

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

OPTIMISATION DE TOURNÉES DE VÉHICULES EN VIABILITÉ HIVERNALE

OLIVIER QUIRION-BLAIS
DÉPARTEMENT DE MATHÉMATIQUES ET DE GÉNIE INDUSTRIEL
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

THÈSE PRÉSENTÉE EN VUE DE L'OBTENTION
DU DIPLÔME DE PHILOSOPHIÆ DOCTOR
(GÉNIE INDUSTRIEL)
MAI 2017

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Cette thèse intitulée :

OPTIMISATION DE TOURNÉES DE VÉHICULES EN VIABILITÉ HIVERNALE

présentée par : QUIRION-BLAIS Olivier

en vue de l'obtention du diplôme de : Philosophiæ Doctor

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

M. GENDREAU Michel, Ph. D., président

M. TRÉPANIÉ Martin, Ph. D., membre et directeur de recherche

M. LANGÉVIN André, Ph. D., membre et codirecteur de recherche

M. GAMACHE Michel, Ph. D., membre

M. RUIZ Angel, Doctorat, membre externe

REMERCIEMENTS

Je tiens à remercier en tout premier lieu André et Martin pour leur soutien, leur confiance et leurs précieux conseils. Ce fut très agréable de travailler avec vous. En espérant que cela se poursuive.

Je remercie également Fabien et Olivier pour leur hospitalité et leur aide. Vous avez certainement contribué à améliorer les résultats obtenus et je vous en suis très reconnaissant.

Merci à Nathalie et Alberto pour l'aide et le code qu'ils m'ont fournis. Merci aussi à Lydie pour le coup de pouce qu'elle m'a donné.

Un merci tout spécial à mes parents, mes frères et ma chère tante pour leur soutien indéfectible. Ce n'est pas facile de comprendre ce qui se passe durant un doctorat, mais votre support est certainement apprécié.

Je tiens aussi à remercier tous mes amis du bureau pour leur soutien Marcela, Chahid, Juan Pablo, Raheleh, Salah, Jacqueline, Anne-Sarah, Flavio, Anne-Sandrine, Sandra, Mathieu, ainsi que Benoit. Votre présence a rendu mon travail plus agréable.

Merci au service des travaux publics de la ville de Dolbeau-Mistassini pour leur temps et les informations qu'ils nous ont fournies à propos de leurs pratiques.

Finalement, je tiens également à remercier le Conseil de recherches en sciences naturelles du Canada, le Fonds de recherche du Québec - Nature et technologies, le ministère des Transports, de la Mobilité durable et Électrification des transports ainsi que Polytechnique Montréal pour leur financement. Ils ont fourni une aide essentielle à la réussite de ce projet et ce fut très apprécié.

RÉSUMÉ

Cette thèse développe des outils mathématiques et informatiques pour améliorer les opérations de viabilité hivernale. En particulier, la confection des tournées de déneigement est traitée comme un problème de tournées sur les arcs avec plusieurs contraintes. Une métaheuristique est d’abord développée pour la confection de ces tournées. Par la suite, des modifications majeures sont apportées à cet algorithme pour tenir compte des caractéristiques spécifiques aux problèmes de tournées sur les arcs (*arc routing problem*) (ARP) sur des réseaux routiers réels. Finalement, un second problème combinant les tournées de déneigement et d’épandage avec la mise en commun de certains véhicules pour les opérations est traité. La solution développée permet de tirer parti des caractéristiques de chaque véhicule. Tout au long de la thèse, un accent particulier est porté sur l’utilisation des données réelles ainsi que sur le développement de méthodes pour faciliter l’importation et l’exportation de ces données.

Les travaux entourant cette thèse débutent avec la confection de tournées de déneigement pour une ville au Québec, soit Dolbeau-Mistassini (DM). De nombreux problèmes ont été rencontrés avec l’utilisation d’une méthode tirée de la littérature. Parmi ceux-ci, on compte :

- de nombreux demi-tours difficiles à exécuter par les véhicules ;
- le faible respect des priorités accordées aux rues à l’échelle du réseau ;
- de nombreux véhicules parcourent de longues distances pour se rendre dans les coins reculés du réseau ;
- le déséquilibre des tâches de travail en raison des différentes vitesses d’opération des véhicules ;
- le fait que la méthode ne tient pas compte des ruelles qui peuvent être traitées dans une direction ou dans l’autre en un seul passage.

À la suite de nombreux ajustements manuels pour corriger les tournées obtenues, force a été de constater que des améliorations pouvaient être apportées à ce type de méthode.

Les travaux concernant la première contribution de cette thèse ont donc porté sur le développement d’une méthode de création de tournées de déneigement. En raison du grand nombre de variables et de contraintes considérées dans le problème, le choix s’est porté sur une méthode heuristique. Ce type de méthode offre un bon équilibre entre le temps de traitement et la qualité des solutions obtenues. Plus précisément, le choix s’est arrêté sur une métaheuristique de type algorithme de recherche à voisinage adaptatif large (*adaptive large neighborhood search*) (ALNS), en raison du succès remporté récemment par ce type de mé-

thode. Le premier article a permis de constater que l'algorithme développé permet de créer des tournées pour les véhicules de déneigement. Les contraintes suivantes sont respectées : équilibrage des tournées, couverture partielle du réseau, vitesses hétérogènes, restrictions de virages, restrictions rue/véhicule et hiérarchie du réseau.

Pour la deuxième contribution de thèse, le problème a d'abord été formalisé par l'intermédiaire d'un programme linéaire en nombres entiers (*mixed integer programming*) (MIP). Le problème a été formulé comme un problème des k -postiers ruraux avec objectif min-max (*min-max k -vehicles rural postman problem*) (MM K-RPP) avec hiérarchies, pénalités sur virages, vitesses d'opération hétérogènes et tournées ouvertes sur un graphe mixte. Tel qu'anticipé, la résolution devient rapidement impossible à traiter avec un solveur commercial en utilisant seulement 20 segments de rue. Il a été décidé de poursuivre l'approfondissement de l'algorithme développé en première partie. Cette décision a été prise notamment en raison du très long temps de traitement qui réduit l'utilité du premier algorithme. Cette décision repose aussi sur le fait que visuellement, on constate que les tournées obtenues peuvent être améliorées. Dans cette optique, une collaboration a été initiée avec messieurs Fabien Lehuédé et Olivier Péton du laboratoire des sciences du numérique de Nantes (LS2N) à IMT Atlantique. Leur expertise avec la méthode ALNS a effectivement permis d'améliorer grandement les résultats obtenus.

Parmi les améliorations apportées, on note une transformation du réseau permettant de tenir compte des pénalités sur virages lors du calcul des plus courts chemins. Cette transformation permet également de mieux prendre en compte les ruelles qui requièrent un seul passage dans une direction ou dans l'autre. De plus, la possibilité d'appliquer plusieurs fois un opérateur de destruction avant de passer à la construction est ajoutée. Cette contribution a également été l'occasion de développer et tester de nouveaux opérateurs de voisinage, développer une méthode de groupement des arcs et revoir et simplifier le code de la métaheuristique.

L'algorithme a été appliqué à la première étude de cas ainsi qu'à deux nouvelles études de cas, Baie-Comeau (BC) et Plateau-Mont-Royal (PMR). Des tests ont également été exécutés en comparant les nouvelles tournées obtenues à des tournées conçues quelques années plus tôt ainsi qu'aux résultats obtenus par un solveur commercial. Les résultats obtenus démontrent que la méthodologie améliore les tournées conçues précédemment. Il est aussi possible de conclure que la méthode de groupage des arcs améliore la qualité des solutions obtenues et l'efficacité des nouveaux opérateurs développés varie selon le réseau utilisé.

Pour la troisième contribution, nous sommes revenus sur le cas d'étude initial tel que décrit par les intervenants de la première étude de cas. Il a été dit que les charges de travail doivent être équilibrées, mais que certains véhicules doivent également épandre des fondants

ou des abrasifs en plus de déneiger. Pour tenir compte de cette contrainte, certaines tournées avaient délibérément été gardées plus courtes dans les premières solutions. Pour le troisième article, il a été décidé de traiter cette problématique de front. Ce qu'il faut savoir est que certains véhicules sont équipés pour l'épandage et le déneigement alors que d'autres sont équipés pour le déneigement seulement. Lorsque les premiers traitent un segment de rue, ils exécutent les deux opérations simultanément. Lorsque les deuxièmes traitent un segment de rue, il faut planifier un second passage par les premiers véhicules pour qu'ils puissent épandre des fondants ou des abrasifs.

L'algorithme développé précédemment a donc été modifié dans cette optique. En plus, la considération des contraintes de restrictions rue/véhicule a été ajoutée dans l'algorithme. Les résultats démontrent que l'algorithme permet effectivement de concevoir des tournées qui respectent les contraintes de la nouvelle étude de cas. Cet outil permet donc de tirer profit de l'interaction entre les divers types de véhicules. La contribution souligne également l'utilité d'un tel outil pour supporter l'analyse des besoins justifiant l'achat de nouveaux véhicules.

En parallèle aux développements algorithmiques, des méthodes d'importation et d'exportation des données provenant des cas d'étude réels sont aussi développées. Dès le départ, il a été choisi d'utiliser des fichiers de type *Shapefile* comme source de données en raison de sa grande disponibilité et de la compatibilité avec les système d'information géographique (SIG). Une méthode pour passer du réseau géographique vers un réseau mathématique a donc été améliorée au cours des travaux. Alors qu'au début des travaux de la thèse, il fallait passer par un chiffrier Microsoft ExcelTM pour ensuite importer les données dans le code, à la fin, une méthode automatisée permet l'importation directe à partir des fichiers *Shapefiles* vers le code de la métaheuristique. Quant aux résultats obtenus, ils furent obtenus dans les premières étapes sous forme de représentations géographiques dans un SIG ainsi que des feuilles d'instructions indiquant les étapes, coin de rue par coin de rue, aux opérateurs de véhicules. De ce côté, les développements ont permis d'obtenir des fichiers de type *KML*. Ce type de fichier est compatible avec plusieurs logiciels et applications, dont Google EarthviewTM et des applications de guidage routier sur des appareils mobiles.

ABSTRACT

In this thesis, we develop mathematical and computerized tools to improve winter viability operations. More precisely, the snow routing design problem is treated as an problème de tournée sur les arcs (*arc routing problem*) (ARP). In a first effort to solve the problem, a metaheuristic procedure is designed. Then, some major modifications are made to the algorithm to improve the consideration of specific characteristics of real road networks. Finally, a second problem combining the routing of the snowplow and the spreading vehicles are addressed. The objective is to fully take advantage of the characteristics of the different type of vehicles. In parallel with the algorithmic development, this thesis also develops some methodologies to facilitate the importation and exportation of the real world data.

Works concerning this thesis were initiated with a mandate to design snowplow routes for a city in the province of Québec, namely DM. The problem was addressed by using a methodology found in the literature, however, several difficulties were encountered. Among others:

- the routes contained several U-turns which are difficult to perform by the snow plowing vehicles;
- little consideration of the priorities at the network level;
- several vehicles have to travel to some remote streets in the same sector of the city where we would expect only one vehicle to go;
- unbalanced sectors due to the different speeds of operation of the vehicles;
- no consideration for back alleys that needs to be serviced only once in either direction.

In respond to these problems, several manual modifications of the routes were undertaken to make them feasible. It was found that the methodology fails to solve the problem as it is encountered.

Therefore, works concerning the first contribution of this thesis focused on the development of a methodology to design snowplow routing. Due to numerous variables and constraints, it was decided to develop a metaheuristic algorithm. This type of methodology offers a good balance between runtime and the quality of the solution obtained. In particular, an ALNS is selected because of its recent success cited in the literature. Thus, the first article concludes that the algorithm can design snowplow routing. The following constraints are considered: workload balance, partial area coverage, heterogeneous vehicle speeds, road/vehicle dependencies, network hierarchies and turn restrictions.

In the second contribution of this thesis, the problem was modeled as a mixed integer pro-

gram. It is formulated as a min-max k-rural postmen problem with hierarchies, turn penalties, open tours and heterogeneous speed on a mixed graph. As expected, the formulation is intractable even for a number of arcs as low as 20. It was then decided to pursue the development of the ALNS algorithm. This decision was taken considering the long runtime of the first algorithm and the fact that the routes obtained can be visually improved. A collaboration with Fabien Lehu  d   and Olivier P  ton from the Laboratoire des Sciences du Num  rique de Nantes (LS2N), IMT Atlantique was undertaken. Their expertise with ALNS greatly helped to improve the results obtained.

Among other improvements brought to the algorithm, one can cite the transformation of the graph which allows to better take into account turn penalties during the computation of the shortest paths. This transformation also allows to better take into account the back alleys which only need one service in either direction. This contribution also allowed to develop and test new neighborhood operators and an arc grouping methodology. Both of these innovations improve the quality of the solutions obtained. However the efficiency of the new operators varies with the network.

For the third contribution, we took back the case study as it was described by the collaborator in DM. It was said that the workload needs to be balanced among the vehicles. However some vehicles must also perform winter spreading in addition to plowing. For the first set of routes produced, some of the routes were deliberately left with a lower workload to allow them to perform winter spreading. For the third article, it was decided to consider the spreading and the plowing directly during the construction and the improvement steps. Thus this problem was tackled more directly in the third article. It must be noted that some vehicles are equipped to perform both winter spreading and snow plowing and some others can only perform plowing. When the former service a street, they can perform both plowing and spreading at the same time. When the latter service a street, a second passage is required to spread salt or abrasives.

The algorithm developed for the second contribution was then adapted for this new problem. Moreover, the street/vehicle restriction constraints were also added. The result shows that the algorithm can produce a set of routes respecting the constraints of the new problem. It can take advantage of the interaction between the various types of vehicles. The article also shows that such tool can be beneficial in analyzing the requirements for new vehicles.

In parallel with the development of the algorithms, data importation and exportation techniques from real road networks are also developed. It was chosen to use *Shapefiles* because of its good relative availability and because of its compatibility with *Geographic Information System* (GIS). A method to transfer from a geographical to a mathematical network

is improved during the thesis. At the beginning, a Microsoft ExcelTM datasheet is used to transfer the data from the GIS to the metaheuristic. At the end, it is possible to fetch the data directly from the *Shapefiles* to the metaheuristic. As for the results obtained, at the beginning, they were provided in the form of a *Shapefile* for visualization and indications on sheets of paper for the operators. At the end, the results can be exported to the *KML* format. This type of file is compatible with several software such as Google EarthviewTM and application *Global Positioning System* (GPS) applications on mobile devices.

TABLE DES MATIÈRES

REMERCIEMENTS	iii
RÉSUMÉ	iv
ABSTRACT	vii
TABLE DES MATIÈRES	x
LISTE DES TABLEAUX	xiv
LISTE DES FIGURES	xvi
LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS	xix
LISTE DES ANNEXES	xxi
CHAPITRE 1 INTRODUCTION	1
1.1 Définitions et concepts de base	3
1.1.1 Les opérations	3
1.1.2 Les véhicules	4
1.2 Éléments de la problématique	4
1.2.1 Les objectifs du déneigement et de l'épandage	4
1.2.2 Les contraintes du déneigement et de l'épandage	6
1.3 Objectifs de recherche	8
1.4 Plan de la thèse	8
CHAPITRE 2 REVUE DE LITTÉRATURE	9
2.1 Généralités sur l'optimisation des tournées sur les arcs	9
2.1.1 Problème du postier chinois et problème du postier rural	11
2.1.2 Problème du postier hiérarchique	12
2.1.3 Problème du min-max k-véhicules	13
2.1.4 Problème de tournées sur les arcs avec restriction ou interdiction de virages	15
2.1.5 Problème de tournées sur les arcs avec capacité	16
2.1.6 Problème réel de grande taille et approches de solution	16
2.2 La recherche opérationnelle et les tournées de déneigement et d'épandage	17

2.2.1	Les formulations mathématiques	17
2.2.2	Les heuristiques en deux phases de type partition premier, routage second ou routage en premier, partition second spécifiques aux problèmes de tournées de déneigement et d'épandage	20
2.2.3	Les heuristiques composites	20
2.2.4	Les métaheuristiques spécifiques aux problèmes de tournées de déneigement et d'épandage	22
2.2.5	Algorithmes de résolution dynamiques	23
2.3	Les systèmes d'information	24
2.3.1	Applications pour la conception de tournées dans des domaines connexes	25
2.3.2	Applications pour la conception de tournées en viabilité hivernale . .	26

CHAPITRE 3 ARTICLE 1: A CASE STUDY OF SNOW PLOW ROUTING USING AN ADAPTIVE LARGE HOOD SEARCH METAHEURISITC

3.1	Abstract	29
3.2	Introduction	29
3.3	Background	31
3.3.1	Algorithms for snow plow routing	31
3.3.2	Recent developments on ALNS	33
3.4	Methodology	33
3.4.1	Definitions	33
3.4.2	Case study	34
3.5	ALNS metaheuristic	35
3.5.1	Inputs and initial phase	36
3.5.2	Improvement phase	37
3.5.3	Destruction/repair operators	40
3.6	Results and discussion	42
3.7	Conclusion	45

CHAPITRE 4 ARTICLE 2: SOLVING THE LARGE-SCALE MIN-MAX K-RURAL POSTMAN PROBLEM FOR SNOW PLOWING

4.1	Abstract	46
4.2	Introduction	46
4.3	Related Work	48
4.3.1	The Snow Plow Routing Problem	48
4.3.2	Problems Related to the Objective and the Constraints Considered .	48
4.4	Mathematical Formulation	50

4.5	Graph Transformation	54
4.5.1	Data Processing and Graph Transformation	54
4.6	Improved Adaptive Large-Neighborhood Search	56
4.6.1	Initial Solution	57
4.6.2	Adaptive Large-Neighborhood Search Improvement Phase	59
4.7	Case Study and Results	65
4.7.1	Case Studies	65
4.7.2	Results	65
4.8	Validation of the Results	75
4.8.1	Comparison to Some Routes Planned for the City	75
4.8.2	Comparison to Results Obtained with a Commercial Solver	76
4.9	Conclusion	78
CHAPITRE 5 ARTICLE 3: A CASE STUDY OF COMBINED WINTER ROAD SNOW PLOWING AND DE-ICER SPREADING		81
5.1	Abstract	81
5.2	Introduction	81
5.3	Literature Review	83
5.3.1	The snowplow routing problem	83
5.3.2	The spreader routing problem	84
5.3.3	The combined snowplowing and winter spreading problem	84
5.4	Case Study and Methodology	85
5.4.1	Case study	85
5.4.2	Solution methodology	88
5.5	Experiment and Results	92
5.6	Conclusion	97
CHAPITRE 6 TRAITEMENT DES DONNÉES		98
6.1	Réseau géographique et réseau mathématique	98
6.2	Les fichiers de réseaux routiers	99
6.2.1	Obtention du fichier <i>Shapefile</i>	100
6.3	Correction et mise à jour des fichiers	100
6.4	Prétraitement des données	100
6.5	Application de l'algorithme	102
6.6	Autres traitements	103
CHAPITRE 7 DISCUSSION GÉNÉRALE		105

7.1	Première contribution : un algorithme pour la confection des tournées de déneigement.	105
7.1.1	Résumé du premier article	105
7.1.2	Le cas DM	106
7.1.3	Une première tentative de solution	111
7.1.4	Les problèmes rencontrés	114
7.1.5	Le développement de l'ALNS	115
7.2	Deuxième contribution : des améliorations substantielles considérant la nature routière des réseaux considérés.	116
7.2.1	Résumé du deuxième article	117
7.2.2	Les cas BC et PMR	117
7.2.3	Les opportunités à la suite du premier article	122
7.3	Troisième contribution : présentation et approche de solution pour le problème combiné de tournées de déneigement et d'épandage.	123
7.3.1	Résumé du troisième article	123
7.3.2	Retour sur les informations acquises auprès des villes	124
CHAPITRE 8 CONCLUSION ET RECOMMANDATIONS		125
8.1	Synthèse des travaux	125
8.2	Limitations de la solution proposée	127
8.3	Améliorations futures	127
RÉFÉRENCES		129
ANNEXES		151

LISTE DES TABLEAUX

Tableau 1.1	Les contraintes présentées ici se veulent volontairement générales afin qu'elles puissent s'appliquer à un grand nombre de situations.	7
Tableau 2.1	Versions des problèmes de tournées sur les arcs relatifs aux tournées d'épandage et de déneigement.	10
Table 3.1	Characteristics of the vehicles.	36
Table 3.2	Approximate route length (in minutes) for each vehicle and each priority class (8-vehicle scenario)	43
Table 3.3	Approximate route length (in minutes) for each vehicle and each priority class (6-vehicle scenario)	44
Table 4.1	Left turns and U-turns receive a higher penalty.	55
Table 4.2	Vehicle speeds (in km/h)	65
Table 4.3	Length (in Km) and number of road segments in each class of priority. Longer lengths with a smaller number of road segments result in a smaller density.	67
Table 4.4	The networks show great diversity in their topology.	67
Table 4.5	Grouping of operators based on their features.	68
Table 4.6	Completion time obtained for each vehicle and for each priority. . . .	77
Table 4.7	Characteristics of the instances used for the comparison to the results obtained with Ilog IBM CPLEX. The table shows the number of arcs or edges in each category. Edges accounts for two arcs because they produce about twice the number of variables and constraints compared to arcs.	78
Table 4.8	Comparison of the results obtained with Ilog IBM CPLEX and those obtained with the metaheuristic. The times indicated in the table do not include the computation of the distances between the arcs or edges as both cases the same distances need to be computed. the objective value for the metaheuristic is the best value obtained out of ten runs.	79
Table 5.1	Comparison of the characteristics considered in the literature for two winter maintenance situations (Campbell et al., 2014; Perrier et al., 2011, 2007a).	82
Table 5.2	Vehicle speed (km/h).	86
Table 5.3	Angle range measured according to Figure 5.4 and penalty given to each type of turn.	90

Table 5.4	Composition of vehicle fleets used to test the methodology. CF corresponds to the current fleet in the city. Fleets of less than six or more than ten vehicles are not considered in this table.	94
Tableau 7.1	La somme des longueurs et le nombre d'arcs par priorité ainsi que le nombre d'intersections pour les cas DM, BC et PMR (Plateau-Mont-Royal). Le total inclut également les rues non desservies.	106
Tableau 7.2	Liste des types de camions utilisés pour la ville de Dolbeau-Mistassini ainsi que leurs vitesses. Les vitesses réelles fournies par les travaux publics varient entre les véhicules, même lorsqu'il s'agit du même type.	108
Tableau 7.3	Estimation du nombre de camions pour les cas BC et PMR.	119
Table B.1	Notation used in the mathematical formulation.	153
Table D.1	The operators share the same features but they follow different arrangements.	155
Table E.1	As for the destruction operators, the construction operators share the same features but they follow different arrangements.	158
Tableau F.1	Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de Statistiques Canada (tiré de : Statistique Canada (2016))	159
Tableau F.2	Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de GéoBase (tiré de : GéoBase (2012))	161

LISTE DES FIGURES

Figure 2.1	Explication de la procédure <i>split</i>	14
Figure 2.2	Exemple d’affichage d’un SIG.	25
Figure 2.3	Architecture typique d’un SIG.	26
Figure 3.1	Map of the case study area.	34
Figure 3.2	Close-up view of the case study area.	35
Figure 3.3	Map showing the results for 8-vehicles scenario.	43
Figure 3.4	Map showing the results for 6-vehicles scenario.	44
Figure 4.1	Schematic representation of the routes.	51
Figure 4.2	Q1: The network has different topologies.	55
Figure 4.3	Arcs are transformed into a single node, and edges are transformed into pairs of nodes.	57
Figure 4.4	ALNS: An initial solution is built and improved.	58
Figure 4.5	It is often necessary to remove a group of arcs from a given route to improve the solution.	63
Figure 4.6	Two arcs forming a continuous sequence.	64
Figure 4.7	Q2: This network has many three-way intersections.	66
Figure 4.8	Q3: This network has an urban layout characterized by a compact grid pattern.	66
Figure 4.9	The finishing times show that some operators perform better on a single priority class.	69
Figure 4.10	A large finishing time or objective value indicates that the removal of the group of operators has had a negative impact.	71
Figure 4.11	The grouping methodology improves the solution in all cases.	72
Figure 4.12	Operators C3 and C4, which modify the groups from the destruction step, seem to provide earlier finishing times.	73
Figure 4.13	For Q2, the algorithm seems to perform significantly better when selecting a single group.	74
Figure 4.14	Comparison of the completion of the arcs and edges.	78
Figure 5.1	Road network map with a three-level hierarchy (c, re and ru).	86
Figure 5.2	Order of operations followed after a snowfall.	87

Figure 5.3	Scheme of application of the ALNS metaheuristic. S-C, S-Re and S-Ru respectively stand for spreading on commercial, residential and rural streets. Similarly, P-C, P-Re and P-Ru respectively stand for plowing on commercial, residential and rural streets.	91
Figure 5.4	Measurement of the difference between the input and output angles of a vehicle crossing an intersection.	92
Figure 5.5	Routing obtained for each vehicle (F-E: front-end loader, T A: tandem axle truck).	93
Figure 5.5	Ending time by priority for each fleet composition. The ending of the c-class and the re-class are often superimposed with vehicle fleets similar to the current situation.	96
Figure 6.1	Schéma du flux de données réalisé durant la thèse. Le flux de données débute et se termine sous forme de fichier <i>Shapefile</i> permettant ainsi une compatibilité avec les SIG.	99
Figure 6.2	Représentation schématique du code de l'ALNS.	104
Figure 7.1	Localisation des trois cas d'études dans la province de Québec. Les cas DM et BC (Baie-Comeau) sont situés plus au nord tandis que PMR est situé plus au sud.	107
Figure 7.2	Normales climatiques pour la ville de Dolbeau-Mistassini entre les années 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017a). La ville DM reçoit mensuellement plus de 20 cm de neige, six mois par année. . .	108
Figure 7.3	Représentation géographique du centre-ville du cas DM. Celui-ci présente des caractéristiques d'une topographie urbaine.	109
Figure 7.4	Représentation globale du cas DM. Le pourtour de la ville présente plutôt une topographie rurale.	110
Figure 7.5	Séquence des opérations suivie par la ville de Dolbeau-Mistassini lors d'un épisode de précipitations hivernales. L'épandage est initié au début des précipitations, mais il faut attendre une quantité de neige suffisante pour démarrer les opérations de déneigement.	111
Figure 7.6	Représentation de l'encodage de la solution. Dans l'encodage partiel, on considère généralement la longueur du chemin le plus court entre les arcs A et D.	116
Figure 7.7	Réseau routier du cas BC. On peut noter une prédominance des intersections à trois voies.	118
Figure 7.8	Élargissement du secteur ouest du réseau routier du cas BC.	119
Figure 7.9	Élargissement du secteur ouest du réseau routier du cas BC.	120

Figure 7.10	Normales climatiques pour la ville de Baie-Comeau entre 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017b). Seulement pour le mois de janvier, la ville reçoit 80 cm de neige en moyenne.	120
Figure 7.11	Représentation géographique du réseau routier du cas PMR. On note une prédominance des rues de classe c et re qui forment un quadrillé typique des secteurs urbains.	121
Figure 7.12	Normales climatiques pour la ville de Montréal entre 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017c). Même si elle reçoit moins de neige que les deux autres villes, la ville de Montréal reçoit tout de même une quantité considérable de neige annuellement.	122
Figure 7.13	Séquence des opérations suivies par la ville de Dolbeau-Mistassini lors d'un épisode de précipitations hivernales. L'épandage est initié au début des précipitations, mais il faut attendre une quantité de neige suffisante pour démarrer les opérations de déneigement.	124
Figure C.1	Example of an auxiliary graph.	154

LISTE DES SIGLES ET ABRÉVIATIONS

AADT	Débit journalier moyen annuel (<i>annual average daily traffic</i>)
ALNS	Recherche à voisinage adaptatif large (<i>adaptive large neighborhood search</i>)
ARP	Problème de tournées sur les arcs (<i>arc routing problem</i>)
ATSP	Problème du voyageur de commerces asymétrique (<i>asymmetric arc routing problem</i>)
BC	Baie-Comeau
CARP	Problème de tournées sur les arcs avec capacités (<i>capacitated arc routing problem</i>)
CARP-TP	Problème de tournées sur les arcs avec capacités et pénalités sur virages (<i>capacitated arc routing problem with turn penalties</i>)
CASPER	Computer Aided System for Planning Efficient Routes
CP	Programmation par contraintes (<i>constraint programming</i>)
CPLS	Recherche locale en permutant les cycles (<i>cycles permutation local search</i>)
CPP	Problème de postier chinois (<i>chinese postman problem</i>)
DM	Dolbeau-Mistassini
DRPPTP	Problème du postier rural orienté avec pénalité sur virages (<i>directed rural postman problem with turn penalties</i>)
GPS	Global Positioning System
GIS	Geographic Information System
GRASP	Procédure de recherche adaptative aléatoire et gloutonne (<i>greedy randomized adaptive search procedure</i>)
HRPP	Problème du postier rural hiérarchique (<i>hierarchical rural postman problem</i>)
HCPP	Problème du postier chinois hiérarchique (<i>hierarchical chinese postman problem</i>)
ILP	Programme linéaire en nombres entiers (<i>integer linear programming</i>)
LA	Acceptation tardive (<i>late acceptance</i>)
LKH	Heuristique de Lin Kernighan (<i>Lin Kernighan heuristic</i>)
MAENS	Algorithme mémétique à recherche à voisinage étendu (<i>memetic algorithm with extended neighborhood search</i>)

MGRP-TP	Problème générale mixte de tournées avec pénalités sur virages (<i>mixed general routing problem with turn penalties</i>)
MIP	Programme en nombres entiers (<i>mixed integer Programming</i>)
MMKHTP	Problème des k-postiers ruraux avec objectif min-max, hiérarchie et pénalités sur virages (<i>min-max k-vehicles rural postman problem with hierarchy and turn penalties</i>)
MM k-DPP	Problème des k-postiers orientés avec objectif min-max (<i>min-max k-vehicles directed postman problem</i>)
MM K-RPP	Problème des k-postiers ruraux avec objectif min-max (<i>min-max k-vehicles rural postman problem</i>)
MS	Démarrage multiple (<i>mutliti start</i>)
OATSP	Problème du voyageur de commerce ouvert et asymétrique (<i>open asymmetric traveling salesman problem</i>)
PMR	Plateau-Mont-Royal
RPP	Problème du postier rural (<i>rural postman problem</i>)
SA	Recuit simulé (<i>simulated annealing</i>)
SIG	Système d'information géographique
SIRMM	<i>Snow and Ice Removal Monitoring and Management</i>
SPRP	Problème de tournées de déneigement (<i>snow plow routing problem</i>)
SRRPTWDS	Problème des tournées de déneigement avec fenêtres de temps durant une chute de neige (<i>snow removal routing problem with time window during a snowfall</i>)
TS	Recherche taboue (<i>tabu search</i>)
TSP	Problème du voyageur de commerce (<i>traveling salesman problem</i>)
VNS	Recherche à voisinage variable (<i>variable neighborhood search</i>)
VBA	Visual Basic pour Applications
VB.NET	Visual Basic .NET
WPP	Problème du postier venteux (<i>windy rural postman</i>)
XRWIS	Système d'information météorologique de prochaine génération (<i>next generation road weather information system</i>)

LISTE DES ANNEXES

ANNEXE A	LISTE DES CONTRIBUTIONS AUTRES QUE DES ARTICLES . .	151
ANNEXE B	IN SUPPORT OF ARTICLE 2 : NOTATION USED IN THE FORMULATION	153
ANNEXE C	IN SUPPORT OF ARTICLE 2 : FORMULATION FOR THE SPLIT PROBLEM WITH MAKESPAN OBJECTIVE	154
ANNEXE D	IN SUPPORT OF ARTICLE 2 : FEATURES OF DESTRUCTION OPERATORS	155
ANNEXE E	IN SUPPORT OF ARTICLE 2 : DESCRIPTION OF FEATURES OF CONSTRUCTION OPERATORS	158
ANNEXE F	ATTRIBUTS DISPONIBLES DANS LES <i>SHAPEFILES</i>	159

CHAPITRE 1 INTRODUCTION

La viabilité hivernale se définit comme le "champ de compétences qui couvre l'ensemble des actions prises par tous les acteurs pour s'adapter à, ou combattre, la dégradation des conditions de circulation en situations hivernales" (Gouvernement du Québec, 2007). Les impacts se font sentir à plusieurs niveaux. On peut penser à la dégradation des infrastructures routières, des véhicules des usagers, des milieux naturels. D'autre part, il faut aussi tenir compte des exigences des usagers et des impacts économiques liés aux retards et aux accidents. À titre d'exemple, voici quelques coûts :

- En 2013, le ministère des Transports du Québec a évalué ses dépenses à 260 millions de dollars. Pour la même période, c'est 786 millions de dollars qui ont été dépensés par l'ensemble des villes de la province (Normandin, 2015).
- En Ontario, c'est un budget annuel de 120 millions de dollars qui est alloué à l'entretien des routes provinciales. Le Nouveau-Brunswick et l'Île-du-Prince-Édouard planifient respectivement des montants de 40 millions de dollars et de 9 millions de dollars pour les opérations d'entretien hivernal sur leur territoire (Jones, 2003).
- Aux États-Unis, les coûts sont estimés à 2 milliards de dollars pour maintenir les routes praticables (Minsk, 1998). Au moins 5 milliards de dollars peuvent être ajoutés à ce montant pour considérer les dommages liés à la corrosion et à la dégradation de l'environnement (National Cooperative Highway Research Program (United States) and Blackburn, 2004)).
- Les coûts des retards dans les transports liés aux intempéries sont estimés à 3,4 milliards de dollars par année aux États-Unis (Perrier et al., 2011; Nixon, 2009).
- Une étude réalisée par American Highway Users Alliance and IHS Global Insight (Firm) (2010) estime qu'une seule tempête paralysant les réseaux routiers peut coûter jusqu'à 700 millions de dollars par état en incluant les coûts directs et indirects.
- 10 milliards de dollars sont investis chaque année au monde pour maintenir les routes sécuritaires durant la saison hivernale (Thornes and Chapman, 2008). Sans compter les 1300 utilisateurs du réseau routier américain qui sont tués et les 116 800 qui sont blessés en raison des conditions de détériorations de la chaussée (U.S. Department of Transportation, Federal Highway Administration, 2011).

