République Algérienne Démocratique et Populaire
Ministre de l'Enseignement Supérieur et de la Recherche Scientifique
Université Abderrahmane Mira-Béjaïa

Faculté des Sciences Exactes
Département de Recherche Opérationnelle

MÉMOIRE DE FIN DE CYCLE

en vue de l'obtention du diplôme de Master en Mathématiques appliquées
Option : Modélisation, Optimisation et Aide à la Décision.

présenté par :

Boussaid Fatima Zohra & Djenkal Ines

THÈME

Résolution d'un Problème de Tournées de Véhicules : Cas de Béjaïa Logistique.

devant le jury composé de :

M. S. Radjef	Prof	président
N. Khimoum	MCA	Encadreur
A. Anzi	MCA	Examinatrice
K. Bouibed	MCB	Examinatrice

Année universitaire : 2024-2025

Remerciements

Nous commençons ces remerciements en remerciant Dieu Tout-Puissant, pour Sa sagesse, Sa force et Son soutien tout au long de ce travail.

*Nous exprimons notre sincère gratitude à notre encadrant **Monsieur Khimoum Noureddine**, pour son accompagnement rigoureux, ses orientations précieuses et la bienveillance avec laquelle il a su encadrer ce travail.*

*Nos remerciements les plus sincères vont également à notre accompagnante **Madame Djaid Fadia**, au sein de l'entreprise, ainsi qu'à toute l'équipe de **Béjaïa Logistique**, pour leur accueil, leur disponibilité et leur confiance tout au long de notre mission.*

Nous remercions également l'ensemble de nos enseignants pour la qualité de l'enseignement qu'ils nous ont transmis durant notre formation, et qui a constitué la base solide de nos compétences.

*Nous adressons nos remerciements les plus sincères à **Madame Halimi Naouel, épouse Yousfi**, pour la qualité de son enseignement, sa rigueur et sa bienveillance. Son engagement et son inspiration ont profondément marqué notre parcours universitaire.*

Il nous tient à coeur de nous remercier mutuellement, pour l'engagement, l'endurance et la complicité dont nous avons fait preuve tout au long de ce projet. Cette expérience fut non seulement un défi académique, mais aussi une aventure humaine que nous avons su mener à bien avec sérieux, solidarité et détermination.

Enfin, à toutes les personnes qui, de près ou de loin, ont apporté leur aide, leur écoute ou leur encouragement, nous disons un grand merci.

Dédicaces

Je dédie ce modeste mémoire avec beaucoup d'emotion et de reconnaissance :

À mon cher père "Nadjib" et à ma chère mère "Malika",
Votre amour, votre patience et vos sacrifices silencieux ont été la lumière sur mon chemin. Vous êtes ma plus grande force, mon refuge et ma source d'inspiration.

À mon frère "Ferhat" et à mes deux soeurs "Sedda" et "Nil",
Votre présence, votre bienveillance et votre amour m'ont toujours accompagnée, même dans les moments les plus exigeants. Vous êtes une source constante de réconfort, de motivation et de joie dans ma vie.

À mes ami(e)s fidèles :
"Tassia, Lylia, Fares, Hakim, Nazim, Amel, Alicia, Imen, Lyliane, Nadjet, Lydia, Naouel", complices de chaque étape, avec qui j'ai partagé défis et succès.

À ma binôme "Fatima",
Merci pour ta présence, ton engagement et ta belle énergie tout au long de ce parcours. Travailler ensemble est pour moi une grande source de fierté.

À ma promotion "M2 MOAD",
Pour votre amour inconditionnel et votre soutien sans faille.

Et enfin,**À moi-même** ,
Pour ma patience, ma persévérance et mon courage qui m'ont guidée tout au long de ce parcours.

À vous tous, je dédie ce travail, fruit d'un chemin parcouru ensemble. Merci de tout coeur.

Ines

Dédicaces

Je dédie ce mémoire à toutes les personnes qui ont croisé mon chemin, de près ou de loin, et qui ont contribué à mon parcours.

À la mémoire de **Djedda,** qui repose en paix. Tu as été ma source d'inspiration et de force, et ton amour éternel continuera à illuminer ma vie. Ce mémoire est dédié à toi, en souvenir de ton soutien indéfectible et de tes encouragements.

À mes parents,
Pour votre amour inconditionnel, votre patience infinie et votre soutien sans faille. Merci d'avoir toujours cru en moi, même dans mes silences.

À ma grand-mère,
Pour ton amour, ton soutien et tes prières silencieuses.

À mes deux frères,
Mes piliers de toujours, *Mouhamed Amine* et *Sid Ahmed*, Merci pour votre façon unique de me faire sentir forte.

À ma promotion M2 MOAD,
Pour votre bonne humeur et tous les souvenirs partagés durant ces années d'études.

À ma binôme *Ines*,
Merci d'avoir partagé cette aventure avec coeur. Travailler à tes côtés a été un vrai plaisir, une belle entente, un vrai lien.

Et enfin, **À moi-même,**
Pour chaque pas accompli dans le silence, chaque chute surmontée dans l'ombre, chaque rêve poursuivi avec détermination, et pour ne jamais avoir abandonné.

Fatima Zohra

Table des figures

1.1 Mr. Hadj Laid Ibrahim, Fondateur de BL 4
1.2 Organisation de l'entreprise BL 5
1.3 Béjaïa Logistique certifiée normes ISO 7
1.4 Position des clients 11

2.1 Classification de complexité des problèmes d'OC 16
2.2 Taxonomie des méthodes de résolution de problème d'optimisation . 22

3.1 Problème de Tournées 28

4.1 Exemple d'un VRP avec alternance chargement/livraison et retour à vide 41
4.2 Illustration de l'application : K=3, Dmax=56 43
4.3 Illustration de l'application : K=2, Dmax=56 44
4.4 Organigramme de l'heuristique avec regard en avant 47

Liste des tableaux

1.1 Clients de BL situés au centre 9
1.2 Clients de BL situés à l'est 10
1.3 Clients de BL situés à l'ouest 10
1.4 Clients de BL situés au sud-ouest 10

4.1 Tableau des demandes pour chaque point de vente. 42
4.2 Variation du % de kilométrage à vide en fonction du nombre de camions 48
4.3 Tournées générées avec leurs distances (en km) 48
4.4 Bilan kilométrique global 49
4.6 Liste des points de vente, leur localisation et le client associé 50
4.5 Liste des clients de BL considérés dans cette étude 51
4.7 Résumé des tournées avec distances à charge et à vide 51
4.8 Synthèse des résultats obtenus par l'heuristique sur le cas réel . . . 52

Table des matières

Introduction Générale 1

1 Vue sur l'entreprise 3
1.1 Historique de Béjaïa Logistique . . . 3
1.2 Fondateur de BL "Hadj Laid Ibrahim" : . . . 4
1.3 Présentation de Béjaïa Logistique . . . 4
1.4 Structure et Organisation de BL . . . 5
1.4.1 Direction . . . 5
1.4.2 Département commercial . . . 6
1.4.3 Service maintenance . . . 6
1.4.4 Parc et transport . . . 6
1.5 Certification et normes ISO . . . 6
1.6 Chauffeurs de Béjaïa Logistique . . . 7
1.7 Flotte de Béjaïa Logistique . . . 8
1.8 Clients de l'entreprise BL . . . 9
1.9 Processus de traitement de la commande . . . 11
1.10 Missions et objectifs de BL : . . . 12
1.11 Position du problème . . . 12

2 Notions d'Optimisation Combinatoire 14
2.1 Introduction . . . 14
2.2 Problème d'OC . . . 14
2.3 Complexité et Classification des problèmes d'OC . . . 15
2.4 Quelques Problèmes d'OC . . . 16
2.4.1 Problème d'affectation . . . 16
2.4.2 Problème de transport . . . 17
2.4.3 Problème du voyageur de commerce . . . 17
2.4.4 Problèmes de couverture . . . 18
2.4.5 Problème de partition . . . 20
2.4.6 Problème d'embalage . . . 20
2.4.7 Problème de localisation . . . 21
2.5 Méthodes de résolution . . . 22
2.5.1 Méthodes exactes . . . 22
2.5.2 Méthodes approchées . . . 24

2.6 Conclusion 27

3 Problèmes de Tournées de Véhicules **28**
3.1 Introduction 28
3.2 VRP à contraintes de capacité 29
3.3 Modélisation Mathématique 29
3.3.1 Modèle avec des variables à deux indices 29
3.3.2 Modèle avec partitionnement 30
3.4 Résolution Numérique 31
3.4.1 Résolution par la méthode de Branch and Bound 32
3.4.2 Résolution du CVRP comme un problème SCP 32
3.4.3 Résolution par une méthode approchée 34

4 Modélisation et Résolution du Problème posé **39**
4.1 Introduction 39
4.2 Formulation Mathématique 39
4.2.1 Notations 40
4.2.2 Représentation graphique 40
4.2.3 Objetcif et Contraintes 41
4.2.4 Résolution par un algorithme exact 42
4.2.5 Résolution par une heuristique 44
4.2.6 Heuristique avec regard en avant 45
4.3 Application de l'heuristique 48
4.4 Passage au cas réel : Béjaïa Logistique 49
4.4.1 Données du cas réel 49
4.4.2 Résultats obtenus par l'heuristique sur le cas réel 50
4.4.3 Comparaison avec la situation réelle chez Béjaïa Logistique . 51
4.4.4 Discussion et analyse critique 52
4.4.5 Conclusion de l'étude sur cas réel 52
4.5 Recommandations et perspectives 53
4.5.1 Mise en place d'un système d'aide à la décision (SAD) 53
4.5.2 Centralisation des données logistiques 53
4.5.3 Extension de l'algorithme à d'autres cas logistiques 54

Conclusion Générale **55**

Introduction générale

Dans un monde en constante évolution, où la compétitivité et l'agilité sont devenues des enjeux majeurs, les entreprises doivent sans cesse adapter et optimiser leurs modes de fonctionnement. Qu'il s'agisse de production, de distribution ou de services, l'amélioration continue des processus constitue aujourd'hui un axe stratégique incontournable. Le secteur du transport n'échappe pas à cette dynamique : il joue un rôle central dans la fluidité des échanges économiques et se trouve directement impacté par les exigences croissantes en matière de performance, de réactivité et de maîtrise des coûts.

Dans un contexte économique de plus en plus concurrentiel, les entreprises de transport sont amenées à relever de nombreux défis, notamment en ce qui concerne la gestion efficace de leurs flux logistiques. L'un des enjeux majeurs réside dans la réduction des trajets à vide, qui représentent non seulement un gaspillage de ressources, mais également un surcoût financier important et un impact environnemental significatif. Pour y faire face, les transporteurs cherchent à mettre en place des stratégies d'optimisation permettant une meilleure allocation des ressources, en particulier des véhicules, tout en respectant les contraintes opérationnelles et logistiques. C'est dans ce cadre que s'inscrit le présent mémoire, qui porte sur un cas concret observé au sein de l'entreprise Béjaïa Logistique, spécialisée dans le transport de marchandises. Ce travail s'appuie sur une expérience de stage effectuée au sein de cette structure, durant laquelle une problématique spécifique a été identifiée : celle de l'optimisation des tournées afin de limiter les kilomètres parcourus à vide. L'étude vise ainsi à proposer des pistes d'amélioration adaptées aux réalités de l'entreprise, en tenant compte de ses contraintes techniques, économiques et organisationnelles.

L'objectif est alors de planifier intelligemment les tournées afin de limiter les déplacements inutiles, d'améliorer le taux de remplissage des camions et de garantir la continuité des opérations sans surcharge ni interruption. Cette démarche repose sur une connaissance fine des flux à traiter ainsi que sur l'utilisation d'outils d'aide à la décision capables de proposer des solutions réalistes et adaptées aux contraintes du terrain.

Dans cette optique, l'optimisation combinatoire offre un cadre méthodologique pertinent pour aborder les problématiques complexes liées à la planification et à l'ordonnancement des tournées. En intégrant rigoureusement les paramètres tels que les distances, les capacités des véhicules, les horaires ou encore les exigences de service, cette approche permet de concevoir des solutions efficientes, réduisant les coûts, améliorant la productivité et renforçant la satisfaction client. Ainsi, la recherche de schémas de tournées plus cohérents et plus économiques s'impose comme une priorité stratégique pour toute entreprise soucieuse d'optimiser sa logistique.

CHAPITRE

1

Vue sur l'entreprise

1.1 Historique de Béjaïa Logistique

À l'origine, la SARL Béjaïa LOGISTIQUE (BL) n'avait pas encore de statut juridique propre. Il s'agissait d'un service de transport intégré à la SARL IBRAHIM ET FILS IFRI , une entreprise spécialisée dans la production d'eau minérale et de boissons diverses. Ce service de transport a été mis en place en 2002 pour assurer l'acheminement des marchandises de l'entreprise vers l'ensemble du pays.

Avec le temps, la production de l'entreprise IFRI a connu une forte augmentation, ce qui a entraîné de nouveaux défis logistiques. Son système de distribution a été affecté par divers problèmes, notamment le coût élevé de la maintenance des véhicules, particulièrement durant la période hivernale.

Face à cette situation délicate, la SARL IFRI a dû faire un choix stratégique. Plutôt que de consacrer trop de ressources à la gestion du transport, au détriment de son activité principale à la production et l'amélioration de la qualité de ses produits , elle a décidé de décentraliser son service logistique. Cette décision visait à alléger la charge sur ses ressources humaines et à réduire les coûts liés à l'exploitation de sa flotte de véhicules en hiver, tout en permettant la location de moyens de transport si nécessaire. Ainsi, en octobre 2008, l'entreprise Béjaïa LOGISTIQUE (BL) a été créée.

À ses débuts, BL n'était qu'une petite structure dédiée exclusivement au transport des marchandises de son entreprise mère. Cependant, au fil des années, elle s'est développée et a réalisé d'importants bénéfices, ce qui a favorisé son expansion.

Grâce à une gestion efficace, BL est progressivement devenue une entreprise autonome, indépendante dans ses décisions et son fonctionnement. En l'espace de dix ans, elle est passée du statut de petite entreprise en 2008 à celui d'une moyenne, puis d'une grande entreprise, illustrant ainsi son succès et sa capacité d'adaptation.

1.2 Fondateur de BL "Hadj Laid Ibrahim" :

Hadj Laid Ibrahim, un visionnaire et entrepreneur hors pair,
Né le 16 janvier 1935 à Ifri Ouzellaguen (wilaya de Béjaïa), Ibrahim Laïd a fondé l'un des plus importants conglomérats industriels d'Algérie "IFRI", implanté à Ighzer Amokrane, commune Ouzellaguen, au sud de Béjaïa, il est connu pour sa marque d'eau minérale qui porte le même nom, ainsi que ses boissons gazeuses (Ifri), de jus de fruits (Ifruit) et son huile d'olive (Ifri Olive).

FIGURE 1.1 – Mr. Hadj Laid Ibrahim, Fondateur de BL

Mais au-delà de la réussite économique, Hadj Laïd Ibrahim s'est distingué par son engagement social. Il a soutenu de nombreuses initiatives culturelles, sportives et religieuses, construisant notamment une mosquée dans sa région natale et contribuant activement à l'effort national durant la crise sanitaire du Covid-19.

Décédé le 17 mai 2024 à l'âge de 89 ans, Hadj Laïd Ibrahim laisse derrière lui un héritage industriel solide et une image de pionnier respecté. Son parcours reste une source d'inspiration pour de nombreux entrepreneurs en Algérie. Aujourd'hui, ses enfants poursuivent son oeuvre, fidèles à ses valeurs d'authenticité, d'engagement et d'excellence.

1.3 Présentation de Béjaïa Logistique

Fondée en 2008, la SARL Béjaïa Logistique est une entreprise algérienne de référence dans le domaine du transport routier. Elle jouit d'une solide réputation à l'échelle nationale grâce à la qualité de ses services et à son important parc de transport. Son activité principale est la distribution de marchandises pour le compte de ses clients, parmi lesquels figurent de grandes entreprises telles que Ifri (client principal), Coca-Cola, Beko, Hayat ainsi que d'autres acteurs majeurs du marché.

En plus du transport routier, Béjaïa Logistique propose la location d'engins et de matériel destinés aux bâtiments et travaux publics, ainsi que des services de manutention. L'entreprise met également à disposition des véhicules avec ou sans chauffeur et assure le transport de produits pétroliers.

Son siège est situé dans la zone industrielle Ahrik Ighzer Amokrane, au sein de la commune d'Ouzellaguen, dans la wilaya de Béjaïa, au nord-est de l'Algérie.

