delivery,node1

D2,3,delivery,node2

D3,2,delivery,node3

D4,2,delivery,node9

D5,2,delivery,node10

B1,1,backhaul,node4

B2,1,backhaul,node5

B3,1,backhaul,node6

'S2 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,6000

vehicle2,depot,depot,14,6000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,7000

vehicle2,depot,depot,14,7000

'noeuds'

depot,10000, 0

node1,9975.64, 697.565

node2,9902.68, 1391.73

node3,9781.48, 2079.12

node4,9612.62, 2756.37

node5,9396.93, 3420.2

node6,9135.45, 4067.37

node7,8829.48, 4694.72

node8,8480.48, 5299.19

node9,8090.17, 5877.85

node10,7660.44, 6427.88

node11,7193.4, 6946.58

node12,6691.31, 7431.45

node13,6156.61, 7880.11
node14,5591.93, 8290.38
node15,5000, 8660.25
node16,4383.71, 8987.94
node17,3746.07, 9271.84
node18,3090.17, 9510.57
node19,2419.22, 9702.96
node20,0, 10000

'demande'

D1,delivery,node1,4
D2,delivery,node2,3
D3,delivery,node3,2
D4,delivery,node18,2
D5,delivery,node20,2
B1,backhaul,node4,2
B2,backhaul,node5,2
B3,backhaul,node6,1

'S3 class'

flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,16000
vehicle2,depot,depot,14,16000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,18000

vehicle2,depot,depot,14,18000

'noeuds'

depot,20000, 10000

node1,19510.6, 13090.2

node2,18090.2, 15877.9

node3,15877.9, 18090.2

node4,13090.2, 19510.6

node5,10000, 20000

node6,6909.83, 19510.6

node7,4122.15, 18090.2

node8,1909.83, 15877.9

node9,489.435, 13090.2

node10,0, 10000

node11,489.435, 6909.83

node12,1909.83, 4122.15

node13,4122.15, 1909.83

node14,6909.83, 489.435

node15,10000, 0

node16,13090.2, 489.435

node17,15877.9, 1909.83

node18,18090.2, 4122.15

node19,19510.6, 6909.83

node20,20000, 10000

'demande'

D1,delivery,node1,4

D2,delivery,node2,4

D3,delivery,node4,1
D4,delivery,node8,1
D5,delivery,node12,2
D6,delivery,node16,2
B1,backhaul,node3,3
B2,backhaul,node10,2
B3,backhaul,node13,1
B4,backhaul,node17,1

'S4 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,18000
vehicle2,depot,depot,14,18000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,20000
vehicle2,depot,depot,14,20000

'noeuds'

depot,24000, 12000
node1,23737.8, 14494.9
node2,22962.5, 16880.8
node3,21708.2, 19053.4
node4,20029.6, 20917.7
node5,18000, 22392.3
node6,15708.2, 23412.7

node7,13254.3, 23934.3
node8,10745.7, 23934.3
node9,8291.8, 23412.7
node10,6000, 22392.3
node11,3970.43, 20917.7
node12,2291.8, 19053.4
node13,1037.45, 16880.8
node14,262.229, 14494.9
node15,0, 12000
node16,262.229, 9505.06
node17,1037.45, 7119.16
node18,2291.8, 4946.58
node19,3970.43, 3082.26
node20,6000, 1607.7
node21,8291.8, 587.322
node22,10745.7, 65.7373
node23,13254.3, 65.7373
node24,15708.2, 587.322
node25,18000, 1607.7
node26,20029.6, 3082.26
node27,21708.2, 4946.58
node28,22962.5, 7119.16
node29,23737.8, 9505.06
node30,24000, 12000

'demande'

D1,delivery,node1,2

D2,delivery,node2,2

D3,delivery,node3,2
D4,delivery,node4,2
D5,delivery,node7,1
D6,delivery,node10,1
D7,delivery,node13,1
D8,delivery,node16,1
D9,delivery,node19,1
D10,delivery,node20,1
B1,backhaul,node6,1
B2,backhaul,node9,1
B3,backhaul,node12,1
B4,backhaul,node15,2
B5,backhaul,node18,3