Les impacts de la viabilité hivernale se font aussi grandement sentir sur l'environnement, et ce, dès les années 1967 (Schraufnagel, 1967). Depuis, Ramakrishna and Viraraghavan (2005) ont recensé plus d'une soixantaine d'ouvrages publiés traitant du sujet, ce qui en démontre bien l'importance. Les impacts se sont fait sentir sur la faune, la flore, la qualité de l'air,

les milieux humides, les infrastructures, les véhicules, l'eau de consommation (National Cooperative Highway Research Program (Etats-Unis) and Levelton Consultants Limited, 2007; Transportation Research Board, 1991). Pour limiter les dommages, de nombreux programmes de préservation de l'environnement ont été mis sur pied par les gouvernements, comme celui du Canada (Canada, 2006).

Dans les travaux recensés, les scientifiques se concentrent plus particulièrement sur l'impact des fondants et des abrasifs sur l'environnement. Cependant, l'American Association of State Highway and Transportation Officials (Minsk, 1998) élargit un peu cette vision en dressant la liste de critères suivante, qui devraient être considérés pour l'élaboration d'un plan de déneigement :

- contrôle des eaux de ruissèlement provenant des routes ;
- entreposage convenable des abrasifs et des produits chimiques ;
- protection des nappes phréatiques et des puits artésiens ;
- protection de la végétation ;
- entretien des équipements et des infrastructures de déneigement et protection contre la météo et la corrosion ;
- protection des infrastructures routières contre la corrosion ;
- protection des employés des dangers potentiels associés aux fondants et aux abrasifs ;
- impacts des abrasifs sur la qualité de l'air et sur la sécurité sur les autoroutes ;
- effet de la congestion des véhicules sur la qualité de l'air ;
- protection des eaux de surface ;
- protection des habitats de la faune ;
- coordination des actions avec les agences environnementales.

Cette liste souligne l'importance de considérer l'impact direct des fondants et des abrasifs, mais elle considère aussi l'efficacité du traitement. Par exemple, une quantité insuffisante de fondants pourrait aussi nuire à l'environnement en causant des bouchons de circulation et en augmentant la quantité de gaz à effet de serre produite par les véhicules coincés dans ces bouchons. Pour aider à tenir compte du plus grand nombre de répercussions possibles sur l'environnement, Nixon et al. (2012) ont développé une liste de points à vérifier pour afin de mesurer l'adhésion aux principes de développement durable.

Outre l'importance économique et environnementale de la viabilité hivernale, les acteurs du domaine témoignent d'un grand intérêt pour les nouvelles technologies tel que perçu lors des conférences auxquelles nous avons assistées (voir annexe A). De plus en plus de véhicules sont équipées de localisateur GPS pour suivre les camions au cours des opérations (Ablerta, 2015; ROADADA, Road operations and data analysis, 2015; City of Cornerbrook, 2017; Ville de Granby, 2017; Nova Scotia, 2017). En fait, ce genre d'équipement fait même

l'objet de recommandations à la suite d'accidents (Bureau du coroner du Québec, 2016). Une des étapes suivantes consiste certainement à implanter des équipements permettant de guider les conducteurs au cours des opérations.

1.1 Définitions et concepts de base

1.1.1 Les opérations

Dans les grandes agglomérations comme la Ville de Montréal (2017), une opération typique de déneigement se déroule généralement en quatre étapes :

1. Épandage

Cette étape consiste à étendre sur la chaussée et sur les trottoirs, des fondants et des abrasifs pour améliorer la traction des véhicules et des passants. Elle peut être réalisée avant, pendant ou après les opérations de déblaiement selon les conditions météorologiques et les pratiques en vigueur. De même, plusieurs types de produits peuvent être épandus, seuls ou en les combinant entre eux. Pour la ville de Montréal seulement, ce sont 172 et 188 véhicules qui traitent respectivement la chaussée et les trottoirs avec 137 000 tonnes de fondants et d'abrasifs en moyenne par année.

2. Déblaiement

Lorsqu'une quantité suffisante de précipitation s'est accumulée au sol, les équipes de déblaiement entrent en action. Il s'agit ici de pousser la neige en bordure de la rue à l'aide de véhicules équipés de lames conçues pour la tâche. Différents niveaux de tolérance peuvent être acceptés selon la criticité des routes. Pour la ville de Montréal, une accumulation de 2,5 cm déclenche les opérations de déneigement.

3. Chargement

Une fois les précipitations terminées, les équipes peuvent procéder au chargement. Il s'agit de récupérer la neige accumulée en bordure des routes et de l'entasser dans des camions. Lorsque l'espace le permet, ce qui est généralement le cas en dehors des villes, la neige peut être simplement soufflée sur les terrains aux alentours sans être transportée par camion.

4. Élimination

Une fois chargée dans les camions, la neige est transportée aux sites d'élimination pour en disposer. Ces sites sont encadrés par des lois environnementales très strictes dans le but de limiter les impacts environnementaux (Publications Québec, 2016). À Montréal, les 29 sites d'élimination sont répartis comme suit : 12 sites d'entassement, 16 chutes à l'égout et une carrière aménagée.

Comme on peut le constater, les opérations sont nombreuses et leur bon déroulement doit être chapeauté par une logistique rigoureuse. Dans le cadre de cette thèse, les travaux portent principalement sur la confection de tournées pour les opérations de déneigement et d'épandage de sel et d'abrasif.

1.1.2 Les véhicules

Plusieurs types de véhicules peuvent être utilisés pour réaliser les opérations de viabilité hivernale. Au Québec, on retrouve notamment des camionnettes de type "pick-up", des niveleuses, des chargeurs frontaux, des camions de type "dix-roues" et des tractopelles pour les trottoirs. Le choix des camions est basé sur des contraintes économiques et opérationnelles. Par exemple, les niveleuses peuvent appliquer une plus grande pression sur la lame ce qui permet un meilleur déneigement tandis que les chargeurs frontaux sont généralement utilisés lorsqu'une plus grande flexibilité est requise dans les rues plus étroites ou lorsqu'il y a des obstacles. Quant aux camions de types "dix-roues", leur usage sera favorisé lorsqu'une vitesse plus élevée est requise. Grâce à leur benne, ces derniers ont aussi l'avantage de pouvoir être équipés à la fois pour le déneigement et pour l'épandage. Ils peuvent donc réaliser ces deux opérations en un seul passage.

1.2 Éléments de la problématique

Malgré l'impact considérable des opérations de viabilité hivernale, une partie de la planification s'effectue toujours à l'aide de méthodes simplistes dans certaines grandes villes du Québec. Une des raisons qui explique cette situation est probablement la grande complexité de la planification et le manque d'outils d'aide à la décision. Les prochaines sections décrivent les éléments qui participent à la complexité du problème.

Une des plus grandes complexités des problèmes liés à viabilité hivernale est leur caractère local. Chaque ville, région, province possède ses propres pratiques basées sur son expérience, ses normes et les spécificités de son territoire. La prochaine section décrit certains objectifs et contraintes dans le but de montrer la grande diversité et la difficulté de choisir parmi ceux-ci.

1.2.1 Les objectifs du déneigement et de l'épandage

Que ce soit pour les opérations de déneigement ou d'épandage, les objectifs qui peuvent être utilisés sont à peu près les mêmes et il en existe divers types. La plupart peuvent être regroupés en deux axes : les considérations économiques et la qualité du service. Ces deux objectifs peuvent souvent entrer en contradiction. En effet, pour augmenter la qualité du service, il

faut généralement augmenter les effectifs. En contrepartie, cela se traduit généralement par une augmentation des coûts qu'on veut garder bas.

Plusieurs aspects peuvent influencer directement les coûts d'opération. Parmi les principaux, on dénote :

- Le temps : les opérateurs peuvent être payés à l'heure. On veut donc minimiser le temps d'opération.
- La distance parcourue : les coûts en carburant augmentent avec la distance parcourue. Aussi, plus les véhicules roulent, plus ils s'usent. On veut donc minimiser la distance parcourue.
- Quantité de matériaux pour l'épandage : un bon choix du type de matériel à épandre et, surtout, une bonne synchronisation des opérations basées en fonction de l'accumulation des précipitations peut réduire considérablement la quantité des matériaux épandus.
- Nombre et types de camions : on peut avoir le choix d'ajouter ou retirer des camions pour un certain coût. En pratique, cela peut se traduire par l'achat d'un camion ou par l'embauche de sous-traitants. Pour réduire les coûts, il faut réduire le nombre de camions.

En considérant un horizon élargi, on peut aussi considérer les coûts liés aux retards, accidents et dégâts environnementaux (incluant les infrastructures routières et aux abords des routes). Cependant, ces coûts sont plus difficiles à déterminer et influencent surtout les grandes lignes des politiques de déneigement.

Quant au temps, il faut savoir qu'en pratique, les autorités se dotent d'une politique de déneigement indiquant des normes de service (Ville de Québec, 2009; Ville de Montréal, 2015). Entre autres, celles-ci peuvent définir un temps maximum pour revenir à des conditions de routes sécuritaires après la fin des précipitations ou une durée maximale des opérations à partir du moment où le premier véhicule quitte le garage. Ces normes considèrent généralement divers niveaux de service utilisés pour classer les rues selon l'importance qu'on désire leur accorder au cours des opérations. Ainsi, une rue de priorité 1 devra être traitée avant une rue de priorité 2. Dans certains cas, les niveaux hiérarchiques peuvent être stricts. Il est alors impossible de commencer une priorité inférieure tant que les priorités supérieures ne sont pas terminées. À l'opposé, on peut aussi permettre la *promotion* qui autorise un véhicule à traiter un segment de rue de priorité inférieure s'il doit passer par ce segment pour se rendre à un autre segment d'une priorité supérieure. Il peut y avoir une certaine flexibilité dans la notion de promotion étant donné qu'un court détour peut aussi être autorisé s'il permet de réduire considérablement la durée des opérations. Finalement, la notion de hiérarchie peut être appliquée pour tous les véhicules, ce qui veut dire que tous les véhicules doivent terminer

les priorités supérieures avant de débiter les priorités inférieures. Elle peut aussi être appliquée par véhicule, ce qui veut dire que si un véhicule donné peut commencer une priorité inférieure s'il a terminé de traiter tous les segments de rue supérieurs de sa tournée, et ce, peu importe où en sont rendus les autres véhicules.

À ce titre, le temps agit donc comme une contrainte. Cependant, en pratique, les opérations sont tributaires de nombreux facteurs météorologiques comme le type de précipitations et la quantité reçue pour ne nommer que ceux-ci. D'autres facteurs peuvent aussi influencer comme la circulation automobile, les bris d'équipements et d'autres impondérables. Pour cette raison, en pratique, on désire généralement terminer les opérations le plus rapidement possible afin de parer à toute éventualité et pour améliorer la satisfaction des clients. D'autre part, l'outil développé dans le cadre de cette thèse vise principalement à soutenir la planification des opérations. Il pourra éventuellement aider à la détermination des normes de service. Dans ce cas, il est désirable de minimiser la durée des opérations.

Dans le cadre de cette thèse, puisque plusieurs municipalités se basent sur le temps total et les temps de fin de chaque priorité pour juger de la qualité de leurs opérations, ceux-ci sont retenus comme objectif. Un objectif lexicographique permet de pondérer la fin de chaque priorité selon les préférences de l'utilisateur. À moins d'indications contraires, le temps de fin d'une priorité donnée est mesuré à partir du début des opérations jusqu'à ce le dernier segment de rue de la priorité donnée soit traité. De plus, les priorités inférieures ne peuvent se terminer tant que les priorités supérieures ne sont pas terminées. Par exemple, même si tous les segments de rue de la priorité 2 ont été traités, mais qu'il reste des arcs de priorité 1 à traiter, la priorité 2 ne sera pas considérée comme terminée tant que le dernier segment de rue de la priorité 1 n'est pas traité. Cette décision a été prise dans le but de conserver l'ordre d'importance de chacune des priorités. Par ailleurs, la possibilité de promotion est interdite pour chaque véhicule, puis séparément. Cependant, un véhicule donné peut commencer une priorité inférieure même si tous les véhicules n'ont pas terminé les priorités supérieures. Ce dernier choix a été pris en considérant la contrainte rue/véhicule expliquée dans la prochaine section. En effet, puisqu'il peut arriver qu'un nombre restreint de véhicules soit affecté à une priorité élevée, cela impliquerait que les autres véhicules doivent attendre avant de commencer une priorité plus basses ce qui nous apparaît aberrant.

1.2.2 Les contraintes du déneigement et de l'épandage

À l'instar des objectifs, les contraintes varient beaucoup d'un endroit à l'autre. Cependant, contrairement aux objectifs, elles diffèrent selon le type d'opération, déneigement ou épandage. Pour une liste exhaustive des contraintes rencontrées, le lecteur est invité à consulter

Perrier et al. (2011) pour le cas du déneigement et Perrier et al. (2007b) pour le cas de l'épandage. Dans le cadre de ce travail, les contraintes considérées sont présentées dans le tableau 1.1 puis expliquées dans le texte qui suit. Nous avons tenté de sélectionner les plus courantes ainsi que celles qui reflètent un grand nombre de situations rencontrées au Québec. Par ailleurs, nous avons tenté de garder ces contraintes assez générales afin qu'elles puissent s'appliquer à un grand nombre de situations sur le terrain. Ainsi, dans le cadre de ce travail, la contrainte de dépendance rue/véhicule sert principalement à imposer le traitement des rues commerciales par les niveleuses et le traitement des ruelles par les chargeurs frontaux. Cependant, cette contrainte pourrait aussi servir pour des véhicules d'épandage chargé d'abrasif à un secteur de la ville où les contraintes environnementales imposent l'utilisation de ce produit. De même, si un opérateur connaît bien certaines rues, on pourrait vouloir l'affecter à ces rues. Dans un même ordre d'idées, la contrainte de hiérarchie du réseau peut être utilisée lorsque certaines rues doivent être traitées avant d'autres. Elle peut aussi être utilisée pour la combinaison des opérations, comme c'est le cas pour la troisième partie de ce travail. Ainsi, les premières priorités consistent à enlever la neige du réseau tandis que les dernières servent à épandre.

Tableau 1.1 Les contraintes présentées ici se veulent volontairement générales afin qu'elles puissent s'appliquer à un grand nombre de situations.

	Déneigement	Épandage
	Contraintes différentes	
Restriction des virages	Les virages à droite doivent être favorisés. Les virages à gauche et les croisements de rues aux intersections doivent être restreints.	Pas de restrictions sur les virages.
Dépendance rues/véhicules	Certaines rues doivent être desservies par un type de véhicule donné.	Pas de dépendance rue/véhicule
	Contraintes semblables	
Interdiction de certains demi-tours	Les demi-tours sont interdits à certaines intersections lorsque le danger est trop grand.	
Équilibrage des tournées	Les tournées devraient toutes être à peu près de la même durée.	
Hiérarchie du réseau	Certaines rues doivent être traitées avant d'autres.	

1.3 Objectifs de recherche

L'objectif principal de cette thèse est d'améliorer les opérations de déneigement et d'épandage en viabilité hivernale. Il existe des algorithmes de créations de tournées de déneigement, cependant des expérimentations nous ont permis de conclure qu'ils ne répondaient pas aux contraintes proposées. Le travail de cette thèse est divisé en trois étapes :

1. Dans un premier temps, un algorithme de type recherche à large voisinage adaptatif est développé pour solutionner le problème de confection de tournées de déneigement.
2. Dans un deuxième temps, des améliorations apportées à l'algorithme permettront d'améliorer significativement les résultats obtenus. Entre autres, une méthode de groupage lors de l'extraction et de l'insertion des arcs permet de mieux traiter les grandes instances et une transformation du graphe permet de considérer plus facilement les pénalités sur virage.
3. Dans un troisième temps, l'algorithme est adapté pour solutionner le problème de confection combinée des tournées de déneigement et d'épandage.

Pour atteindre ces objectifs, certaines hypothèses ont été posées. Ainsi, les conditions sont considérées comme statiques et un seul passage est requis pour chaque type d'opération. Sur le terrain, cela correspond à un événement typique de précipitation. Les rues principales sont entretenues tout au long des précipitations. Au moment jugé opportun, les autorités lancent les opérations de déneigement et d'épandage. Les véhicules parcourent alors leur tournée respective et un seul passage est suffisant par type d'opération. Dans le cas où plus d'un passage est requis ou si les précipitations s'étendent sur une période de temps prolongée, nous considérons que les opérateurs pourraient simplement reprendre les mêmes parcours autant de fois que requis.

1.4 Plan de la thèse

Le reste de la thèse est divisé comme suit. Le chapitre 2 présente les principaux travaux qui traitent des tournées de déneigement et d'épandage ainsi que des problèmes connexes. Les chapitres 2, 4 et 5 présentent respectivement le premier, deuxième et troisième thèmes développés dans le cadre de cette thèse. Les deux chapitres qui suivent présentent la contribution qui a été réalisée concernant le traitement des données ainsi qu'une discussion générale sur les travaux réalisés. Le dernier chapitre présente une conclusion générale démontrant l'atteinte des objectifs ainsi que certaines pistes de recherche pour d'autres travaux portant sur le même sujet.

CHAPITRE 2 REVUE DE LITTÉRATURE

Cette revue de littérature se divise en trois grandes sections. La première traite des problèmes de tournées sur les arcs en général. La seconde présente des techniques d'optimisation pour les problèmes de tournées de déneigement et d'épandage. Finalement, la troisième section présente quelques travaux à propos des système d'information géographique (SIG).

2.1 Généralités sur l'optimisation des tournées sur les arcs

Diverses problématiques de viabilité hivernale peuvent être modélisées en recherche opérationnelle. Les plus fréquentes sont :

- localisation des dépôts ;
- assignation des équipements roulants aux dépôts ;
- assignation des camions de transports aux équipes de déneigement ;
- gestion des effectifs et estimation des coûts ;
- création de tournées de déneigement, d'épandage et de chargement de la neige ;
- découpage des secteurs de travail et affectation d'équipes.

Cette thèse s'attarde principalement sur les problèmes de création de tournées pour le déneigement et pour l'épandage. Ces problèmes se traduisent mathématiquement par des problème de tournée sur les arcs (*arc routing problem*) (ARP) (Campbell and Langevin, 2000). En fait, ce sont plusieurs versions d'ARP qui se rapportent aux problèmes de déneigement et d'épandage. Ces versions sont résumées dans le tableau 2.1 et plus de détails sur la littérature sont donnés dans les sections qui suivent. La section 2.2, quant à elle, présente la littérature entourant le problème du déneigement.

Tableau 2.1 Versions des problèmes de tournées sur les arcs relatifs aux tournées d'épandage et de déneigement.

Version traitée	Explication de l'aspect	Relation au problème de tournées d'épandage et de déneigement
2.1.1 Problèmes du postier chinois et du postier rural	Les arcs du réseau ne sont pas tous à desservir. Les arcs qui ne sont pas à desservir peuvent tout de même être parcourus.	Les rues du réseau routier peuvent être sous la responsabilité de diverses autorités (gouvernement provincial, gouvernement municipal, entrepreneur privé). Chaque autorité doit donc considérer une partie des arcs du réseau.
2.1.2 Problème avec priorité ou hiérarchie sur les rues	Certains arcs ou catégories d'arcs doivent être traités en priorité.	Pour certaines raisons, comme la présence de services d'urgence, d'écoles et autres, une plus grande priorité est accordée à certaines catégories de rue. Ces rues doivent être traitées avant les autres.
2.1.3 Min-max k-véhicules.	k véhicules sont chargés de traiter les arcs d'un réseau. L'objectif est de minimiser le maximum des temps de complétion, donc la tournée la plus longue.	Un des objectifs du déneigement est de terminer les opérations le plus rapidement possible afin d'offrir un meilleur service à la population. Cet objectif a aussi comme effet d'équilibrer les charges de travail entre les différents véhicules. En effet, si un véhicule A termine beaucoup plus tôt que les autres, on peut supposer qu'il est possible de transférer des rues à desservir du véhicule le plus long B vers le véhicule A pour alléger la tâche du véhicule B.
2.1.4 Interdiction ou restriction des virages.	Certains virages peuvent être interdits comme les demi-tours ou les virages à gauche. Dans d'autres cas, il faut simplement restreindre les virages, car certains virages demandent plus de temps à exécuter.	Pour les camions de déneigement d'épandage et de déneigement, les demi-tours sont à éviter, voire interdits puisque ce sont des manœuvres dangereuses qui sont exécutées lorsque les conditions routières sont détériorées. Pour le cas particulier du déneigement, certains types de virages comme les virages à gauche doivent être évités puisqu'il y a un risque d'obstruer l'intersection avec l'andain de neige laissée à la droite du camion.
2.1.5 Capacité de chargement des véhicules ou limite de temps.	Cette extension se rapporte surtout aux problèmes de tournées d'épandage où les véhicules peuvent charger une quantité limitée de sel.	
2.1.6 Problèmes réels de grande taille et approche de solution	Il n'est pas rare que les problèmes réels soient considérés comme ayant une grande taille du point de vue mathématique. Cela s'explique par le grand nombre de variables et de contraintes qui doivent être générées pour les traiter.	En raison du grand nombre de rues et de véhicules, les problèmes de tournées de déneigement et d'épandage deviennent rapidement trop grands pour être gérés par des formulations mathématiques.
Vitesse de véhicules hétérogènes.	Les véhicules opèrent à des vitesses différentes	Particulièrement en déneigement, il existe plusieurs types de véhicules. Certains opèrent plus rapidement, d'autres plus lentement. Cet aspect est particulièrement important à considérer lors du choix de l'objectif. Par exemple, si on choisit de minimiser les temps à vide, on risque de donner plus de travail aux véhicules qui opèrent plus lentement. Au meilleur de notre connaissance, aucun auteur n'a traité ce cas dans la littérature.

2.1.1 Problème du postier chinois et problème du postier rural

La version de base du ARP est le problème de postier chinois (*chinese postman problem*) (CPP). Celui-ci consiste à parcourir tous les arcs d'un graphe en parcourant une distance minimale ou en minimisant les coûts. Il a été décrit pour la première fois dans la littérature par Mei-Ko Kwan en 1962. Le problème du postier chinois peut être formulé simplement de la manière suivante :

$$\text{Minimiser } \sum_{x \in S} c^T x \quad (2.1)$$

Où : $x = (x_1, x_2, x_3 \dots x_n)$ est un vecteur de variables de décision. Chaque x_n représente donc un segment ou un arc et la valeur de la variable correspond au nombre de passages sur celui-ci. Le vecteur $c^T = (c_1^T, c_2^T, c_3^T \dots c_n^T)$ est un vecteur de constantes correspondant au coût de passage sur chaque arc ou segment. S , quant à lui, représente l'espace solution. L'espace solution est généralement défini par plusieurs contraintes selon le type de problème de tournées sur les arcs étudié.

Lorsque le problème est posé dans un graphe orienté ou non orienté, il a été démontré qu'il existe une méthode de résolution dans un temps polynomial. Dans le cas de graphes mixtes, le problème du postier chinois se classe plutôt parmi les problèmes NP-difficiles (Dror, 2000). Il existe un cas spécial, dans lequel tous les sommets du graphe utilisé sont pairs. Un algorithme permet alors de trouver la solution optimale dans un temps polynomial (Edmonds and Johnson, 1973). Plusieurs heuristiques ont été développées pour la résolution du problème du postier chinois mixte (Frederickson, 1979; Raghavachari and Veerasamy, 1999; Corberán et al., 2002; Pearn and Chou, 1999; Yaoyuenyong and Charnsethikul, 2002). De plus, des méthodes de Branch-and-Bound ont aussi été proposées pour résoudre le problème exactement (Corberán and Prins, 2010).

Le problème du postier rural (*rural postman problem*) (RPP) est une extension du CPP dans laquelle un véhicule peut circuler sur tous les arcs d'un graphe, mais ces derniers n'ont pas tous à être desservis. Dans une revue de littérature, Corberán and Prins (2010) ont indiqué que la plupart des chercheurs se sont concentrés sur la version orientée du problème de tournées sur les arcs. Force est d'admettre que le constat est resté le même dans une revue de littérature plus récente (Corberán et al., 2014). Cependant, que ce soit la version orientée ou non orientée, le RPP a été prouvé NP difficile (Lenstra and Kan, 1976). Il existe une exception lorsque tous les arcs à desservir sont connexes, ce qui signifie qu'il existe une

tournée desservant tous les arcs requis sans passer par les arcs non requis. Ce problème revient alors à résoudre un problème du postier chinois et peut donc être résolu dans un temps polynomial selon les conditions données plus haut (Assad and Golden, 1995). Pour les versions NP-difficiles, des approches par plans sécants (Corberán et al., 2001) et de branch-and-cut (Ghiani and Laporte, 2000; Corberán et al., 2007) ont été développées. Finalement, une formulation binaire permet d’obtenir de très bons résultats (Reinelt and Theis, 2005, 2006).

Pour le problème de tournées de déneigement (*snow plow routing problem*) (SPRP), il faut généralement desservir chaque voie de circulation. Avec des véhicules plus larges, il est également possible de déneiger plus d’une voie dans le même sens de circulation. Finalement, il peut arriver que de petites ruelles puissent être déneigées en un seul passage dans un sens ou dans l’autre (Campbell et al., 2014). Ce problème est donc posé sur un graphe orienté, parfois mixte. Ces deux cas de figure sont généralement moins traités dans la littérature. Ils ont fait l’objet d’une revue de littérature écrite par Corberán et al. (2014). Dans le cas de l’épandage, le problème peut être posé sur réseau orienté, mais il n’est pas rare qu’il soit posé sur réseau non orienté ou mixte. En effet, il arrive souvent que les véhicules d’épandage puissent épandre sur deux voies de circulation à contresens lors d’un seul passage.