Dotée d'un capital de 95 400 000 DA, Béjaïa Logistique a réalisé en 2024 un chiffre d'affaires de 4 540 750 000 DA. L'entreprise ne cesse d'élargir son champ d'action en apportant des solutions logistiques adaptées aux besoins variés de ses clients internes et externes.

1.4 Structure et Organisation de BL

La Sarl Béjaïa Logistique (BL) est structurée autour d'une direction et de trois pôles principaux qui constituent le coeur de son activité : un pôle commercial, un pôle parc et transport (ou logistique), et un pôle maintenance.

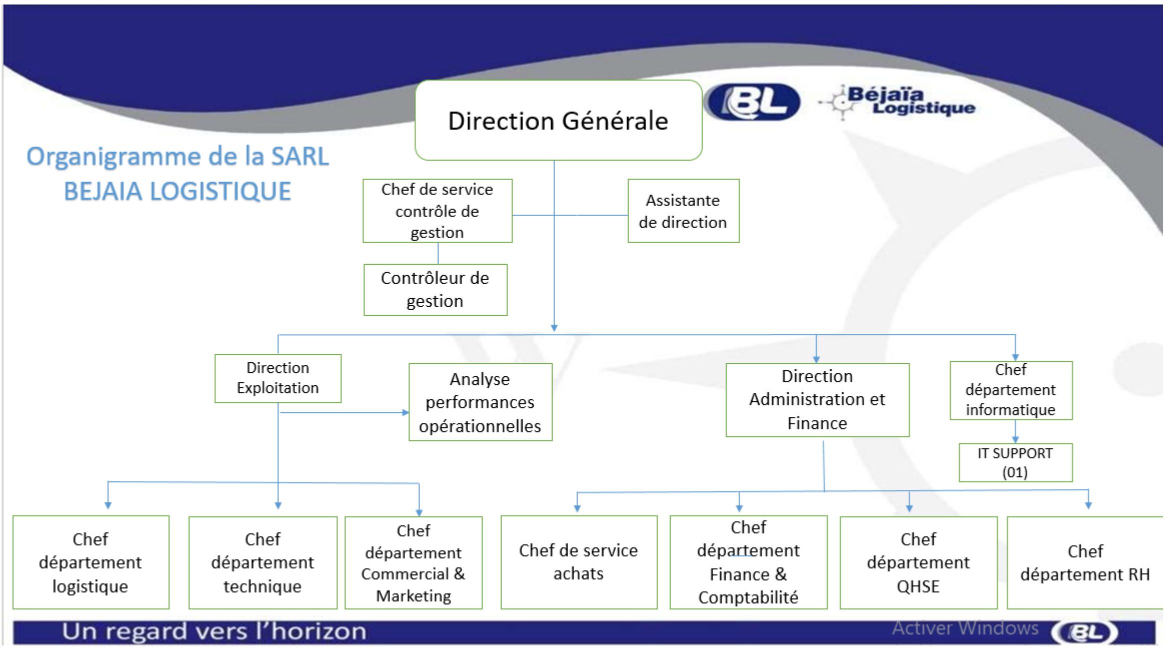

FIGURE 1.2 – Organisation de l'entreprise BL

1.4.1 DIRECTION

La direction générale de Béjaïa Logistique est dirigée par un directeur général, chargé d'appliquer les décisions prises lors des différents conseils d'administration. Comme dans tout centre de décision, cette direction représente le véritable pilier de l'entreprise. Elle assure la coordination de l'ensemble des activités et veille à la bonne gestion quotidienne, en lien avec la politique générale de l'entreprise.

1.4.2 Département commercial

Cette structure est dirigée par un directeur, chargé de veiller au bon fonctionnement du service. Son rôle consiste principalement à assurer le suivi des activités, le traitement des commandes, la facturation, le recouvrement, ainsi que la communication et les actions de marketing.

1.4.3 Service maintenance

La structure maintenance est dirigée par un responsable qui supervise l'ensemble des catégories socioprofessionnelles liées à ce domaine. Elle se divise en deux sous-structures principales : l'entretien et la maintenance. Chacune d'elles prend en charge des activités spécifiques qui lui ont été déléguées. Plus précisément, cette organisation a pour missions principales :

- D'assurer le bon fonctionnement du matériel roulant.
- De garantir la réalisation efficace des opérations de maintenance curative et corrective.
- D'élaborer et de planifier les interventions dans le cadre de la maintenance préventive.

1.4.4 Parc et transport

Cette structure représente un pilier central de l'entreprise. Elle est encadrée par le responsable du parc et regroupe à la fois les chauffeurs, qui réalisent les missions, et le personnel chargé de la coordination et du suivi des activités de transport. Parmi ce personnel figurent les chefs de groupe chauffeurs, les programmeurs transport, qui planifient les sorties, ainsi qu'une personne dédiée au suivi des sinistres. L'efficacité de cette structure impacte directement la performance de l'entreprise, chaque acteur y jouant un rôle spécifique avec des responsabilités bien définies.

1.5 Certification et normes ISO

Béjaïa Logistique s'inscrit dans une démarche proactive de management par la qualité et d'amélioration continue, en conformité avec les standards internationaux. L'entreprise est officiellement certifiée selon trois normes ISO majeures :

ISO 9001 (Système de management de la qualité) : garantit la qualité des prestations, l'efficacité des processus internes et la satisfaction des clients.

ISO 14001 (Système de management environnemental) : engage l'entreprise à maîtriser ses impacts environnementaux et à respecter les exigences écologiques.

ISO 45001 (Santé et sécurité au travail) : assure un environnement professionnel sain et sécurisé, en réduisant les risques liés aux activités opérationnelles.

(a) ISO 9001 (b) ISO 14001 (c) ISO 45001

FIGURE 1.3 – Béjaïa Logistique certifiée normes ISO

Dans les deux années à venir, Béjaïa Logistique ambitionne d'élargir encore son cadre normatif en obtenant :

ISO 9004 : qui prolonge ISO 9001 avec un accent sur la performance durable à long terme,

ISO 26000 : une norme de lignes directrices en responsabilité sociétale, illustrant l'engagement de l'entreprise en faveur du développement durable, de l'éthique et du respect des parties prenantes.

Cette dynamique de certification traduit la volonté de Béjaïa Logistique de structurer ses processus, de renforcer sa compétitivité et d'inscrire ses activités dans une perspective durable, responsable et conforme aux meilleures pratiques internationales.

1.6 Chauffeurs de Béjaïa Logistique

Les chauffeurs représentent un maillon essentiel dans la chaîne opérationnelle de Béjaïa Logistique. Recrutés avec rigueur, ils doivent passer par un processus de sélection strict comprenant un entretien approfondi, visant à évaluer à la fois leurs compétences techniques, leur sens des responsabilités et leur aptitude à gérer des situations de stress. Cette étape permet de garantir un niveau élevé de professionnalisme et de sécurité dans les opérations de transport. L'entreprise compte actuellement plus de 600 chauffeurs.

Afin de garantir la sécurité sur les routes, l'entreprise impose à ses chauffeurs de ne pas dépasser la vitesse de 100 km/h, conformément à sa politique interne de sécurité. De plus, la conduite de nuit est strictement interdite, sauf en cas d'exception dûment justifiée et validée par la direction. Ces règles visent à prévenir les accidents, à réduire la fatigue au volant et à assurer un transport plus sûr et plus fiable.

Il est important de noter que des règles encadrant le temps de conduite existent dans chaque pays, et qu'elles ont fait l'objet d'une harmonisation à travers une directive européenne, visant à garantir la sécurité routière et le respect des conditions de travail des chauffeurs. Sans le cas de Béjaïa Logistique, les règles de temps de conduite sont :

- Un chauffeur ne doit pas conduire plus de 4h 30 min au maximum, à l'issue d'une période de conduite de 4h 30 min le conducteur doit observer 45 min de repos ou 3 fois 15 min de repos à l'intérieure des 4h 30 min de conduite.
- Le conducteur ne doit pas dépasser 9 heures de conduite par jour, mais chaque semaine il peut conduire 2 fois 10 heures par jour.
- Le repos journalier doit être de 11 heures consecutives par 24 heures.
- Le temps de conduite par quatorzaine ne doit pas excéder 90 heures avec 48 heures maximum sur la premiere semaine.
- Le repos hebdomadaire doit être de 45 heures, si le conducteur rentre à son domicile est de 36 heures, autrement les frais de déplacement sont payés selon les conventions collectives de la profession.

1.7 Flotte de Béjaïa Logistique

Béjaïa Logistique dispose d'une flotte diversifiée et bien entretenue, lui permettant de répondre efficacement à différentes exigences de transport. Cette flotte comprend :

- **488 semi-remorques** qui constituent le coeur des transports longue distance.
- **462 remorques bachées** principalement utilisées pour le transport de marchandises nécessitant une protection contre les intempéries.
- **21 plateaux** qui sont affectés au transport de marchandises volumineuses ou aux formes particulières.
- **5 citernes** permettant le transport sécurisé de liquides.
- **16 porteurs** qui sont utilisés pour les livraisons directes, notamment sur des trajets courts ou urbains.

La flotte comprend également des équipements spécifiques tel qu'un scuelette et un porte-engins pour le transport de matériel lourd, ainsi qu'une citerne hydrocarbure. Au total, l'entreprise dispose de 507 véhicules qui sont la propriété de l'entreprise et assurent une partie importante des livraisons régulières. De plus, elle utilise des camions loués qui sont mobilisés en complément, notamment en cas de surcharge, de pics d'activité ou d'indisponibilité de la flotte propre. Cette double flotte (propre et louée) permet à BL de bénéficier d'une flexibilité opérationnelle tout en optimisant l'utilisation de ses ressources selon les besoins du marché, et illustre la capacité de l'entreprise à répondre à divers besoins logistiques.

1.8 Clients de l’entreprise BL

Depuis sa création, Béjaïa Logistique a su tisser des partenaires solides avec plusieurs acteurs majeurs, notamment dans les secteurs de l’agro-alimentaire, de l’import/export, et de la distribution. L’entreprise offre des prestations logistiques adaptées aux besoins spécifiques de ses clients, ce qui lui a permis de gagner leur confiance sur le long terme. Les tables ci-dessous présentent les principaux clients réguliers de Béjaïa Logistique.

Client	Lieu
SOPI MAMA	GUAROUAOU + RAHMANIA
GRD LABELLE	OULED MOUSSA
HAYAT DHC	KHEMIS EL KHENCHNA
IBER FOOD	BARAKI
FRUITAL "COCA COLA"	ROUIBA + REGHAYA
TITTRIE EMB	BLIDA
SARL KASAGROUP	BENI TAMOU
TCHIN LAIT ALGER	BARAKI
SARL SNAX	BABA ALI
NESTLE WATERS	CHREA BLIDA
WAFA FAILE RAHMANIA	RAHMANIA
TOTAL ENERGIE	BLIDA
SARL I,E,C,O	BLIDA
SARL AMOUR CONSERV	MOUZAIA
SARL AMOUR SEMOUL	MOUZAIA

TABLE 1.1 – Clients de BL situés au centre

Client	Lieu
GENERAL EMBALLAGE AKBOU	TAHARACHT
GRUPO PUMAL BOUIRA	BOUIRA
GRUPO PUMAL CONSTANTINE	EL KHROUB
FRUITAL AKBOU	TAHARACHT
FRUITAL SKIKDA	SKIKDA
SARL TERRACO ALGERIA	EL HACHIMIA BOUIRA
SARL CONSERVERIE EL RYAD	CHEBAITA EL TARF
BEKO	SOUREKH EL TARF
GENERAL PLAST	TAHARACHT
TCHIN LAIT Béjaïa	Béjaïa
TCHIN LAIT SETIF	SETIF
GENERALE EMBALLAGE SETIF	SETIF
SARL HDCM ifri	HELOUANE
SARL UNIVERSABLE	AIN EL BEIDA O. E. B.
HODNA LAIT	MSILA
EURL DOLOMITE SALIM	TLEGHMA GUELMA
SIFCO	SKIKDA
CARA JUS	ECHATT

TABLE 1.2 – Clients de BL situés à l'est

Client	Lieu
FRUITAL ORAN	ORAN
GRUPO PUMAL SBA	SBA
GENERALE EMBALLAGE ORAN	ORAN
SARL PETRO BARAKA ORAN	ARZEW ORAN
KNAUF	ORAN
TOTAL ENERGIE	ARZEW ORAN
SPA AFIA	ORAN
MAGHREB EMALLAGE	ORAN
SPA MITIDJI MOSTAGANEM	MOSTAGANEM
SPA MITIDJI SIG	SIG
SARL SAFFEC CARE	TLEMCEN
TAYAL	RELIZANE
UNILEVER ORAN	ORAN

TABLE 1.3 – Clients de BL situés à l'ouest

Client	Lieu
WAFA DOUX AIN OUSSARA	AIN OUSSARA
SARL SABLIERE DJAMAA	DJAMAA
CHAOUKI PATTE	DJAMAA
SARL PETRO BARAKA BISKRA	BISKRA
FRUITAL SAIDA	SAIDA

TABLE 1.4 – Clients de BL situés au sud-ouest

Position géographique des clients

Le portefeuille client de l'entreprise Béjaïa Logistique compte plus d'une cinquantaine de partenaires répartis à travers le territoire national, parmi lesquels l'entreprise IFRI occupe une place centrale en tant que client principal. La figure suivante illustre la position géographique des clients de BL, à partir des coordonnées extraites des données opérationnelles.

Cette représentation permet d'avoir une vue d'ensemble de la répartition des partenaires sur le territoire.

Cependant, il convient de préciser que les livraisons effectuées par Béjaïa Logistique ne se limitent pas exclusivement aux localisations indiquées sur la carte. En effet, la distribution des commandes s'étend à l'ensemble du territoire algérien, en fonction des besoins ponctuels des clients, des points de vente desservis, ainsi que des exigences commerciales spécifiques.

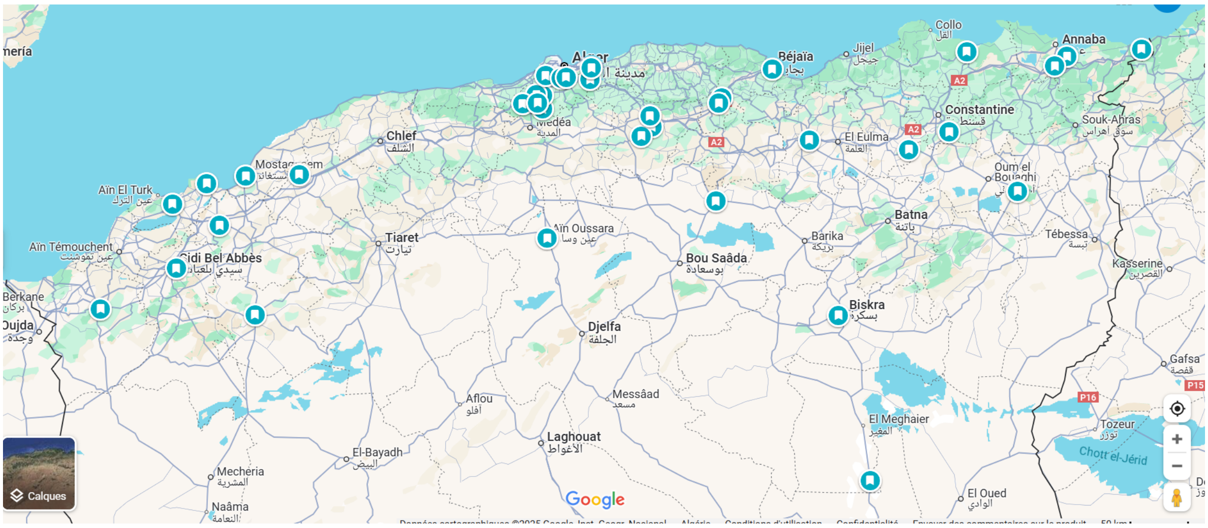

FIGURE 1.4 – Position des clients

1.9 Processus de traitement de la commande

Le processus de traitement des commandes chez Béjaïa Logistique suit une série d'étapes bien définies, assurant un service rapide, fiable et conforme aux attentes des clients. Tout commence par la réception de la commande par le service commercial, généralement transmise par le client via un canal formel (application de commandes, bon de commande, email ou appel téléphonique). Le service commercial informe le service de programmation qu'il y a une commande pour faire la planification en fonction de plusieurs critères : disponibilité des véhicules, type de marchandise, itinéraire, et délais demandés,... Le client est tenu de communiquer un certain nombre d'informations essentielles lors de la passation de la commande, à savoir :

- lieu de chargement et le lieu de déchargement.
- type de camion requis selon la nature de la marchandise.
- itinéraire à suivre (s'il est imposé par le client)
- heure de chargement ou de livraison souhaitée.
- toute condition particulière.