'S5 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,18000

vehicle2,depot,depot,14,18000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,20000

vehicle2,depot,depot,14,20000

'noeuds'

depot,24000, 12000

node1,23737.8, 14494.9

node2,22962.5, 16880.8
node3,21708.2, 19053.4
node4,20029.6, 20917.7
node5,18000, 22392.3
node6,15708.2, 23412.7
node7,13254.3, 23934.3
node8,10745.7, 23934.3
node9,8291.8, 23412.7
node10,6000, 22392.3
node11,3970.43, 20917.7
node12,2291.8, 19053.4
node13,1037.45, 16880.8
node14,262.229, 14494.9
node15,0, 12000
node16,262.229, 9505.06
node17,1037.45, 7119.16
node18,2291.8, 4946.58
node19,3970.43, 3082.26
node20,6000, 1607.7
node21,8291.8, 587.322
node22,10745.7, 65.7373
node23,13254.3, 65.7373
node24,15708.2, 587.322
node25,18000, 1607.7
node26,20029.6, 3082.26
node27,21708.2, 4946.58
node28,22962.5, 7119.16
node29,23737.8, 9505.06

node30,24000, 12000

'demande'

D1,delivery,node1,1

D2,delivery,node2,2

D3,delivery,node3,1

D4,delivery,node4,2

D5,delivery,node5,1

D6,delivery,node6,2

D7,delivery,node7,1

D8,delivery,node11,2

D9,delivery,node15,2

B1,backhaul,node9,1

B2,backhaul,node12,2

B3,backhaul,node16,1

B4,backhaul,node19,1

B5,backhaul,node22,3

'S6 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,18000

vehicle2,depot,depot,14,18000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,20000

vehicle2,depot,depot,14,20000

'noeuds'

depot,24000, 12000

node1,23737.8, 14494.9

node2,22962.5, 16880.8

node3,21708.2, 19053.4

node4,20029.6, 20917.7

node5,18000, 22392.3

node6,15708.2, 23412.7

node7,13254.3, 23934.3

node8,10745.7, 23934.3

node9,8291.8, 23412.7

node10,6000, 22392.3

node11,3970.43, 20917.7

node12,2291.8, 19053.4

node13,1037.45, 16880.8

node14,262.229, 14494.9

node15,0, 12000

node16,262.229, 9505.06

node17,1037.45, 7119.16

node18,2291.8, 4946.58

node19,3970.43, 3082.26

node20,6000, 1607.7

node21,8291.8, 587.322

node22,10745.7, 65.7373

node23,13254.3, 65.7373

node24,15708.2, 587.322

node25,18000, 1607.7

node26,20029.6, 3082.26
node27,21708.2, 4946.58
node28,22962.5, 7119.16
node29,23737.8, 9505.06
node30,24000, 12000

'demande'

D1,delivery,node1,1
D2,delivery,node2,1
D3,delivery,node3,1
D4,delivery,node4,1
D5,delivery,node5,1
D6,delivery,node6,1
D7,delivery,node7,1
D8,delivery,node11,2
D9,delivery,node15,2
D10,delivery,node20,2
B1,backhaul,node9,1
B2,backhaul,node12,1
B3,backhaul,node16,1
B4,backhaul,node19,1
B5,backhaul,node21,1

'S7 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,22000
vehicle2,depot,depot,14,22000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,24000

vehicle2,depot,depot,14,24000

'noeuds'

depot,24000, 12000

node1,23737.8, 14494.9

node2,22962.5, 16880.8

node3,21708.2, 19053.4

node4,20029.6, 20917.7

node5,18000, 22392.3

node6,15708.2, 23412.7

node7,13254.3, 23934.3

node8,10745.7, 23934.3

node9,8291.8, 23412.7

node10,6000, 22392.3

node11,3970.43, 20917.7

node12,2291.8, 19053.4

node13,1037.45, 16880.8

node14,262.229, 14494.9

node15,0, 12000

node16,262.229, 9505.06

node17,1037.45, 7119.16

node18,2291.8, 4946.58

node19,3970.43, 3082.26

node20,6000, 1607.7

node21,8291.8, 587.322

node22,10745.7, 65.7373

node23,13254.3, 65.7373

node24,15708.2, 587.322

node25,18000, 1607.7

node26,20029.6, 3082.26

node27,21708.2, 4946.58

node28,22962.5, 7119.16

node29,23737.8, 9505.06

node30,24000, 12000

'demande'

D1,delivery,node1,2

D2,delivery,node2,2

D3,delivery,node3,2

D4,delivery,node4,2

D5,delivery,node6,1

D6,delivery,node12,2

D7,delivery,node19,1

D8,delivery,node25,2

B1,backhaul,node7,neant,2

B2,backhaul,node8,neant,1

B3,backhaul,node18,neant,1

B4,backhaul,node17,neant,2

'S8 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14000,14,1,30000
vehicle2,depot,depot,14000,14,2,30000
vehicle3,depot,depot,14000,14,3,30000
vehicle4,depot,depot,14000,14,4,30000
vehicle5,depot,depot,14000,14,5,30000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14000,14,1,40000
vehicle2,depot,depot,14000,14,2,40000
vehicle3,depot,depot,14000,14,3,40000
vehicle4,depot,depot,14000,14,4,40000
vehicle5,depot,depot,14000,14,5,40000