2.1.2 Problème du postier hiérarchique

Pour cette extension, une classe de priorité est assignée à chaque arc à desservir. Les arcs de haute priorité doivent alors être desservis avant les arcs ayant une priorité plus basse. Les contraintes de priorité peuvent être strictes ou avec précedence linéaire, les priorités doivent alors être obligatoirement respectées. Dans le cas de contraintes flexibles, les contraintes de priorités peuvent alors être violées avec une certaine pénalité. On appelle *promotion* d’un arc lorsque cet arc, de priorité plus basse, est traité au cours d’une priorité supérieure. La promotion offre l’avantage de permettre le service d’une rue de priorité plus basse si le véhicule doit passer par cette rue entre deux rues de plus haute priorité. De même, il pourrait aussi être très avantageux de traiter une rue de plus basse priorité isolée si le camion passe près de cette rue au cours du service d’une priorité plus haute, évitant ainsi d’avoir à parcourir une grande distance pour revenir plus tard.

Le problème du postier chinois hiérarchique (*hierarchical chinese postman problem*) (HCPP) a été catégorisé parmi les NP difficiles, excepté lorsque la relation de préséance, qui indique quels arcs doivent être parcourus avant les autres, suit une fonction linéaire et que tous les sous-graphes générés par les classes de priorités sont connexes (Dror et al., 1987). Pour ce cas, des algorithmes permettant une résolution en des temps polynomiaux ont été développés

(Ghiani and Improta, 2000; Korteweg and Volgenant, 2006). Pour d'autres cas, une transformation du HCPP en RPP proposé par Cabral et al. (2004) permet d'utiliser une gamme d'algorithmes déjà développés pour le RPP. Ces derniers ont également développé une heuristique du type (*cluster first, route second*) (partition en premier, routage en second) pour solutionner un problème de collecte d'ordures avec trois classes de rue ayant chacune des limites de temps différentes.

En ce qui concerne le problème du postier rural hiérarchique (*hierarchical rural postman problem*) (HRPP), nous n'avons recensé que deux travaux portant sur le sujet (Perrier et al., 2008, 2006a). Les heuristiques que les auteurs ont développées considèrent des contraintes de hiérarchie avec possibilité de promotion des arcs pour chaque tournée prise individuellement. Un inconvénient de leur approche est qu'elle ne considère pas les priorités pour la globalité des véhicules, ce qui veut dire que certains véhicules peuvent n'avoir aucune rue de la première priorité à traiter alors qu'un autre véhicule peut n'avoir que des arcs de haute priorité à traiter. Ainsi la première priorité risque de se terminer tardivement.

2.1.3 Problème du min-max k-véhicules

L'objectif du SPRP est de minimiser la durée de chacune des priorités ainsi que la durée totale des opérations. Le temps se mesure donc à partir du moment où les véhicules quittent le dépôt pour entamer leur tournée jusqu'à ce que la dernière d'une priorité donnée soit traitée, ou que la dernière rue à déneiger soit traitée pour la durée totale des opérations. Les temps où les véhicules, autres que le dernier, terminent ne sont donc pas considérés. Ce type de problème s'apparente donc au problème des k-postiers ruraux avec objectif min-max (*min-max k-vehicles rural postman problem*) (MM K-RPP). Benavent et al. (2014) ont récemment recensé les principaux travaux portant sur ce problème.

Parmi ces derniers, on note ceux de Lacomme et al. (2004) qui ont adapté une version de la procédure split pour trouver une borne supérieure pour un objectif de type min-max. Avant de décrire cette version, il importe de décrire la version originale de l'algorithme split. Il s'agit d'une méthode de type (*route first, cluster second*) (routage en premier, partition en second) qui fut développée à l'origine par Ulusoy (1985) pour minimiser la distance totale parcourue par des véhicules devant visiter des noeuds tout en considérant des contraintes sur la capacité des véhicules. Donc, dans un premier temps, une tournée géante visitant tous les noeuds du graphe original est construite en utilisant un algorithme solutionnant le problème du voyageur de commerce. Il a été démontré par Beasley (1983) que le découpage optimal de cette tournée est obtenu en solutionnant un graphe auxiliaire tel que présenté à la figure 2.1. Le graphe auxiliaire est composé d'autant de noeuds qu'il n'y a de clients à visiter dans le graphe

original, en plus du dépôt. Des arcs sont ensuite ajoutés pour représenter toutes les tournées réalisables qui sont obtenues à partir de la tournée géante. Ainsi, dans la figure 2.1, une première tournée réalisable pourrait être $A \rightarrow B \rightarrow A$. Cette tournée est représentée dans le graphe auxiliaire par l'arc entre 1 et 2. Pour compléter la visite de tous les noeuds dans le graphe original, une deuxième tournée pourrait correspondre à $A \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow A$. Dans le graphe auxiliaire, cela correspond à l'arc qui va de 2 à 4. Dans l'exemple de la figure 2.1, le plus court chemin dans le graphe auxiliaire serait sans nul doute obtenu par l'arc 1-4, ce qui correspond à la tournée $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow A$ dans le graphe original. C'est donc dire que la capacité des camions ne contraint pas les tournées dans ce cas. Dans un cas plus complexe, on peut se douter que le chemin le plus court serait plus difficile à obtenir dans le graphe auxiliaire.

Pour en revenir à l'adaptation de Lacomme et al. (2004) pour un problème avec un objectif de type min-max, au lieu de trouver le chemin le plus court parcourant le graphe auxiliaire, ils utilisent plutôt une méthode itérative qui permet d'obtenir le nombre de véhicules nécessaires ainsi que la durée du plus long chemin pour parcourir le graphe.

Dans un autre ordre d'idées, Benavent et al. (2009) ont développé un programme linéaire en nombres entiers (*integer linear programming*) (ILP) ainsi qu'une méthode de type *branch and cut* pour résoudre la version asymétrique du MM K-RPP. Plus tard, Benavent et al. (2010) ont aussi développé une métaheuristique pouvant résoudre des cas allant jusqu'à 50 noeuds et 184 arêtes pour 5 véhicules. Un algorithme de recherche taboue (*tabu search*) (TS) a aussi été développé par Willemse and Joubert (2012). Dans ce cas, ils ont appliqué leur méthode à un cas réel comportant 68 noeuds et 126 arcs, dont 74 sont requis. Ils ont aussi testé leur algorithme sur d'autres réseaux allant jusqu'à 140 noeuds et 190 arêtes requises.

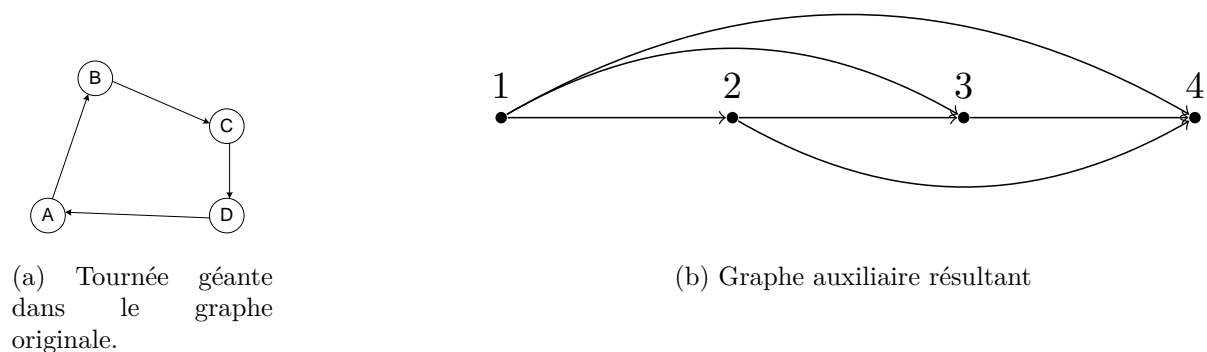


Figure 2.1 Explication de la procédure *split*.

2.1.4 Problème de tournées sur les arcs avec restriction ou interdiction de virages

Pour cette extension, les véhicules se voient imposer des pénalités lorsqu'ils tournent ou lorsqu'ils exécutent des demi-tours durant leur tournée. Les premiers articles mentionnant les pénalités sur virages dans la littérature scientifique remontent aux articles de Bodin et al. (1989) et Roy and Rousseau (1989). Ceux-ci ont développé des méthodes heuristiques pour traiter le problème. En 1999, le problème du postier rural orienté avec pénalité sur virages (*directed rural postman problem with turn penalties*) (DRPPTP) a formellement été défini par Benavent and Soler (1999). Ces derniers ont aussi proposé plusieurs heuristiques pour résoudre le problème. De plus, ils ont décrit une transformation en un problème de tournée sur les nœuds asymétriques qu'ils ont résolu à l'optimalité (Corbéran et al., 2002). La transformation développée par Noon and Bean (1993) permet en plus de traiter les arêtes. Il est donc possible de transformer un problème du postier rural mixte avec pénalité de virages (*mixed rural postman problem with turn penalties*) (MRPP-TP) en un problème du voyageur de commerce asymétrique (*asymmetric arc routing problem*) (ATSP). Cette transformation peut provoquer une certaine dégénérescence (Laporte, 1997) pouvant éventuellement mener au cyclage d'algorithmes de résolution exacte comme celui du simplexe. Cependant, cette transformation peut être utilisée avec des méthodes heuristiques. C'est d'ailleurs ce qu'ont proposé Chyu (2001) et Corberán et al. (2000). D'autres méthodes heuristiques ont également été développées pour s'attaquer directement au RPP sans passer par cette transformation (de Córdoba et al., 1998; Frederickson, 1979; Ghiani et al., 2006; Groves and van Vuuren, 2005).

La version générale du problème de tournées sur les arcs a été étudiée par Corbéran et al. (2002) et Clossey et al. (2001). Bautista and Pereira (2004) ont affirmé que lorsque le nombre de restrictions des virages est élevé, ces dernières devraient être considérées lors de la phase de construction. Pour traiter le problème de tournées sur les arcs avec capacités et pénalités sur virages (*capacitated arc routing problem with turn penalties*) (CARP-TP), Lacomme et al. (2004, 2005) ont développé une version de l'algorithme de Dijkstra qui calcule les plus courts chemins entre toutes les paires d'arcs en considérant les pénalités sur virages. Ils ont ensuite utilisé la matrice des distances obtenue à l'intérieur d'un algorithme mémétique.

Plus récemment, Vanhove and Fack (2012) ont comparé trois techniques pour calculer les longueurs des chemins les plus courts entre toutes les paires de nœuds en considérant les pénalités sur virages : le fractionnement des nœuds, une transformation en graphe de lignes et une méthode directe.

2.1.5 Problème de tournées sur les arcs avec capacité

Cette extension consiste en un CPP ou un RPP dans lequel les véhicules ont une limite maximale à respecter sur la capacité des véhicules ou sur la durée des tournées. Ce problème a été décrit pour la première fois, et démontré NP-difficile, par Christofides (1973), puis par Golden and Wong (1981). Plusieurs heuristiques ont été proposées pour la résolution du problème, dont *Construct-Strike* (Christofides, 1973), *Modified-Construct-Strike* (Pearn, 1989), *Path-Scanning* (Golden et al., 1983), *Augment-Merge* (Golden and Wong, 1981; Golden et al., 1983), *Parallel-Insert* (Chapleau et al., 1984), *Augment-Insert* (Pearn, 1991), *A-ALG* (Wøhlk, 2005).

Des méthodes constructives en deux phases ont aussi été développées : routage en premier, segmentation en second puis segmentation en premier, groupage en second. Dans le premier cas, une grande tournée est produite puis elle est sectionnée en plusieurs parties respectant les contraintes établies. Les algorithmes Ulusoy-Partitionning (Ulusoy, 1985), Cut (Hertz et al., 1999) et celui de Mourão and Almeida (2000) sont basés sur ce principe. À l’opposé, le second type de méthode consiste à diviser les arcs à couvrir en plusieurs secteurs pour chaque véhicule, puis à construire une tournée pour chaque véhicule. L’algorithme *cycle assignment* (Benavent et al., 1990; Hertz et al., 2000) suit cette logique.

Plusieurs métaheuristiques ont aussi été proposées pour résoudre la version non orientée du problème de tournées sur les arcs avec capacités. Parmi celles-ci, il importe de mentionner la métaheuristique CARPET (Hertz et al., 2000), un algorithme de descente à voisinage variable (Hertz and Mittaz, 2001), un algorithme mémétique (Lacomme et al., 2001, 2004), une recherche tabou par dispersion (Greistorfer, 2003), une recherche locale guidée (Beullens et al., 2003) et une recherche tabou (Brandão and Eglese, 2008). Pour la version orientée, Maniezzo and Roffilli (2008) l’ont converti en un problème de tournées de véhicules asymétrique avec contraintes de capacité. Ils ont proposé deux algorithmes de résolution : une recherche à voisinage variable et un algorithme génétique. Pour la version mixte du problème, Bautista et al. (2008) ont transformé le problème en un problème de tournées sur les noeuds et ils l’ont résolu avec deux algorithmes de colonies de fourmis. Finalement, un algorithme mémétique a aussi été proposé (Lacomme et al., 2004).

2.1.6 Problème réel de grande taille et approches de solution

Un des objectifs de cette thèse est de traiter les cas réels de grandes tailles. Les méthodes heuristiques et métaheuristiques semblent mieux adaptées pour résoudre ce type de problème (Prins, 2014). On peut d’ailleurs noter que la plupart des travaux traitant du SPRP optent

pour ce type d'approche. Parmi les premières tentatives recensées dans la littérature, on dénote les méthodes de type partition en premier, routage en second (Atkins et al., 1990; Transportation Development Agency of Canada, 1974; Marks and Stricker, 1971; Moss and Meyer, 1970; Perrier et al., 2008, 2006a; Robinson et al., 1990). Ce type de méthodologie consiste d'abord à diviser les arcs à traiter parmi les véhicules disponibles pour former des groupes respectant certains critères. Puis une tournée est conçue à l'intérieur de chaque groupe. Une méthode similaire est utilisée par le logiciel GeoRoute de la compagnie GIRO (GIRO, 2017; Campbell and Langevin, 2000). La principale différence est que les groupes sont conçus séquentiellement plutôt que simultanément. Par la suite, les tournées sont créées à l'intérieur des secteurs en utilisant l'algorithme GENIUS (Gendreau et al., 1992). Les algorithmes de TS ont aussi obtenu une certaine popularité (Razmara, 2004; Edmonds and Johnson, 1973; Golbaharan, 2001; Wang and Wright, 1994).

Plus récemment, de bons résultats ont été obtenus avec des métaheuristiques plus avancées telles que l'algorithme de recherche à voisinage adaptatif large (*adaptive large neighborhood search*) (ALNS) (Ropke and Pisinger, 2006; Pisinger and Ropke, 2007). Cette méthode a d'ailleurs été appliquée pour la résolution du problème de tournées de déneigement avec synchronisation des véhicules (Salazar-Aguilar et al., 2012). Elle a aussi été appliquée pour la résolution du problème de tournées sur les arcs avec capacités (*capacitated arc routing problem*) (CARP) (Laporte et al., 2010a).

2.2 La recherche opérationnelle et les tournées de déneigement et d'épandage

Pour toutes les questions concernant la recherche opérationnelle appliquée à la viabilité hivernale, il existe une série de revues de littérature très complètes. Elle a d'abord débuté dans les années 2000 avec Campbell and Langevin (2000). Elle a ensuite été mise à jour avec Perrier et al. (2006b,c, 2007a,b). Puis une troisième série complète le portrait (Perrier et al., 2011; Campbell et al., 2014; Eglese et al., 2014). Si le nombre de publications était encore faible il y a quelques années, on constate qu'avec les récents développements en informatique et en recherche opérationnelle que la situation tend à changer, et qu'il y a de plus en plus de publications sur le sujet.

2.2.1 Les formulations mathématiques

Quelques formulations exactes ont été développées pour le SPRP. C'est le cas de Golbaharan (2001) qui a développé une décomposition de Dantzig-Wolfe pour le problème. La formulation principale est basée sur le problème de partitionnement et consiste à affecter des tournées

réalisables aux véhicules disponibles à un dépôt donné. On définit R comme l'ensemble des tournées réalisables dans le contexte. Une tournée $r \in R$ est définie comme un ensemble d'arcs à suivre dans un ordre donné. Toutes les tournées débutent et se terminent à un dépôt $d \in D$, où D est l'ensemble des dépôts dans le réseau. $R_d \subset R$ est l'ensemble des tournées associées au dépôt d . Puis, A_P est l'ensemble des arcs qui doivent être déneigés dans le réseau.

Par ailleurs, les constantes suivantes sont définies : v_d est l'ensemble des véhicules réguliers disponibles au dépôt d , w_d est le coût pour l'utilisation d'un véhicule supplémentaire au dépôt d en plus des véhicules réguliers et c_r indique le coût de l'utilisation de la tournée r . D'autre part, on définit le paramètre $u_{ar} = 1$ si la tournée r dessert l'arc a , $u_{ar} = 0$ sinon.

Puis les variables $x_r = 1$ si la tournée r est utilisée dans la solution, $x_r = 0$ sinon. Tandis que y_d indique le nombre de véhicules supplémentaires requis au dépôt d .

Le problème principal est donc formulé comme suit :

$$\text{Minimiser } \sum_{r \in R} c_r x_r + \sum_{d \in D} w_d y_d \quad (2.2)$$

$$\text{Sujet à } \sum_{r \in R} u_{ar} x_r \geq 1 \quad \forall a \in A_P \quad (2.3)$$

$$\sum_{r \in R_d} x_r \leq v_d + y_d \quad \forall d \in D \quad (2.4)$$

$$0 \leq x_r \leq 1 \quad \forall r \in R \quad (2.5)$$

$$y_d \geq 0 \quad \forall d \in D \quad (2.6)$$

L'objectif 2.2 minimise les coûts pour l'utilisation des tournées ainsi que les coûts pour l'utilisation des véhicules supplémentaires. Les contraintes 2.3 assurent la couverture de l'ensemble des arcs à desservir. Les contraintes 2.4 comptabilisent le nombre de véhicules en excès. Finalement, les contraintes 2.5 et 2.6 définissent les variables x_r et y_d .

Dans ce cas, les contraintes considérées sont d'assurer le service des arêtes requises ainsi qu'une limite sur le nombre de véhicules disponibles. Le sous-problème consiste quant à lui à créer les tournées réalisables pour chaque dépôt. Dans ce cas, les contraintes considérées sont les fenêtres de temps, qui imposent le service entre deux heures données ainsi que les contraintes de connectivité. Une approche similaire a été adoptée par Razmara (2004) pour le problème des tournées de déneigement avec fenêtres de temps lors d'une chute de neige (*snow removal routing problem with time window during a snowfall*) (SRRPTWDS). Dans ce cas, le problème principal consiste à traiter périodiquement un réseau avec des véhicules

hétérogènes. Des véhicules supplémentaires peuvent également être utilisés moyennant un coût supplémentaire. Le problème secondaire consiste à concevoir des périodes, qui sont des subdivisions des tournées conçues par le problème principal. Les périodes sont conçues en s'assurant que les arêtes sont traitées à l'intérieur d'une limite de temps donnée.

Une autre formulation a également été proposée par Perrier et al. (2008) pour le problème avec hiérarchie. Ils ont opté pour une formulation de flux multicommodités où chaque commodité représente une classe/véhicule. De leur côté, Liping et al. (2009) ont développé une formulation pour l'ordonnancement des tâches de déneigement. Les tâches correspondent à des secteurs de la ville et l'information concernant leur traitement est mise à jour dynamiquement.

Gupta et al. (2010) ont développé un modèle mathématique pour créer des tournées de déneigement dans le but d'améliorer la planification des horaires des employés. Le modèle priorise les routes à déneiger en fonction du débit journalier moyen annuel (*annual average daily traffic*) (AADT) tout en pénalisant les demi-tours. Leur modèle tient aussi compte de contraintes opérationnelles comme les pauses des opérateurs, la capacité maximale des véhicules, l'obligation de déneiger les deux côtés de la rue pendant la sortie. Ils ont résolu le problème en utilisant IBM Ilog CPLEX et ont utilisé une heuristique simple pour corriger les sous-tours.

Une formulation programme linéaire en nombres entiers (*mixed integer programming*) (MIP) est également développée par Dussault et al. (2013). Dans ce cas, ils modélisent le problème de déneigement par un problème du postier "venteux" (*windy rural postman*) (WPP) où le coût pour parcourir les arêtes varie selon la direction dans laquelle ils sont traversés. Ils modélisent ainsi une situation où les camions qui déneigent des pentes ascendantes requièrent plus de temps que pour les pentes descendantes.

Plus récemment le problème de déneigement a été modélisé sous forme de CARP par des formulations MIP (Hajibabai et al., 2014; Kinable et al., 2016; Liu et al., 2014) et de programmations par contraintes (*constraint programming*) (CP) (Kinable et al., 2016). En intégrant les capacités de sel des camions dans les problèmes, ces derniers modélisent une version différente du SPRP traité dans cette thèse. Il s'agit en fait d'une combinaison des opérations de déneigement et d'épandage sur un seul et même camion contrairement à la version traitée dans cette thèse où certains véhicules peuvent procéder à une seule opération, déneigement ou épandage. Les formulations qu'ils ont développées intègrent des contraintes pour l'épandage et pour le déneigement. Dans les trois cas, la fonction objectif consiste à minimiser le coût des opérations.

2.2.2 Les heuristiques en deux phases de type partition premier, routage second ou routage en premier, partition second spécifiques aux problèmes de tournées de déneigement et d'épandage

Les heuristiques du type partition premier, routage second ont beaucoup été utilisées, car elles sont basées sur le même principe de construction que celui utilisé par les gestionnaires. Les territoires sont d'abord divisés en secteurs. Plusieurs critères peuvent être retenus pour juger de la qualité des secteurs : compacité, contigüité, en longueur/en bloc. Dans la deuxième phase, des tournées sont construites à l'intérieur de chacun des secteurs. Les chercheurs suivants ont proposé des méthodes de ce genre : Campbell and Langevin (2000); Haghani and Qiao (2002); Li and Eglese (1996); Liebling (1973); Moss and Meyer (1970); England (1982a,b). Dans ce type de démarche, la confection des secteurs de déneigement est particulièrement cruciale. Pour cette raison, Muyltermans et al. (2003) se sont penchés plus particulièrement sur cet aspect et ont proposé trois heuristiques pour la sectorisation.

Un autre type d'heuristique à deux phases consiste à d'abord faire une grande tournée, puis découper cette tournée en plusieurs parties pour faire les différents secteurs. Cette technique a cependant beaucoup moins été utilisée (Robinson et al., 1990) pour le problème d'épandage et de déneigement, et ce malgré son succès (Prins et al., 2014).

2.2.3 Les heuristiques composites

Cette catégorie est composée d'heuristiques à plusieurs phases appliquant diverses approches. Par exemple, la méthode de Haslam and Wright (1991) telle que décrite ci-dessous :

1. Calculer une borne inférieure pour le nombre de véhicules. Cette dernière est calculée en divisant la somme des longueurs des rues à desservir par la distance totale qui peut être parcourue par un véhicule durant une tournée.
2. Un nombre de germes correspondant au nombre de véhicules est positionné dans le réseau. Les germes sont des noeuds du réseau sélectionnés par l'utilisateur. Les tournées de chaque véhicule sont initialisées autour de ces germes.
3. Pour chaque germe, un chemin partant du dépôt, se rendant au germe, puis revenant au dépôt est construit. A ce stade, les chemins doivent respecter la contrainte de longueur maximale de la tournée.
4. Les paires d'arcs de direction opposée sont ensuite insérées dans chacune des tournées toujours en respectant la limite maximale de durée des tournées.

Cette procédure est répétée pour chaque classe de priorité. À la fin, s'il reste des arcs qui

n'ont pas été desservis, la promotion d'arcs est permise et les arcs de plus haute priorité peuvent être traités dans une tournée couvrant initialement une priorité plus basse.

Une heuristique a été proposée pour le problème spécifique où la capacité du volume de fondant (ou une autre capacité comme le réservoir d'essence) des camions limite la longueur des tournées créées. Les véhicules doivent donc faire plus d'une tournée pour desservir le réseau entier. L'heuristique proposée consiste à construire des routes débutant et se terminant aux dépôts et respectant les capacités avec l'algorithme *cycle-node scanning* (Golden et al., 1983). Un problème de remplissage de sacs ("bin packing") est ensuite résolu pour chaque dépôt afin d'assigner les tournées aux camions (Perrier et al., 2007b; Xin and Eglese, 1989).

De leur côté, Haghani and Qiao (2001) ont développé une méthode composite en trois phases. Premièrement, un sens aléatoire est imposé sur chaque segment pour obtenir un réseau orienté puis des tournées sont créées en prenant successivement les arcs les plus éloignés du dépôt et en leur ajoutant les arcs les plus rapprochés du premier arc. Ensuite, un processus d'amélioration est exécuté en utilisant *Augment*, qui fusionne deux routes en intégrant la plus courte dans la plus longue, *Merge*, qui juxtapose deux routes à un point commun en optimisant l'objectif, puis *Delete and Insert*, qui transfère un arc d'une tournée à une autre et les réoptimise en modifiant l'ordre de passage. Finalement, les procédures *Delete and Insert* et *Link Exchange* sont successivement réexécutées sur les tournées pour obtenir les tournées finales.

Certaines heuristiques se sont également basées sur l'algorithme de Fleury (Dussault et al., 2013). Cette procédure est appliquée sur un sous-graphe construit à partir de tous les arcs à desservir dans le réseau original ainsi qu'en ajoutant les arcs nécessaires pour le rendre Eulérien. La procédure tente ensuite de parcourir le sous-graphe sans le déconnecter, c'est-à-dire en ne créant pas deux composantes connexes. À partir de cette méthode, Lemieux and Campagna (1984) a développé une heuristique pour le SPRP tenant compte de la hiérarchie du réseau. Plus récemment, Dussault et al. (2013) ont aussi utilisé l'algorithme de Fleury pour obtenir une solution initiale qui est ensuite améliorée en utilisant une recherche locale en permutant les cycles (*cycles permutation local search*) (CPLS). Cette première version de leur heuristique permet de minimiser les distances totales parcourues. Une deuxième version permet également de traiter le déneigement comme un cas particulier du problème des k-postiers orientés avec objectif min-max (*min-max k-vehicles directed postman problem*) (MM k-DPP) (Dussault et al., 2014).

Hajibabai et al. (2014) ont développé une heuristique à voisinages d'échange pour créer des tournées de déneigement à Lake County, IL. Le principe est de construire une solution initiale, puis les voisinages d'échange choisissent où retirer les arcs et où les réinsérer.

Pour leur solution initiale, ils créent des groupes d'arcs en se basant sur l'algorithme *k-means*.

Ils créent un parcours à l'intérieur de chacun des groupes d'arcs en utilisant une méthode pour résoudre le problème du voyageur de commerce (*traveling salesman problem*) (TSP). Puis ils appliquent des opérateurs de voisinage simples pour améliorer leur solution.

Kinable et al. (2016) ont développé une heuristique de construction basée sur deux voisinages d'échange. L'heuristique construit d'abord une solution initiale avec une procédure gloutonne. Une heuristique de type acceptation tardive (*late acceptance*) (LA) (Burke and Bykov, 2017) utilisant deux voisinages d'échange, *bestSwapMove* et *bestRemoveInsertMove* est appliquée. LA choisit et applique un des deux voisinages aléatoirement. La solution est acceptée si elle est égale ou inférieure à celle de la L^e dernière solution où la valeur de L est déterminé par l'utilisateur. Ils ont choisi un nombre d'itérations maximum comme critère d'arrêt.

2.2.4 Les métaheuristiques spécifiques aux problèmes de tournées de déneigement et d'épandage

Parmi les métaheuristiques les plus populaires, Wang and Wright (1994) ont développé un système basé sur une méthode de TS. Une solution initiale est d'abord créée avec un premier algorithme de recherche tabou. Ensuite, un second algorithme de TS échange des arcs entre les tournées. Une première liste tabou interdit de transférer à nouveau l'arc d'une tournée à une autre pendant un certain temps. Une seconde liste interdit l'échange spécifique du segment entre les deux tournées d'où il provient et où il a été transféré sur une période de temps plus longue. Cette métaheuristique est intégrée à l'intérieur d'un système de planification de tournées nommé Computer Aided System for Planning Efficient Routes (CASPER) qui a été utilisé avec succès par le Indiana Department of Transportation (INDOT) pour améliorer ses tournées de déneigement.

Des TS ont aussi été utilisées pour la création de tournées d'épandage (Qiao, 2002) ainsi que la recherche tabou combinée à la localisation d'entrepôts de véhicules et de matériel (Cai et al., 2009). Dans le premier cas, la recherche tabou a été utilisée en combinaison avec une procédure basée sur une banque de parcours élites tandis que dans le deuxième cas, elle a été utilisée seule. La procédure basée sur les parcours élites se rapproche des méthodes génétiques. La banque de parcours peut être perçue comme population formée des meilleures solutions obtenues par l'algorithme. Les solutions sont classées selon le nombre de fois qu'elles sont apparues comme meilleure solution dans l'algorithme. De nouvelles portées sont produites en combinant les caractéristiques des solutions les mieux classées, en introduisant des mutations et en éliminant les arcs à desservir qui sont répétés.

Une méthode de recherche par recuit simulé (*simulated annealing*) (SA) a aussi été proposée (Eglese, 1994). Celle-ci a été développée pour les tournées d'épandage et permet donc un seul

passage sur une route à deux voies. Elle tient compte de la hiérarchie du réseau ainsi que de la capacité des véhicules. Son application a permis de réduire de 50 % le nombre de dépôts dans le comté de Lancaster au Royaume-Uni sans augmenter le nombre de véhicules nécessaires. Un système semblable, nommé *Snow and Ice Removal Monitoring and Management* (SIRMM) a été développé au Michigan (Benson et al., 1998). Le modèle développé pour le système est basé sur une TS. Il considère la capacité des véhicules, le nombre de passages requis par segment de route, différentes limites de temps pour compléter les opérations selon la classe de priorité, ainsi qu'une vitesse de service différente de la vitesse de passage "à vide". La méthode du recuit simulée a aussi été utilisée à l'intérieur d'une procédure de recherche adaptative gloutonne et aléatoire (Omer, 2007).