Les programmeurs confirment que les conditions sont réunies avec le client, et informent le service commercial que la commande est validée et donnent le planning qui se compose de :

- Numéro de camion.
- Nom, prénom de chauffeur et N° de téléphone.
- Immatriculation.

Une fois le planning établi, une feuille de route est générée. Ce document, remis au chauffeur, contient toutes les informations logistiques liées à la mission. Durant le trajet, un suivi est assuré en temps réel grâce aux outils de géolocalisation (installation de GPS), ce qui permet au service logistique de surveiller le bon déroulement de la livraison. À l'arrivée, une confirmation de réception est signée par le client destinataire, clôturant ainsi le cycle de la commande.

1.10 Missions et objectifs de BL :

Béjaïa logistique occupe une place très importante dans le domaine de transport. Elle est parmis les cinq tops et grandes entreprises au niveau nationale, elle a pour but de réaliser diverses missions aux activités qu'elle pratique quotidiennement :

- ✓ Assurer l'arrivée au bon état des marchandises transportées.
- ✓ Fidéliser ses clients et essayer d'en acquérir d'autres.
- ✓ Améliorer son système de distribution.
- ✓ Assurer un bon climat de travail pour les employés
- ✓ Gérer le développement des RH et les moyens matériels nécessaires au bon fonctionnement de l'entreprise.
- ✓ Assurer une représentativité nationale et faire face aux concurrents.
- ✓ tenter d'élargir le réseau d'activités à l'extérieur du pays.

1.11 Position du problème

Dans le cadre de ses activités de logistique et de transport routier, l'entreprise Béjaïa Logistique (BL) est confrontée à une problématique importante liée à l'inefficacité de l'exploitation de sa flotte de camions. Plus précisément, un pourcentage non négligeable des trajets effectués par les véhicules se fait à vide, en particulier lors des retours après livraison. Cette situation engendre des coûts économiques significatifs (carburant, maintenance, perte de temps), tout en augmentant l'empreinte écologique de l'activité à travers des émissions de gaz à effet de serre non justifiées.

Cette problématique ne découle pas d'un manque de ressources ou d'infrastructures bien au contraire, BL bénéficie d'une organisation fonctionnelle bien structurée et d'une flotte de camions adaptée aux différents types de marchandises. Toutefois, c'est au niveau de la planification des tournées que des limites majeures se manifestent. En l'absence d'un système d'optimisation efficace, la performance globale de l'activité transport s'en trouve affectée. BL ne dispose pas actuellement d'un outil décisionnel capable d'assigner les trajets de manière à minimiser les kilomètres parcourus à vide, tout en respectant les contraintes opérationnelles (disponibilité des camions, capacités de chargement, horaires d'ouverture des clients, etc).

Ces difficultés doivent être comprises dans un cadre plus large de compétitivité logistique, où la maîtrise des coûts de transport représente un enjeu stratégique majeur. Il devient donc crucial pour BL de développer une approche d'optimisation mathématique et algorithmique, permettant de rationaliser les mouvements de sa flotte, notamment en favorisant l'enchaînement de missions compatibles, et en intégrant si possible des opportunités de fret retour.

Cela dit, la problématique dans son ensemble est complexe à modéliser et à résoudre, en raison du nombre important de contraintes, de la variabilité des données et du temps limité disponible pour ce travail. Pour cette raison, nous faisons le choix de ne pas traiter le problème global dans toute sa dimension, mais plutôt d'en proposer une version simplifiée, centrée sur un ensemble restreint de contraintes prioritaires.

Ainsi, la problématique que nous nous proposons de traiter dans ce travail consiste à optimiser à l'échelle régionale, les tournées de livraison de l'entreprise Béjaïa Logistique, en minimisant les kilomètres parcourus à vide, tout en tenant compte d'un ensemble de contraintes logistiques et opérationnelles.

CHAPITRE

2

Notions d'Optimisation Combinatoire

2.1 Introduction

L'optimisation combinatoire (OC) regroupe un ensemble de méthodes permettant de résoudre des problèmes où il faut choisir la meilleure solution parmi un nombre fini mais souvent très grand de possibilités. Ce type de problème intervient fréquemment dans des domaines comme le transport, la logistique ou la planification. En raison de leur complexité, ces problèmes nécessitent l'utilisation de méthodes adaptées, qu'elles soient exactes ou approchées. Ce chapitre présente les notions de base de l'optimisation combinatoire, les méthodes de résolution, ainsi que quelques problèmes types couramment rencontrés.

2.2 Problème d'OC

L'optimisation combinatoire est une branche de la recherche opérationnelle qui étudie les méthodes permettant de résoudre des problèmes où l'on cherche à optimiser (minimiser ou maximiser) une fonction objectif sur un ensemble discret de solutions admissibles, souvent structuré sous forme d'un ensemble fini mais potentiellement très vaste.

Ces problèmes se caractérisent généralement par :

- une structure combinatoire (ensembles, graphes, permutations, partitions, etc.) ;
- une fonction objectif à optimiser (coût ou gain) ;
- un ensemble de contraintes à respecter.

Définition 1. *[20] Un problème d'OC est défini à partir d'un ensemble fini S et d'une application $f : S \mapsto \mathbb{R}$. Il s'agit de déterminer un élément $\hat{s}$ dans S tel que :*

$$f(\hat{s}) = \min_{s \in S} f(s) \tag{2.1}$$

Remarque 1. *Le problème consistant à rechercher un élément maximal est de même nature puisque :*

$$\max f(x) = -\min(-f(x)).$$

Définition 2. *[20] Considérons le problème d'optimisation combinatoire (2.1). S'il existe un ensemble E et une application $C : E \mapsto \mathbb{R}$, tels que :*

- $S \subset \mathcal{P}(E)$
- $f(S) = \sum_{e \in S} C(e)$

Le problème combinatoire (2.1), est dit problème d'optimisation combinatoire à fonction objectif séparée.

Définition 3. *[20] La famille S des solutions admissibles d'un problème d'optimisation combinatoire à fonction objectif séparée est dite héréditaire si :*

$$s \in S, \tilde{s} \subset s \rightarrow \tilde{s} \in S. \tag{2.2}$$

2.3 Complexité et Classification des problèmes d'OC

Les problèmes d'OC peuvent être classés en deux grandes catégories : d'une part, ceux pour lesquels il existe des algorithmes efficaces permettant d'obtenir une solution optimale en un temps raisonnable, et d'autre part, ceux dont la résolution exacte nécessite un temps de calcul exponentiel en fonction de la taille des données [17]. La notion de complexité algorithmique joue ici un rôle fondamental. En effet, lorsqu'un problème est identifié comme étant particulièrement complexe, sa modélisation peut s'avérer difficile, voire impraticable. Dans de tels cas, il devient illusoire de rechercher une solution exacte, et l'on se tourne alors vers des méthodes approchées ou heuristiques, qui visent à fournir des solutions de bonne qualité dans un délai raisonnable.

Dans la littérature, plusieurs classes de complexité ont été définies [18], parmi lesquelles les plus connues sont notamment les suivantes :

P (Polynomial time) : Ensemble des problèmes de décision pouvant être résolus en temps polynomial par un algorithme déterministe. Autrement dit, il existe un algorithme efficace permettant de trouver une solution en temps raisonnable.

NP (Nondeterministic Polynomial time) : Ensemble des problèmes dont la solution peut être vérifiée en temps polynomial par un algorithme déterministe, même si trouver la solution peut être difficile ou non connu.

NP-complet : Sous-ensemble des problèmes dans NP qui sont les plus difficiles au sens où tout problème de NP peut être réduit en temps polynomial à un problème NP-complet. Trouver un algorithme polynomial pour un problème NP-complet impliquerait que $P = NP$, ce qui est un problème ouvert majeur en informatique théorique.

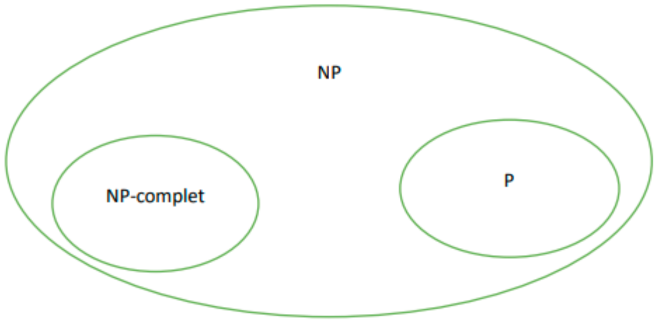

FIGURE 2.1 – Classification de complexité des problèmes d'OC

2.4 Quelques Problèmes d'OC

Loin d'être exhaustive, cette section a pour objectif d'introduire ou de rappeler quelques problèmes connus dans la littérature, devenus des classiques dans certaines disciplines, car ils modélisent des situations pratiques et représentent des défis théoriques, notamment en raison de leur complexité algorithmique (NP-difficile). Nous nous sommes limités dans le cadre de ce mémoire, à présenter principalement les problèmes qui ont un lien direct avec le problème étudié, à savoir le problème de tournées de véhicules.

2.4.1 PROBLÈME D'AFFECTATION

Un problème d'affectation consiste à associer un ensemble de tâches à un ensemble d'agents (ou ressources) de façon à minimiser le coût total de l'affectation, sous la contrainte qu'une tâche est assignée à un seul agent et qu'un agent ne réalise qu'une tâche[17]. Formellement, on considère un ensemble de n agents et n tâches, avec un coût c_{ij} d'affecter la tâche j à l'agent i. Le problème est de déterminer une permutation p des tâches qui minimise :

$$\min_p \sum_{i=1}^{n} c_{i,p(i)}$$

On peut aussi le formuler avec des variables binaires x_{ij} telles que :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si la tâche } j \text{ est assignée à l'agent } i \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Le problème s'écrit alors :

$$\begin{cases} \min & \displaystyle\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \\ \text{s.c.} & \displaystyle\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = 1, \quad \forall i = 1,\dots,n \\ & \displaystyle\sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1, \quad \forall j = 1,\dots,n \\ & x_{ij} \in \{0,1\}, \quad \forall i,j = 1,\dots,n \end{cases} \tag{2.3}$$

2.4.2 Problème de transport

Le problème de transport est un problème d'optimisation qui consiste à déterminer la quantité de marchandise à transporter entre plusieurs sources (usines, entrepôts) et plusieurs destinations (clients, points de distribution) de manière à minimiser le coût total de transport tout en respectant les capacités d'offre des sources et les demandes des destinations[17]. Soient m sources avec des capacités s_i $(i = 1,\dots,m)$ et n destinations avec des demandes d_j $(j = 1,\dots,n)$. Le coût unitaire de transport de la source i à la destination j est c_{ij}. On cherche les quantités x_{ij} à transporter qui minimisent :

$$\min \sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij}$$

Sous les contraintes :

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^{n} x_{ij} \leq s_i, & \forall i = 1,\dots,m \\ \sum_{i=1}^{m} x_{ij} = d_j, & \forall j = 1,\dots,n \\ x_{ij} \geq 0, & \forall i,j \end{cases}$$

2.4.3 Problème du voyageur de commerce

Le problème du voyageur de commerce ou (Travel Salesman Problem, TSP) est un problème d'optimisation combinatoire classique. Il convient de trouver le plus court circuit passant par un ensemble de villes tout en visitant chacune des villes exactement une fois et en retournant à la ville à partir de laquelle on a commencé. Le problème soulève des questions qui sont fondamentales en matière de logistique et de transport, ainsi que de planification [17].

On considère un ensemble de n villes noté $V = \{1, 2, \ldots, n\}$. Pour chaque paire de villes (i, j), on associe une distance ou un coût c_{ij}. L'objectif est de minimiser la distance totale parcourue par un voyageur partant d'une ville, visitant toutes les autres villes une seule fois, et revenant à sa ville de départ. Notons :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si le trajet va de la ville } i \text{ à la ville } j \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La formulation mathématique classique s'écrit :

$$\begin{cases} \text{Min} & Z = \sum_{i \in Q} \sum_{j \in Q} c_{ij} x_{ij} \\ \text{s.c} & \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = 1, \quad \forall i \\ & \sum_{i=1}^{n} x_{ij} = 1, \quad \forall j \\ & \sum_{j \in Q} x_{ij} = 1, \quad \forall i \in Q \\ & \sum_{i \in Q} x_{ij} = 1, \quad \forall j \in Q \\ & x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad \forall i, j \end{cases} \tag{2.4}$$

Remarque 2. *Ce problème a une grande utilité pratique, notamment dans la gestion de tournées de livraison, la planification d'interventions techniques, la conception de circuits électroniques, ou encore dans la robotique pour planifier des trajets optimaux [17].*

Exemple 1. *Une entreprise de messagerie souhaite organiser la tournée quotidienne d'un livreur qui doit visiter 20 clients dans différentes zones d'une ville. Le TSP permet de déterminer l'ordre optimal de visite afin de minimiser la distance totale parcourue et ainsi réduire les coûts en carburant et le temps de trajet.*

2.4.4 Problèmes de couverture

Le problème de couverture ou (set covering problem, SCP) est un problème classique en optimisation combinatoire. Il consiste à trouver un sous-ensemble minimal qui couvre tous les éléments d'un ensemble universel donné au moins une fois. Soient :

- un ensemble de cardinalité m d'objets indicés par $i \in I = \{1, 2, \ldots, m\}$
- un ensemble de n sous ensembles P_j de I, indicés par $j \in J = \{1, 2, \ldots, n\}$

A chaque sous ensemble P_j est associé un cout $c_j > 0$.

Définition 4. *On appelle couverture de I, un sous ensemble $P_j, j \in K \subset J$ de sous ensembles vérifiant*

$$\bigcup_{j \in K} P_j = I, \tag{2.5}$$

de sorte que chaque objet $i \in I$ apparaît au moins une fois (on dit qu'il est couvert) dans l'un des sous ensembles $P_j, j \in K$.

Le problème consiste à trouver une couverture de coût total minimal. Ainsi, en considérant les variables suivantes :

$$t_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{si } i \in P_j\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$$

et

$$x_j = \begin{cases} 1, & \text{si } P_j \text{ est sélectionné dans la couverture}\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$$

le modèle mathématique associé au problème de couverture s'écrit :

$$\begin{aligned} \min Z(x) = \sum_{j \in J} c_j x_j & \\ \sum_{j \in J} t_{ij} x_j \geq 1, \; i \in I, & \\ x_j \in \{0, 1\} & \end{aligned} \tag{2.6}$$

Le modèle (2.6) est ainsi utilisé lorsque l'on souhaite couvrir un besoin ou une zone minimale avec le moins de ressources possible, tout en garantissant que chaque point soit desservi.

Exemple 2. *Une commune veut implanter des casernes de pompiers dans différentes localités. Chaque caserne peut couvrir plusieurs quartiers à proximité. L'objectif est de choisir un nombre minimal de casernes tout en s'assurant que chaque quartier est couvert par au moins une caserne.*

2.4.5 Problème de partition

Le problème de partition (Set Partitioning Problem, SPP) vise à diviser un ensemble I en sous-ensembles disjoints. Il est obtenu en imposant en plus de la relation (2.5), la relation

$$P_{j_1} \cap P_{j_2} = \emptyset, \quad j_1, j_2 \in K \tag{2.7}$$

de sorte que la couverture forme une partition de I et que chaque élément $i \in I$ soit couvert exactement une seule fois. Cela signifie qu'il doit appartenir à un seul et unique ensemble sélectionné parmi $P_j \subseteq I$ [17]. C'est une variante plus stricte du problème de couverture. L'objectif est souvent de minimiser un coût total, tout en respectant cette contrainte d'unicité. Le modèle mathématique s'écrit :

$$\begin{cases} \text{min} & Z = \sum\limits_{j=1}^{n} c_j x_j \\ \text{s.c.} & \sum\limits_{j=1}^{n} t_{ij} x_j = 1, \quad \forall i \in I \\ & x_j \in \{0,1\}, \quad \forall j = 1, \dots, n \end{cases} \tag{2.8}$$

Il est utile lorsqu'on veut affecter de manière exclusive des éléments à des groupes, sans chevauchement, en assurant une couverture complète et unique.