'noeuds'

depot,12000,16000
node1,2011,8053
node2,14930,16046
node3,12059,22809
node4,20229,18078
node5,19838,15720
node6,4882,8944
node7,18152,14829
node8,20952,939
node9,23170,18442
node10,997,7677
node11,3838,24076
node12,21785,12332
node13,23903,563

node14,15733,27639
node15,4450,5945
node16,11186,7301
node17,9931,7827
node18,12701,23875
node19,8726,5130
node20,1048,889
node21,11753,14521
node22,18478,343
node23,8902,17909
node24,4164,17244
node25,21409,23706
node26,13118,5136
node27,23848,6905
node28,8721,15199
node29,14724,3467
node30,882,7119

'demande'

D1,delivery,node1,2
D2,delivery,node2,1
D3,delivery,node3,2
D4,delivery,node4,2
D5,delivery,node5,1
D6,delivery,node6,1
D7,delivery,node7,1
D8,delivery,node8,2
D9,delivery,node9,2

D10,delivery,node10,1
D11,delivery,node11,1
D12,delivery,node12,1
D13,delivery,node13,1
D14,delivery,node14,1
D15,delivery,node15,1
D16,delivery,node16,1
D17,delivery,node17,2
D18,delivery,node18,2
D19,delivery,node19,1
D20,delivery,node20,2
B1,backhaul,node21,2
B2,backhaul,node22,1
B3,backhaul,node23,1
B4,backhaul,node24,1
B5,backhaul,node25,2
B6,backhaul,node26,2
B7,backhaul,node27,2
B8,backhaul,node28,2
B9,backhaul,node29,2
B10,backhaul,node30,1

'S9 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14000,14,1,30000

vehicle2,depot,depot,14000,14,2,30000

vehicle3,depot,depot,14000,14,3,30000
vehicle4,depot,depot,14000,14,4,30000
vehicle5,depot,depot,14000,14,5,30000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14000,14,1,40000
vehicle2,depot,depot,14000,14,2,40000
vehicle3,depot,depot,14000,14,3,40000
vehicle4,depot,depot,14000,14,4,40000
vehicle5,depot,depot,14000,14,5,40000

'noeuds'

depot,12000,16000
node1,1620,9521
node2,17529,5945
node3,17720,1930
node4,5022,15807
node5,7552,2144
node6,19306,13800 node7,11918,8907

node8,17570,13624
node9,22990,19823
node10,3808,27840
node11,9429,3110
node12,6508,9973
node13,11547,17250
node14,6367,2758

node15,22147,29935
node16,7733,19898
node17,9680,9471
node18,15442,13950
node19,14528,13724
node20,9700,28442
node21,5002,11529
node22,18925,16108
node23,22187,224
node24,23743,20651
node25,9971,8467
node26,4711,24628
node27,9017,4126
node28,14036,11215
node29,12199,15331
node30,8696,23850
node31,16822,18649
node32,269,1987
node33,4084,28411
node34,17032,20544
node35,23436,8185
node36,14382,23354
node37,1384,23932
node38,2307,807
node39,8079,21171
node40,15768,3907
node41,18448,4986
node42,16531,22865

node43,6503,11774

node44,15697,18511

node45,19311,16441

'demande'

D1,delivery,node1,1

D2,delivery,node2,2

D3,delivery,node3,1

D4,delivery,node4,2

D5,delivery,node5,2

D6,delivery,node6,1

D7,delivery,node7,2

D8,delivery,node8,2

D9,delivery,node9,1

D10,delivery,node10,2

D11,delivery,node11,2

D12,delivery,node12,2

D13,delivery,node13,1

D14,delivery,node14,1

D15,delivery,node15,2

D16,delivery,node16,1

D17,delivery,node17,1

D18,delivery,node18,1

D19,delivery,node19,1

D20,delivery,node20,1

D21,delivery,node21,2

D22,delivery,node22,1

D23,delivery,node23,2

D24,delivery,node24,2
D25,delivery,node25,2
D26,delivery,node26,2
D27,delivery,node27,2
D28,delivery,node28,2
D29,delivery,node29,2
D30,delivery,node30,1
B1,backhaul,node31,1
B2,backhaul,node32,2
B3,backhaul,node33,2
B4,backhaul,node34,1
B5,backhaul,node35,1
B6,backhaul,node36,1
B7,backhaul,node37,2
B8,backhaul,node38,2
B9,backhaul,node39,1
B10,backhaul,node40,2
B11,backhaul,node41,2
B12,backhaul,node42,1
B13,backhaul,node43,1
B14,backhaul,node44,1
B15,backhaul,node45,2