Un algorithme génétique a aussi été proposé pour la confection de tournées d'épandage (Toobaie and Haghani, 2004). L'algorithme en question a été utilisé pour partitionner le réseau en plusieurs secteurs de déneigement en minimisant le nombre de véhicules et en respectant les contraintes de capacité et de continuité. La deuxième étape de la méthode tente d'équilibrer les secteurs obtenus en échangeant des arcs entre ceux-ci. Un algorithme du postier chinois est finalement utilisé pour concevoir les tournées à l'intérieur des secteurs.

Une recherche à voisinage variable (*variable neighborhood search*) (VNS) a aussi été développée (Tagmouti, 2009; Tagmouti et al., 2010). L'algorithme a été développé dans le cadre d'un problème de tournées de déneigement avec des coûts qui varient dans le temps. Une solution initiale est définie par une adaptation de l'algorithme d'économies de Clarke and Wright (1964) ou par une heuristique d'insertion. La métaheuristique est ensuite appliquée en utilisant comme voisinage le déplacement ou l'échange d'arcs ou de séries d'arcs entre les tournées ou encore un raccourcissement, tel que défini par Hertz et al. (2000).

Finalement, Liu et al. (2014) a utilisé un algorithme mémétique avec recherche à voisinage étendu (*memetic algorithm with extended neighborhood search*) (MAENS) une étape pour concevoir des tournées de déneigement pour la ville d'Edmonton.

2.2.5 Algorithmes de résolution dynamiques

Une méthode métaheuristique mémétique a été développée dans un cadre dynamique (Handa et al., 2005, 2006). L'algorithme produit d'abord une population initiale. Des parents sont choisis parmi les meilleurs individus pour produire des solutions enfants. Une recherche locale est effectuée parmi les solutions enfants afin de trouver les plus prometteuses. Celles-ci remplaceront les tournées dans la population initiale si elles sont jugées meilleures. Les données sont fournies directement par un système d'information météorologique. Pour tous les points où le système détecte que la température de la chaussée est passée sous un seuil donné, le sys-

tème indique que le segment de route où se trouve ce point doit être desservi. L'algorithme d'optimisation est ensuite utilisé pour déterminer les tournées des véhicules. De nouvelles tournées sont calculées à chaque mise à jour des données du système d'information météo-routière. Les auteurs ont souligné l'importance d'avoir un algorithme robuste pour faciliter la compréhension des tournées par les opérateurs.

Un algorithme basé sur celui de recherche à voisinage variable décrit dans la section précédente (Tagmouti, 2009; Tagmouti et al., 2010) a aussi été développé. Le nouvel algorithme est basé sur des rapports météo indiquant la position d'une zone de précipitation. Dans ce cas, les segments à desservir sont ceux où la zone est déjà passée. L'algorithme permet aussi de tenir compte de la vitesse de déplacement de la zone de précipitation afin d'intégrer les nouveaux arcs à traiter. La solution est mise à jour à chaque fois qu'un nouveau bulletin météo est émis en fonction des données actuelles sur le réseau et de l'emplacement des véhicules (Tagmouti, 2009; Tagmouti et al., 2011).

Finalement, Hajibabai and Ouyang (2016) ont développé une formulation en programmation dynamique qu'ils ont solutionnée avec un algorithme de programmation dynamique approximatif. Ils ont appliqué leur méthode à une étude de cas portant sur Lake County, IL.

2.3 Les systèmes d'information

Avec le développement des nouvelles technologies, de plus en plus de données sont disponibles pour aider au fonctionnement des systèmes de transport. Pour tirer le plein potentiel de ces données, des outils informatiques sont développés pour accélérer et faciliter leur traitement. L'utilisation des SIG pour la conception des tournées d'épandage et de déneigement peut s'avérer fort intéressante. Ils peuvent faciliter le traitement des données géographiques avec une grande efficacité. De plus, ils permettent de présenter les résultats sous une forme visuelle facilitant ainsi l'analyse, les ajustements manuels et la compréhension. Ils revêtent une importance particulière pour l'introduction de données dynamiques dans les problèmes de tournées de véhicules et de tournées sur les arcs (Psaraftis, 1995). Un exemple d'interface d'un SIG est présenté à la figure 2.2.

Étant donné que la littérature concernant les SIG appliquées à la conception et à la présentation de tournées en viabilité hivernale, présentée à la section 2.3.2, est assez restreinte, la section 2.3.1 présente d'abord quelques applications de conception de tournées dans des domaines connexes.

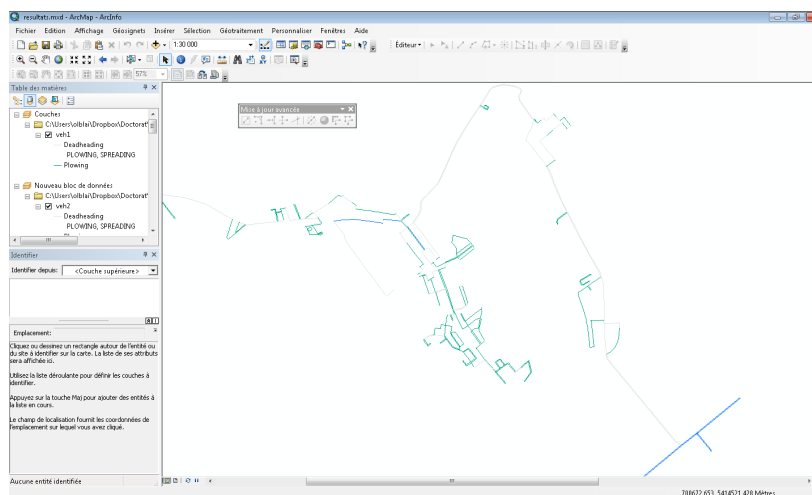


Figure 2.2 Exemple d'affichage d'un SIG.

2.3.1 Applications pour la conception de tournées dans des domaines connexes

À l'exception des tournées de déneigement présenté à la section 2.3.2, il existe peu d'applications des SIG pour la création de tournées sur les arcs. Une application permettant la construction de tournées d'inspection d'un réseau routier a aussi été recensée. Dans ce cas, les routes parcourues par les véhicules, en tenant compte de modifications en raison d'imprévis, sont établies en étudiant les traces d'un *Global Positioning System* (GPS), laissées par le véhicule, dans un SIG. Des tournées modifiées pour tenir compte de ces aléas sont alors conçues (Marzolf et al., 2006).

Une architecture typique, utilisée par les chercheurs, pour ce type de système est présentée à la figure 2.3. Les positions des camions sont acquises dans les véhicules par un module GPS. Cette position est transférée par les ondes cellulaires à un serveur de communication. D'autres parts, un serveur de données interroge une base de données pour obtenir les couches (cartes). Ces informations sont envoyées par Internet à un serveur SIG qui combine toutes ces informations. L'information peut ensuite être affichée sur les postes utilisateurs ou envoyée à un serveur d'application pour un traitement supplémentaire. Les utilisateurs et le serveur d'application peuvent à leur tour retourner de l'information au serveur SIG qui peut mettre à jour les tournées des véhicules et les renvoyer par le serveur de communication. En général, les travaux recensés montrent que les SIG permettent une intégration des différents systèmes à l'intérieur d'une interface facile à utiliser. Les connexions bidirectionnelles entre les différentes parties permettent aussi une interaction de l'utilisateur en utilisant une seule interface. De plus, le type d'architecture présentée utilise une interface web. Les scientifiques utilisent de plus en plus ce type de structure, car il limite l'investissement requis de la part des

utilisateurs et il améliore la transportabilité. Les SIG s'avèrent donc très importants pour le développement d'outils d'aide à la décision.

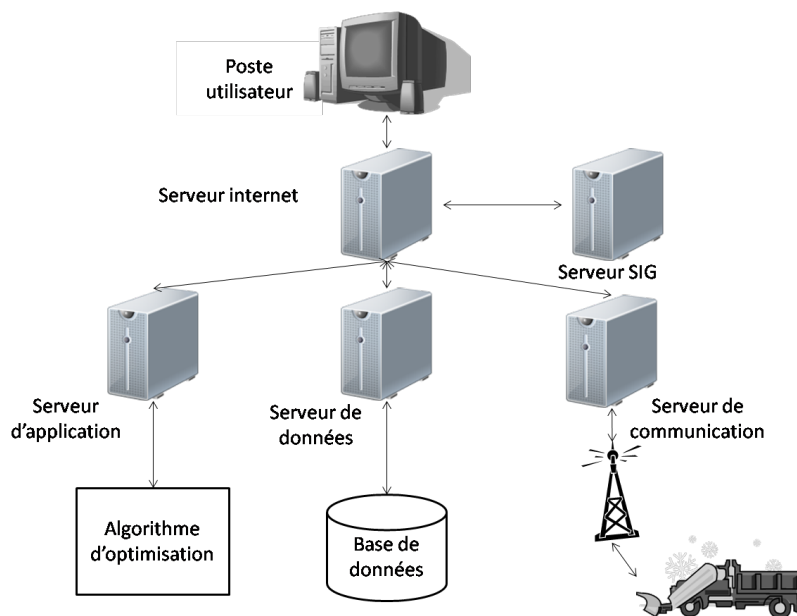


Figure 2.3 Architecture typique d'un SIG.

2.3.2 Applications pour la conception de tournées en viabilité hivernale

De plus en plus d'applications utilisent les SIG dans le cadre de la viabilité hivernale (Ville de Granby, 2017; City of Cornerbrook, 2017). Dans ces cas, les SIG servent surtout à présenter la position en temps réel des camions. À l'interne, cette information est également utilisée pour des fins de contrôle; par exemple, si on veut savoir à quelle heure est passé un camion sur une rue. Certaines études commencent également à tirer des informations de ces données (Ahabchane et al., 2015; Ahabchane, 2015). Straek (2013) a même développé une méthode pour optimiser les tournées d'épandage en se basant sur les données recueillies.

À la ville de Montréal, on se sert d'un SIG pour indiquer l'évolution des opérations de chargement de la neige ainsi que les interdictions de stationnement (Info Neige, 2017). Des algorithmes permettent même d'automatiser une partie de l'acquisition des données. Dans certains autres cas, des données peuvent être intégrées dans un SIG dans un but particulier, puis être réutilisées dans le cadre de la viabilité hivernale en apportant quelques modifications. Cette situation est notamment survenue pour la ville de Newark au New Jersey. Un SIG, qui avait été conçu pour faciliter la gestion des impôts fonciers, a aussi été utilisé pour la planification des opérations de déneigement (Farkas and Corbley, 1998). Toutes ces initiatives démontrent bien la démocratisation des SIG.

Le domaine de la viabilité hivernale est particulièrement propice au développement d'applications avec des SIG étant donné la forte dépendance à l'aspect géographique (Chapman and Thornes, 2003). C'est dans cette optique que Cornford and Thornes (1996); Gustavsson et al. (1998) ont développé des SIG aidant à la planification des dépenses reliées à la viabilité hivernale respectivement pour l'Écosse et pour la Suède. Parallèlement, un outil basé sur les SIG a aussi été développé pour évaluer la pertinence d'ouvrir et de fermer des dépôts de matériel ou de véhicules en Ohio (Gupta, 1998)

Pour l'amélioration de tournées de véhicules dans le cadre de la viabilité hivernale proprement dit, quelques applications ont été recensées. Un premier système, nommé CASPER, combine un SIG aux techniques de recherche opérationnelle pour concevoir des tournées de déneigement (Wang and Wright, 1994). Un peu plus tard, d'autres chercheurs ont développé un outil semblable, utilisant une heuristique basée sur les données d'un SIG pour optimiser les routes d'entretien hivernal (Li and Eglese, 1996). Dans le but d'assurer un meilleur suivi des opérations en cours, des travaux relatant l'installation de GPS sur une flotte de 80 véhicules ont été décrits (Roosevelt et al., 2001). Salim et al. (2002) ont, quant à eux, combiné les techniques d'intelligence artificielle et les SIG pour générer des tournées de déneigement considérant les priorités tout en assurant un suivi des matériaux utilisés pour l'épandage. Au Royaume-Uni, un prototype combinant les système d'information météorologique de prochaine génération (*next generation road weather information system*) (XRWIS) et la recherche opérationnelle dans le but de créer des tournées affichées dans un SIG a aussi été développé (Handa et al., 2005). Aux États-Unis, l'analyse spectrale de photos satellites a été combinée à un SIG afin de numériser le réseau routier ainsi que les modifications qui y sont apportées. Les routes sont ensuite affichées en combinaison avec les données météorologiques disponibles en temps réel afin de permettre aux gestionnaires de créer les routes de déneigement. Puis le système peut assigner automatiquement les véhicules aux tournées ainsi que les chauffeurs aux véhicules (Sugumaran et al., 2005).

Récemment, un SIG, développé en Java, a utilisé des techniques de recherche en intelligence artificielle pour créer des tournées de déneigement. Le but de cet outil est de simplifier la création de tournées en utilisant le moins d'information possible afin de pouvoir l'appliquer au plus grand nombre de réseaux possible sans avoir à faire trop de modifications. Les données nécessaires à l'utilisation de leur outil sont les réseaux routiers proprement dits, incluant les longueurs des segments, ainsi que les priorités de traitement (Rao et al., 2011). Les résultats des méthodes heuristiques créant des tournées de déneigement dans un cadre statique et dynamique sont exportés directement dans un SIG (Hajibabai et al., 2014; Hajibabai and Ouyang, 2016).

En plus de la confection de tournées, certains SIG ont été développés pour faire la gestion des flottes de véhicules. Il est donc possible de savoir en temps réel la localisation des véhicules ainsi que les taux d'épandage qu'ils utilisent actuellement (Santiago-Chaparro et al., 2012).

CHAPITRE 3 ARTICLE 1: A CASE STUDY OF SNOW PLOW ROUTING USING AN ADAPTIVE LARGE HOOD SEARCH METAHEURISTIC

Auteurs :

O. Quirion-Blais, M. Trépanier et A. Langevin

Cet article a été publié dans *Transportation Letters : the International Journal of Transportation Research*, (2015), 7(4), p. 201-209.

3.1 Abstract

Snow plow routing is related to the rural post-man problem. Different constraints can be considered according to the site and the authority in charge. This paper considers the workload balance, partial area coverage, heterogeneous vehicles, road/vehicle dependencies, the network hierarchy, and turn restrictions. It also introduces a network based on a case study conducted in a city in the province of Quebec, Canada. This is the first time that a network with both urban and rural characteristics has been solved. This work also innovates by using an adaptive large neighborhood search (ALNS) metaheuristic on a large network (1924 road segments) while considering all the constraints above. The algorithm was used to design new routes for the city and to measure the impact of having fewer vehicles.

Keywords: Winter maintenance, Snow plowing, Rural post-men problem, ALNS metaheuristic.

3.2 Introduction

Historically, the network for snow plow operations is divided into several sectors according to geopolitical and physical boundaries. Each sector is assigned to an operator or a maintenance team that is responsible for deciding the order in which the streets are serviced. Often, the resulting routing is not optimal. Given the financial investment required for winter maintenance operations, a small improvement can result in significant savings. This paper proposes an algorithm for designing snow plow routes, which the logistics manager can use as an initial template to help build improved routes. The results are provided in a geographical information system (GIS) format and can be modified using any commercial software.

The algorithm was tested on a hybrid rural and urban network. Eight trucks cover the 1924 road segments. The rural section of the network is characterized by long stretches of road

and three-way intersections; the urban section is characterized by a dense grid configuration with short road segments and a predominance of four-way intersections. From a logistics point of view the problem is of medium size. However, from the mathematical point of view, it is considered large because of the number of arcs and constraints.

According to Minsk (1998), several constraints must be considered in the design of snow plow routes. The following constraints were deduced from a case study and Minsk (1998):

1. Partial area coverage: Some road segments are serviced by other authorities; these can be traversed but do not need to be serviced in this case.
2. Service hierarchy: Important segments must be serviced first. However, some lower priority segments can be serviced at the same time if the important segments are not significantly delayed.
3. Vehicle capacity: The vehicles have a limited fuel capacity and sometimes require refueling.
4. Workload balance: The workload should be evenly spread over the vehicles available.
5. Street/vehicle dependence: Some vehicles cannot be assigned to some segments, because of dimensional or operational limitations. Moreover, some larger segments must be serviced by two or more vehicles at the same time.
6. Undirected arcs: Some narrow roads can be serviced in both directions simultaneously.
7. Turning restrictions for the vehicles: Left turns should be avoided because the vehicle leaves a snow windrow in the middle of the intersection. Similarly, U-turns should be avoided because they are hazardous and can leave snow in the intersection.
8. Recurring service: It may be necessary to service routes more than once, depending on the amount of precipitation.

Given the size of real networks and the numerous constraints, the problem is very complicated. The objective of this paper is to present a methodology capable of creating snow plow routes for a real road network. The following constraints are taken into account: partial area coverage, the service hierarchy, the workload balance, the street/vehicle dependence, and turning restrictions. Authors' main contribution is that they have solved the snow plow routing problem for a large-scale mixed rural and urban network.

The rest of this paper is organized as follows. The next presents the state of the art on snow plowing and salt spreading route design. "Methodology" section presents the case study, and "ALNS metaheuristic" section introduces the authors' metaheuristic. "Results and discussion" section discusses the results and the ability to take into account the different constraints of the case study, and the last section provides concluding remarks.

3.3 Background

The snow plow routing problem belongs to the class of rural post-man problems, where a subset of the arcs (road segments) in a network must be serviced (Dror et al., 1987). However, the constraints and the size of the networks make winter maintenance problems difficult to solve. For this reason, they have received limited attention. Authors first summarize works on snow plow routing and a few on winter gritting, a similar problem. Authors then describe recent developments to the adaptive large neighborhood search (ALNS) algorithm, which has been used to solve rural post-man problems.

3.3.1 Algorithms for snow plow routing

The first approaches were simulation methods. These methods usually require significant set-up time and they are case-specific. In contrast, heuristics and metaheuristics are less interactive but easier to set up, and they can be adapted more easily to different situations. Authors focus on the latter. For more information on snow plow simulation, see the review of Perrier et al. (2007b).

Heuristics

Heuristics for snow plow routing can be classified into three categories: construction, two-phase, and composite heuristics. Construction heuristics are the simplest because they are based on simple rules; they produce good results quickly. However, better results can generally be obtained using the other two types of heuristics. As the objective of the authors is to create routes to be used over a long period of time, the authors focus on two-phase and composite heuristics.

There are two types of two-phase heuristics: cluster first/route second and route first/cluster second. The former partitions the network among the vehicles available and then creates a route for each vehicle. Moss (1997) used this approach to design one of the first heuristics specifically for the routing of snow plows. This algorithm considers service hierarchy, class continuity, and maximum route duration and was tested in Centre County, Pennsylvania. Robinson et al. (1990) designed a route first/cluster second metaheuristic for two vehicles. In the first phase, a depth-first search algorithm is used to create a single route that services all the road segments exactly once. The route is then divided into two balanced routes. Perrier et al. (2008) designed a cluster first/route second algorithm for a snow plow routing problem in the City of Dieppe, New Brunswick, Canada. They considered priority classes and the possibility of upgrading, which means that a vehicle can service a lower priority

segment during a high-priority period if it is beneficial to do so. Their algorithm improved on the routes used previously.

Composite heuristic methods mix construction heuristics, two-phase heuristics, and other techniques. An interesting composite methodology is the three-stage heuristic of Kandula and Wright (1997). First, they select a number of seeds equal to the number of routes required. A route is then constructed around each seed; it maximizes the distance between the road segments added and the depot. When no more segments can be found or when the time limit is reached, the route is closed by adding the segments opposite those chosen to ensure that each snow plow covers both sides of the road. The third stage is an improvement procedure that swaps segments within or between routes. The algorithm also ensures class continuity. It was implemented using data from the Indiana Department of Transportation (INDOT).

Metaheuristics

A user-friendly interface based on GIS and named computer aided system for planning efficient routes (CASPER) was developed in a joint project between INDOT and Purdue University. It uses tabu search and was applied in Indiana to create snow plowing routes. The estimated savings were about \$2,2m for the first year and \$4,8m over 10 years. It was developed over many years and several articles report the phases of the development (Haslam and Wright, 1991; Wright, 1993; Wang and Wright, 1994; Goode and Nantung, 1995; Wang et al., 1995; Wang, 1997). Handa et al. (2006, 2005) developed another system based on GIS. The system is coupled to a memetic algorithm, which combines local search and an evolutionary algorithm, to minimize the financial and environmental costs of salt spreading, a problem similar to snow plowing. The algorithm uses the road-surface temperature acquired by the GIS to plan salting routes which service only the segments in need of servicing. The methodology was tested on two different nights using real data from South Gloucester, UK, demonstrating that the heuristic outperformed the manual approach.

Omer (2007) designed a greedy randomized adaptive search procedure (GRASP) metaheuristic to create snow plowing routes for realistically sized networks. The algorithm performs well on large theoretical instances, but it was not tested on a real-world problem. The dynamic aspect of real-world snow gritting routing was addressed by Tagmouti et al. (2010, 2011). Their algorithm is based on a variable neighborhood descent, which uses weather updates as input. The road segments have time windows for the servicing and the snow gritting routes are updated accordingly. This methodology was tested using theoretical instances.

Recently, Salazar-Aguilar et al. (2011, 2012) have studied the problem of snow plow synchro-

nization. This occurs when a road has multiple lanes that must be plowed simultaneously by several vehicles. They designed an ALNS heuristic. Realistic route sets were obtained for theoretical instances and a real problem.

3.3.2 Recent developments on ALNS

The algorithms described above provide good solutions. However, none of them could handle this large and complex problem, so the authors developed a new algorithm. The ALNS algorithm was introduced by Ropke and Pisinger (2006) to solve the pickup and delivery problem with time windows (PDPTW). The algorithm destroys a part of the solution and then repairs it following certain rules described by operators. In the PDPTW, the destruction involves withdrawing some demand nodes from their original positions. The repair reintroduces these nodes at different positions in the same or a different route. The strength of this methodology is that several neighborhoods are inspected: each operator searches a different neighborhood. Moreover, the adaptive mechanism favors operators which provide better results.

A few researchers have used this framework to solve different versions of the arc-routing problem. Salazar-Aguilar et al. (2011, 2012) describe an algorithm for the synchronized arc-routing problem. They use their approach to design snow plow routes, but the constraints are not the same as those considered in this paper. Laporte et al. (2010b) present an algorithm for the capacitated arc routing problem with stochastic demands. The authors of these three papers adapt some operators designed for the vehicle routing problem and design others specifically for arc routing. They obtain good results in a reasonable time.

3.4 Methodology

This section presents the case study.

3.4.1 Definitions

The authors define the following terms:

- Arc (or road segment): section of a street between two intersections. If there are multiple lanes, in the same or opposite directions, each lane is represented by an arc.
- Cluster: collection of arcs assigned to a vehicle. For this study, the clusters do not need to be disjoint; they can intersect.
- Seed: selected arc that is used as the initial element for a cluster. Other arcs will be added to complete the cluster.

- Street: any type of street (avenue, boulevard, road, etc.)
- Route: series of arcs in a specific order. The routes are continuous, which means that every arc connecting one intersection to another is specified. It also means that the routes contain both serviced arcs and arcs that are merely traversed.
- Network: group of streets on which the vehicles travel. Some streets may not need to be serviced because they are serviced by other authorities.

3.4.2 Case study

Authors studied a city of 14 500 inhabitants located in the north of Quebec. The average snowfall is about 260 cm over a period of 6 months, and the average temperature in January is -18°C . The road network is 265 km long, with residential streets, collectors, arterials, and rural roads. Figure 3.1 gives a map of the road network, and Figure 3.2 highlights the difference between the urban and rural sections. The road network has 452 segments of nominal priority 1 (total length = 573 km), which correspond to the commercial streets. There are 926 segments of priority 2 (total length = 5127 km), which correspond to the residential streets. Finally, there are 202 longer rural segments of priority 3 (total length = 5150 km), for a total of 1924 segments including those not serviced. Each segment corresponds to one side of a street between two intersections.

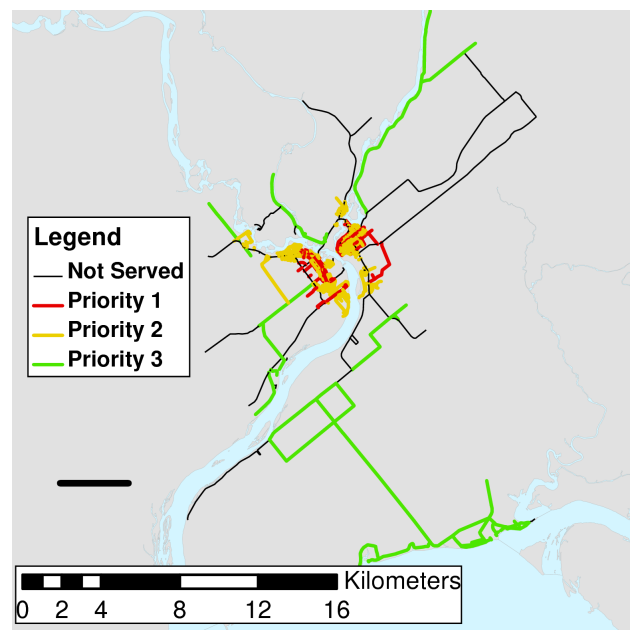


Figure 3.1 Map of the case study area.

The hierarchy constraints are flexible: a segment of priority 2 or 3 can be serviced before the

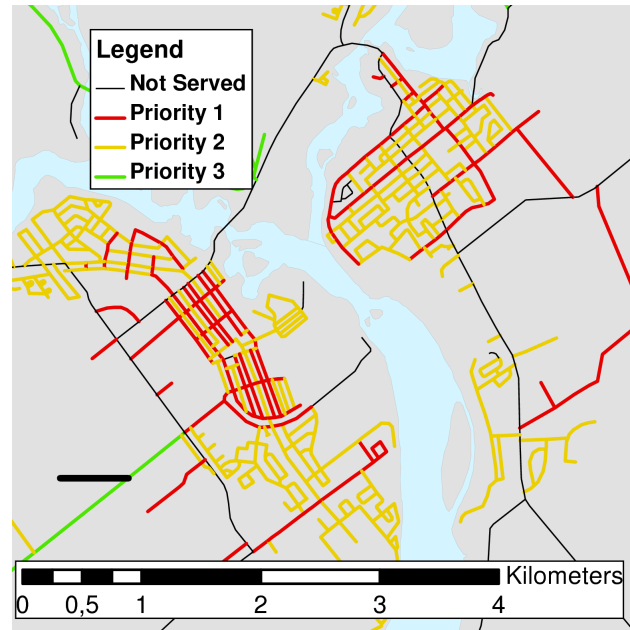


Figure 3.2 Close-up view of the case study area.

service of priority 1 arcs has been completed, but this will be given a penalty. Note that the priority of 1, 2, or 3 is given in the description of the problem. The priority class refers to the priority level of the arcs being serviced at a given time. All priority 1 arcs must be serviced during the priority 1 class, but it is also possible for a lower priority arc to be serviced at this time.

The city has three slow front-end loaders for local streets, two graders for more important arterial roads, and three six-wheeler trucks equipped for plowing and spreading. Table 3.1 gives the characteristics of the trucks. Several constraints must be considered. In addition to those already mentioned, the number of U-turns must be minimized on major roads to enhance the security of the plowing operations. However, U-turns are sometimes necessary, e.g. at dead ends.

3.5 ALNS metaheuristic

Authors have developed a near-optimal method to design the routes. Authors use an ALNS based on that of Salazar-Aguilar et al. (2011, 2012). The method has been modified to take into account the specific constraints of snow plow routing. The advantage of a metaheuristic is that it provides good routes for the large instances that occur in the real world. Furthermore, it can take the constraints into account while keeping the solution times relatively short.

Table 3.1 Characteristics of the vehicles.

Vehicle	Type	Speed for priority 1 (km h ⁻¹)	Speed for priority 2 (km h ⁻¹)	Speed for priority 3 (km h ⁻¹)	Speed when not servicing (km h ⁻¹)
1	Front-end loader	25	25	25	25
2	Grader	15	15	20	20
3	Six-wheeler	35	35	40	40
4	Front-end loader	25	25	25	25
5	Front-end loader	25	25	25	25
6	Six-wheeler	30	30	30	30
7	Grader	20	20	25	25
8	Six-wheeler	35	35	50	50

The method has two phases. In the first phase, it creates a feasible solution using a simple construction heuristic. In the second phase, the routes are improved by the application of destruction/repair operators following predetermined rules.

3.5.1 Inputs and initial phase

- Network $G(V, A)$ where A are the road segments and V are the intersections.
- Set (A_p) of road segments for each priority (p) .
- Location of the vehicle depot (d) .
- Number of vehicles $(|Veh|)$.
- Weights for each priority class and each type of vehicle turn.

The following pseudocode implements the initial phase:

for $v = 1$ to $|Veh|$ **do**

From the set of arcs not serviced (A_{ns}) , select the road segment furthest from the depot. Let this segment be the seed for vehicle v . It is added to G_v , the cluster assigned to vehicle v .

if $v <> |Veh|$ **then**

Assign the $\frac{1}{|Veh|}$ closest segments to G_v .

Create route using Dror et al. (1987)

else

Assign the remaining segments to G_v .

Create route using Dror et al.

end if

end for

The first step of the metaheuristic builds an initial feasible solution using a simple cluster first/route second heuristic. For each vehicle, the authors determine the seed by selecting the unserved segment that maximizes the product of the distances between the new seed and the seeds selected previously and the distance between the new seed and the depot. Then, the authors create the cluster for each vehicle by selecting the arcs closest to the seed, up to a proportion of $\frac{1}{|Veh|}$ of the arcs, e.g. if there are five vehicles and vehicle A is selected, the authors assign to G_A one-fifth of the arcs, choosing those that are the closest to the seed and that need to be serviced. Authors do this for each vehicle until the last one, to which is given all the remaining arcs. For each cluster, the authors then solve a rural post-man problem using the method of Dror et al. (1987).