Exemple 3. *Une compagnie aérienne veut planifier ses équipages pour des vols. Chaque équipage (solution candidate) peut couvrir un ensemble de vols dans une journée. Le but est de sélectionner un ensemble d'équipages tel que chaque vol est couvert exactement une fois, sans double affectation.*

2.4.6 Problème d'embalage

Le problème d'emballage (Set Packing Problem), consiste à choisir un sous-ensemble maximal d'ensembles $P_j \subseteq I$, de sorte que chaque élément $i \in I$ n'appartienne qu'à au plus un ensemble sélectionné. Autrement dit, les ensembles choisis doivent être disjoints. L'objectif est de maximiser le profit total généré par les ensembles sélectionnés [17]. Le modèle mathématique s'écrit :

$$\begin{cases} \text{max} & Z = \sum\limits_{j=1}^{n} c_j x_j \\ \text{s.c.} & \sum\limits_{j=1}^{n} t_{ij} x_j \leq 1, \quad \forall i \in I \\ & x_j \in \{0,1\}, \quad \forall j = 1, \dots, n \end{cases}$$

Ce problème se pose généralement lorsqu'on veut mettre en oeuvre une production de valeur maximale dans un contexte de ressources limitées. Il est adapté lorsqu'il faut choisir un maximum d'options compatibles entre elles, c'est-à-dire sans conflit ou recouvrement [17].

Exemple 4. *Dans une entreprise de location de salles, plusieurs événements souhaitent être organisés. Chaque événement a besoin de ressources (espaces, temps, personnel). On veut sélectionner un maximum d'événements compatibles (qui n'entrent pas en conflit de ressources) pour maximiser le revenu.*

2.4.7 Problème de localisation

Le problème de localisation (Facility Location Problem) vise à déterminer l'emplacement optimal de certains sites (entrepôts, usines, centres de services) afin de minimiser les coûts totaux liés à l'implantation et à la distribution vers une demande donnée [6]. Le modèle de base est le problème UFLP (problème de localisation sans contrainte de capacité). Soient :

- $I = \{1, \ldots, m\}$ l'ensemble des clients,
- $J = \{1, \ldots, n\}$ l'ensemble de sites potentiels,
- f_j, $j \in J$: le coût fixe d'ouverture d'un dépôt sur le site j,
- C_{ij}, $i \in I$, $j \in J$: le coût unitaire de service d'un client i par le dépôt du site j,

Il s'agit dans ce problème de déterminer le sous-ensemble $\tilde{S} \subseteq J$ des sites d'implantations de manière à minimiser le coût total formé des coûts d'ouverture et des coûts de service. Le modème mathématique est :

$$\min \sum_{j=1}^{n} f_j y_j + \sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ij}$$

sous les contraintes :

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = 1, & \forall i = 1, \ldots, m \\ x_{ij} \leq y_j, & \forall i = 1, \ldots, m, \ j = 1, \ldots, n \\ y_j \in \{0, 1\}, & \forall j = 1, \ldots, n \\ x_{ij} \in \{0, 1\}, & \forall i, j \end{cases}$$

où

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{si le client } i \text{ est servi à partir du dépôt } j \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

et

$$y_j = \begin{cases} 1 & \text{si le site } j \text{ est ouvert.} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

2.5 Méthodes de résolution

Pour résoudre les problèmes d'optimisation combinatoire, deux grandes catégories de méthodes sont généralement employées : **les méthodes exactes et les méthodes approchées**, comme les montrent la figure suivante :

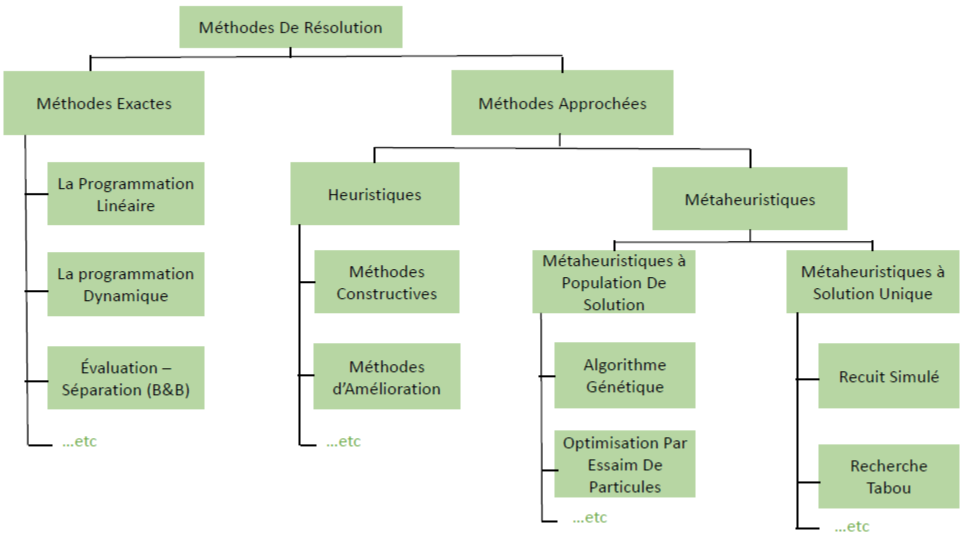

FIGURE 2.2 – Taxonomie des méthodes de résolution de problème d'optimisation

2.5.1 MÉTHODES EXACTES

Les méthodes exactes ont pour principal avantage de garantir la solution optimale d'un problème donné, en explorant rigoureusement l'ensemble de l'espace de recherche. Toutefois, cette rigueur implique un coût élevé en temps de calcul et en mémoire, rendant ces méthodes peu adaptées aux problèmes de grande taille ou de complexité croissante.

Parmi les approches exactes les plus répandues, on retrouve l'algorithme du simplexe [2], la programmation dynamique[19], ainsi que les algorithmes de séparation et d'évaluation tels que *Branch and Bound*, *Branch and Cut*[16], *Branch and Price*[1] ou encore leurs combinaisons. D'autres méthodes comme le retour arrière (*Backtracking*) ou des algorithmes spécialisés, tels que celui de Johnson [11] pour l'ordonnancement, sont également couramment utilisés.
L'objectif ici n'est pas de détailler le fonctionnement de chacune de ces méthodes, mais d'en mentionner les principales approches utilisées dans la littérature.

1.Programmation linéaire : [2]

La programmation linéaire est une méthode d'optimisation mathématique qui consiste à déterminer la meilleure solution possible à un problème dont la fonction objectif et les contraintes sont toutes linéaires. Elle est largement utilisée dans divers domaines tels que la gestion, la logistique, la finance, et les systèmes de production.

Un modèle de programmation linéaire se compose généralement de :

1. Une **fonction objectif linéaire** à maximiser ou à minimiser ;
2. Un **ensemble de contraintes linéaires**, sous forme d'égalités ou d'inégalités ;
3. Des **variables de décision** continues (réelles positives ou non).

Le **simplexe**[2] est l'algorithme le plus utilisé pour résoudre les problèmes de programmation linéaire. Il permet d'explorer efficacement les sommets du polyèdre des solutions admissibles pour identifier l'optimum global. D'autres approches, comme les méthodes de points intérieurs, sont également utilisées pour des problèmes de grande dimension.

La programmation linéaire constitue un outil fondamental en recherche opérationnelle et en optimisation combinatoire.

2.Programmation dynamique : [19]

La programmation dynamique est une méthode exacte destinée à résoudre des problèmes d'optimisation pouvant être décomposés en sous-problèmes plus simples. Elle repose sur le principe fondamental de l'*optimalité de Bellman*, selon lequel une solution optimale d'un problème global est composée des solutions optimales de ses sous-problèmes.

Le coeur de cette méthode consiste à résoudre chaque sous-problème une seule fois et à mémoriser le résultat obtenu dans une structure de type tableau. Cette technique permet d'éviter les recalculs inutiles, ce qui améliore significativement l'efficacité algorithmique, surtout lorsque le problème possède une structure récursive.

La programmation dynamique s'applique de manière efficace aux problèmes présentant :[19]

– une structure de recouvrement des sous-problèmes (les mêmes sous-problèmes apparaissent plusieurs fois),
– une sous-structure optimale (la solution optimale globale est construite à partir de solutions optimales locales).

Deux approches sont généralement utilisées :[19]

1. **Approche descendante (top-down)** : fondée sur l'appel récursif avec mémoïsation des résultats intermédiaires.
2. **Approche ascendante (bottom-up)** : basée sur une construction progressive des solutions en remplissant une table de valeurs.

La programmation dynamique est largement utilisée dans de nombreux domaines, comme le problème du sac à dos, le calcul du plus court chemin, les algorithmes de chaînes de caractères, ou encore l'ordonnancement de tâches. Elle permet de trouver la solution optimale dans un temps raisonnable, mais peut nécessiter une grande capacité mémoire selon la taille du problème traité.[19]

3.Branch and Bound (B&B) : [15]

La méthode de séparation et évaluation, connue sous le nom de *Branch and Bound* (B&B), constitue une approche exacte efficace pour résoudre des problèmes d'optimisation combinatoire. Son objectif est de minimiser le coût de recherche en explorant intelligemment l'espace de solutions grâce à deux mécanismes fondamentaux : la séparation et l'évaluation.

Le principe de B&B repose sur la stratégie ń diviser pour régner ż. Le problème initial est décomposé en une série de sous-problèmes, organisés sous forme d'un arbre de recherche où chaque nIJud représente une solution partielle. Ces solutions sont construites de manière incrémentale. À chaque nIJud, on évalue des bornes (supérieure et inférieure) permettant de décider s'il faut poursuivre l'exploration ou élaguer la branche considérée.

Une branche est coupée si son évaluation montre qu'elle ne peut pas mener à une solution meilleure que celle déjà obtenue. Sinon, le nIJud est subdivisé en plusieurs sous-nIJuds. Ce processus se poursuit jusqu'à l'exploration complète des branches prometteuses ou jusqu'à la découverte de la solution optimale.
L'implémentation de B&B nécessite :

1. Une solution initiale pour démarrer la recherche ;
2. Une stratégie de décomposition du problème en sous-problèmes ;
3. Une méthode d'estimation des bornes pour chaque sous-problème ;
4. Une stratégie de parcours de l'arbre (profondeur, largeur, etc.).

Le principal avantage de cette méthode est sa capacité à éviter l'exploration de sous-espaces non prometteurs, ce qui permet de réduire significativement le temps de calcul. Cette efficacité a suscité un intérêt important dans la communauté scientifique, conduisant au développement de variantes telles que :
– *Branch and Cut* (B&C) [16] ;
– *Branch and Price* (B&P)[1] ;
– *Branch and Cut and Price* (B&C&P)[1].

2.5.2 MÉTHODES APPROCHÉES

Dans les problèmes d'optimisation complexes, notamment ceux de grande taille ou combinatoires, les méthodes exactes deviennent souvent inapplicables en raison de leur coût computationnel élevé. Pour y remédier, on a recours aux méthodes approchées, qui visent à trouver des solutions de bonne qualité en un temps raisonnable, sans garantir l'optimalité.

Ces méthodes se divisent principalement en deux catégories : **Les heuristiques et Les métaheuristiques**

Heuristiques

Dans le domaine de l'optimisation combinatoire, les heuristiques jouent un rôle central, en particulier lorsqu'on est confronté à des problèmes de grande taille ou de complexité élevée, pour lesquels les méthodes exactes deviennent impraticables en raison de leur coût computationnel. Contrairement aux méthodes exactes qui garantissent une solution optimale, les heuristiques visent à trouver une solution satisfaisante, souvent proche de l'optimum, dans un temps de calcul raisonnable.[17]

Une heuristique est une méthode de résolution approchée qui repose sur des règles empiriques ou intuitives. Elle cherche à orienter la recherche vers des zones prometteuses de l'espace des solutions, sans pour autant garantir d'atteindre la solution optimale. L'objectif principal est d'obtenir des résultats de bonne qualité, exploitables dans un contexte opérationnel, surtout lorsque le temps de réponse est une contrainte critique.[17]

On distingue généralement deux grandes catégories d'heuristiques :

1.Les méthodes constructives : [17]

> Ces méthodes construisent une solution à partir de zéro, en ajoutant progressivement des éléments selon un certain critère (coût, proximité, demande, etc.). Elles sont souvent utilisées pour fournir une solution initiale de base. Un exemple classique est l'algorithme du plus proche voisin (Nearest Neighbor) dans les problèmes de tournées.

2.Les méthodes d'amélioration : [17]

> Ces méthodes partent d'une solution initiale (souvent générée par une heuristique constructive) et cherchent à l'améliorer par des modifications locales, tant que cela entraîne une réduction du coût. Les méthodes de recherche locale, telles que l'échange 2-opt, 3-opt, ou les déplacements d'un client d'une tournée à une autre, en sont des exemples courants.

Métaheuristiques

Dans la résolution des problèmes complexes rencontrés en pratique, il est souvent nécessaire de concilier deux exigences contradictoires : la rapidité de traitement et la qualité des solutions obtenues. Les méthodes exactes, bien qu'efficaces pour des instances de petite taille, deviennent rapidement inexploitables dès que la taille du problème augmente en raison de leur coût computationnel élevé. Quant aux heuristiques classiques, elles sont souvent trop spécifiques à un problème donné.[9]

C'est dans ce contexte que les métaheuristiques s'imposent comme des approches puissantes. Elles offrent des solutions satisfaisantes en un temps raisonnable, même pour des problèmes complexes. Leur grande flexibilité leur permet d'être appliquées à une vaste gamme de problèmes d'optimisation combinatoire.

On distingue généralement deux grandes familles de métaheuristiques :

– les métaheuristiques **à base de solution unique**, qui partent d'une seule solution initiale et l'améliorent localement ;
– les métaheuristiques **à base de population**, qui manipulent plusieurs solutions simultanément pour favoriser une exploration plus diversifiée de l'espace de recherche.

1. Métaheuristiques à solution unique : [8]

Ces approches commencent par une solution initiale et s'efforcent de l'améliorer en explorant son *voisinage*, c'est-à-dire l'ensemble des solutions obtenues par de légères modifications de la solution actuelle. La qualité finale dépend fortement de la pertinence de ces modifications. Une mauvaise gestion du voisinage peut enfermer la recherche dans un optimum local de faible qualité. Parmi les méthodes les plus connues, on peut citer : [17]

– le recuit simulé ;
– la recherche tabou ;
– la descente ;
– la recherche à voisinage variable (VNS) ;

Le Recuit Simulé : [12] Le recuit simulé (*Simulated Annealing*) a été introduit par KIRKPATRICK, GELATT et VECCHI en 1983, en s'inspirant d'un procédé physique : le *recuit des métaux*. Dans ce processus, un métal est chauffé à très haute température, puis refroidi lentement afin d'obtenir une structure cristalline stable, sans défauts. En revanche, un

Cette analogie a conduit à la conception d'un algorithme capable d'éviter les optima locaux en autorisant, avec une certaine probabilité, l'acceptation de solutions moins bonnes au début du processus. Cette probabilité décroît au fur et à mesure que la température simulée baisse, suivant une stratégie de refroidissement soigneusement définie.

La Recherche Tabou : [8]

La recherche tabou (*Tabu Search*), introduite par Glover en 1986, est une métaheuristique de type recherche locale, qui s'appuie sur l'exploration itérative du voisinage d'une solution unique. Elle se distingue par sa capacité à éviter le piégeage dans des optima locaux en autorisant, de manière temporaire, l'acceptation de solutions moins performantes que la solution actuelle. Deux idées fondamentales structurent cette méthode :

– L'exploitation du *voisinage* d'une solution courante pour identifier de nouvelles solutions candidates ;
– L'utilisation d'une mémoire adaptative, appelée *liste tabou*, pour interdire provisoirement certains mouvements ou attributs afin d'éviter les cycles.

Contrairement aux méthodes classiques de recherche locale qui s'arrêtent à la première amélioration trouvée, la recherche tabou évalue un ensemble de solutions voisines et sélectionne la meilleure, même si celle-ci est moins bonne que la solution courante. Cela permet de sortir des vallées d'optima locaux et d'explorer d'autres régions de l'espace de recherche.

2. Métaheuristiques à Population De Solution : [8]

Les métaheuristiques à base de population sont des méthodes d'optimisation avancées qui opèrent sur un ensemble de solutions, appelé population, contrairement aux approches classiques fondées sur une seule solution. Inspirées de phénomènes naturels tels que l'évolution biologique ou le comportement collectif, elles débutent par la génération d'une population initiale, souvent aléatoire ou construite heuristiquement. Au fil des itérations, de nouvelles solutions sont produites à partir des précédentes, en appliquant des mécanismes comme la sélection, la recombinaison et la mutation, dans le but d'explorer efficacement l'espace des solutions et d'améliorer progressivement la qualité des résultats.
Voici deux des méthodes les plus utilisées parmi les métaheuristiques à base de population :

Algorithme génétique (Genetic Algorithm) : inspiré de la sélection naturelle, cet algorithme utilise des opérateurs comme la sélection, le croisement (crossover) et la mutation pour générer de nouvelles générations de solutions.