'S10 class'

'flotte a'

vehicle1,depot,depot,14,30000

vehicle2,depot,depot,14,30000
vehicle3,depot,depot,1,4,30000
vehicle4,depot,depot,14,30000
vehicle5,depot,depot,14,30000

'flotte b'

vehicle1,depot,depot,14,40000
vehicle2,depot,depot,14,40000
vehicle3,depot,depot,14,40000
vehicle4,depot,depot,14,40000
vehicle5,depot,depot,14,40000

'noeuds'

depot,12000,16000
node1,7030,19584
node2,4782,23750
node3,10955,26949
node4,4099,18568
node5,12892,12470
node6,6769,1868
node7,5083,4189
node8,16857,16297
node9,4260,261
node10,14920,15820
node11,2523,28304
node12,5725,12909
node13,16746,27401
node14,17690,20651

node15,15452,25042
node16,7160,22746
node17,14809,19534
node18,2694,1755
node19,7763,9095
node20,8776,1203
node21,10342,21855
node22,6107,4176
node23,15351,25506
node24,23030,23323
node25,15241,18706
node26,15823,12257
node27,2393,29321
node28,13534,14151
node29,17399,25481
node30,20019,11742
node31,4782,5230
node32,16184,18380
node33,4992,27225
node34,6588,17326
node35,10413,28982
node36,19436,21403
node37,13916,8631
node38,11426,13699
node39,7743,24565
node40,11186,7915
node41,8064,15092
node42,22709,16610

node43,8104,7727
node44,3045,22959
node45,23893,952
node46,4405,23028
node47,20807,3179
node48,1595,26792
node49,23808,13919
node50,4385,8499
node51,22935,9891
node52,23316,19678
node53,16691,26705
node54,21138,20720
node55,3231,9528
node56,7968,1924
node57,5198,24496
node58,18699,14559
node59,21168,16955
node60,15587,18750
node61,1645,22865
node62,9384,5237
node63,17063,17394
node64,10207,24320
node65,17785,6679
node66,4666,7269
node67,2669,26065
node68,3582,4559

'demande'

D1,delivery,node1,1
D2,delivery,node2,1
D3,delivery,node3,1
D4,delivery,node4,2
D5,delivery,node5,1
D6,delivery,node6,1
D7,delivery,node7,2
D8,delivery,node8,1
D9,delivery,node9,1
D10,delivery,node10,2
D11,delivery,node11,1
D12,delivery,node12,1
D13,delivery,node13,1
D14,delivery,node14,1
D15,delivery,node15,1
D16,delivery,node16,1
D17,delivery,node17,1
D18,delivery,node18,1
D19,delivery,node19,1
D20,delivery,node20,1
D21,delivery,node21,1
D22,delivery,node22,1
D23,delivery,node23,1
D24,delivery,node24,1
D25,delivery,node25,1
D26,delivery,node26,1
D27,delivery,node27,1
D28,delivery,node28,2

D29,delivery,node29,2
D30,delivery,node30,1
D31,delivery,node31,2
D32,delivery,node32,1
D33,delivery,node33,2
D34,delivery,node34,1
D35,delivery,node35,2
D36,delivery,node36,2
D37,delivery,node37,1
D38,delivery,node38,2
D39,delivery,node39,2
D40,delivery,node40,2
D41,delivery,node41,3
D42,delivery,node42,2
D43,delivery,node43,1
D44,delivery,node44,2
D45,delivery,node45,2
B1,backhaul,node46,3
B2,backhaul,node47,1
B3,backhaul,node48,1
B4,backhaul,node49,2
B5,backhaul,node50,1
B6,backhaul,node51,1
B7,backhaul,node52,1
B8,backhaul,node53,2
B9,backhaul,node54,1
B10,backhaul,node55,2
B11,backhaul,node56,2

B12,backhaul,node57,1
B13,backhaul,node58,1
B14,backhaul,node59,1
B15,backhaul,node60,1
B16,backhaul,node61,2
B17,backhaul,node62,2
B18,backhaul,node63,1
B19,backhaul,node64,2
B20,backhaul,node65,1
B21,backhaul,node66,1
B22,backhaul,node67,1
B23,backhaul,node68,1