3.5.2 Improvement phase

The $z(P_n)$ is the objective function for solution P_n

$$z(P_n) = \left(\sum_{p=1}^P (T_{end}^p \times M_{end}^p) + \varepsilon \times \sum_{v=1}^V T_{end}^v + (T_{MAX} \times M_{MAX}) + \sum_{p=1}^{P+1} \sum_{v=1}^V \sum_{k=1}^K \sum_{i \in A} \sum_{j | x_{ij}^{kvp} \exists} f_{ij} \times (x_{ij}^{kvp} + y_{ij}^{kvp}) \right) \quad (3.1)$$

Variables:

T_{end}^p , end time of priority class p ;

T_{end}^v , end time of vehicle v ;

T_{MAX} , end time of last vehicle;

x_{ij}^{kvp} , binary variable equal to one if arc i is traversed immediately after arc j , at the k^{th} position in the route, for vehicle v at priority p for arc i ;

y_{ij}^{kvp} , binary variable equal to one if arc i is serviced immediately after arc j , at the k^{th} position in the route, for vehicle v at priority p for arc i ;

Parameters:

M_{end}^p , weight given to T_{end}^p . This is set empirically by taking into consideration the requirements of the users and the network. A higher value increases the emphasis on satisfying the priority classes.

M_{MAX}^p , weight given to T_{MAX} . This is also set empirically by taking into consideration the

requirements of the users and the network. A higher value ensures a shorter overall time span.

ε , small factor used to ensure that the improvement made on routes other than the longest has an impact on the objective function. The impact must be small because the authors want the other terms of the function to be more important.

f_{ij} , penalty for turning from arc j to arc i . This penalty can be interpreted as the time required to turn from arc j to arc i . A longer turning time will control the number of turns of this type. This parameter was introduced to keep the number of U-turns as low as possible and to reduce the number of left turns (which tend to leave a snow windrow in the intersection).

P , number of priority classes.

V , number of vehicles.

K , final position in the route.

The objective function is to be minimized. It has four components: $\sum_{p=1}^P (T_{end}^p \times M_{end}^p)$: the sum of all the priority classes weighted by M_{end}^p . Including this term minimizes the end time of each priority class. A higher penalty is given to higher priority classes because the authors want them to finish earlier.

$\varepsilon \times \sum_{v=1}^V T_{end}^p$: including this term ensures that all improvements made by shortening the end time of the routes, even if they are not the longest, are considered. As noted above, the authors want this term to have a small impact on the objective function.

$T_{MAX} \times M_{MAX}$: the longest route time weighted by M_{MAX} . To reduce this term, the algorithm must spread the workload over the routes so that the longest one is as short as possible.

$\sum_{p=1}^{P+1} \sum_{v=1}^V \sum_{k=1}^K \sum_{i \in A} \sum_{j | x_{ij}^{kvp} \exists} f_{ij} \times (x_{ij}^{kvp} + y_{ij}^{kvp})$: turn penalties. Usually, the authors give a high penalty to U-turns so that they are avoided.

The following pseudocode implements the improvement phase:

Initialization: set $P \leftarrow P_i$, $|P_{na}| = 0$, $\rho_\omega = \frac{1}{|\Omega|}$ and $S_\omega = 0$

repeat

 Randomly choose operator ω based on probability ρ_ω

repeat

 Generate P_n using ω

 Generate θ randomly in $[0, 1]$

```

if  $\theta < e^{\left(\frac{-(z(P_n) - z(P))}{T}\right)}$  then
  if  $z(P_n) < z(P)$  then
     $S_\omega = S_\omega + 9$ 
  end if
  if  $z(P_n) < z(P_b)$  then
     $P_b \leftarrow P_n$ 
     $S_\omega = S_\omega + 10$ 
  end if
  Set  $P \leftarrow P_n$  and  $S_\omega = S_\omega + 1$ 
   $T < -T \times c$ 
end if
until three consecutive non-improving iterations are obtained
for all  $\omega$  in  $\Omega$  do
  Set  $\rho_\omega = \frac{S_\omega}{\sum_{\Omega} S_\omega}$ 
end for
until stopping criterion is met

```

The improvement phase starts by setting the current solution P to the initial solution found in the first phase. Furthermore, for each operator ω the probability ρ_ω of choosing that operator from the set of all destruction/ repair operators Ω is set to $\frac{1}{|\Omega|}$. Authors describe below how the probabilities are modified based on the performance of the operators.

Next a series of iterations begins. At each iteration, the authors choose an operator ω from Ω based on the probabilities ρ_ω . P is modified using ω to obtain P_n , the new solution assessed with ω . Using this solution, the authors compute the value ($z(P_n)$) of the objective function. Authors decide whether to accept or reject the new solution using a simulated annealing function. Authors generate a random number Θ in $[0, 1]$, and if $\Theta < e^{-(z(P_n)-z(P))/T}$ they accept the new solution; otherwise, they reject it. T is the temperature; it is set in such a way that initially, a new solution that is 10% worse than the current solution has a 15% chance of being accepted. At each iteration, the authors multiply T by a cooling factor c , set to 0.999, so that they are less likely to accept worse solutions as the number of iterations increases. Note that $z(P)$ can be worsened in order to escape local minima. However, P_b , the best solution obtained, is replaced by P only if $z(P)$ is an improvement on $z(P_b)$.

During experiments, the authors observed that some operators perform better than others. To speed up the process, the authors gave scores (S_ω) to the different operators based on

their performance. Initially, all the scores are set to one. When an operator improves the best solution, the authors add 20 points to its score. When it improves the current solution, the authors award 10 points, and when it worsens the current solution, the authors award 1 point. After every 200 iterations, the authors use these scores to compute the probability of using the operator as follows $\rho_{\omega_1} = \frac{S_{\omega_1}}{\sum_{\omega \in \Omega} S_{\omega}}$. Furthermore, during the search, some operators may gain in efficiency as others lose. Therefore, the authors reset the scores every for 2000 iterations.

Authors continue the iterations until a stopping criterion is met. To improve the result, the authors found it necessary to perform a reshuffle. Therefore, occasionally, they reset all the scores and the simulated annealing parameters and restart the search from the best known solution.

3.5.3 Destruction/repair operators

The destruction/repair operators modify the current routes to explore new solutions. Each destruction operator selects arcs and moves them to another route or within the same route. These modifications may create discontinuities (where a vehicle must go from one street to another without any direct connections), so the authors repair the altered routes to make them feasible. They then evaluate the new routes to see if they have improved the solution.

Operators ω_3, ω_4 and ω_5 were inspired by the operators of Salazar-Aguilar et al. (2011, 2012) and the others were designed specifically for snow plow routing. A major innovation is that the authors transfer arc sequences instead of individual arcs. This is because moving just one arc in the middle of a serviced sequence has only a small impact on the objective function. Authors use two types of sequences: "serviced sequences" and "randomly selected sequences." In the former, the authors select serviced arcs only and in the latter, they ensure that at least one serviced arc is selected and the remaining arcs are chosen randomly. For the serviced sequences, the authors select between 1 and 40 arcs. Usually, the authors end the sequence when a non-serviced arc is reached. For the randomly selected arc sequences, the authors select between 1 and 25 arcs; the goal is to connect short sequences that are separated by only a few arcs.

For all the operators, the authors use the shortest path to make any necessary repairs to the routes.

- ω_1 : *arc sequence exchange*: authors select two routes (r_1, r_2) and two arc sequences (s_1, s_2) at random positions. Authors remove s_1 and s_2 from r_1 and r_2 , respectively, and insert them into the other route. Authors choose the position of insertion to

- minimize the distance between a node of the route and the first node of the sequence.
- ω_2 : *arc interchange*: this operator is the same as v_1 except that s_1 and s_2 are in one route and are reconnected in this same route.
 - ω_3 : *transfer of similar routes*: authors select a sequence of serviced arcs (s_1) at a random position in the longest route (r_1). Authors inspect the other routes to find a similar pattern of arcs as in s_1 . Authors then remove s_1 from r_1 and insert it in the route with the most similarities.
 - ω_4 : *best interchange of arc status*: authors select a sequence of serviced arcs (s_1) at a random position in the longest route (r_1). Authors inspect the other routes to find the same arcs as in s_1 , but they must be traversed rather than serviced. Every arc found in another route is removed from r_1 and its status is changed to serviced in the other route.
 - ω_5 : *arc sequence transfer, random insertion*: authors select an arc sequence (s_1) at a random position in the longest route (r_1). Authors move s_1 from r_1 to a randomly selected route. They choose the position of insertion to minimize the distance between a node of the route and the first node of the sequence.
 - ω_6 : *arc sequence transfer, nearest insertion*: this operator is the same as v_5 except that the authors select the closest insertion route.
 - ω_7 : *highest to lowest penalty transfer*: authors find the priority class that has the largest impact on the objective function. Authors select a sequence of serviced arcs (s_1) in this class. They then transfer this sequence to the route that has the least impact on the objective for the same priority.
 - ω_8 : *highest penalty transfer, nearest insertion*: this operator is the same as v_7 except that the authors insert the sequence into the closest route.
 - ω_9 : *arc sequence demotion*: authors find the priority class that cause the highest penalty in the objective function among all vehicles and all priorities. In this class, the authors choose at a random position a serviced arc sequence that has been upgraded. Authors remove this sequence and insert it randomly into a lower priority class.
 - ω_{10} : *U-turn separator*: authors choose an arc at a random position in a randomly chosen route. Authors search the route from this segment to the end for optional U-turns, i.e. those which could be avoided. If the authors do not find any, they search the route from the beginning to the selected arc. If an optional U-turn is found, then the authors randomly move the arcs before and after the U-turn elsewhere in the route.
 - ω_{11} : *furthest transfer, nearest insertion*: authors select the sequence of arcs furthest from the depot in the longest route. Authors transfer this sequence to the nearest

route.

- ω_{12} : *opposite direction association*: authors select a sequence of serviced arcs (s1) at a random position in a randomly chosen route (r1). For each arc in s1, the authors search the other routes for the same arc in the opposite direction. The arcs found are formed into a sequence that the authors insert into s1.
- ω_{13} : *seed regression*: this operator uses the seeds chosen in the initial phase. Each time the authors call the operator it chooses the next seed in the sequence. From this seed, the operator finds the nearest arc that must be serviced. Suppose this arc is serviced by vehicle A. Then the operator finds the nearest arc sequence to the first selected arc, but serviced by a different vehicle, say B. The operator takes the sequence from vehicle B and transfers it to the nearest vehicle.
- ω_{14} : *isolated arc removal*: this operator searches for the shortest sequence of serviced arcs in the longest route and moves it to the nearest route at the position which minimizes the distance between a node of the route and the first node of the sequence.
- ω_{15} : *route exchange*: this operator simply exchanges complete routes between two vehicles.

3.6 Results and discussion

Authors tested the metaheuristic using the data of the case study. The algorithm was coded in Visual Basic.Net. It was run on a workstation with AMD Phenom™II X6 processors clocked at 2.80 GHz under a Windows 7[©] operating system. The results were obtained within several hours of computation. As the problem is complex and solved infrequently, e.g. for an annual revision of the snow plow routes, the authors primary goal was to obtain a feasible solution. Authors must be able to handle the design constraints and large networks composed of rural and urban sections.

The data are entered in a common GIS format (shapefile). Authors also require the speeds of the vehicles and some parameters to control the metaheuristic. The output of the algorithm is provided in a GIS format to facilitate transfers to other applications. For example, the information could be transferred to a GPS providing instructions to the driver. As the new routes are not sector-based, this feature might be useful.

Authors performed two tests, one with all the vehicles and one without vehicles 1 and 6 which corresponds to a front-end loader and a six-wheeler. The number of graders was kept at the same level since a situation where such a vehicle would not be available is very critical. Indeed, the street/vehicle constraint would be not respected in real life. The results are shown in Figures 3.3 and 3.4, and the end times of each priority class are given in Tables 3.2

and 3.3. The planners usually define sectors, but the authors' solution does not. The vehicles can therefore begin to plow earlier, because they do not need to travel to a given sector. Also, each sector often has a high concentration of roads of the same priority. By avoiding the sector approach, the authors' solution can distribute the priorities more evenly, and the highest priority class can therefore be completed earlier. However, in the case study, the street/vehicle dependence constraint prevents this. Most of the priority 1 arcs are serviced by vehicles 5 and 6 in the first test and vehicle 3 in the second test; see Table 3.2.

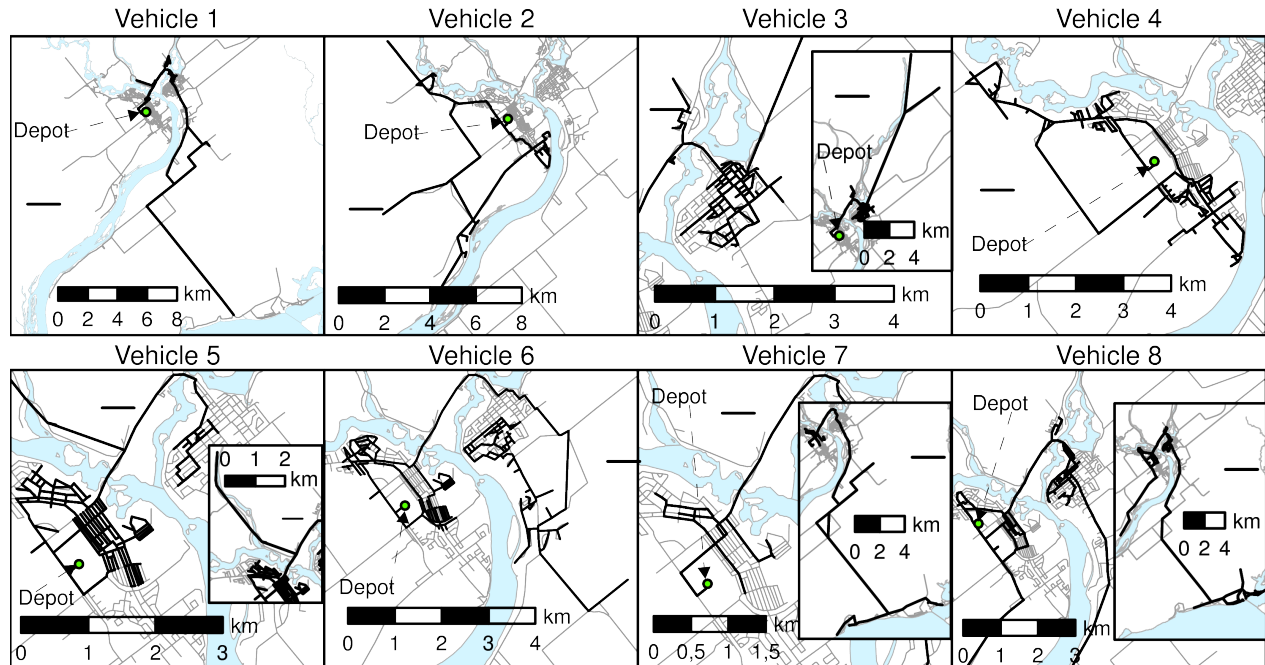


Figure 3.3 Map showing the results for 8-vehicles scenario.

Table 3.2 Approximate route length (in minutes) for each vehicle and each priority class (8-vehicle scenario)

	Veh 2	Veh 3	Veh 4	Veh 5	Veh 7	Veh 8	Veh 7	Veh 8
Class 1	53	139	95	155	208	213	24	66
Class 2	159	50	107	56	0	0	8	0
Class 3	0	15	0	0	0	0	181	144
Total	213	203	202	211	208	213	214	210

To explore the ability of the algorithm to design new routes, the authors' second test removed vehicle 1, a front-end loader, and vehicle 6, a six-wheeler. Table 3.3 shows that the last vehicle finishes 50 min later than if all eight vehicles were working. However, the priority 1 class ends about 50 min later. This is because the authors placed a high penalty on the last

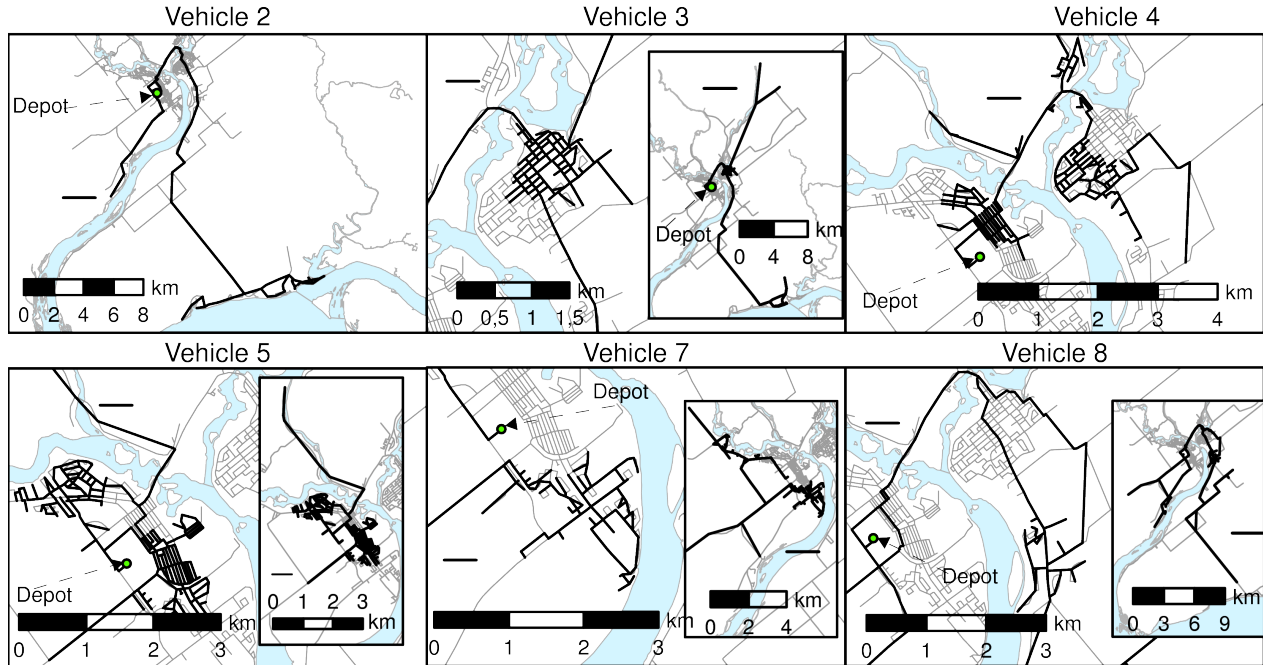


Figure 3.4 Map showing the results for 6-vehicles scenario.

Table 3.3 Approximate route length (in minutes) for each vehicle and each priority class (6-vehicle scenario)

	Veh 1	Veh 2	Veh 3	Veh 4	Veh 5	Veh 6
Class 1	0	262	191	182	163	150
Class 2	0	0	0	0	63	0
Class 3	250	0	0	0	0	0
Total	250	262	191	182	226	150

end time to keep it as early as possible. Therefore, the added vehicles help to improve the compliance with the hierarchy. These results show the planners that they could remove one or two trucks if they can accept a longer servicing time for the priority 1 class. Of course, further verification is needed to confirm the validity of this result.

Finally, the authors consider the ability of the metaheuristics to take into account the constraints listed in the "Introduction" section:

1. Partial area coverage: this can be considered by clearly identifying the arcs in the network.
2. Road hierarchy and vehicle capacity: This is taken into account by the algorithm, because the construction of the routes verifies these elements.
3. Balanced workload: the algorithm spreads the load over the vehicles.

4. Some vehicles cannot be assigned to some segments, because of dimensional or operational limitations. This is taken into account in the vehicle assignment.
5. Some larger segments must be serviced by two or more vehicles at the same time. This is not currently taken into account.
6. Unidirectional narrow roads: this is considered in the road network definition.
7. Turning restrictions for the vehicles: this has been implemented.
8. Routes must be serviced more than once, depending on the amount of precipitation. This is beyond the scope of this project: the authors aim to build the routes, not to decide when they will be carried out.

3.7 Conclusion

Authors have developed a heuristic algorithm for snow plow routing. It requires the following inputs from the road network:

- road segment lengths
- road priorities
- street/vehicle dependences
- truck characteristics.

The metaheuristic has been applied to a case study, but some manual adjustments are necessary to make the route completely operational. The objective is not to replace the planners, but to provide a first template so that they do not have to build everything from scratch. The results can be modified by any commercial GIS software because they are in the appropriate format. Furthermore, the metaheuristic can be used to analyze the impact of various scenarios. Again, the results cannot be used directly, but they indicate whether a scenario deserves further investigation.

Acknowledgments

The authors wish to acknowledge financial support from the Natural Sciences and Engineering Research Council of Canada (NSERC), the FQRNT fund of the Québec Ministry of Higher Education, Research, Science and Technology, and Transport Québec.

english

CHAPITRE 4 ARTICLE 2: SOLVING THE LARGE-SCALE MIN-MAX K-RURAL POSTMAN PROBLEM FOR SNOW PLOWING

Auteurs :

O. Quirion-Blais, A. Langevin, F. Lehuédé, O. Péton et M. Trépanier

Cet article a été accepté pour publication dans la revue *Networks*.

4.1 Abstract

This paper studies the Snow Plow Routing Problem, which is a modified version of the min-max problem with k -vehicles for arc routing on a mixed graph with hierarchy. Each arc or edge is given a priority and instead of minimizing the overall finishing time, we minimize the latest finishing time for each priority class. We consider turn restrictions, route balancing, and variable vehicle speeds in a real large-scale network. To solve the problem, we present a graph transformation from a directed rural postman problem with turn penalties (DRPP-TP) to an asymmetric traveling salesman problem (ATSP). We then make the following modifications to the Adaptive Large Neighborhood Search metaheuristic to better handle the constraints: development of new neighborhood operators, several applications of the same destruction operators before repair of the solution, and a dynamic arc-grouping procedure when arcs are removed or inserted. We tested our methodology on three real networks with 1626 to 2146 street segments and 613 to 723 intersections. The results show that our approach can improve the solution, and the grouping procedure is helpful. The results also show that some operators perform better than others; the network topology seems to explain these variations. Finally, we validated our methodology by comparing to some routes planned in the past and to some routes obtained from a commercial solver.

Keywords: Winter maintenance, Adaptive large neighborhood search (ALNS), Rural postman problem (RPP), Large-scale real-life applications, Arc grouping, Network topology.

4.2 Introduction

Northern countries experience significant snowfall during the winter season, and considerable effort is needed to keep roads passable. For example, the Ministère des Transports du Québec spent more than CAD 260M to maintain 30,552 km of roadways during the winter of 2011–2012 (Technical Committee 2.4 - Winter Service, 2015). For the city of Montréal in Québec,

Canada, the costs of winter maintenance were evaluated at CAD 164.1M for 11,560 km of roadway in 2014 (Ville de Montréal). In this paper we investigate the optimization of real instances of the SPRP. In practice, this problem is often handled by sending vehicles to service predefined sectors of the city. Usually the drivers choose the order in which to clear the streets. Both the definition of the sectors and the drivers' choices may be far from optimal.

The objective of the problem is to complete the operations as soon as possible given the limited number of vehicles available. Therefore, it is related mathematically to the MM K-RPP. Some streets must be serviced before others. To ensure this, the objective should consider the finishing time of each priority class. We assign weights to the various ending times according to the local authority's requirements. Moreover, we consider a mixed network since most of the streets must be serviced in both directions, whereas a few back alleys are serviced in just one direction.

Turn restrictions must be considered since when a snow plow crosses an intersection or turns left, it must be careful not to leave a windrow across the intersection. For this reason and to reduce risk, some U-turns are prohibited. However, it is considered good practice to finish plowing one street before starting another. Therefore, the penalties can be reduced or removed when the vehicles travel straight ahead to stay on a street with the same name. Finally, we consider heterogeneous vehicles because some are better suited to certain street types. The speed of the vehicles depends on the vehicle type and the street type. To the best of our knowledge, this version of the problem has never been studied except by Quirion-Blais et al. (2015). We will present a graph transformation and an improved algorithm using grouping mechanisms that better handles the k-vehicle min-max objective and the constraints. In summary, the constraints that we consider are: route balancing, prohibited turns and turn penalties, street hierarchy, and heterogeneous vehicle speeds. We assess the efficiency of the different neighborhood exchange operators using three case studies based on different real road networks.

The rest of the article is organized as follows. Section 4.3 reviews related work, and Section 4.4 introduces a mathematical formulation for the SPRP. Section 4.5 discusses the data processing and Section 4.6 presents the metaheuristic. Sections 4.7 and 4.8 validate the results obtained with the metaheuristic and analyze some in-depth results, and Section 4.9 provides concluding remarks.

4.3 Related Work

We first present problems that are directly related to snow plowing and then discuss other relevant problems. Most of these problems have been reviewed recently by Corberán et al. (2014); Benavent et al. (2014). We do not discuss the problem of salt spreading because it is generally considered on an undirected graph where both sides of the street can be serviced at once, so it differs from the SPRP on a mixed graph.

We use the following definitions: an edge is a link between two nodes in a graph, and it can be traversed in either direction. An arc is a directed street segment with a starting and an ending node. Deadheading occurs when a snow plow travels along a street without servicing it.

4.3.1 The Snow Plow Routing Problem

Perrier et al. (2007b) and Campbell et al. (2014) have provided thorough literature reviews of the SPRP. The problem has attracted increasing attention in recent years, but there are only a few mathematical formulations. The formulations vary substantially, depending on the constraints that are considered. The following articles are the most relevant to this work. Golbaharan (2001) considers service of the required edges, a restricted number of vehicles, and time windows. Razmara (2004) considers heterogeneous vehicles and periodic coverage of the network. Perrier et al. (2008) consider hierarchical classes with upgrading possibilities, street-vehicle dependency, and different deadhead and service speeds. Finally, Salazar-Aguilar et al. (2012) use MIP for the case where several vehicles must be synchronized to service multiple lanes on a given road.

4.3.2 Problems Related to the Objective and the Constraints Considered

The objective of the SPRP is to minimize the total duration of the operations, from the moment when the vehicles leave the depot to the latest finishing time of each priority class. Moreover, the routes should be balanced. There are two related problems in the literature. The priorities, also known as hierarchies, are often handled via a lexicographic objective where various weights are given to the finishing time of each priority class according to the importance defined by the clients. In our study, these weights will be determined by the local authorities.

The other related problem is the k -vehicle min-max problem where the objective is to minimize the longest route among a set of k vehicles. Benavent et al. (2009) develop an integer linear programming (ILP) formulation and implement a branch-and-cut algorithm to solve

the windy version of the problem. Benavent et al. (2010) present a metaheuristic that can handle instances with up to 50 nodes and 184 edges for 5 vehicles. A tabu search algorithm for the routing of security guards was developed by Willemse and Joubert (2012). They apply their methodology to a real instance with 68 nodes and 126 arcs (74 required) and to benchmark instances with up to 140 vertices and 190 required edges.

Forbidden turns and turn penalties must be considered because turning left, doing a U-turn, or even continuing straight ahead may leave a snow windrow in the intersection. Early attempts to consider turn penalties used heuristic methods (Bodin et al., 1989; Roy and Rousseau, 1989). In 1999, the directed rural postman with turn penalties (DRPPTP) was explicitly defined by Benavent and Soler (1999). It was also studied by Corb eran et al. (2002) in the context of mixed graphs. Bautista and Pereira (2004) showed that when the restricted turns are numerous, they should be considered during the construction phase. Later, Soler et al. (2008); Br aysy et al. (2011) studied the mixed general routing problem with turn penalties (MGRP-TP). Lacomme et al. (2004, 2005) adapted Dijkstra’s algorithm to compute the shortest paths between all pairs of edges. They used the resulting distance matrix with a memetic algorithm to solve the capacitated arc routing problem with turn penalties (CARP-TP).

Some streets must be serviced before others. The heuristics developed by Perrier et al. (2008) tackles this constraint with the possibility of *promotion*. Other researchers handle the constraint within the chinese postman problem (CPP) (Ghiani and Improta, 2000; Cabral et al., 2004; Sayata and Desai, 2015; Korteweg and Volgenant, 2006).

For the directed rural postman problem with turn penalties (DRPPTP), a graph transformation described in Benavent and Soler (1999) allows us to change the problem to an asymmetric traveling salesman problem (ATSP). Using the procedure by Noon and Bean (1993), we can also transform the mixed rural postman problem with turn penalties (MRPP-TP) into an asymmetric traveling salesman problem (ATSP). Laporte (1997) states that this last transformation can introduce considerable degeneracy. However, no major impacts on heuristic methodologies have been reported in the literature.

This article focuses on large instances, for which various heuristics and metaheuristics have been developed (Prins, 2014). Among these, the adaptive large neighborhood search (ALNS) performs a local search among different neighborhoods to handle more complex problems (Ropke and Pisinger, 2006; Pisinger and Ropke, 2007). This metaheuristic seems to be particularly successful for large problems with various real-world constraints.

The SPRP on real road networks combines various problems studied in the literature. The

goal of this article is to develop new approaches within a unified network to deal with all the constraints in the context of large real-world networks.

4.4 Mathematical Formulation

In this section, we present a MIP formulation for the SPRP. The notation presented in this section is summarized in Appendix B. The problem consists of servicing a set of required arcs and a set of required edges by a set of vehicles with heterogeneous speed. It is defined on a mixed graph $G = (V, A, E)$ where V is the set of vertices, A is the set of directed arcs and E the set of edges. Let K be the set of vehicles. All the vehicles start from a depot v_0 and they terminate their route once they have serviced the last required arc or edge assigned to them, i.e. they do not have to go back to the depot. The objective is to minimize the makespan for each class of priority. This objective also has the indirect effect of balancing the workload among the vehicles as it would be expected on the field.

A_r and E_r are subsets of A and E which comprise the required arcs and the required edges. Each required arc must be serviced once in a given direction and each required edge must be serviced once in any direction. If more than one service is required on a street, for example, if there is more than one traffic lane, then a number of arcs corresponding to the total number of services required is considered on the graph. A_r and E_r are divided into subsets A_r^p and E_r^p for each $p \in P$, the set of priorities. It must be noted that all the arcs are assigned to only one priority, i.e. $A_r^i \cap A_r^j = \emptyset$ for $i, j \in P$. The tasks in the highest priority must be serviced first, followed by the second priority and so on. The vehicles observe a linear precedence, which means that once a vehicle has started a lower priority, it cannot go back to a higher priority. As per Figure 4.1, a class of priority is completed when the last arc of its priority in the network is serviced.