Optimisation par essaims particulaires (Particle Swarm Optimization) : inspiré du comportement des oiseaux en vol, chaque solution est une particule se déplaçant dans l'espace des solutions en fonction de sa propre expérience et celle du groupe.

2.6 Conclusion

Ce chapitre a permis de poser les fondements théoriques nécessaires à la compréhension des problèmes d'optimisation combinatoire, en présentant les différentes catégories de problèmes classiques ainsi que les méthodes de résolution associées.
Les méthodes exactes, bien que rigoureuses et capables de garantir l'optimalité, deviennent rapidement inefficaces face à des instances de grande taille en raison de leur complexité computationnelle. À l'inverse, **les méthodes approchées**, notamment les heuristiques et métaheuristiques, offrent des alternatives puissantes pour obtenir des solutions satisfaisantes dans des délais raisonnables, tout en s'adaptant à la diversité et à la complexité des problèmes réels.
Ce cadre théorique constitue une base solide pour aborder, dans les chapitres suivants, la modélisation et la résolution du problème de tournées de véhicules appliqué au cas de Béjaïa Logistique.

CHAPITRE

3

Problèmes de Tournées de Véhicules

3.1 Introduction

Le problème de tournées de véhicules (Vehicle Routing Problems, ou VRP), consistent à gérer de manière optimale une flotte de véhicules stationnés en un dépôt, de façon à satisfaire les demandes d'un ensemble de clients. Il convient de déterminer un circuit appelée tournée, visitant un sous ensemble de clients en débutant et finissant au dépôt, que doit effectuer chaque véhicule de manière à minimiser une fonction de coût.

De manière formelle, le VRP se définit sur un graphe orienté ou non orienté, où les sommets représentent le dépôt et les clients, et les arêtes (ou arcs) sont associées à des coûts ou distances. Les solutions doivent satisfaire plusieurs contraintes : chaque client doit être visité une seule fois, la demande cumulée sur chaque tour-

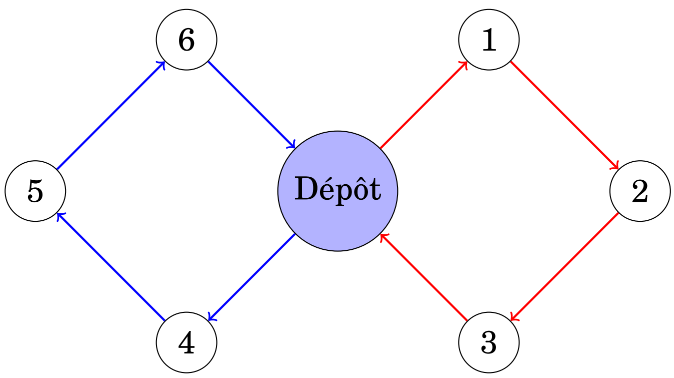

FIGURE 3.1 – Problème de Tournées

née ne doit pas excéder la capacité du véhicule, et chaque tournée doit commencer et se terminer au dépôt.

3.2 VRP à contraintes de capacité

Le problème de base, appelé CVRP (Capacitated VRP), consiste à déterminer un ensemble de routes optimales pour une flotte de véhicules partant d'un ou plusieurs dépôts afin de desservir un ensemble de clients. Chaque client a une demande connue, et chaque véhicule possède une capacité maximale à ne pas dépasser. L'objectif est généralement de minimiser la distance totale parcourue, le coût de transport, ou le nombre de véhicules utilisés. Considérons les données suivantes :

- Un dépôt noté o, où se trouvent K véhicules $k = (1, \ldots, K)$ identiques de capacité Q.
- n clients $(i = 1, \ldots, n)$ chacun correspondant à une demande d_i.
- Un graphe $G(V, A, C)$ avec :
  - $A = \{(i, j), i, j \in X, i \neq j\}$ représentant l'ensemble des arcs,
  - $C = \{c_{ij}, (i, j) \in U\}$ désignant l'ensemble des coûts (distances,temps,. . . ,etc).

Il s'agit de déterminer l'ensemble des tournées des K véhicules sachant que :

- Chaque client $i \in V \setminus \{o\}$ doit être visité une et une seule fois par un seul véhicule.
- Chaque véhicule k effectue une seule tournée (sans sous tour, partant du dépôt et y revenir).
- La somme des demandes des clients figurant dans une tournée ne peut dépasser la capacité Q.

3.3 Modélisation Mathématique

Dans cette section, nous présentons deux formulations importantes en programmation mathématique pour le CVRP. Nous avons sélectionné l'une d'elles afin de pouvoir modéliser et résoudre numériquement l'une des nombreuses variantes du VRP, et d'étendre certaines parties de ce modèle dans le but de mieux expliquer la variante qui correspond au problème posé dans ce mémoire.

3.3.1 MODÈLE AVEC DES VARIABLES À DEUX INDICES

Considérons les notations précédentes et introduisons les variables x_{ij}, $i, j \in V$, $i \neq j$ telles que :

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{si l'arc } (i,j) \text{ est parcouru par un véhicule ;} \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$$

et soit $b(U)$ une borne inférieure du nombre de véhicules nécessaires pour couvrir un sous-ensemble de clients $U \subset V \setminus \{o\}$ à l'aide de tournées admissibles, respectant la capacité Q du véhicule. Le modèle mathématique prend alors la forme suivante :

$$
\begin{aligned}
\min \quad & \sum_{i\in V}\sum_{j\in V} c_{ij}x_{ij} && && (3.1)\\
\text{s.c.} \quad & \sum_{i\in V} x_{ij} = 1, && \forall j \in V\setminus\{o\}, && (3.2)\\
& \sum_{j\in V} x_{ij} = 1, && \forall i \in V\setminus\{o\}, && (3.3)\\
& \sum_{i\in V\setminus\{o\}} x_{oi} = K, && && (3.4)\\
& \sum_{j\in V\setminus\{o\}} x_{jo} = K, && && (3.5)\\
& \sum_{i\in U}\sum_{j\in \bar{U}} x_{ij} \geq b(U), && \forall U \subset V\setminus\{o\}, U \neq \emptyset, && (3.6)\\
& x_{ij} \in \{0,1\}, && \forall i,j \in V, i \neq j. && (3.7)
\end{aligned}
$$

Les contraintes (3.2) et (3.3) imposent pour chaque client qu'il soit visité une seule fois. Les contraintes (3.4) et (3.5) imposent que K véhicules partent du dépôt (noeud o) et y reviennent. Les contraintes de sous-tour éliminant les cycles illégaux s'expriment par les contraintes (3.6) et (3.7), dans le sens où pour couvrir un sous ensemble U de clients, le nombre minimal $\bar{U}$ de véhicules nécessaires doit être au moins égal à U.

Remarque 3. *Dans le cas où $K = 1$, et sans l'existence du dépôt , donc $b(U) = 1$, $\forall U \in V$, la formulation du problème (3.1)-(3.7) est équivalente à la formulation du problème du voyageur de commerce asymétrique (2.4).*

3.3.2 Modèle avec partitionnement

Ce type de modèle concerne des situations où il est possible d'énumérer l'ensemble des tournées réalisables, vérifiant les contraintes. Notons :

- J l'ensemble des tournées réalisables et c_j le cout de la tournée $j \in J$.
- $t_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{si le client } i \in V\setminus\{o\} \text{ appartient à la tournée } j\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$

et considérons la variable $x_j = \begin{cases} 1, & \text{si la tournée } j \text{ est retenue dans la solution ;} \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases}$
Le problème des tournées de véhicule se formule alors comme suit :

$$\min \sum_{j \in J} c_j x_j \tag{3.8}$$

$$\sum_{j \in J} t_{ij} x_j = 1, \quad \forall i \in X \setminus \{o\} \tag{3.9}$$

$$\sum_{j \in J} x_j \leq K \tag{3.10}$$

$$x_j \in \{0, 1\} \tag{3.11}$$

La contrainte (3.9) exprime le fait que chaque client doit figurer dans une et seule tournée. La contrainte (3.10) note qu'il existe au plus K tournées, mais si le nombre maximal de tournées n'est pas fixé à priori, la contrainte n'est pas requise et le problème prends la forme du problème de partitionnement (2.8).

Remarque 4. *Dans le cas où les coûts c_{ij} vérifient les inégalités triangulaires*

$$c_{ij} \leq c_{ik} + c_{kj}, \quad \forall i, j \in V$$

la contrainte (3.9) peut être remplacée par l'inégalité

$$\sum_{j \in J} t_{ij} x_j \geq 1, \quad \forall i \in X \setminus \{o\}$$

et dans ce cas, le modèle résultant correspond au problème de couverture (2.6).

3.4 Résolution Numérique

Comme mentionné précédemment, de nombreuses méthodes de résolution ont été développées pour la résolution des problèmes de tournées. Nous décrirons brièvement une procédure de résolution du problème (3.1)-(3.7) par une méthode exacte et nous détaillerons sa résolution par des méthodes approchées.

Remarque 5. *Le VRP est un problème NP-difficile, même dans ses formes les plus simples. Cela signifie qu'aucun algorithme polynomial n'est connu pour le résoudre de manière exacte en un temps raisonnable dès que la taille du problème augmente.*

3.4.1 Résolution par la méthode de Branch and Bound

Rappelons que les méthodes exactes garantissent une solution optimale lors de la résolution des problèmes de tournées de véhicules, mais sont généralement coûteuses en temps pour des instances de grande taille. La méthode de Branch and Bound est l'une des techniques d'optimisation les plus utilisée pour résoudre de manière exacte des problèmes NP-difficiles, tel que le problème (3.1)-(3.7). La méthode consiste à procéder d'une part à une relaxation des contraintes de capacité, et d'autre part à démultiplier le dépôt o en K dépôts fictifs o_k, k=1,. . . ,K. Considérer ensuite le nouveau ensemble de sommets $V' = \{1, \ldots, n\} \cup \{o_1, o_2, \ldots, o_K\}$, ainsi que la matrice étendue $C' = (c_{ij}, i, j \in V')$. Le problème relaxé correspondra à un problème d'affectation, dont la résolution fournira une borne inférieure au problème de tournées. La procédure de séparation utilisée dans ce cas s'inspire de celle utilisée dans le cas du problème du voyageur de commerce.

3.4.2 Résolution du CVRP comme un problème SCP

Nous avons mentionné précédemment que le problème de tournées formulé par le modèle (3.1)-(3.7), peut être ramené à un modèle de couverture (3.8)-(3.11), et le résoudre par une méthode exacte. Cependant, le problème de couverture contient généralement de très nombreuses colonnes, et la matrice $T = (t_{ij}, i \in I, j \in J)$ de dimension $m \times n$ présente de nombreux zéros. Une caractéristique importante du problème (3.8)-(3.11) est la densité de 1 présents dans la matrice T du problème (2.6). Ce pré-traitement de réduction vise à supprimer des lignes et/ou des colonnes de T pour réduire sa dimension.

Réduction du SCP

Considérons les ensembles suivants :

- J_i l'ensemble des colonnes de T possédant un coefficient 1 dans la ligne i

$$J_i = \{j \in J : t_{ij} = 1\}, \quad i \in I \tag{3.12}$$

- I_j l'ensemble des lignes de T possédant un coefficient 1 dans la colonne j

$$I_j = \{i \in I : t_{ij} = 1\}, \quad j \in J \tag{3.13}$$

Notons $\tau_i, i \in I$ et $t_j, j \in J$ respectivement les lignes et les colonnes de T et appliquons les quatre tests logiques de réduction suivants sur T.

Test 1 si la ligne τ_i est le vecteur unitaire e_k ($J_i = \{k\}$), alors

- $\tilde{x}_k = 1$
- τ_i et t_k sont supprimés
- τ_l est supprimé si $t_{lk} = 1$

Test 2 si $\exists i$ et $l \in I$ tels que $J_l \supseteq J_i$, alors
- t_l est supprimé

Test 3 si $\exists j$ et $k \in J$ tels que $I_k \supseteq I_j$ et $c_k \leq c_j$ alors
- $\tilde{x}_j = 0$ et t_j est supprimé

Test 4 si $\exists j \in J$ tel que $|I_j| > 1$ et $c_j \geq \sum_{i \in I_j} \min_{k \in J_i} c_k$, alors
- $\tilde{x}_j = 0$ et t_j est supprimé

Exemple 5. *Considérons le problème de recouvrement suivant défini par :*

$$c = (10, 5, 8, 6, 9, 13, 11, 4, 6)$$

et

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

En appliquant les tests précédents sur le problème, on obtient :

Test 1

$\tau_4 = e_4$ *:* $\tilde{x}_4 = 1$ *;* τ_4 *et* t_4 *sont supprimées*

τ_7 *est supprimée car* $t_{7,4} = 1$

Test 2

$J_1 \supseteq J_2$ *: on supprime* τ_1

Test 3

$I_2 \supseteq I_7$ *et* $c_2 \leq c_7$ *:* $\tilde{x}_7 = 0$ *et on supprime* t_7

$I_3 \supseteq I_1$ *et* $c_3 \leq c_1$ *:* $\tilde{x}_1 = 0$ *et on supprime* t_1

$I_5 \supseteq I_6$ *et* $c_5 \leq c_6$ *:* $\tilde{x}_6 = 0$ *et on supprime* t_6

$I_9 \supseteq I_5$ *et* $c_9 \leq c_5$ *:* $\tilde{x}_5 = 0$ *et on supprime* t_5

Test 2

$J_6 \supseteq J_5$: on supprime τ_6

Test 3

$I_8 \supseteq I_2$ et $c_8 \leq c_2$: $\tilde{x}_2 = 0$ et on supprime t_2

Après ces itérations, on obtient le problème réduit suivant :

$$
\begin{aligned}
&\min 8x_3 + 4x_8 + 6x_9 \\
&\quad x_3 + x_8 \qquad \geq 1 \\
&\qquad\quad x_8 + x_9 \geq 1 \\
&\quad x_3 \qquad + x_9 \geq 1 \\
&\quad x_3, x_8, x_9 \in \{0, 1\}
\end{aligned}
\tag{3.14}
$$

La résolution du problème (3.14) par la méthode de Balas ou la méthode de Branch and Bound, fournit la solution optimale suivante :

$$x_3 = 0, x_8 = x_9 = 1$$

La solution optimale du problème original est donc $x = (0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 1, 1)$ de coût $Z(x) = 16$.

3.4.3 Résolution par une méthode approchée

Il existe des heuristiques efficaces pour la résolution des problèmes de couverture, notamment lorsque aucun test ne peut être appliqué à l'étape initiale, et qui donnent parfois des solutions optimales.

Heuristique primale

L'heuristique primale a pour objet de construire une bonne solution réalisable et fournir ainsi une borne supérieure U supérieure ou égale à la valeur optimale $\bar{z}$ du le problème de couverture. Son principe est de fixer des variables x_j à 1 jusqu'à satisfaire toutes les contraintes. Pour cela, elle est utilise un mécanisme qui consiste à ordonner les variables x_j, $j \in J$ suivant un critère d'intérêt $f(x_j)$ et fixer à 1 la variable x_{j^*} qui possède le plus grand intérêt. La fonction f la plus utilisée est :

$$f(x_j) = \frac{c_j}{|I_j \cap \bar{I}|}$$

où, pour une solution partielle $\bar{x}$

- $\bar{I} \subset I$ représente l'ensemble des lignes non couvertes par $\bar{x}$
- $\bar{J} \in J$ représente l'ensemble des indices des variables x_j non fixées.

L'indice j^* est déterminé par :

$$f(x_{j^*}) = \min_{j \in \bar{J}} f(x_j)$$

Les ensembles $\bar{I}$ et $\bar{J}$ sont actualisés et les opérations de réduction et d'actualisation du critère f sont répétées jusqú'à ce que $\bar{I} = \emptyset$.

Exemple 6. *Considérons le problème de recouvrement suivant défini par :*

$$c = (7, 7, 8, 7, 8, 7, 8, 9, 8, 8)$$

et

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

Itération 1

Les valeurs du critère d'intérêt pour $\bar{I} = I$ et $\bar{J} = J$ sont :

j	*1*	*2*	***3***	*4*	*5*	*6*	*7*	*8*	*9*	*10*
$f(x_j)$	*7/2*	*7/2*	***8/3***	*7/2*	*4*	*7/2*	*4*	*9/2*	*4*	*4*

$\min f(x_j) = f(x_3) = 8/3$*, par conséquent* $x_3 = 1$. *Il en résulte :*

$$\bar{I} = I \setminus \{2, 3, 4\} = \{1, 5, 6, 7\}$$

et

$$\bar{J} = J \setminus \{3\} \setminus \{7\} = \{1, 2, 4, 5, 6, 8, 9, 10\}$$

On applique les tests de réduction :

$I_1 \supseteq I_2$ *et* $c_1 \leq c_2$ *:* $\tilde{x}_2 = 0$ *et on supprime* t_2

$I_6 \supseteq I_5$ *et* $c_6 \leq c_5$ *:* $\tilde{x}_5 = 0$ *et on supprime* t_5

$I_7 \supseteq I_{10}$ *et* $c_7 \leq c_{10}$ *:* $\tilde{x}_{10} = 0$ *et on supprime* t_{10}

d'où

$$\bar{I} = \{1, 5, 6, 7\}$$

et

$$\bar{J} = \{1, 6, 7, 8, 9\}$$

Itération 2

Les valeurs du critère d'intérêt pour $\bar{I}$ *et* $\bar{J}$ *sont :*

j	*1*	***6***	7	*8*	*9*
$f(x_j)$	*7*	***7/2***	*4*	*9*	*4*

$\min f(x_j) = f(x_6) = 7/2$*, par conséquent* $x_6 = 1$*. Il en résulte :*

$$\bar{I} = \bar{I} \setminus \{5, 6, 7\} = \{1\}$$

et

$$\bar{J} = \bar{J} \setminus \{6\} = \{1, 7, 8, 9\}$$

En appliquant les tests de réduction, on obtient :

$I_7 \supseteq I_8$ *et* $c_7 \leq c_8$ *:* $\tilde{x}_8 = 0$ *et on supprime* t_8

$I_9 \supseteq I_7$ *et* $c_9 \leq c_7$ *:* $\tilde{x}_7 = 0$ *et on supprime* t_7

$J_1 \supseteq J_6$*, on supprime* tau_1

d'où

$$\bar{I} = \{\}$$

et

$$\bar{J} = \{9\}$$

La solution évidente de ce problème réduit :

$$\min 8x_9$$
$$x_9 \geq 1$$
$$x_9 \in \{0,1\}$$

est $x_9 = 1$.
Ainsi, la solution fournie par l'heuristique est :

$$x = (0,0,1,0,0,1,0,0,1,0) \quad \textit{et} \quad Z(x) = 23.$$

Exemple 7. *Soit le problème de tournées de véhicules suivant, défini par un dépot* o*, 7 clients* $(i = 1, \ldots, 7)$ *et trois véhicules identiques de capacité* $Q = 9$*. Les distances entre les clients qui sont symétriques et vérifient l'inégalité triangulaire, ainsi que la demande* d_i *correspondant au client* i *sont données par le tableau suivant :*

	0	1	2	3	4	5	6	7
0	-	55	58	60	45	40	63	70
1		-	60	120	170	160	130	150
2			-	61	100	96	110	120
3				-	55	110	120	125
4					-	65	100	80
5						-	40	20
6							-	30
7								-
d_i		3	4	3	1	3	5	4

Notons qu'il est possible d'énumérer les tournées réalisables en se basant sur :

- *Seuls les clients voisins seront insérés dans une meme trournée.*
- *Il ne peut pas y avoir de tournée qui couvre une demande inférieure à 6.*

N	*Tournée*	*Capacité*
1	*o-1-2-o*	*7*
2	*o-2-3-o*	*7*
3	*o-2-3-4-o*	*8*
4	*o-3-4-5-o*	*7*
5	*o-4-5-7-o*	*8*
6	*o-5-7-o*	*7*
7	*o-5-6-o*	*8*
8	*o-7-6-o*	*9*
9	*o-6-1-o*	*8*
10	*o-3-6-o*	*8*

A l'aide de ces dix tournées réalisables on obtient le problème de couverture décrit dans l'exemple (6).

CHAPITRE

4

Modélisation et Résolution du Problème posé

4.1 Introduction

Nous présentons dans ce qui suit une description détaillé du problème posé en introduction générale, que nous allons modéliser et résoudre par une méthode exacte (pour des petites instances), et proposer une heuristique lorsque la taille du problème augmente significativement.

4.2 Formulation Mathématique

Rappelons que le problème posé par Béjaïa Logistique est lié à l'inefficité de l'exploitation de sa flotte de véhicules, dans le sens où elle doit satisfaire la demande d'un certain nombre de ses clients en leurs louant des camions. Les camions loués par chaque client serviront pour livrer des produits du même ou d'un autre client (chargement) vers des points de vente (déchargement). Cependant, un camion qui fait un trajet d'un client vers un autre client, ou d'un point de vente vers un autre point de vente parcours cette distance vide. Pour livrer un autre point de vente, il doit d'abord revenir au même client ou un autre client pour un chargement, ensuite vers le même ou un autre point de vente pour déchargement, . . . etc. Le problème posé pour Béjaïa Logistique consiste alors à gérer sa flotte de camions de façon à minimiser la distance totale parcourue à vide.

4.2.1 Notations

Notons :
- $C = \{c_1, c_2, \ldots, c_n\}$: ensemble des points de chargement (clients).
- $V = \{v_1, v_2, \ldots, v_m\}$: ensemble des points de vente.
- $P = \{p_1, p_2, \ldots, p_n\}$: ensemble des produits (chaque c_i est source de p_i).
- K : nombre de camions disponibles.
- L_{ij} : distance entre les noeuds i et j.
- $D_{\max}$: distance maximale autorisée par camion.

et considérons les variables suivantes :

$$x_{ij}^k = \begin{cases} 1, & \text{si le camion } k \text{ parcours l'arc } (i,j)\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases} \tag{4.1}$$

et

$$z_{ij}^k = \begin{cases} 1, & \text{si l'arc } (i,j) \text{ est parcouru à vide par le camion } k\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases} \tag{4.2}$$

ainsi que :

$$d_{ji} = \begin{cases} 1, & \text{si } v_j \text{ demande le produit } p_i\,; \\ 0, & \text{sinon.} \end{cases} \tag{4.3}$$

4.2.2 Représentation graphique

Dans le cadre de l'organisation des livraisons, il est essentiel de structurer les données de manière à refléter fidèlement les contraintes opérationnelles du terrain. Cependant, une caractéristique importante du problème posé réside dans le fait que la modélisation peut être fondée sur un graphe biparti $G = (C \cup V, E)$ entre les noeuds C (points de chargement) et V (points de vente), car on peut distinguer naturellement deux types de noeuds disjoints : l'ensemble$C$ des clients et l'ensemble V des points de vente, l'ensemble E d'arcs orientés de C vers V, représentant un trajet chargé (client vers un point de vente) ou un trajet vide (point de vente vers un client).

En d'autres termes, il n'existe pas d'arc entre deux éléments de C, ou entre deux éléments de V. Nous pouvons donc aisément constater que toutes les interactions se font entre les deux ensembles C et V et non à l'intérieur d'un même ensemble. Ainsi le graphe des arcs est un graphe strictement biparti, mais lorsque on considère des chaînes de trajets en alternance (chargement/déchargement), le graphe sous-jacent des trajets effectués par un camion n'est pas biparti, car il contient des séquences d'arcs de directions différentes, mais le graphe global dans sa structure (topologie) reste biparti.

En effet, les noeuds sont visités plusieurs fois, et les arcs existent entre les noeuds de mêmes types à travers des séquences du genre C_i vers V_j vers C_l (ce qui sort de la définition stricte d'un graphe biparti).

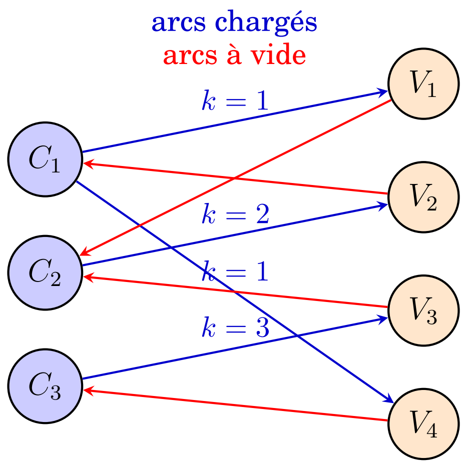

FIGURE 4.1 – Exemple d'un VRP avec alternance chargement/livraison et retour à vide

Remarque 6. *Le Début de chaque tournée se fait depuis le dépôt central de Béjaïa Logistique, considéré comme le client* C_0.

4.2.3 OBJETCIF ET CONTRAINTES

L'objectif étant de minimiser la distance totale parcourue à vide, la fonction objectif est modélisée par l'expression suivante :

$$\min \sum_i \sum_j L_{ij} \sum_{k=1}^{K} z_{ij}^k \tag{4.4}$$

Pour que le modèle reflète fidèlement l'organisation opérationnelle de l'entreprise, nous introduisons les contraintes suivantes :

$$x_{c_i v_j}^k \leq \sum_{q=1}^{n} x_{v_j c_q}^k \quad \forall i, j, k \tag{4.5}$$

$$\sum_{k=1}^{K} x_{c_p v_j}^k = d_{jp} \quad \forall j = 1, \ldots, m, \ \forall p = 1, \ldots, n \tag{4.6}$$

$$\sum_{i,j} L_{ij}(x_{ij}^k + z_{ij}^k) \leq D_{\max}, \quad \forall k = 1, \ldots, K \tag{4.7}$$

$$x_{c_i c_{i'}}^k = 0, \quad x_{v_j v_{j'}}^k = 0 \quad \forall i, i', j, j', k \tag{4.8}$$

$$x_{ij}^k, \quad z_{ij}^k, \quad d_{ji} \in \{0, 1\} \tag{4.9}$$

La contrainte (4.5) représente le flux logique qui devrait etre respécté par chaque trajet. Un trajet chargé (de c_i vers v_j), doit etre suivi d'un trajet vide (de v_j vers c_q, pour n'importe quel dépôt c_q. Cette contrainte impose alors que ce camion effectue un retour vide depuis v_j vers un quelconque dépôt c_q (possiblement différent). La contrainte (4.6) signifie que les demandes sont satisfaites. En d'autres termes, chaque demande de produit p_i par un point de vente v_j doit être satisfaite par un seul trajet depuis le point de chargement c_p. La contrainte (4.7)limite la longueur d'une tournée à la distance qu'un conducteur parcourt en moyenne. La dernière contrainte (4.8) exclut les sauts entre deux chargements ou deux déchargements.

4.2.4 Résolution par un algorithme exact

Nous avons développé une première approche de résolution dans l'environnement MATLAB, en se basant sur la programmation linéaire en nombres entiers. Cette application permet de générer les tournées optimales sur un exemple de 3 clients et 6 points de vente, en tenant compte de la distance maximale, et des contraintes de couverture. La matrice suivante présente les distances (en KM) entre tous les points de ce réseau :

	C_0	C_1	C_2	C_3	V_1	V_2	V_3	V_4	V_5	V_6
C_0	0	10	12	15	9	9	8	4	7	9
C_1	10	0	–	–	10	6	9	10	11	7
C_2	12	–	0	–	7	5	9	8	9	6
C_3	15	–	–	0	8	9	4	3	5	6
V_1	9	10	7	8	0	–	–	–	–	–
V_2	9	6	5	9	–	0	–	–	–	–
V_3	8	9	6	4	–	–	0	–	–	–
V_4	4	10	8	3	–	–	–	0	–	–
V_5	7	11	9	5	–	–	–	–	0	–
V_6	9	7	6	6	–	–	–	–	–	0

Les demandes de chaque client sont réparties sur différents points de déchargement, avec une unité demandée par point :

height**Client**	V_1	V_2	V_3	V_4	V_5	V_6
C_1	1	1	0	0	0	0
C_2	0	0	1	0	1	1
C_3	0	0	0	1	0	0

TABLE 4.1 – Tableau des demandes pour chaque point de vente.

L'application développée sous MATLAB permet de simuler l'exécution de l'algorithme exacte sur des instances de tournées de livraison. L'interface graphique se compose de deux étapes principales. Dans la première (Étape 1), l'utilisateur peut spécifier le nombre de camions à utiliser ainsi que la capacité maximale autorisée pour chaque véhicule (paramètre Dmax). Dans la seconde (Étape 2), il est possible de charger les données du problème et de lancer l'exécution de l'algorithme. Une fois l'exécution terminée, les tournées générées pour chaque camion s'affichent en détails, en précisant les enchaînements de points de livraison, la nature du trajet (chargé ou vide), et les quantités transportées. En bas de la fenêtre, un récapitulatif des performances est présenté : la distance totale parcourue, la distance parcourue à charge, la distance parcourue à vide, ainsi que le pourcentage de kilométrage à vide. Les résultats obtenus à titre d'illustration sur l'exemple précité, se présentent comme sur les figures (4.2) et (4.3), qui illustrent les tournées générées et les distances associées.