Each arc or edge can either be serviced or deadheaded. Deadhead occurs when a vehicle traverse an arc or an edge without servicing it. Thus the binary variables $x_{ij}^{kp} = 1$ if arc or edge j is serviced after to the traversal or service of i in the route of vehicle $k \in K$. It is defined for all required arcs or edges $j \in A_r \cup E_r$ and for every arc or edge i who has the same ending vertice as the starting vertex of j . As written previously, every arc j is only defined for one priority, thus the service variables for arc or edge j only exists for its corresponding priority p . However we keep the superscript p in the variable for reasons of clarity. The variable is also defined for every compatible vehicle k . This notation allows to consider the turn penalty between arc i and arc j (with parameters s_{ij}^{kp} and d_{ij}^{kp}) and it also allows to consider various vehicle's speeds.

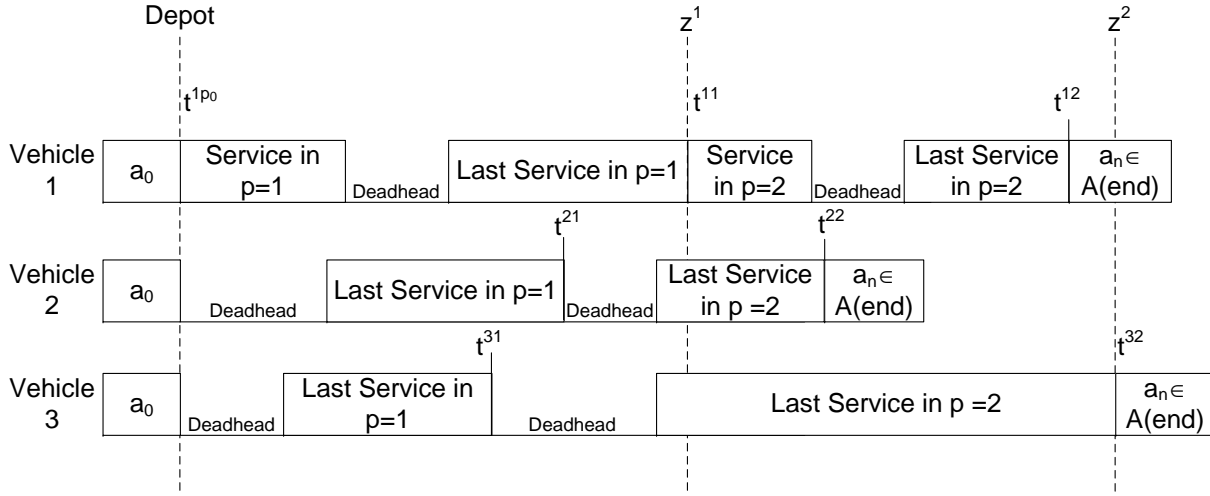


Figure 4.1 Schematic representation of the routes.

s_{ij}^{kp} and d_{ij}^{kp} are respectively the time required to service and to deadhead arc j preceded by arc i using vehicle k . Thus the time considered in this parameter includes the turn penalty when leaving from the end vertex of i , the shortest path length from i to j including turn penalties, the turn penalty before entering the starting vertex of arc j and the time required to deadhead or service j . The priority class p is also considered for the deadheading time since the speed varies according to the current priority. As for s_{ij}^{kp} , we keep the superscript p for reasons of clarity, however the variables are defined only for one priority. The parameters s_{ij}^{kp} are defined only on arcs or edges j where service is required, with i being all arcs or edges entering arc j and for every compatible vehicle k . We also use the superscript p for reasons of clarity, however, it could be omitted since s_{ij}^{kp} is only defined for one priority as is the variable x_{ij}^{kp} . The parameters d_{ij}^{kp} are defined for all arcs or edges j where deadheading is possible, with i being all arcs or edges entering arc j and for every compatible vehicle k . In this case the superscript p is required since the deadheading speed varies with the priority.

y_{ij}^{kp} is an integer variable that accounts for the number of deadheading passages on arc or edge j immediately preceded by the traversal or service of arc or edge i by vehicle k during priority p . In this case, priority p is used to consider different speeds of traversal according to the priority. This variable is defined for every arc or edge i that can be deadheaded in the network, for every arc or edge j which has the same starting vertex as the ending vertex of arc or edge i , for all the priorities and vehicles.

The last two variables are represented in Figure 4.1. z^p represents the latest finishing time of all vehicles in priority class p . In the objective function, the finishing times are weighted

by M^p to assign different levels of importance to the various priority classes. We introduce a set of variables t^{kp} to represent the finishing time of priority class p for vehicle k .

To consider the ending of the routes, we introduce a set of artificial edges $E(end) \cap E = \emptyset$ to allow the vehicles to exit the network. Since the vehicles can end their route at any vertice, ending edges have their starting vertex from all the vertices where there is an arc or an edge ending in the network. These edges $E(end)$ ends on an artificial vertex that is out of the network and which correspond to the ending of all the routes. These are defined as edges because once a vehicle has completed its route, it cannot come back on the network. The objective of the problem is to end the operations as soon as possible, thus the behavior of the trucks after their routes is out of scope. Similarly $e_0 \notin E$ is an edge connected to the depot that allows the vehicles to enter the network. An artificial priority $p_0 \notin P$ is also required to define the initial time. The ending time of p_0 is set equal to 0 so that the following priority p_1 starts at 0. The deadheading time and the turn penalty to enter or leave the edges in $E(end)$ and for e_0 are set to 0.

Finally, we also require the following subsets of A . $A^+(S)$ is the set of arcs leaving the set of arcs S , which means that the arcs of A have their starting vertices corresponding to one ending vertices in S . $A^-(S)$ is the set of arcs entering the set of arcs S , which means that the arcs in A have their ending vertices corresponding to one starting vertex in S . Similar subsets of $E \cup e_0 \cup E(end)$ are also required: $E^+(S)$ are the set of edges leaving the set S and $E^-(S)$ is the set of edges entering the set S . For simplicity we write $A^+(i)$ ($A^-(i)$) instead of $A^+(\{i\})$ ($A^-(\{i\})$) for the set of arcs leaving (entering) a set including only arc i .

We now introduce the MIP formulation for the SPRP.

$$\text{Minimize } \sum_{p \in P} (z^p M^p) \quad (4.1)$$

$$\text{s.t. } z^p \geq t^{kp} \quad k \in K, p \in P \quad (4.2)$$

$$t^{kp} - t^{k,p-1} = \sum_{i \in (A \cup E)} \sum_{j \in (A^+(i) \cup E^+(i))} (x_{ij}^{kp} s_{ij}^{kp} + y_{ij}^{kp} d_{ij}^{kp}) \quad k \in K, p \in P \quad (4.3)$$

$$t^{kp_0} = 0 \quad k \in K \quad (4.4)$$

$$\sum_{p^* \in \{1, \dots, p\}} \sum_{i \in (A^+(j) \cup E^+(j))} (x_{ij}^{kp^*} + y_{ij}^{kp^*}) \geq$$

$$\sum_{p^* \in \{1, \dots, p\}} \sum_{m \in (A^+(j) \cup E^+(j))} (x_{jm}^{kp^*} + y_{jm}^{kp^*}) \quad j \in (A \cup E), k \in K, p \in \{1, \dots, |P| - 1\} \quad (4.5)$$

$$\begin{aligned} \sum_{p \in P} \sum_{i \in (A^-(j) \cup E^-(j))} (x_{ij}^{kp} + y_{ij}^{kp}) = \\ \sum_{p \in P} \sum_{m \in (A^+(j) \cup E^+(j))} (x_{jm}^{kp} + y_{jm}^{kp}) \quad j \in (A \cup E), k \in K \end{aligned} \quad (4.6)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{i \in (A^-(j) \cup E^-(j))} x_{ij}^{kp} = 1 \quad j \in A_r^p, p \in P \quad (4.7)$$

$$\sum_{k \in K} \left(\sum_{i \in (A^-(j))} (x_{ij}^{kp}) + \sum_{m \in (A^-(m))} (x_{ml}^{kp}) \right) = 1 \quad j \in E_r^p, l \in Opposite(j), p \in P \quad (4.8)$$

$$\sum_{p \in P} \sum_{j \in (A^+(e_0) \cup E^+(e_0))} y_{e_0, j}^{kp} + x_{e_0, j}^{kp} = 1 \quad k \in K \quad (4.9)$$

$$\sum_{p \in P} \sum_{i \in (A \cup E \cup e_0)} \sum_{j \in E(end)} (y_{ij}^{kp}) = 1 \quad k \in K \quad (4.10)$$

$$\begin{aligned} \sum_{p^* \in P} \sum_{i \in S | i \neq m} \sum_{j \in (A^+(i) \cup E^+(i)) | j \notin S} (x_{ij}^{kp^*} + y_{ij}^{kp^*}) \geq \\ \sum_{l \in A^+(m) \cap S} x_{ml}^{kp} \quad m \in (S \cap (A_r \cup E_r)), \\ S \subset (A \cup E), p \in P, k \in K \end{aligned} \quad (4.11)$$

$$\begin{aligned} x_{ij}^{kp} = \{0, 1\} \quad i \in (A^-(j) \cup E^-(j)), \\ j \in A_r^p \cup E_r^p, k \in K, p \in P \end{aligned} \quad (4.12)$$

$$\begin{aligned} y_{ij}^{kp} \geq 0, \text{ integer} \quad i \in (A^-(j) \cup E^-(j)) \\ j \in A \cup E \cup E(end), k \in K, p \in P \end{aligned} \quad (4.13)$$

$$t^{kp} \geq 0 \quad k \in K, p \in P \quad (4.14)$$

$$z^p \geq 0 \quad p \in P \quad (4.15)$$

The objective function (4.1) together with inequalities (4.2) minimizes the weighted sum of the latest finishing times of all vehicles for all priority classes p . Doing so also allows to balance the workload among the vehicles since we need to transfer as many arcs or edges as possible from the latest finishing vehicle to the others. Constraints (4.3) ensure that the time spent in priority class p is equal to the time difference between the finishing time of class p and the finishing time of class $p - 1$. Constraints (4.4) set the initial time to 0. The flow conservation constraints (4.5) and (4.6) ensure that each vehicle entering arc or edge j

is coming from an adjacent arc or edge i and leaving through another adjacent arc or edge m . Constraints (4.5) and (4.6) ensure that the vehicles do not return to a higher priority class once they have started a lower class. Specifically, constraints (4.5) ensure that, for a given priority class p that is not the lowest, the total number of times a vehicle enters an arc or edge at class p or higher must be greater than or equal to the number of times it leaves for the same class. Constraints (4.6) ensure that for all the priority classes, the number of times a vehicle enters an arc is equal to the number of times it leaves. Constraints (4.7) and (4.8) ensure that all the required arcs are serviced during the corresponding priority class. Constraints (4.9) and (4.10) ensure that each vehicle starts at the depot and exits the network when its route is completed. Constraints (4.11) ensure the connectivity of each tour. They make sure that for every set of arcs and edges $S \subset (A \cup E)$ possible, if there is at least one serviced arc or edge, then there must be at least one arc or edge leaving S . Finally, (4.12), (4.13), (4.14), and (4.15) ensure that x are binary, y are non-negative integers and that z and t are non-negative.

This formulation is only tractable for small instances. Thus we develop a heuristic method to solve the SPRP. We report some results obtained using a commercial solver in Section 4.8.

4.5 Graph Transformation

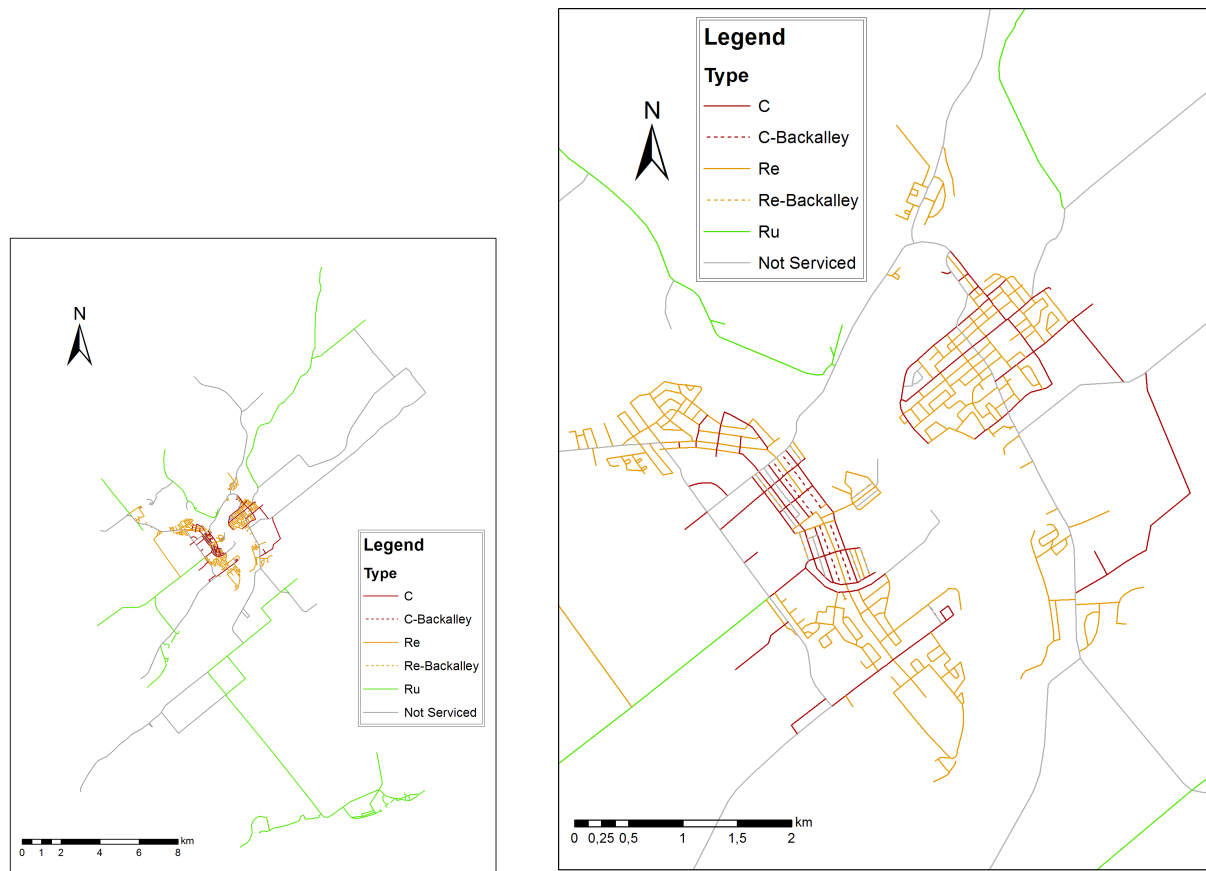
This section details the steps that transform the data from GIS format to a network.

4.5.1 Data Processing and Graph Transformation

The primary data are obtained from free-access GIS repositories in the form of an undirected graph, as shown in Figure 4.2. Some secondary data are obtained from the local authority. These data, including the attributes and projected coordinates, are then fetched directly from the GIS file for further processing.

The graph is transformed from a DRPPTP to an ATSP based on a transformation described in (Benavent and Soler, 1999). This transformation was chosen because it can prohibit some turns instead of penalizing them, and it can handle both arcs and edges. Moreover, the shortest paths given the turn penalties can be computed in the transformed graph. Therefore, during the improvement phase the algorithm does not have to order the traversed arcs between the serviced arcs because the vehicle follows the shortest path including turn penalties between the serviced arcs.

The transformation has two steps. The first step splits the nodes and adds arcs for every possible turn. The weights of the added arcs correspond to the turn penalties. The types of



(a) The rural part has long stretches of road.

(b) The urban part has a grid pattern.

Figure 4.2 Q1: The network has different topologies.

turns are determined by the angle of the arc leaving the node, and the values used for the penalties are proportional to those in (Gendreau et al., 1997) for block design, as shown in Table 4.1.

Table 4.1 Left turns and U-turns receive a higher penalty.

Situation	Leaving Angle	Penalty
Right-turns	$20^\circ < \theta < 160^\circ$	0
Left-turns	$200^\circ < \theta < 340^\circ$	2
U-turns	$-20^\circ < \theta < 20^\circ$	12
Straight ahead, street changes	$160^\circ < \theta < 200^\circ$	1
Straight ahead, street crossings	$160^\circ < \theta < 200^\circ$	0

The second step transforms the required arcs and edges to nodes to obtain an ATSP, as shown in Figure 4.3. This is carried out as follows:

1. Each required arc is transformed into a node-arc, and each required edge is transformed into a node-edge pair, one for each direction. A node is added to represent the depot. The depot d , the arc l_1 and the edge l_2 in Figure 4.3 (a) are respectively transformed into the nodes $d, l_1, l_{2\rightarrow}$ and $l_{2\leftarrow}$ of Figure 4.3 (b). " \rightarrow " and " \leftarrow " indicate the two directions of the edge l_2 .
2. Arcs with the dual weights 0 and $-M$, where M is a large number, are inserted into the graph between the node-edge corresponding to opposite directions of the same edge. The weight $-M$ is used when designing individual routes to force the vehicles to use these arcs, however, when evaluating the objective function during the improvement process, the weights " $-M$ " are replaced by 0 because we do not want the length of the vehicles containing these arcs to be influenced by negative weights.
3. A vehicle leaving a node-edge should be considered to leave from the opposite edge. Indeed, when the vehicle enters the first node-edge, it is attracted to the other node-edge because of the weight " $-M$ ". This means that the vehicle will leave from the opposite node-edge. However, in the original network, the vehicle is only crossing the edge in one direction. Therefore, arcs are added from all the node-edges to all the other node-arcs/node-edges, and the distance used as a weight is calculated from the opposite node-edge.
4. Other arcs are added to fully connect the graph. The weights of these arcs correspond to the length of the shortest path going from the end of the arc to the end of the arc/edge in the expanded graph.

We computed the distances between the arcs and edges using Dijkstra's algorithm. We kept traces so that we could rebuild the tours. Indeed, the solution of the ATSP in the transformed graph gives the order of passage of the required arcs or edges in the original graph. For example, if the solution to the ATSP in Figure 4.3b) is $d \rightarrow l_{2\rightarrow} \rightarrow l_{2\leftarrow} \rightarrow l_1 \rightarrow d$, then in the original graph the vehicle should travel from the depot, service edge $l_{2\rightarrow}$ from left to right, and then service l_1 . The second edge $l_{2\leftarrow}$ is ignored since it is the counterpart of the edge. The shortest path calculated via Dijkstra's algorithm is used between the required arcs. Therefore, the complete solution in the original graph is $d \rightarrow 1 \rightarrow 2 \rightarrow 1 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow d$.

4.6 Improved Adaptive Large-Neighborhood Search

This section describes our algorithm for the SPRP. Figure 4.4 outlines the general scheme followed by the ALNS, which is performed once for each priority class. It builds an initial solution using three simple construction heuristics and then improves it to obtain a good

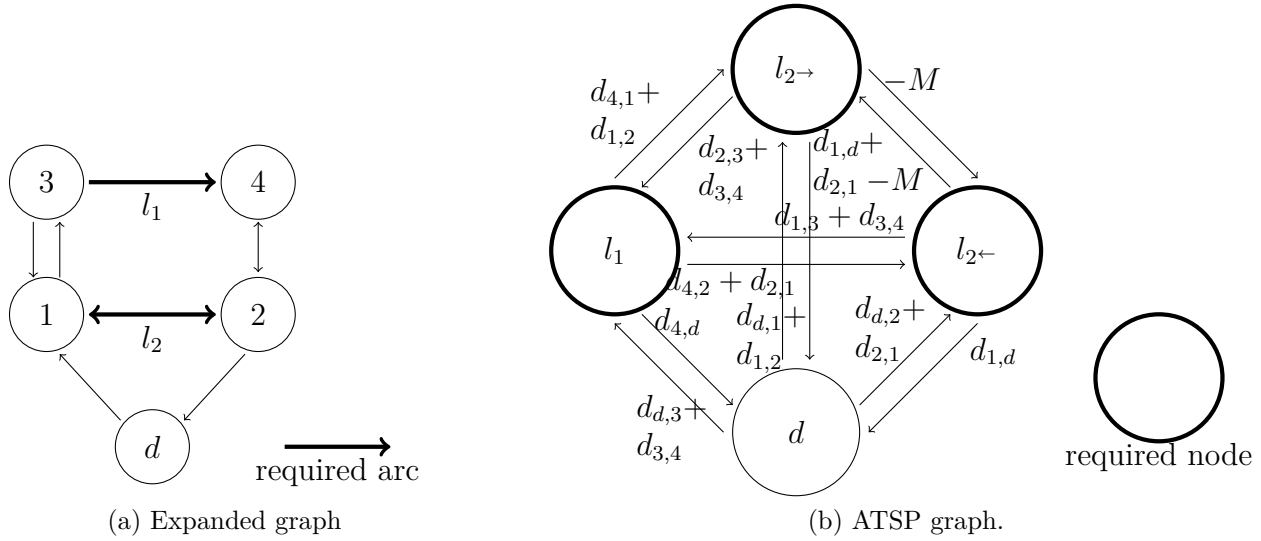


Figure 4.3 Arcs are transformed into a single node, and edges are transformed into pairs of nodes.

partial solution for each class. At the end, the priorities are merged to create a complete route for each vehicle. A further improvement step is then performed on the global solution to take into account the relative importance given by the weights of each class.

The improvement steps are based on the ALNS metaheuristic introduced by Ropke and Pisinger (2006) where different neighborhoods, called operators, are applied iteratively. A dynamic adaptation of the weights given to each operator increases the chances of selecting operators that perform well. This feature is particularly well suited for situations with varying network topologies.

4.6.1 Initial Solution

The algorithm starts by building a feasible solution that is characterized by a set of routes, one per vehicle, with strictly enforced hierarchy constraints. The MS scheme used builds three solutions using simple heuristics and keeps the best one for further processing. All the heuristics use the required nodes and the starting nodes as input. Since an initial solution is found for each priority class, the required nodes correspond to the nodes of the current class. The starting node is the depot for the first class and the last node of the previous class subsequently. The distance between the last node visited and the depot is assumed to be 0 since the vehicles do not need to return to the depot. We now discuss the three heuristics in detail. The quality of the solution obtained at this step is not crucial since it will be quickly modified in the improvement phase.

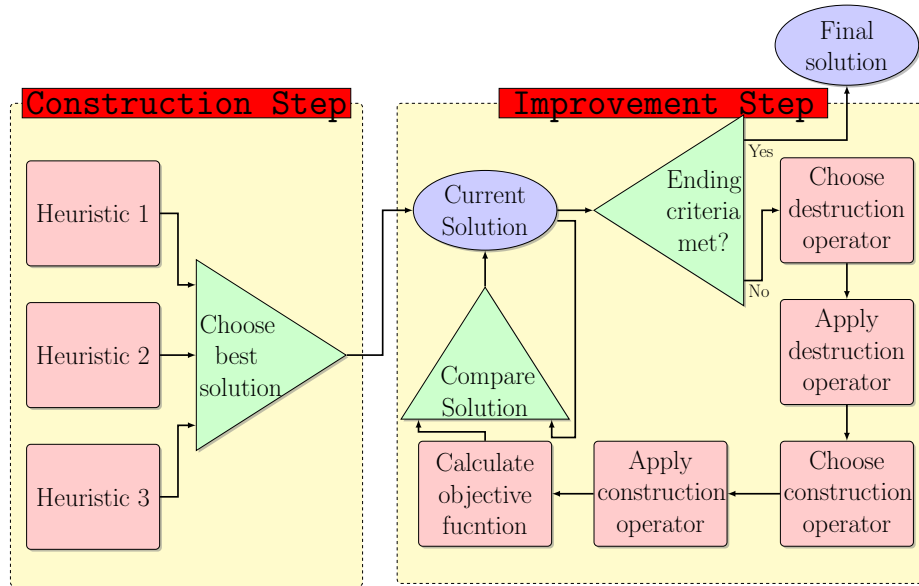


Figure 4.4 ALNS: An initial solution is built and improved.

The first heuristic is a route-first, cluster-second approach. The first step uses the Lin Kernighan heuristic LKH to build a giant tour servicing all the nodes (Helsgaun, 2009) (Helsgaun, 2012). The segmentation of this tour is done using a split methodology (Ulusoy, 1985) with a makespan objective. At this step of the algorithm an approximation is done by using the distance instead of the speed since we do not know to which vehicles the arcs are going to be assigned. However, for the rest of the algorithm, the speed is used in the cost function of the LKH. A version of the split procedure minimizing the makespan subject to a limited fleet provides an upper bound (Lacomme et al., 2004). With this bound, the problem can readily be solved with a commercial optimizer using the formulation in Appendix C.

The second heuristic is a cluster-first, route-second approach. We select a number of cluster seeds corresponding to the number of vehicles, and they should be evenly distributed on the network. We chose the seeds based on input from an expert in winter maintenance. We then assign the arcs to their nearest seed. We apply a repair function to ensure that each pair of nodes corresponding to an edge is assigned to the same cluster. Finally, we apply the LKH algorithm to each cluster to obtain a route.

The third heuristic is based on the fact that LKH can build good routes quickly. It is again used to build a giant tour. The tour is split where the duration of the deadhead exceeds 3% of the total duration. Then all the short segments are inserted into the vehicles using a standard best insertion.

4.6.2 Adaptive Large-Neighborhood Search Improvement Phase

The main steps of the improvement phase are outlined in Figure 4.4. The algorithm cycles through the selection and application of destruction and repair operators until the ending criterion is met. At every iteration the solution is evaluated using the objective function. We now describe the main features of the algorithm.

Objective Function

During the improvement phase, the algorithm tries to minimize $f(s)$, the objective function evaluated for a given solution s . The equation (4.16) defines the objective function. As for the mathematical formulation, it is composed of z^p , the ending time for priority p , M^p a weight determined by the user to give more or less importance to z^p . To help the algorithm improve the solution, a part considering deadhead is also added. It is composed of $t_{deadhead}^k$, the sum of all deadhead time for vehicle k and $M^{deadhead}$ to give more or less importance to this term.

$$f(s) = \sum_{p \in P} (z^p M^p) + \sum_{k \in K} (t_{deadhead}^k) M^{deadhead} \quad (4.16)$$

Acceptance and Ending Criterion

The acceptance of new solutions is based on a simulated annealing pattern (Ropke and Pisinger, 2006). Therefore, improving solutions are always accepted, and inferior solutions can also be accepted since they may help escape local minima.

α , the probability of accepting a new solution is given by $\alpha = e^{-(f(s')-f(s))/T}$, where s' is the incumbent solution, s is the current solution, and T is the temperature. At each iteration, T is updated by multiplying its value by a cooling rate $c = 0.9999$. The initial temperature is given by $T_{init} = \frac{-\omega * f(s_{init})}{\ln(\alpha_{init})}$, where $\alpha_{init} = 0.1$ is the probability of accepting a solution that worsens the initial solution by at most $\omega = 0.05$. The improvement phase is run for 7000 iterations, which provides a good compromise between computational time and solution quality.

Choosing an Operator

The selection mechanism described here applies to both the destruction and construction operators. It is based on a random selection biased by the weights μ_ω , where ω corresponds

to the operator. At the beginning of the improvement step, all the μ_ω are equal to 1. As the algorithm proceeds, a system of points increases the chances of choosing operators that perform well. Every time an operator improves the incumbent solution, improves the best solution, or worsens the solution, it is awarded five points, ten points, or one point respectively. The points are added to the corresponding μ_ω , and the probability of choosing ω is $\frac{\mu_\omega}{\sum \mu_\omega}$. These probabilities are updated every 150 iterations and reinitialized every 2000 iterations.

Destruction Operators

The operators are divided into two groups: the destruction operators remove nodes from the solution and the construction operators repair the solution. Instead of developing stand-alone operators, we describe different attributes that can be combined to create the operators. The attributes are grouped into five classes as shown in Appendix D. Using this procedure, we design 22 destruction operators. We perform tests to select the best.

Number of nodes to be removed

The first class determines a maximum number of nodes to be removed. We select a random number between one and n_{max_w} and update n_{max_w} at each iteration w via $n_{max_w} = n_{max_init} * (1 - \%progress)^\phi$, where n_{max_init} is the initial maximum number of nodes (set to 150), ϕ is a shortening parameter (set to 0.5) and $\%progress$ is the percentage of the progression of the algorithm obtained by dividing the number of iterations performed by the total number of iterations that the algorithm has to perform at this current step of the improvement.

Number of applications

The second class of attributes concerns the number of times the operator is applied before we repair the solution. We introduced this class of attributes because the min-max objective tends to equalize all the finishing times of the routes. Therefore, it is better to remove a few nodes from each route rather than removing many nodes from a single route. We select the number of applications via a random mechanism with values between 1 and a maximum number set equal to twice the number of vehicles. After 4000 iterations without improvement, we reduce the maximum number to half the number of vehicles until another improvement is achieved. To determine the number of nodes to be removed per application, we divide the maximum total number of nodes to be removed per iteration obtained at the previous step by the number of applications of the operator.

Selection of the route

We use four choices for this group of attributes: a) the worst cost, b) the longest route, c) the most empty route, or d) a random route. The first two allow us to perform local search, and the other two are more likely to broaden the solution.

Option a) seeks the route containing one of the nodes that incurs the highest cost in the objective function. To do this, the objective function is evaluated by removing the nodes that are candidates to be removed one at the time. The values of the objectives obtained are listed in descending order. Then, we use the following function to determine which value to select from the list: $nb_of_candidates_to_be_removed * Random^{P_{worst}}$ where $P_{worst} = 0.02$ is a worsening factor, $nb_of_candidates_to_be_removed$ is the number of nodes that are evaluated for removal and $Random$ is a random number. This prevents the metaheuristic from looping over the same solutions. Option b) finds the route with the longest duration given the turn penalties and the time spent in the lower priority classes, but without considering the weights M^p of the objective function.

Selection of the first node

This group of components selects the first node to be removed from the route. We use four choices: a) worst cost, b) random node, c) no selection, and d) isolated nodes. Option a) seeks the node that incurs the highest cost. Option b) selects a random node. Option c) makes no selection: this option is used specifically in the case of the split methodology for grouping where no first nodes needs to be selected. Indeed, the adapted split methodology select the group by itself. Option d) tries to find isolated nodes. The idea is to catch remote nodes that could be transferred to another route. To do this, the distances between the subsequent nodes in the routes are sorted by descending order. Then we inspect the sequence between the first largest distance and the second in the list to determine if the number of nodes is lower than a maximum number of nodes to be removed (fixed by the user). If it is not, we inspect the sequence between the first largest distance and the third in the list. We continue until a sequence respecting the maximum number of nodes is found.

Grouping methodology

This class of attributes is introduced because we are dealing with real cases of arc routing problems. Therefore, we wish to remove groups of arcs. This allows us to combine arc sequences that should be serviced by a single vehicle. It also allows us to retain the order of passage of the current solution. We use six options: a) until objective function decreases, b) minimize the distance between the end and the start of the removed sequence, c) continuous sequence, d) split, e) random, and f) no grouping.

Option a) is based on the observation that removing one node in the middle of a sequence

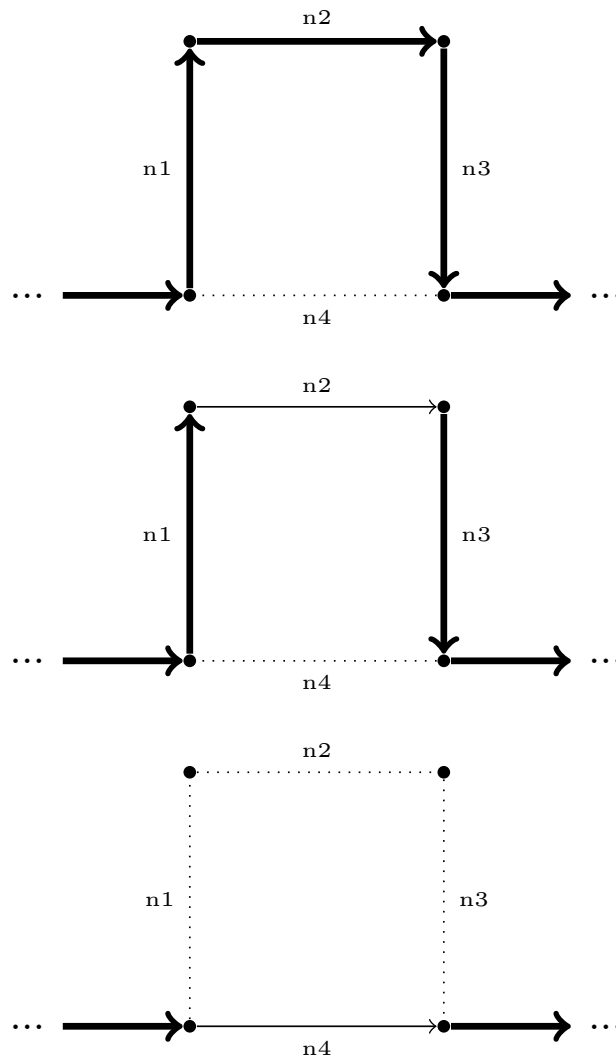
often does not result in an improvement in the objective function. Instead, we select nodes before and after the first selected node until the objective function decreases or the maximum number of nodes to be removed is attained. Figure 4.5 shows an example of a routing in the original graph; the arcs are represented by nodes in the transformed graph. The first selected node corresponds to arc $n2$. However, removing $n2$ will not result in a decrease in the objective function since the vehicle must traverse $n2$ after $n1$ to reach $n3$. The algorithm then tries to remove $n1$ as well. However, the value of the objective function stays the same since the vehicle has to traverse $n1$ and $n2$ to reach $n3$. Finally, when $n3$ is removed, a new routing is possible through $n4$, which reduces the value of the objective function.

Option b) tries to extract good sequences by minimizing the distance between the end and the start of the removed sequence. To do this, we inspect all the combinations of nodes before and after the first selected node and with respect to the maximum number of nodes. We remove the sequence that provides the minimum distance between the end and the beginning of the sequence. In Figure 4.5, if $n2$ is removed, the distance between the end of the sequence (end of $n2$) and its start (start of $n2$) includes a penalty for a U-turn and the time to traverse $n2$. If $n1$ and $n3$ are also removed a smaller distance can be found between the end of the sequence removed (end of $n3$) and its start (start of $n1$) where there is a right turn and the length of $n4$.

Option c) selects a continuous sequence of arcs. Starting from the selected nodes, the algorithm looks at the following node. If the distance between the current node and the added node is 0, then it is added to the group. This is done before and after the initial node until we achieve a distance greater than 0 or the maximum number of nodes to be removed. In Figure 4.6 the first node selected corresponds to arc $n1$. Then the algorithm examines the following arc $n2$. If there is no turn penalty between the arcs, $n2$ is added to the removed group. If there is a penalty, then $n2$ is rejected.

Option d) is based on the split process that tries to minimize the total distance traveled. It is different from the split process in the initial solution that tries to minimize the makespan. Indeed, for this operator we use the fact that the split process partition one route to minimize the total distance travelled. Then one of the sequence obtained is removed from the tour. To do this, we calculate the average length of all the routes in the solution. This is used as an upper bound to remove all the longer links from the auxiliary graph. Then, the shortest sequence obtained from the split process, based on the total distance, is removed from the tour.

Option e) selects a random number of nodes, and option f) allows no grouping, so only one arc is selected.



Legend

→	Arc served
—→	Arc traversed
⋯	Arc not traversed

Figure 4.5 It is often necessary to remove a group of arcs from a given route to improve the solution.

In our first version of the ALNS, we built an exhaustive list of operators to test the different features. We describe the features of each operator in Table D.1 of Appendix D.



Figure 4.6 Two arcs forming a continuous sequence.

When a choice has been made for all the features, the operator is applied and the nodes are removed. When the nodes are removed, they are grouped by priority class so that each group can be inserted into the same class. We also apply a repair function to ensure that the node pairs corresponding to edges are kept together.

Construction Operators

The construction operators were also designed based on their main components, the grouping methodology and the insertion position, as shown in Table E.1 of Appendix C. We obtained four construction operators by combining the components.

Grouping methodology

The first grouping option is to retain the sequences of nodes defined by the destruction operators. The second option is to use the LKH as follows. The nodes are first sorted by priority. Assuming that the distance between the beginning of the route and the first node and that between the end and the last node are 0, we use LKH to build a giant tour visiting all the nodes in the insertion list for each priority class. Then we cut the route at every place where the duration between two nodes is greater than 3% of the total duration of the route. These node sequences are sent to the next step of the construction operator.

Insertion position

The second class of features is the selection of the insertion position. We used two standard insertion heuristics: best insertion and k -regret, where $k = 3$. The best insertion heuristic simply finds the position that incurs the lowest increase in the objective function. The regret heuristic used in the metaheuristic is similar to the one described in (Ropke and Pisinger, 2006). For each arc or edge $i \in U$, where U is the set of all arcs and edges that have not been inserted yet, Δf_i^j indicates the insertion cost of the request i in the j^{th} best route at its best position. Each time an element i^* is selected for insertion, it is chosen such that: $i^* = \arg \max_{i \in U} (\Delta f_i^k - \Delta f_i^1)$. The insertion heuristic stops when all requests are inserted. In this article, we selected $k = 3$. To prohibit the promotion of the arcs, a group of nodes must be inserted into the priority class to which it belongs.

4.7 Case Study and Results

We now present three case studies based on real data.

4.7.1 Case Studies

The first case study (Q1) is a small city in Northern Quebec, Canada. It has been described in (Campbell et al., 2014; Quirion-Blais et al., 2015), and Figure 4.2 shows a representation of the road network. It is composed of 1609 single street segments, 17 back alley streets, and 613 intersections. The topology of the network varies depending on the area. Rural areas have long street segments with a predominance of three-way intersections. Urban and residential areas have a grid pattern with short street segments, four-way intersections, and a few one-way alleys which can be plowed in either direction.

The network is serviced by two graders, three front-end loaders, and two ten-wheel trucks; Table 4.2 gives their speeds. Initially, each vehicle had a predefined sector and the drivers decided the order in which to plow the streets. We assume that all the vehicles should be assigned similar route duration.

Table 4.2 Vehicle speeds (in km/h)

	Grader	Front-end loader	Ten-wheel truck
Priority 1	20	25	35
Priority 2	20	25	35
Priority 3	25	25	50
Deadhead	25	25	50

The second case study (Q2), illustrated in Figure 4.7, is a small city in Northeastern Quebec and the third (Q3), illustrated in Figure 4.8, is a sector of a major city in the province of Quebec. Table 4.3 gives the total road length for each priority class and the number of road segments. Q2 has just a few roads of priority 3 and almost no grid pattern. Q3 has no roads of priority 3 and an extensive grid pattern. Table 4.4 summarizes the topologies of the networks. Two graders, four front-end loaders, and one ten-wheel truck are available for Q2, and four graders and two front-end loaders are available for Q3. The road classes and the number of trucks for Q2 and Q3 were estimated based on the data from Q1.

4.7.2 Results

The metaheuristic was coded in Visual Basic .NET (VB.NET). We performed two series of tests for the destruction and construction operators. The first series tested the individual

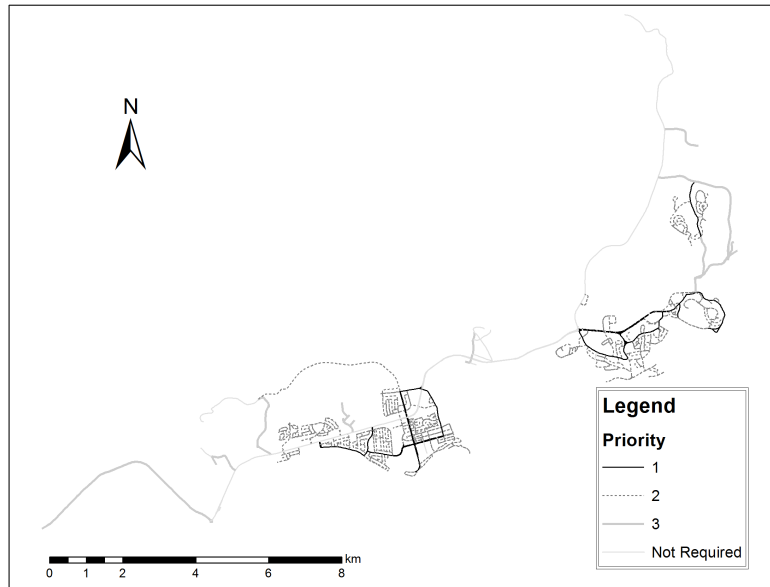


Figure 4.7 Q2: This network has many three-way intersections.

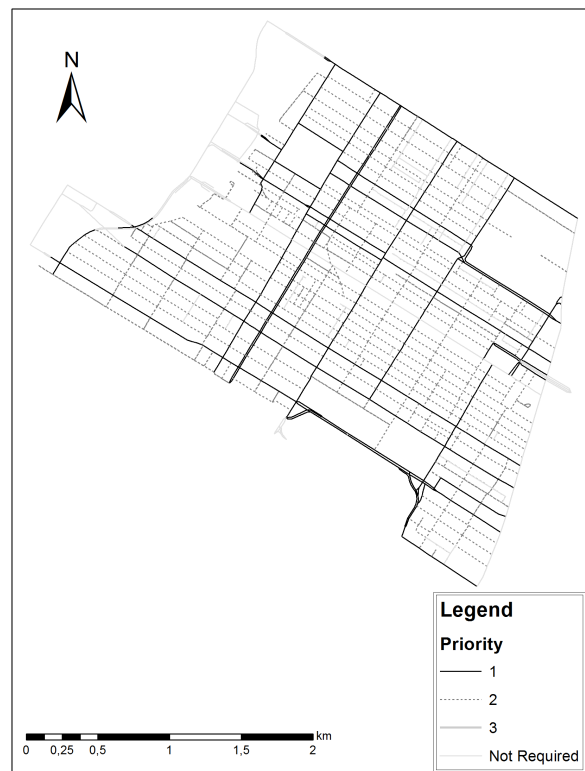


Figure 4.8 Q3: This network has an urban layout characterized by a compact grid pattern.

Table 4.3 Length (in Km) and number of road segments in each class of priority. Longer lengths with a smaller number of road segments result in a smaller density.

Case	Length (in km)				Number of road segments				Number of Intersections
	P1	P2	P3	Total	P1	P2	P3	Total	
Q1	52.46	130.28	163.91	527.14	357	873	148	1626	613
Q2	55.59	202.60	41.89	360.95	515	1208	72	1971	687
Q3	89.16	93.54	0	254.41	894	844	0	2146	723

Table 4.4 The networks show great diversity in their topology.

Case	Priority 1	Priority 2	Priority 3
Q1	Sparse, close to grid network	High-density network, partial grid pattern	Sparse network, long roads, predominance of 3-way intersections
Q2	Sparse network with predominance of 3-way intersections	High density with predominance of 3-way intersections	Few roads, some long
Q3	Sparse grid network	High-density grid network	Not applicable

operators, and we used the results obtained to group the operators for the second series of tests. We did not compare our results to any benchmark since we could not find any with similar constraints and objective. Unless otherwise specified, we set all the parameters to the values given in Section 4.6. For Q1, the weights of the objective function are: $M_1 = 150$, $M_2 = 100$, $M_3 = 100$, and $M_{deadhead} = 1$. These weights were chosen so that the finishing time of each priority class has about the same weight in the objective and the deadhead time has a smaller impact. We limited the total number of iterations to 7000 to obtain good results in a reasonable time. Because there is a random process in the metaheuristic, we carried out 10 replications for each test.

We set the maximum number of nodes to be removed to 130 for Q2 and 170 for Q3, and we set the simulated annealing parameters to $\omega = 0.075$, $\alpha_{init} = 0.1$, and $c = 0.999$ for Q2 and $\omega = 0.075$, $\alpha_{init} = 0.05$, and $c = 0.999$ for Q3. We chose these values based on empirical tests. The length of the streets and the proportion of each priority class is different, so we adjusted the weights to maintain a similar order of importance for each part of the objective function: $M_1 = 220$, $M_2 = 65$, $M_3 = 55$, and $M_{deadhead} = 1$ for Q2 and $M_1 = 150$, $M_2 = 70$, $M_3 = 70$, and $M_{deadhead} = 1$ for Q3.

Testing the Destruction Operators

In the first series of tests, we assessed the performance of the destruction operators by using them one at a time while using all the construction operators. Figure 4.9 shows the finishing times for each priority class and the final value of the objective. Some operators seem to perform better for certain classes. For example, operator D22 gives good results for the third class. However, it is clearly not the best for the finishing time of the first class. This could be due to the different topologies of the network for each class. Since the importance of the finishing time of each class is user-dependent, there is no obvious choice for the operators. However, the variable bias in the selection of the operators in the ALNS helps to favor good operators.

Figure 4.9 also shows that the operators can be grouped based on the selection of the first node and the grouping methodology. The second series of tests was based on these groups. Table 4.5 shows the grouping of the operators.

Table 4.5 Grouping of operators based on their features.

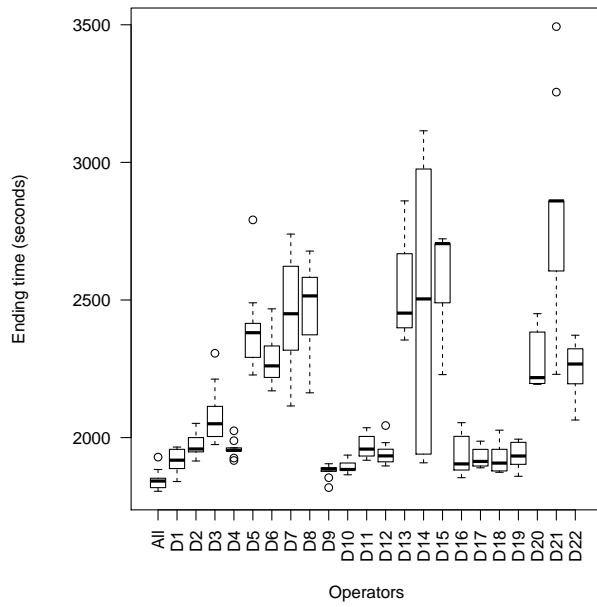
	Random sequence	Looping sequence	Decreasing objective	Continuous sequence	Isolated arcs	Split
Random tour	D1	D2	D3	D4	D13	D22
Most empty	D5	D6	D7	D8	D15	D21
Longest	D9	D10	D11	D12	D14	D20
Worst cost	D16	D18	D17	D19	X	X

We applied the second series of tests to all three case studies. To consider interactions between the operators, we removed a group of operators at a time. Figure 4.10 shows the finishing times and the value of the objective for each group removed.

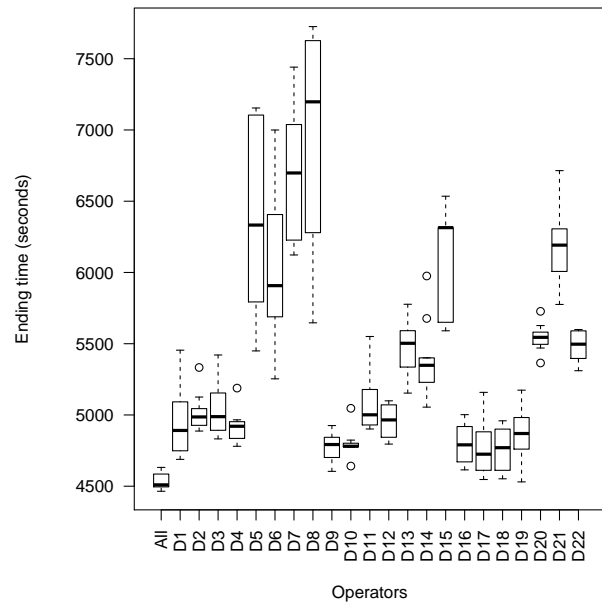
Removing groups of operators is beneficial in some cases. We think that this is due to the topology of the network. The ranges between the highest and the lowest medians in the plots indicate that the regular networks (Q3 and class 1 of Q1) provide more stable results and all the operators can be used. In contrast, the ranges are larger when the network has an irregular topology (class 1 of Q2 and the objective of Q1). Therefore, it is important to select the strategy carefully when the network is irregular. Since the adaptive mechanism tends to choose better operators, the ALNS metaheuristic seems to be appropriate for this situation.

The plots showing the objective value in Figure 4.10 indicate that some groups of operators improve the solution when they are removed. This suggests that the selection mechanism of the ALNS could be improved to reduce the impact of these operators.

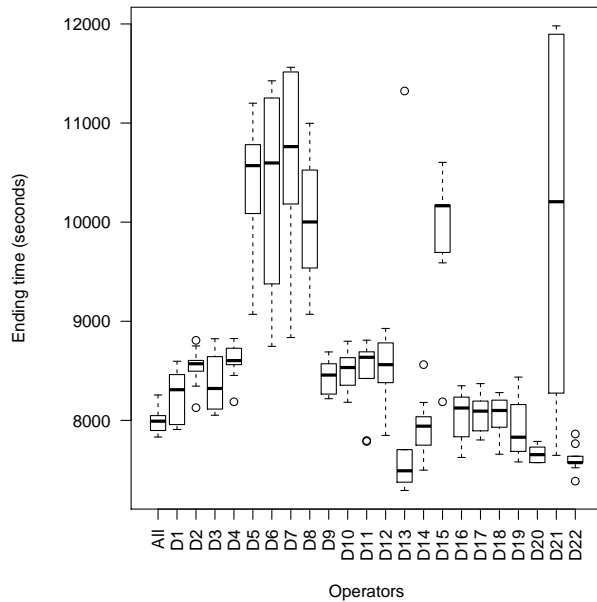
On the same plots, it can be seen that removing more than one group can improve the solu-



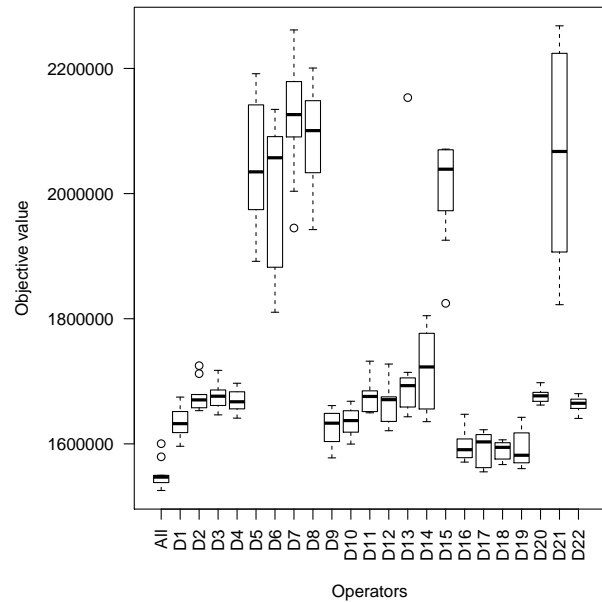
(a) Priority class 1.



(b) Priority class 2.



(c) Priority class 3.



(d) Objective.

Figure 4.9 The finishing times show that some operators perform better on a single priority class.

tion. Therefore, we explored removing combinations of poorly performing groups of operators. We found that removing too many operators does not lead to worthwhile improvements.

Is the grouping methodology helpful? To explore this, we tried removing just one node. However, not all the groups of operators can be limited to a single node. The relevant groups

are: random tour selection (D1, D2, D3, D4, D13, D22), most empty tour (D5, D6, D7, D8, D15, D21), longest tour (D9, D10, D11, D12, D14, D20), and worst cost (D16, D17, D18, D19). Figure 4.11 gives the results with and without grouping. The grouping methodology generally improves the results.

Testing the Construction Operators

We similarly assessed the performance of the construction operators while using all the destruction operators. Figure 4.12 shows the application of the construction operators one at a time for all three case studies. The grouping of the construction operators is not as obvious as it is for the destruction operators. However, plots (c), (f), (i), and (l) seem to show that C1 can be grouped with C2 and C3 with C4. The first group corresponds to the cases where the sequences removed from the destruction step are kept unchanged, and the second group corresponds to the case where the groups are modified in the construction phase. We performed a series of tests with combinations of construction operators. Two combinations were based on the insertion technique (best insertion or k-regret) and two were based on the grouping methodology of the construction step (keep the groups from the destruction step or create new groups).

For the insertion combinations, Figure 4.13 shows that k-regret performs equal or better than best insertion. However, the calculation time is usually longer. The construction combinations seem to give an improvement in all cases, but it is not always significant. It is especially good for Q3. However, the calculation for the insertion is three times longer when the groups are rearranged.

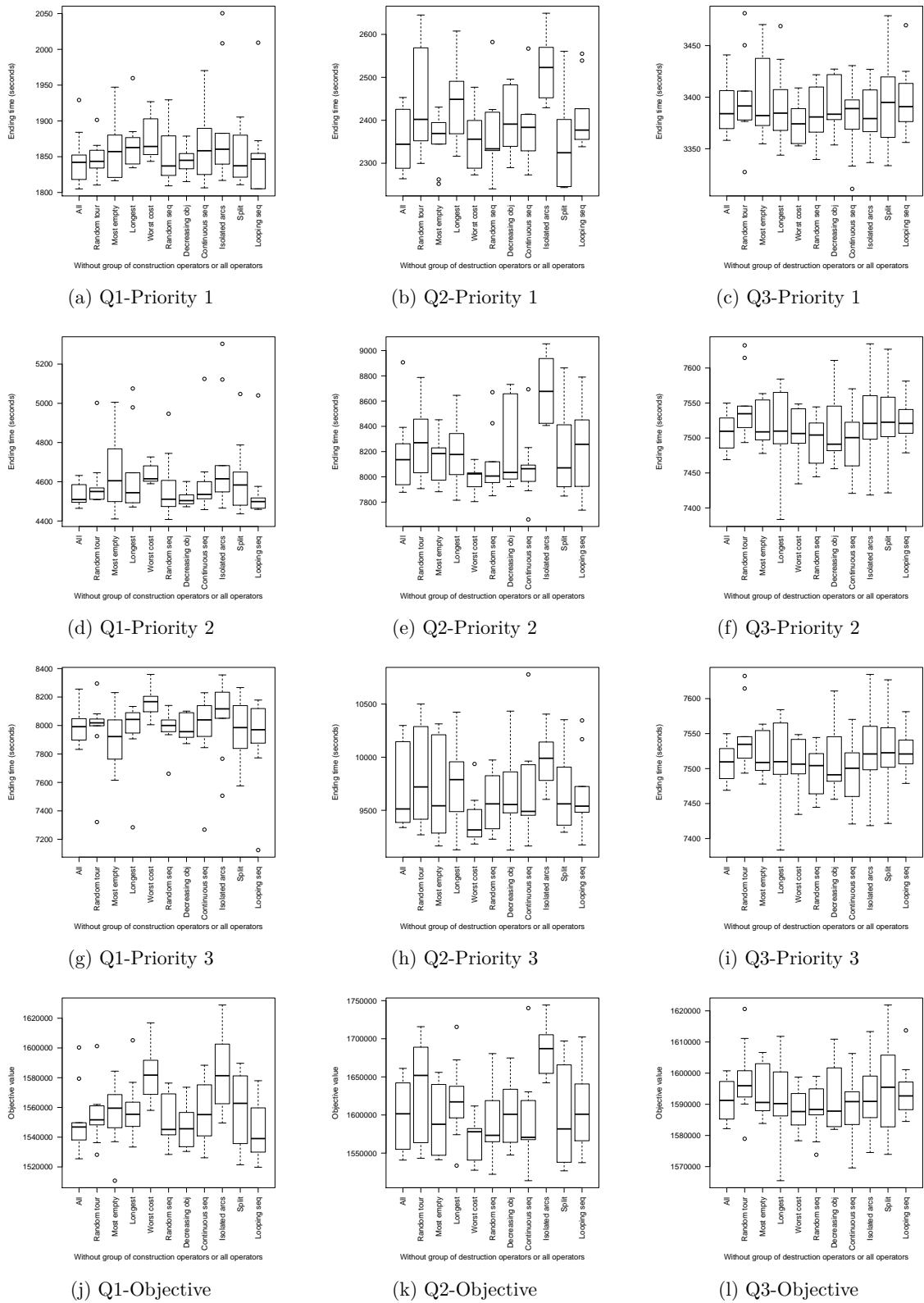


Figure 4.10 A large finishing time or objective value indicates that the removal of the group of operators has had a negative impact.

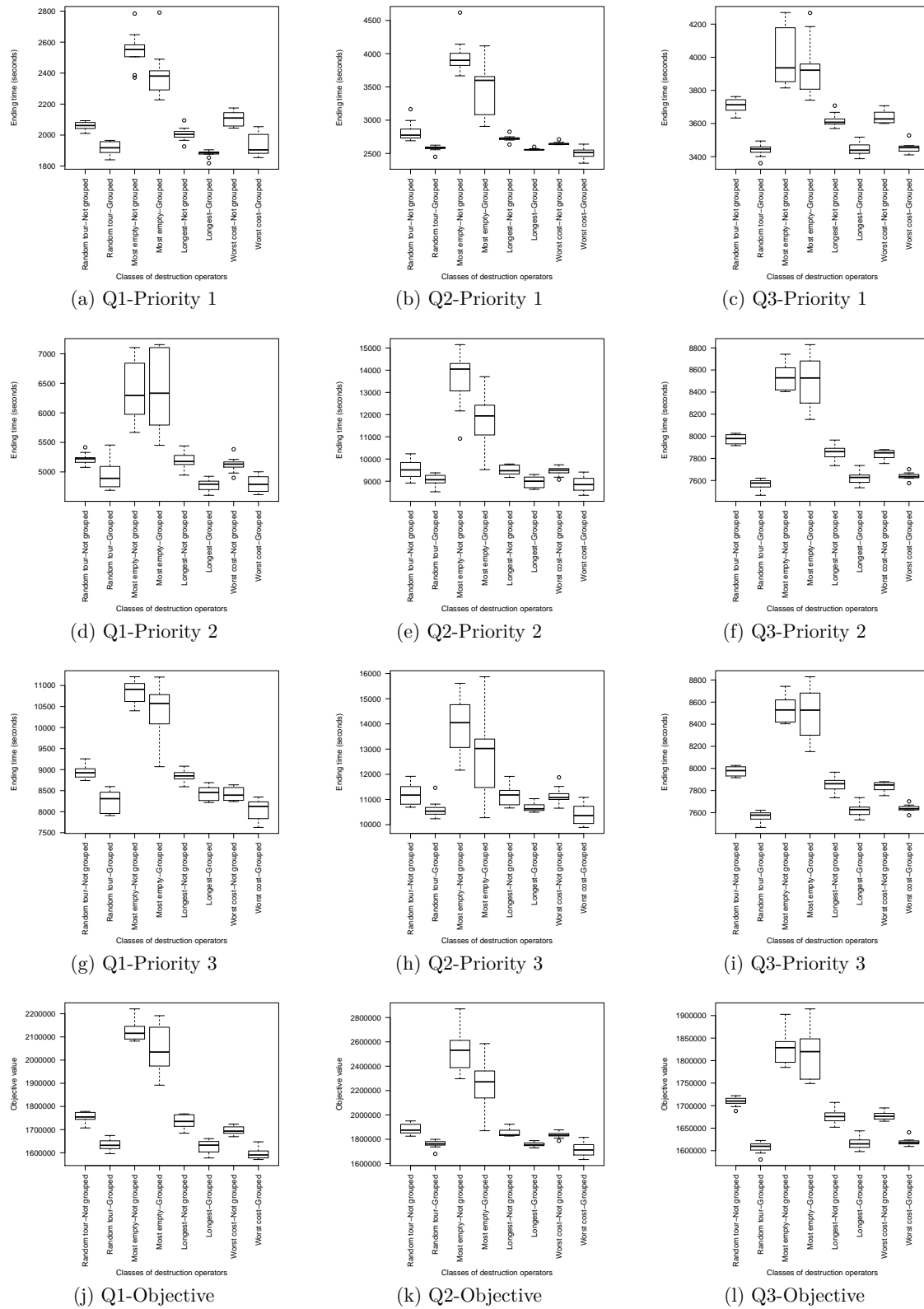


Figure 4.11 The grouping methodology improves the solution in all cases.