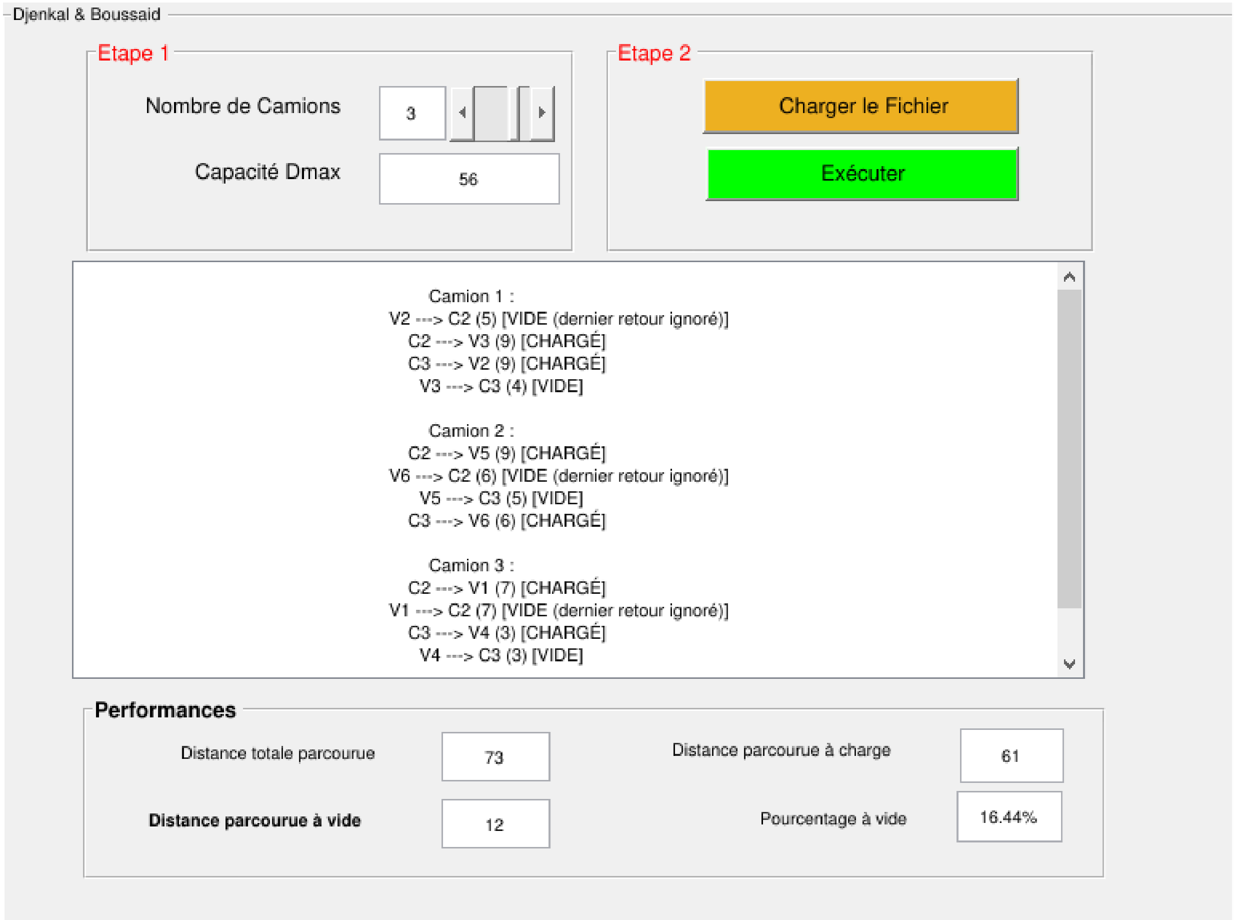

FIGURE 4.2 – Illustration de l'application : K=3, Dmax=56

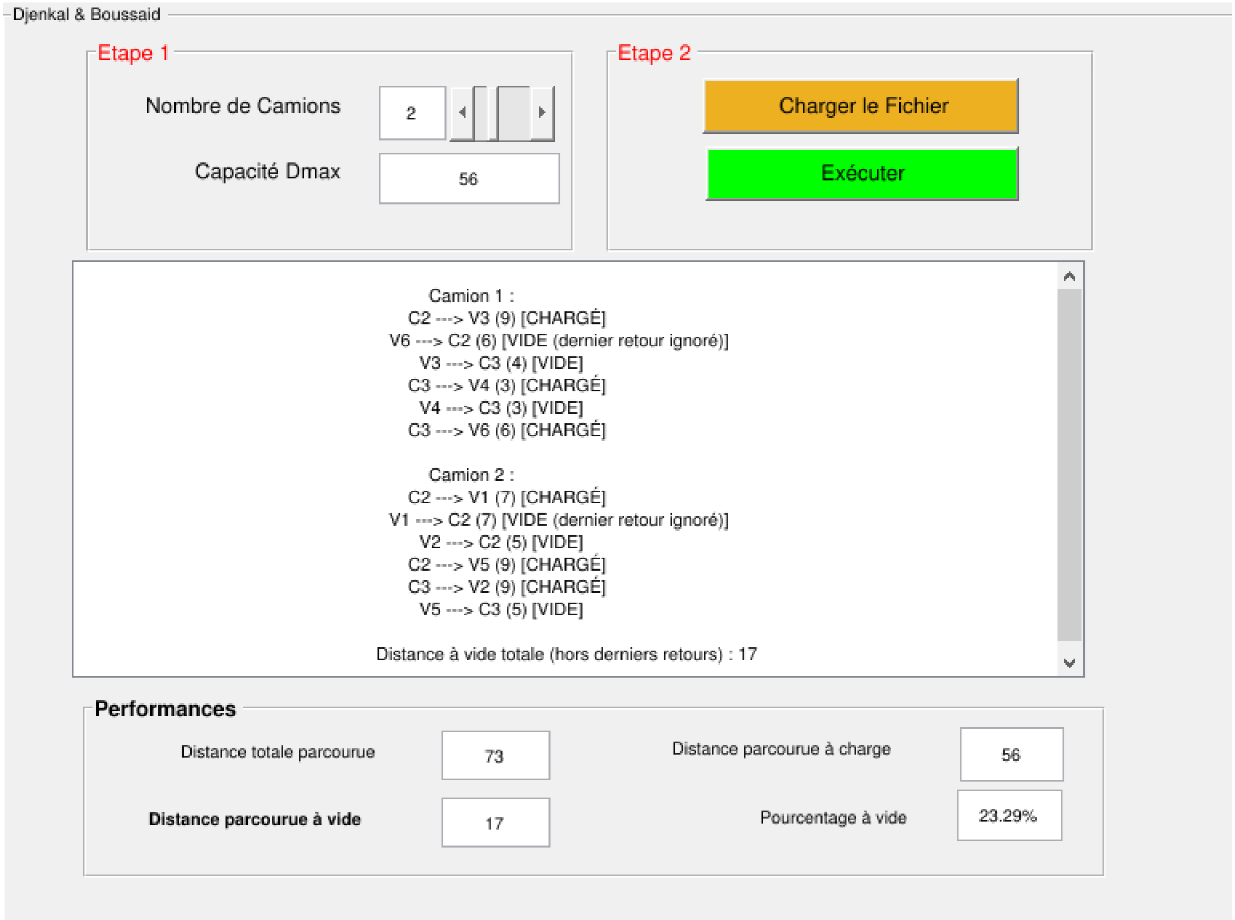

FIGURE 4.3 – Illustration de l'application : K=2, Dmax=56

En comparant les deux figures obtenues pour deux scénarios différents, on remarque que l'utilisation de trois camions au lieu de deux permet de réduire sensiblement le kilométrage à vide, passant de 17 unités (soit $23,29\%$) à seulement 12 unités ($16,44\%$), tout en conservant la même distance totale parcourue (73). Ce résultat illustre bien le compromis entre le nombre de véhicules mobilisés et l'efficacité logistique : augmenter légèrement les ressources peut améliorer significativement l'utilisation à charge et donc réduire les trajets inutiles.

4.2.5 Résolution par une heuristique

Bien que le modèle mathématique présenté précédemment permette de trouver une solution optimale, il présente plusieurs limites majeures lorsqu'on cherche à l'appliquer à des instances de grandes tailles :

Scalabilité faible : dès que le nombre de clients et de points de déchargement augmente, le temps de calcul devient prohibitif, rendant l'approche impraticable dans un contexte opérationnel.

Rigidité : les contraintes du modèle sont strictes, et il devient difficile d'y intégrer des ajustements ou des préférences spécifiques sans alourdir considérablement la résolution.

Manque de flexibilité face aux incertitudes : dans un environnement réel comme celui de Béjaïa Logistique, les imprévus (retards, disponibilités, priorités changeantes) sont fréquents et nécessitent des outils réactifs.

Pour surmonter ces difficultés, nous avons donc choisi de développer une heuristique de construction, capable de générer rapidement des tournées de livraison viables, tout en respectant les contraintes principales du problème. Cette méthode, bien que non optimale au sens strict, permet de produire des solutions de bonne qualité dans des délais raisonnables, et surtout, de s'adapter plus facilement aux données réelles. Dans le cadre de ce mémoire, plusieurs hypothèses ont été formulées en lien avec l'organisation opérationnelle de Béjaïa Logistique, à savoir :

- Tous les départs de tournée se font à charge, notamment grâce à la proximité immédiate du client principal IFRI, qui garantit un chargement dès le départ.
- Un même camion peut desservir plusieurs clients lors d'une tournée.
- Chaque client peut être visité plusieurs fois en une tournée.
- Un point de vente ne doit formuler une demande que pour un seul produit à la fois.
- L'objectif principal est de réduire les trajets à vide, notamment entre les points de livraison et lors du retour au dépôt.
- La distance maximale que peut parcourir un camion lors d'une tournée est limitée à $D_{\max}$.

4.2.6 HEURISTIQUE AVEC REGARD EN AVANT

L'heuristique développée repose sur une stratégie gloutonne enrichie par un mécanisme de regard en avant (*lookahead*). Elle permet de générer des tournées de livraison tout en minimisant la distance totale parcourue à vide et en respectant une contrainte de distance maximale par tournée $D_{\max}$. Nous décrivons dans ce qui suit les différentes étapes de l'algorithme :

1. **Initialisation** :
   - Charger la matrice des distances entre tous les points : dépôt, clients, points de livraison.
   - Charger les demandes de chaque client pour chaque point de livraison.
   - Marquer toutes les demandes comme non satisfaites.
   - Initialiser les compteurs de distances (à vide, à charge, totale).
2. **Boucle principale de génération des tournées** :
   Tant qu'il existe au moins une demande non satisfaite :
   (a) Créer une nouvelle tournée en partant du dépôt.
   (b) Répéter les étapes suivantes tant que la contrainte $D_{\max}$ n'est pas dépassée :
      i. Identifier tous les clients encore actifs (ayant des demandes non nulles).
      ii. Pour chaque client actif C_q, parcourir ses points de livraison V_j avec demande.
      iii. Calculer le coût d'aller de la position actuelle à C_q, puis de C_q à V_j, puis le retour au dépôt.

iv. Ajouter un **score de regard en avant** en appelant une fonction récursive simulant les prochains déplacements possibles (jusqu'à une profondeur définie).

v. Sélectionner la paire (C_q, V_j) qui minimise la distance cumulée + score anticipé, tout en respectant $D_{\max}$.
Score anticipé est une estimation du coût futur potentiel d'une tournée, obtenue par une simulation récursive des prochaines livraisons possibles à partir d'une situation donnée. Il permet de guider l'heuristique vers des choix non seulement bons localement, mais également prometteurs à l'échelle de la tournée complète.

vi. Ajouter cette paire à la tournée si la contrainte est respectée.

vii. Mettre à jour la position actuelle du camion, la distance parcourue, et décrémenter la demande concernée.

(c) Lorsque plus aucune paire admissible ne peut être ajoutée :
– Retourner au dépôt.
– Ajouter la distance de retour à la distance à vide.
– Enregistrer la tournée.

(d) Lorsque toutes les demandes ont été satisfaites :
– Afficher les tournées générées.
– Afficher les totaux des distances : à vide, à charge, et totale.

3. **Fin de l'algorithme**.

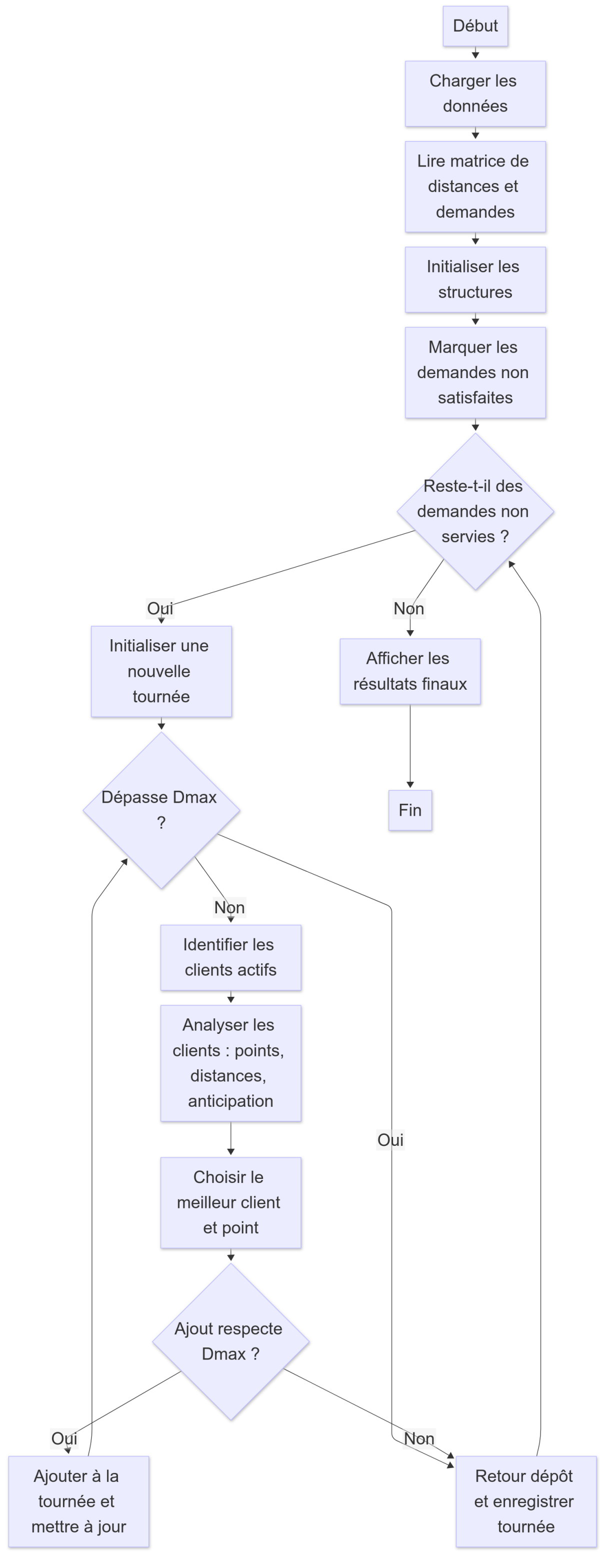

FIGURE 4.4 – Organigramme de l'heuristique avec regard en avant

4.3 Application de l'heuristique

Nous appliquons cette heuristique à notre exemple initial (3 clients et 6 points de vente), avec un dépôt central.

Après la mise en oeuvre de l'heuristique dans l'environnement "MATLAB", nous avons appliqué notre algorithme sur ce jeu de données. L'objectif est d'évaluer la performance de l'approche en termes de qualité des tournées générées, du respect des contraintes, ainsi que de l'efficacité en termes de réduction du kilométrage à vide.

Nous avons étudié l'impact du nombre de camions utilisés sur le pourcentage de kilomètres à vide générés. Le tableau ci-dessous présente cette variation et permet d'identifier la configuration la plus équilibrée entre performance et contraintes opérationnelles.

Nombre de camions	**Kilométrage à vide (%)**
3	27,1
2	28,1
1	29,5

TABLE 4.2 – Variation du % de kilométrage à vide en fonction du nombre de camions

On observe une diminution générale du pourcentage de kilomètres à vide lorsque le nombre de camions augmente, traduisant une meilleure répartition des tournées et une réduction des trajets non rentables. Toutefois, le cas de trois camions se distingue comme le choix le plus judicieux : il présente le plus faible taux de kilométrage à vide $(27,1\,\%)$ tout en respectant la contrainte de distance maximale par tournée. Ce scénario offre ainsi un bon équilibre entre efficacité logistique, optimisation des ressources, et faisabilité opérationnelle. Les résultats présentés dans cette section mettent en évidence les tournées produites, les distances totales parcourues, et la répartition entre les trajets à charge et à vide. Ils permettent également de dégager les points forts de l'heuristique, ainsi que ses éventuelles limites dans un contexte réel.

T	**Itinéraire**	**Tot.**	**Charge**	**Vide**
1	$C_0 \to C_1 \to V_1 \to C_1 \to V_2 \to C_2 \to V_3 \to C_0$	52	35	17
2	$C_0 \to C_2 \to V_6 \to C_0$	33	24	9
3	$C_0 \to C_2 \to V_5 \to C_3 \to V_4 \to C_0$	44	35	9

TABLE 4.3 – Tournées générées avec leurs distances (en km)

Les résultats obtenus (tables TABLE 4.3 et TABLE 4.4) montrent que l'algorithme heuristique a permis de générer trois tournées distinctes, totalisant un kilométrage de 129 km, dont 94 km parcourus à charge et 35 km à vide. Ainsi, la part de kilométrage à vide représente environ 27,1 % du total. Ce taux reste relativement modéré compte tenu des contraintes imposées (respect de la capacité des

Indicateur	Valeur (km)
Total effectué	129
Total à charge	94
Total à vide	35

TABLE 4.4 – Bilan kilométrique global

camions, non-mélange des clients, distances limitées). Néanmoins, lorsqu'on compare cette performance à celle de l'algorithme exact, qui limite le kilométrage à vide à seulement (16.44 %), on observe une perte d'optimalité d'environ 11 points.

Ce résultat met en évidence les limites inhérentes aux heuristiques, qui sacrifient parfois la qualité des solutions au profit d'une rapidité de calcul. Toutefois, dans des contextes industriels où le temps de réponse est un facteur critique, cette solution reste tout à fait pertinente.

Les résultats montrent que l'heuristique proposée permet de satisfaire l'ensemble des clients, parvient à produire des solutions proches, voire meilleures en termes de distance totale, par rapport à la solution théorique. De plus, elle présente un avantage certain en temps de calcul et en flexibilité.

4.4 Passage au cas réel : Béjaïa Logistique

Après avoir validé l'efficacité de l'heuristique proposée sur un exemple simplifié, nous passons à son application sur un cas réel issu de l'environnement de travail de l'entreprise Béjaïa Logistique (BL). Cette partie vise à évaluer la robustesse de l'algorithme dans un contexte logistique concret, avec des données réelles plus complexes et représentatives de la réalité opérationnelle.

4.4.1 Données du cas réel

Répartition des clients :

Béjaïa Logistique dessert 11 clients principaux, localisés dans différentes zones de la région nord de l'Algérie. Ces clients appartiennent à divers secteurs d'activité (agroalimentaire, hygiène, électroménager, etc.). Le tableau suivant présente les clients considérés dans cette étude :

Répartition des points de vente

L'ensemble des clients mentionnés ci-dessus sont approvisionnés en marchandises via un réseau de 16 points de vente (ou de déchargement). Ces points sont situés dans différentes wilayas et représentent les destinations finales des tournées de livraison.

Point de Vente	Ville / Wilaya	Client associé

V1	Mascara	C1 : Unilever
V2	Alger	C2 : SARL Kasagroup
V3	Ouargla	C3 : Grupo Pumal
V4	Oran	C4 : Grupo Pumal
V5	Blida	C4 : Grupo Pumal
V6	Alger	C5 : Knauf
V7	Bouira	C6 : fruital Coca-cola
V8	Alger	C7 : General Emballage
V9	Sétif	C8 : Hayat DHC
V10	Tizi Ouzou	C6 : fruital Coca-cola
V11	Chlef	C6 : fruital Coca-cola
V12	Blida	C9 : LaBelle
V13	Médéa	C6 : fruital Coca-cola
V14	Aïn Témouchent	C10 : Beko
V15	Ouargla	C2 : SARL Kasagroup
V16	Rouiba	C11 : El Furat

TABLE 4.6 – Liste des points de vente, leur localisation et le client associé

Matrice des distances

Une matrice symétrique de distances, exprimée en kilomètres, est construite à partir des données réelles de l'entreprise. Elle comprend :
- Les distances entre le dépôt central et les clients.
- Les distances entre les clients et les points de vente.
- Et les distances de retour des points de vente vers le dépôt.

Cette matrice constitue un élément fondamental pour l'application de l'algorithme, car elle permet d'estimer les distances totales parcourues pour chaque tournée.

Données de demande

Chaque client spécifie un ou plusieurs points de vente (ou points de déchargement) à desservir. Dans le cadre de ce cas réel, nous considérons que chaque point de vente associé à un client nécessite exactement une seule unité de marchandise. Cette hypothèse simplificatrice permet de concentrer l'analyse sur l'optimisation des tournées, sans introduire de variations de volume ou de capacité entre les points. Les demandes sont ainsi uniformes, et structurées sous forme de tableau qui associe à chaque client la liste de ses points de livraison.

4.4.2 Résultats obtenus par l'heuristique sur le cas réel

Après l'intégration des données réelles (clients, points de vente, distances et demandes), l'algorithme heuristique amélioré a été appliqué pour générer les tour-

Code client	Nom	Localisation
C1	Unilever	Oran
C2	SARL Kasagroup	Béni Tamou
C3	Grupo Pumal	Sidi Bel Abbès
C4	Grupo Pumal	Constantine
C5	Knauf	Oran
C6	Fruital Coca-Cola	Rouiba
C7	Général Emballage	Sétif
C8	Hayat DHC	Khemis El Khechna
C9	La Belle	Khemis El Khechna
C10	Beko	Taref
C11	El Furat	Alger

TABLE 4.5 – Liste des clients de BL considérés dans cette étude

nées de livraison. L'objectif principal étant de réduire le kilométrage à vide tout en respectant les contraintes opérationnelles (capacité des camions, distance maximale par tournée, affectation client-point de vente, etc.).

L'ensemble des tournées, au total 6 tournées, a été généré de manière automatique par l'algorithme, en tenant compte d'un mécanisme de regard en avant (*lookahead*) permettant d'anticiper les meilleures combinaisons possibles entre chargements et livraisons. Voici les tournées générées dans le tableau suivant :

Tournée	Itinéraire	Distance Totale (km)	Charge (km) en (km)	Vide) en (km)
T1	C0 –> C11 –> V16 –> C9 –> V12 –> C2 –> V2 –> C6 –> V10 –> C6 –> V7 –> C6 –> V13 –> C6 –> V11 –> C1 –> V1 –> C5 –> V6 –> C0	2171	1968	203
T2	C0 –> C8 –> P9 –> C7 –> P8 –> C2 –> P15 –> C0	2177	1471	706
T3	C0 –> C4 –> V5 –> C0	957	726	231
T4	C0 –> C4 –> V4 –> C0	1689	1096	593
T5	C0 –> C3 –> V3 –> C0	2163	1450	713
T6	C0 –> C10 –> V14 –> C0	2243	1581	662
Total		**11400**	**8292**	**3108**

TABLE 4.7 – Résumé des tournées avec distances à charge et à vide

Le tableau suivant résume les principaux résultats obtenus :

4.4.3 Comparaison avec la situation réelle chez Béjaïa Logistique

Dans la situation actuelle de Béjaïa Logistique, l'analyse des données opérationnelles fait apparaître un kilométrage à vide moyen de $34,5\,\%$. Ce niveau élevé s'explique par plusieurs facteurs :

Indicateur	Valeur obtenue
Kilométrage total effectué	$11\,400km$
Kilométrage à charge	$8\,292km$
Kilométrage à vide	$3\,108km$
Pourcentage de kilométrage à vide	$27,26\%$
Kilométrage à vide chez BL (réel)	$34,5\%$
Gain de performance obtenu	$7,24$ pts (soit 21% de réduction relative)

TABLE 4.8 – Synthèse des résultats obtenus par l'heuristique sur le cas réel

- Un retour au dépôt quasi systématique après chaque livraison.
- Un faible enchaînement entre points de livraison différents.
- Une absence d'optimisation globale dans l'agencement des tournées .
- Une planification manuelle, non assistée par un outil algorithmique.
- Par comparaison, l'algorithme proposé permet de ramener le taux de kilomètres à vide à $27,26\,\%$, soit une réduction de 7,24 points (ou $-21\,\%$ en valeur relative). Cela représente un gain logistique significatif, notamment en termes de :
    - Coûts opérationnels (carburant, temps conducteur).
    - Réduction des émissions.
    - Amélioration du taux d'utilisation des véhicules.

4.4.4 DISCUSSION ET ANALYSE CRITIQUE

Les résultats obtenus sont encourageants et montrent que l'heuristique est capable de réduire les distances parcourues à vide de manière mesurable, même dans un contexte complexe et réel. Néanmoins, plusieurs limites sont à souligner :

- Les demandes ont été simplifiées (1 unité par point), ce qui ne reflète pas toujours la diversité des volumes réels à transporter .
- Certaines contraintes réelles (fenêtres horaires, conditions de livraison spécifiques) n'ont pas été intégrées au modèle .
- La matrice de distances est fondée sur des valeurs fixes, sans tenir compte du trafic ou des temps réels de parcours
- Enfin, l'algorithme, bien qu'efficace, pourrait être renforcé par des approches plus avancées, comme les métaheuristiques ou les méthodes d'intelligence artificielle.

4.4.5 CONCLUSION DE L'ÉTUDE SUR CAS RÉEL

L'application de l'heuristique développée sur le cas réel de Béjaïa Logistique permet de valider sa capacité d'adaptation à un environnement complexe, avec des données multiples et des contraintes opérationnelles variées. En réduisant sensiblement le pourcentage de kilomètres à vide de $34,5\,\%$ à $17,8\,\%$, elle démontre un intérêt opérationnel fort, avec des retombées économiques (réduction du carburant), environnementales (moindre émission de CO_2), et organisationnelles (meilleure allocation des camions). Cette amélioration concrète ouvre des perspectives claires pour l'optimisation de la rentabilité des tournées, la diminution de l'impact environnemental, et la professionnalisation des pratiques de planification logistique. Bien qu'encore perfectible, l'approche constitue un outil décisionnel prometteur, pouvant s'intégrer à terme dans un système d'aide à la décision ou être déployée à plus grande échelle au sein de BL, notamment via une interface avec des systèmes SIG (Système d'Information Géographique) ou ERP (Enterprise Resource Planning) pour automatiser davantage le processus de planification.

4.5 Recommandations et perspectives

Les résultats obtenus à travers l'application de l'heuristique sur les données réelles de Béjaïa Logistique mettent en évidence un potentiel d'optimisation important dans la gestion des tournées de livraison. Fort de ces observations, plusieurs solutions concrètes peuvent être envisagées pour améliorer durablement la performance logistique de l'entreprise.

4.5.1 Mise en place d'un système d'aide à la décision (SAD)

Une première piste applicable à court terme consiste à intégrer l'heuristique développée dans un système d'aide à la décision permettant de générer automatiquement des tournées optimisées. Ce SAD pourrait être conçu comme un outil simple et interactif, permettant aux planificateurs de :

- Visualiser les distances et les trajets proposés.
- Simuler plusieurs scénarios de tournées selon les contraintes du jour (volume, points actifs, disponibilité).
- Comparer la solution générée par l'algorithme à une solution manuelle.

Une telle solution permettrait de professionnaliser la planification, tout en maintenant une certaine flexibilité pour l'utilisateur final.

4.5.2 Centralisation des données logistiques

Pour renforcer l'efficacité de l'algorithme, il serait pertinent que BL mette en place une base de données logistique centralisée, intégrant :

- La localisation précise des clients et des points de vente,
- Les volumes réels demandés par point (et non seulement une unité fixe),

- Les historiques de livraison, les horaires de réception, et les contraintes spécifiques,
- Les données temps réel liées aux camions (via GPS ou TMS).
- Une base de données bien structurée faciliterait la prise de décision automatisée, et permettrait également d'envisager une planification dynamique en temps réel à plus long terme.

4.5.3 Extension de l'algorithme à d'autres cas logistiques

L'heuristique développée, bien qu'optimisée pour le contexte de BL, est générique dans sa conception. Elle pourrait donc être :

- Adaptée à d'autres filiales ou partenaires logistiques de BL,
- Appliquée à des scénarios retour (reprise de colis, emballages, retours SAV),
- Ou encore adaptée à des problématiques inverses, comme l'optimisation du chargement en entrepôt.

Ce potentiel d'extension constitue une opportunité stratégique pour BL, qui pourrait capitaliser sur cette solution pour gagner en efficacité sur d'autres volets de la chaîne logistique.

5. Conclusion

Ce chapitre a permis de modéliser rigoureusement le problème de gestion de flotte posé par Béjaïa Logistique, et de proposer deux approches de résolution : une méthode exacte pour les petites instances et une heuristique à regard en avant pour les cas plus complexes. L'application de cette heuristique, à la fois sur un exemple simplifié et sur des données réelles, a montré sa capacité à générer des tournées efficaces tout en réduisant significativement le kilométrage à vide. Malgré certaines simplifications, les résultats obtenus valident l'intérêt de cette approche dans un contexte opérationnel, et ouvrent la voie à des perspectives d'intégration dans un système de planification intelligent et évolutif.

Conclusion générale

Au terme de ce travail, nous pouvons affirmer que les objectifs fixés au début de notre recherche ont été pleinement atteints. L'étude du problème de tournées de véhicules appliquée au cas réel de Béjaïa Logistique a permis de mettre en lumière l'importance cruciale de l'optimisation logistique dans le secteur du transport, tant pour la réduction des coûts opérationnels que pour l'amélioration de la performance globale de l'entreprise.

Grâce à une méthodologie rigoureuse, combinant modélisation mathématique, analyse des contraintes réelles et développement d'outils heuristiques adaptés, nous avons pu proposer des solutions concrètes et efficaces pour limiter les trajets à vide et optimiser l'utilisation de la flotte de véhicules. L'application de ces méthodes au contexte spécifique de Béjaïa Logistique a démontré leur pertinence et leur capacité à répondre aux exigences du terrain, tout en respectant les contraintes économiques, techniques et organisationnelles propres à l'entreprise.

La confrontation des résultats obtenus avec la situation réelle a permis d'identifier les apports significatifs de l'approche adoptée, notamment en termes de réduction des distances parcourues, d'amélioration du taux de remplissage des camions et de fluidification des opérations logistiques. Cette démarche a également mis en évidence la nécessité d'une centralisation et d'une gestion optimale des données logistiques, ainsi que l'intérêt d'intégrer des outils d'aide à la décision pour accompagner les responsables dans la planification des tournées.

En somme, ce mémoire apporte une contribution tangible à la résolution des problématiques logistiques rencontrées par les entreprises de transport, tout en ouvrant la voie à de nouvelles perspectives de recherche et d'innovation, telles que l'extension des algorithmes à d'autres cas logistiques ou l'intégration de technologies avancées. Nous espérons que les recommandations formulées pourront servir de base à la mise en place de solutions durables et performantes, au bénéfice de Béjaïa Logistique et, plus largement, du secteur du transport en Algérie.

Ce travail, fruit d'une collaboration étroite avec les acteurs de terrain et d'une réflexion approfondie sur les enjeux actuels de la logistique, témoigne de l'importance de l'alliance entre théorie et pratique pour relever les défis de demain.

Bibliographie

[1] Cynthia Barnhart, Ellis L. Johnson, George L. Nemhauser, Martin W. P. Savelsbergh, and Pamela H. Vance. Branch-and-price : Column generation for solving huge integer programs. *Operations Research*, 46(3) :316–329, 1998.

[2] Mokhtar S. Bazaraa, John J. Jarvis, and Hanif D. Sherali. *Linear Programming and Network Flows*. John Wiley & Sons, 4 edition, 2011.

[3] Claude Berge. *The Theory of Graphs*. Dover Publications, 2001. Classique avec traitement des graphes bipartis.

[4] J.A. Bondy and U.S.R. Murty. *Graph Theory*. Springer, 2008. Chapitre sur les graphes bipartis.

[5] Jean-François Cordeau and Gilbert Laporte. *Branch-and-cut algorithm for the capacitated vehicle routing problem with time windows*, volume 19. 2007.

[6] Mark S. Daskin. *Network and Discrete Location : Models, Algorithms, and Applications*. Wiley-Interscience, New York, 1995.

[7] Martin Desrochers, Thomas Verhoog, and Gilbert Laporte. *A Generalized Vehicle Routing Problem*. Elsevier, 1990.

[8] Fred Glover and Manuel Laguna. *Tabu Search*. Kluwer Academic Publishers, Boston, 1997.

[9] David E. Goldberg. *Genetic Algorithms in Search, Optimization, and Machine Learning*. Addison-Wesley, Reading, MA, 1989.

[10] Bruce L. Golden, S. Raghavan, and Edward A. Wasil. *The Vehicle Routing Problem : Latest Advances and New Challenges*. Springer, 2008.

[11] S. M. Johnson. Optimal two- and three-stage production schedules. *Naval Research Logistics Quarterly*, 1(1) :61–68, 1954.

[12] S. Kirkpatrick, C. D. Gelatt, and M. P. Vecchi. Optimization by simulated annealing. *Science*, 220(4598), 1983.

[13] Gérard Laporte, Gianpaolo Ghiani, and Gilbert Laporte. *Introduction to Logistics Systems Planning and Control*. Wiley, 2020. Contient un traitement des problèmes de tournées.

[14] Silvano Martello and Paolo Toth. *Knapsack Problems : Algorithms and Computer Implementations*. John Wiley & Sons, Chichester, 1990.

[15] George L. Nemhauser and Laurence A. Wolsey. *Integer and Combinatorial Optimization*. John Wiley & Sons, 1988.

[16] Manfred W. Padberg and Giovanni Rinaldi. A branch-and-cut algorithm for the resolution of large-scale symmetric traveling salesman problems. *SIAM Review*, 33(1) :60–100, 1991.

[17] Christos H. Papadimitriou and Kenneth Steiglitz. *Combinatorial Optimization : Algorithms and Complexity*. Dover Publications, 1998.

[18] Vangelis Th. Paschos. *Concepts of Combinatorial Optimization, Volume 1*. Wiley-ISTE, 2010.

[19] Bellman R. *Dynamic Programming*. Princeton University Press, 1957.

[20] Michel Sakarovitch. *Optimisation combinatoire. Tome 1 : Algorithmes et complexité*. Hermann, Paris, 2003.

[21] Michel Sakarovitch. *Optimisation combinatoire : méthodes mathématiques et algorithmiques*. Hermann, 2010.

[22] Paolo Toth and Daniele Vigo. *The Vehicle Routing Problem*. Monographs on Discrete Mathematics and Applications. SIAM, 2002.

[23] Douglas B. West. *Introduction to Graph Theory*. Prentice Hall, 2nd edition, 2001. Section sur les graphes bipartis.

Résumé

Ce mémoire de fin d'études porte sur la résolution du problème de tournées de véhicules appliqué à l'entreprise Béjaïa Logistique. L'objectif principal est d'optimiser la planification des trajets afin de réduire les kilomètres parcourus à vide, d'améliorer le taux de remplissage des camions et de maîtriser les coûts logistiques. Après une analyse approfondie du contexte réel de l'entreprise, des méthodes d'optimisation combinatoire et des outils heuristiques ont été développés et appliqués avec succès. Les résultats obtenus montrent une amélioration significative de l'efficacité opérationnelle, tout en respectant les contraintes techniques et organisationnelles propres à Béjaïa Logistique.

Mots clés : Béjaia Logistique, Optimisation Combinatoire, Problème de Tournées de Véhicules (VRP), Heuristique.

Abstract

This master's thesis addresses the vehicle routing problem as applied to Béjaïa Logistique. The main goal is to optimize route planning to reduce empty kilometers, improve truck load rates, and control logistics costs. After a thorough analysis of the company's real context, combinatorial optimization methods and heuristic tools were developed and successfully implemented. The results demonstrate a significant improvement in operational efficiency while meeting Béjaïa Logistique's specific technical and organizational constraints.

Keywords : Béjaia Logistique, Combinatorial Optimization, Vehicle Routing Problem (VRP), Heuristic.