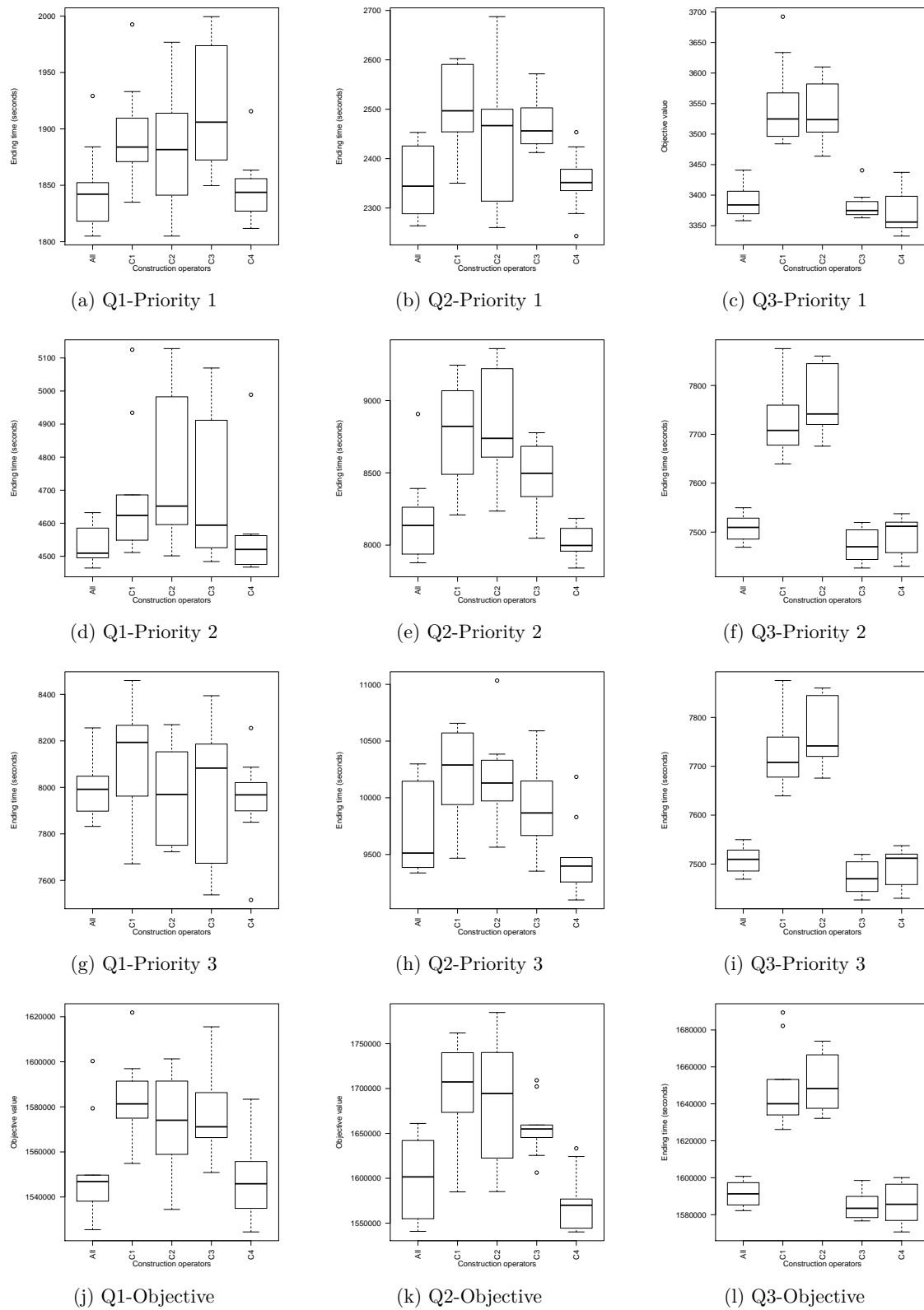


Figure 4.12 Operators C3 and C4, which modify the groups from the destruction step, seem to provide earlier finishing times.

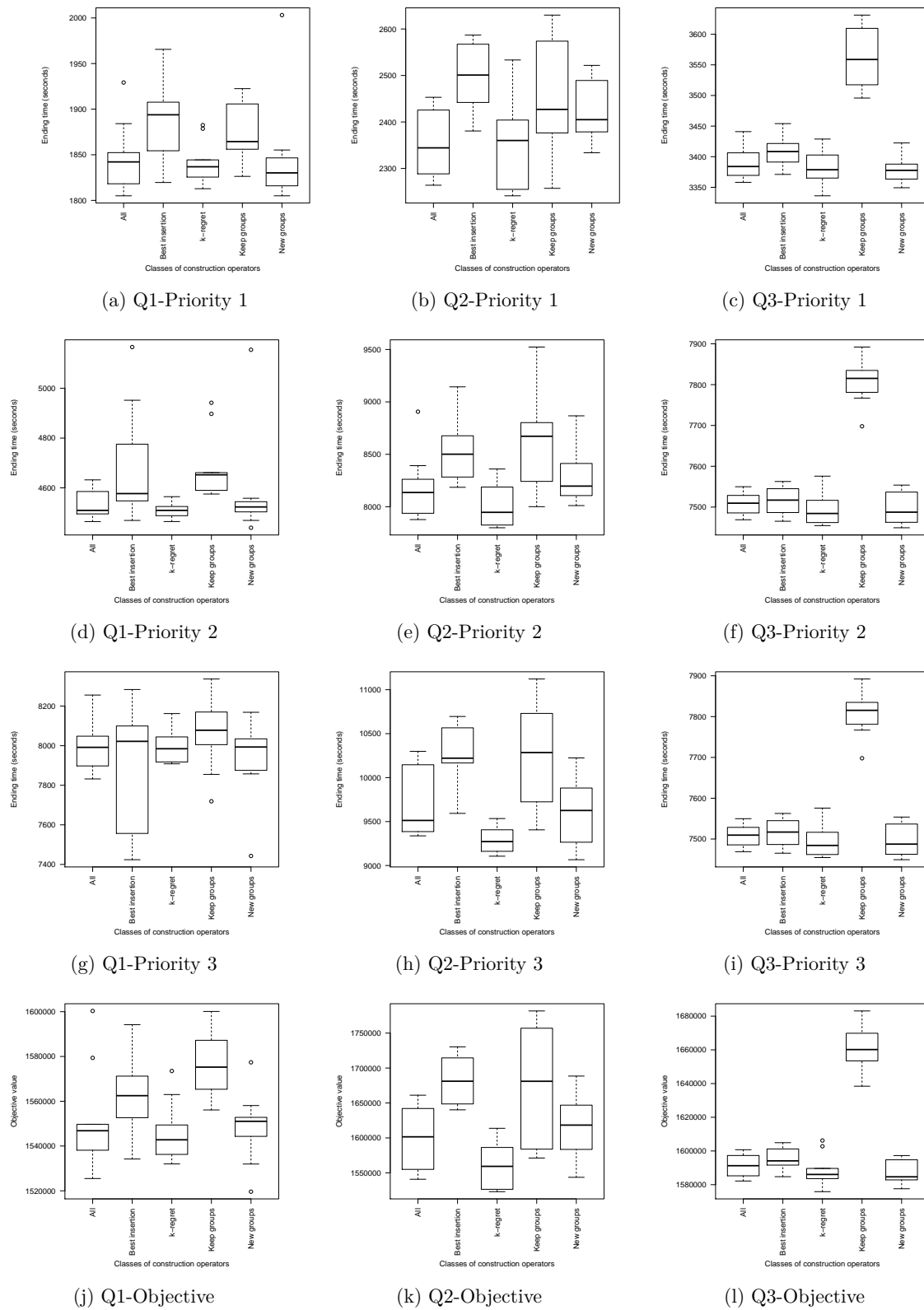


Figure 4.13 For Q2, the algorithm seems to perform significantly better when selecting a single group.

Finally, the transformation of the network allows us to use a powerful heuristic designed for the open asymmetric traveling salesman problem OATSP. This creates good individual routes for the vehicles. The challenge of the SPRP lies in the fact that several vehicles must be coordinated. The grouping methodologies retain the good sequences produced by LKH instead of transferring single arcs at a time.

4.8 Validation of the Results

This section describes tests to validate the metaheuristic. Two series of tests were done. The series part compares the results obtained with the metaheuristic with some routes planned for Q1. The series part compares the results obtained by solving the formulation with a commercial solver to those obtained with the metaheuristic.

4.8.1 Comparison to Some Routes Planned for the City

To obtain a fair comparison with some previously planned routes, two features are added to the metaheuristic. First some routes have limited makespan since the vehicles are required for winter spreading. It is the case for the vehicles 4, 6, 7 and 8 for which the maximum makespan is set respectively to 6988, 3388, 4767 and 5919, which correspond to the completion time of the previous routes. In the metaheuristic, we prevent the computation of the insertion time when this insertion leads to exceed the maximum makespan of the vehicle. However, it is still possible to obtain a solution that does not respect this constraint when merging the priorities that were improved separately. A penalty is also added in the objective function each time a vehicle exceeds its maximum makespan. The second constraints that need to be considered is that some streets must be serviced by specific vehicles for operational reasons. Again, we avoid the computation of the insertion time which leads to a solution that does not respect this constraint.

The routes used for comparison were designed for the city Q1 a few years ago. For this work, the duration of the routes were computed using the same street length, turn penalties and vehicles' speed as those used in the metaheuristic. Table 4.6 compares the makespan obtained for each vehicle and priority to those obtained with the metaheuristic. However these results are hiding the fact that the routes from the city do not observe linear precedence. Some arcs of higher priority are delayed for some reason. Thus, in Figure 4.14 we plotted the completion of all arcs and edges in relation to their priority. We can see that the new set of routes better respects the priorities. It also achieves a better workload balance for the vehicles that have no limitation on the route duration and the overall makespan is earlier.

Thus, the metaheuristic does effectively improve over the previous routes.

4.8.2 Comparison to Results Obtained with a Commercial Solver

To compare the results obtained with the metaheuristic with those obtained with a commercial solver, some small-sized instances were produced. These are generated by selecting 10 or 15 arcs and edges from the first case study that is presented in Section 4.7. The arcs and edges were selected in order to obtain a good dispersion in the network and arcs or edges from all priorities. The characteristics of the instances are presented in Table 4.7. Afterward, all the arcs and edges were connected by adding arcs between all arcs and edges to obtain a complete graph. The length of these arcs corresponds to the shortest distance in time between the ending vertex of a required arc or edge to the starting vertex of the following arc or edge.

The tests were carried out using the default parameters in Ilog IBM CPLEX 12.6.0 on a server equipped with two Intel® Xeon® X5650 processors with six cores clocked at 2.66 GHz and 72 GB of RAM. In all cases, the processing time of the solver was limited to 3600 seconds, excluding the time to load the model. Some tests were carried with up to 20 arcs, however the time required to load the model in the memory was over 12 hours, thus we limited the tests to 15 arcs. The same instances are also solved using the metaheuristic developed in this article. Since the instances are smaller than the real case studies, the number of iterations was limited to 450 and all the operators developed are used. For each instance, ten runs were performed on a desktop computer equipped with an Intel® Core™ i7-2600K with eight cores clocked at 3.40 GHz with 16.0 Go of RAM. The results obtained are shown in Table 4.8. The runtime for the metaheuristic is the average obtained for the ten runs. These times were obtained by running five instances of the metaheuristic in parallel. Thus, the total runtime for the 10 runs is about twice the time written in the table. For most instances, the metaheuristic could reach the optimal solution. For the others, the value obtained by metaheuristic is between the lower and the best solution found by Ilog IBM Cplex. It should be noted that to compare the results in the table, the deadhead part of the objective function used in the metaheuristic was removed. This is due to the fact that this part is not included in the objective function of the exact formulation. However the deadhead part is used during the improvement process.

Table 4.6 Completion time obtained for each vehicle and for each priority.

Vehicle	1	2	3	Deadhead
k1	15585.51	15585.51	15585.51	3622.96
k2	10545.04	10545.04	10545.04	3218.54
k3	0	0	6988.11	2116.84
k4	819.45	4025.82	4025.82	399.27
k5	0	9712.18	9712.18	1808.80
k6	0	3265.34	3388.87	794.06
k7	0	0	4766.97	1263.49
k8	5918.81	5918.81	5918.81	1149.72
Max	15585.51	15585.51	15585.51	
Total				14373.68

(a) Previous routes.

Vehicle	1	2	3	Deadhead
k1	5978.82	5974.82	10985.22	1409.71
k2	5994.05	6039.64	10350.84	1854.08
k3	0	3152.65	11065.65	2193.60
k4	0	4013.30	4013.31	401.53
k5	0	4543.12	11044.25	4142.66
k6	0	2666.67	3159.97	856.04
k7	0	1917.64	4726.73	2011.63
k8	0	5906.07	5906.67	1467.19
Max	5994.05	6039.64	11065.54	
Total				14336.44

(b) Routes obtained with the metaheuristic.

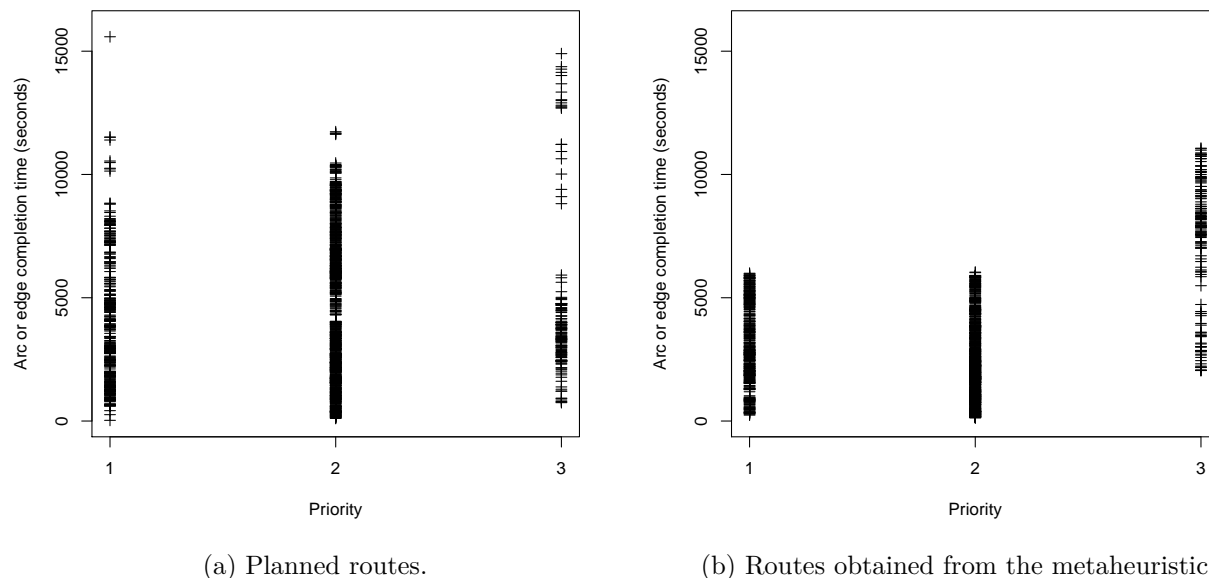


Figure 4.14 Comparison of the completion of the arcs and edges.

Table 4.7 Characteristics of the instances used for the comparison to the results obtained with Ilog IBM CPLEX. The table shows the number of arcs or edges in each category. Edges accounts for two arcs because they produce about twice the number of variables and constraints compared to arcs.

Instance number	P1	P2	P3	Arcs	Edges	Restricted to graders	Restricted to loaders
I10.1	3	3	4	10	0	3	0
I10.2	3	4	3	10	0	3	0
I10.3	4	3	3	10	0	4	0
I10.4	2	4	4	10	0	2	0
I10.5	3	3	3	8	1	3	1
I15.1	5	5	5	15	0	5	0
I15.2	5	5	5	15	0	5	0
I15.3	3	6	6	15	0	3	0
I15.4	3	7	5	15	0	3	0
I15.5	3	3	7	11	2	3	2

4.9 Conclusion

We have presented a graph transformation from a DRPPTP to an ATSP to tackle the SPRP. The transformation of the graph allowed us to take into account the turn penalties without slowing down the search phase with back-and-forth movements in the metaheuristic.

Table 4.8 Comparison of the results obtained with Ilog IBM CPLEX and those obtained with the metaheuristic. The times indicated in the table do not include the computation of the distances between the arcs or edges as both cases the same distances need to be computed. the objective value for the metaheuristic is the best value obtained out of ten runs.

Instance number	CPLEX					ALNS		
	Time to load model (seconds)	Time to solve model (seconds)	Lower bound	Upper bound	Gap to lower bound	Best objective value	Gap to lower bound	Runtime for one run (seconds)
I10.1	4	13	447809.23	447809.23	0	447809.23	0	54
I10.2	4	10	689979.36	689979.36	0	689979.36	0	37
I10.3	4	10	928735.96	928735.96	0	928735.96	0	37
I10.4	4	12	500992.09	500992.09	0	500992.09	0	39
I10.5	2	5	627115.11	627115.11	0	627115.11	0	38
I15.1	243	1454	505907.00	505907.00	0	505907.00	0	50
I15.2	271	3612	739875.6	818405.93	78530.33	814552.89	74677.29	49
I15.3	265	2427	755807.99	755807.99	0	755807.99	0	43
I15.4	245	3617	623393.52	779019.36	155625.84	663144.49	39750.97	46
I15.5	104	131	457210.4	457210.4	0	457260.89	50.49	53

We use a modified version of the ALNS metaheuristic to solve the problem. We chose the ALNS framework because it takes advantage of various neighborhoods to handle the different topologies that are often found in real networks. We developed new neighborhood operators to better handle the constraints. The grouping methodology is especially promising since it helps to retain good sequences and decreases the number of insertion requests. Finally, we apply a destruction operator several times before we repair the solution. This procedure handles the min-max objectives with several vehicles and the route balancing constraint.

We validated our methodology by comparing the results obtained to some routes planned for the city and a commercial solver. The methodology was applied on three real networks. The tests showed that the metaheuristic helped improve the routes planned by the city. Some operators performed better on some networks; this is probably due to the network topology. It would be interesting to develop a way to choose the operators based on the local network topology. However, the adaptive operators selection mechanism of the ALNS helps using the best operators at the good moment. We used the same weights for the different priority classes. However, in the case presented, the different classes have different topologies. It would therefore be interesting to investigate the performance of the algorithm with modified weights.

Acknowledgements

This work was supported by the Natural Sciences and Engineering Research Council of Canada, the Fonds de recherche Nature et technologies du Québec and Transports, Mobilité

durable et Électrification des transports Québec. This support is gratefully acknowledged.
english

CHAPITRE 5 ARTICLE 3: A CASE STUDY OF COMBINED WINTER ROAD SNOW PLOWING AND DE-ICER SPREADING

Auteurs :

O. Quirion-Blais, A. Langevin et M. Trépanier

Cet article a été soumis pour publication dans le Canadian Journal of Civil Engineering/Revue canadienne de génie civil.

5.1 Abstract

In this article, we address a winter maintenance problem where the streets need to be plowed and gritted in a given sequence which depends on the class of the road. There are different types of vehicles which can either be equipped for plowing, for spreading or for both operations at the same time. The objective is to end the operations as early as possible while considering a street hierarchy, turn restrictions, heterogeneous speeds and street/vehicle dependency. An Adaptive Large Neighborhood Search framework is developed to solve the problem. An analysis of the results obtained not only can provide a good basis for the routing of the vehicles, but can as well help managers in planning long term policies and investments.

Keywords: winter maintenance, Adaptive Large Neighborhood Search (ALNS), plowing, salt spreading.

5.2 Introduction

In winter maintenance, spreading chemicals and abrasives and plowing snow are common operations performed to keep the roads safe and passable. In recent years, the problems related to the routing of the vehicles used for these operations have drawn more attention (Campbell et al., 2014; Eglese et al., 2014). However, it appears that in the scientific literature, these operations have been considered either independent either from each other or as being performed concurrently in one passage by a set of homogeneous multitask vehicles. In reality, it often happens that the authorities responsible for winter maintenance operations manage a fleet of heterogeneous vehicles which can be equipped to perform gritting, plowing or both at once thus making the routing problem more complex. In this article, two types of maintenance operations are required for each street. The first one, spreading, also known as gritting or salting/sanding, consists in putting chemicals and abrasives on the road surface

to improve vehicle traction. The second one, plowing, consists in pushing the snow to the side of the street in order to clear the way for road traffic.

Depending on the type of vehicle servicing the street on the first passage, a second service might be required. The routing of the spreaders and snowplow is related to arc routing problems. One major difference between the two is that spreader routing is generally considered on an undirected graph with limited vehicle capacity while snowplow routing is generally considered on a directed graph with turn restrictions. There are other characteristics that can be similar or different for the two operations as shown in Table 5.1. The challenge underlying these constraints is that the problems are often site-specific. It is then difficult to develop a methodology that can cope with various situations.

Table 5.1 Comparison of the characteristics considered in the literature for two winter maintenance situations (Campbell et al., 2014; Perrier et al., 2011, 2007a).

	Gritter routing	Snowplow routing
Similar characteristics	Service hierarchy Maximum route duration Load balance Periodic service Time windows	
Different characteristics	Time dependent cost One or two lanes in a single pass Capacity constraints Working period Multiple vehicle and material depots Sector compactness Level of service policy	Turn restrictions Class continuity Class upgrading General precedence relation Multiple passes per road One or multiple vehicles per route Heterogeneous fleet Different service and deadhead speed Multiple vehicle depots Service continuity Synchronized tandem operations.

In this article, we adapt and test a methodology that considers the interrelation between the spreading and snow plowing operations. This work is motivated by real winter road maintenance in a northern city in the province of Québec.

The rest of the article is organized as follows. Section 5.3 reviews major works about routing for snow plowing and gritting. Section 5.4 describes the case study for this work and

the methodology used to tackle the problem. Section 5.5 presents and discusses the tests performed, and concluding remarks are provided in Section 5.6.

5.3 Literature Review

Winter snowplow and winter spreader operations present a special case of arc routing problems where a set of links must be serviced. They are very challenging because they involve a large set of constraints which depend largely on local conditions and practices. In the next sections, we review some major works about routing problems for snow plowing and winter spreading. For more information about arc routing problems, we refer the reader to Corberán et al. (2014).

5.3.1 The snowplow routing problem

Thorough literature reviews covering different snowplow routing problems from an operational research perspective have been produced by Perrier et al. (2007b); Campbell et al. (2014). Cabral et al. (2004) study the general case of the hierarchical chinese postman problem HCPP where the streets are assigned categories indicating the order in which they should be serviced. They also consider the notion of precedence, since vehicles take more time to go along a street that has not been plowed. A graph transformation, a decomposition and a makespan heuristic are used to solve the problem.

Similar constraints are addressed by Perrier et al. (2008) in a case study based on the City of Dieppe, New Brunswick. They consider priority classes based on traffic volume, road/vehicle compatibility, load balance, different service and deadheading speeds, and turn restrictions. A parallel algorithm heuristic and cluster-first, route-second methodology are devised to solve the snowplow routing problem.

Dussault et al. (2013) also take into account precedence together with turn penalties and asymmetrical weights when vehicles are plowing uphill in the context of snow plowing. They devise a local search algorithm, which they subsequently tested using theoretical instances.

Synchronized arc routing is introduced in Salazar-Aguilar et al. (2012). This situation occurs when a multi-lane road must be plowed by several vehicles side by side in one passage. The authors devise a metaheuristic to solve the problem. It is applied to theoretical benchmark instances and to a real case study in the city of Dieppe, New Brunswick.

Liu et al. (2014) use a memetic algorithm with extended neighborhood search (MAENS) to create snowplow routing within the city of Edmonton, Alberta. They perform a sensitivity

analysis to determine how many vehicles should be used to perform the plowing operation. They also measure the impact of the depot location on the travel distances and travel times of the vehicles.

Another case study was performed on three cities in the province of Québec (Quirion-Blais et al., 2015, 2016). In order to solve the snowplow routing problem, the authors devise a metaheuristic that factors in partial area coverage, service hierarchy, balanced workload, street/vehicle compatibility, one-way streets and turn restrictions.

5.3.2 The spreader routing problem

Eglese et al. (2014); Perrier et al. (2012, 2007a) review works dealing with winter spreaders. Eglese (1994) addresses gritter routing while considering salt capacity, network hierarchy and multiple depots. He heuristically solves a case study and concludes that the number of depots can be halved without increasing the number of vehicles and while respecting the constraints.

Muyldermans et al. (2002) focuses on district designs for salt spreading, taking into account vehicle capacity and the workload balance among vehicles. In an attempt to measure the quality of their cluster, they also use a heuristic to build the salting routes.

A dynamic version of the problem is studied by Handa et al. (2005, 2007). They adjust route planning using a genetic algorithm based on updated information obtained from Next Generation Road Information Systems. They test their algorithm on the road network of South Gloucestershire and achieve a 10% improvement in terms of total distances traveled by the trucks compared with the routing in use.

Tagmouti et al. (2007) address another dynamic version of the problem for which the service cost is a time-dependent piecewise linear function. In further works, they use a Variable Neighborhood Descent heuristic to solve the problem within a reasonable time (Tagmouti et al., 2010, 2011).

More recently, Gudac et al. (2014) also devised two heuristics which are fed using real-time information. Their algorithm considers vehicle capacity, priorities and load balancing.

5.3.3 The combined snowplowing and winter spreading problem

In Gupta et al. (2010) a routing model is developed to estimate the workforce required to plow the streets. They mention heterogeneous vehicles that could perform plowing, spreading or both; for the model, however, they consider that all streets require only one service where

both plowing and spreading is performed simultaneously by uniform vehicles. In their work, they also consider multiple depots, variable speeds, weather input and U-turns penalties and they prioritize roads with high annual average daily traffic AADT.

Hajibabai et al. (2014) study the case where plowing and spreading are performed concurrently in Lake County, Illinois. They devise a model and a heuristic that takes into account priorities, turn restrictions, salt and fuel capacity. In a further work, the dynamic version of the problem is also considered (Hajibabai and Ouyang, 2016).

Kinable et al. (2016) study a problem where all the vehicles perform both spreading and plowing at the same time in the city of Pittsburgh, Pennsylvania. In their work, the vehicles need to service the complete network while minimizing the makespan. They consider a mixed multigraph since some streets can be serviced in only one passage in either direction and they take into account the following constraints: heterogeneous capacity, limited fuel and salt capacity and several depots. They model the problem with a mixed integer programming MIP and a constraint programming CP models and they propose a constructive heuristic to solve the problem.

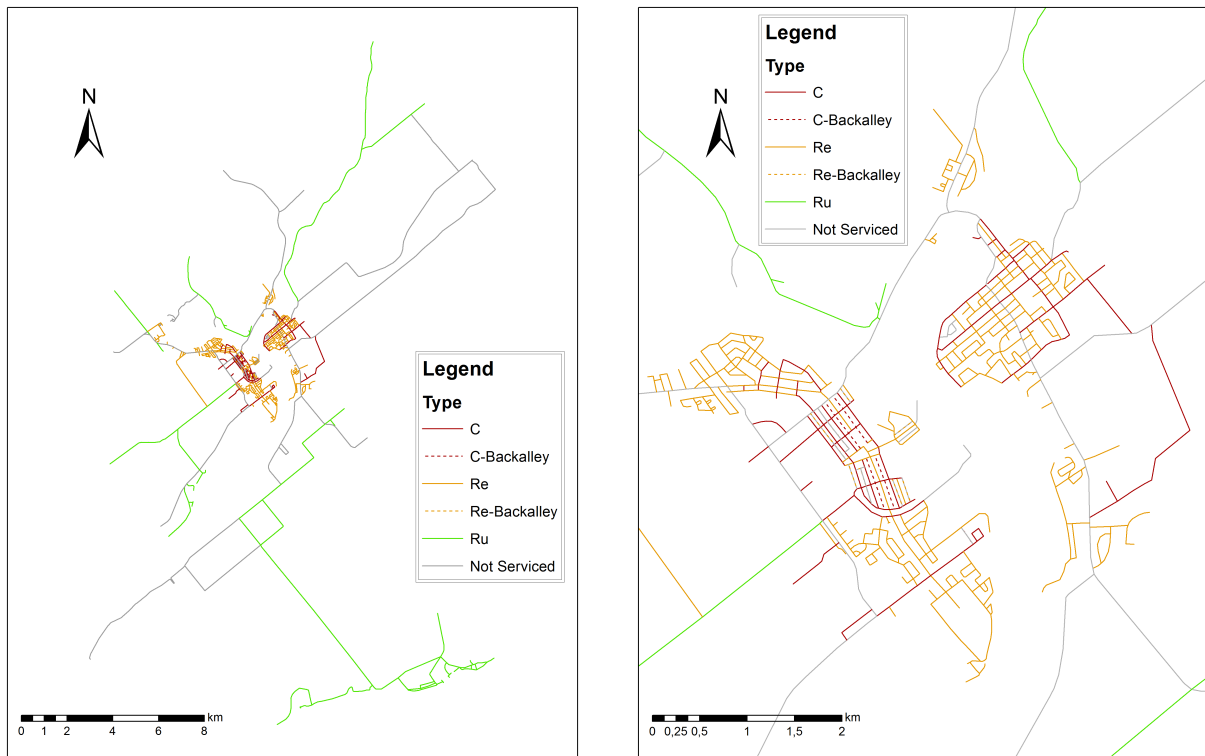
5.4 Case Study and Methodology

In this section, we describe the case study and the solution methodology we use to tackle the problem.

5.4.1 Case study

The case study for this article is from a small city in Northern Québec, Canada. Figure 5.1 shows the road network, which is composed of 527 kilometres of roadway. While freeways, arterials and collectors are serviced under the provincial authorities, the city is in charge of the local roads, which account for 347 kilometres. They are divided into a three-class hierarchy: commercial (c-), residential (re-) and rural (ru-) streets. All the local streets need to be gritted and plowed after a major snow event.

Three types of vehicles are available: graders, front-end loaders, and tandem axle trucks. The graders and the front-end loaders can only plow the streets while the tandem axle trucks can plow, spread or do both at once. Commercial streets have to be plowed by graders, which can remove snow more effectively. Back alleys, which are narrower need to be serviced by the front-end loaders and only once in either direction. For the case we are presenting, a total of eight vehicles are available : two graders, three front-end loaders and three tandem axle trucks. The operating and deadheading speeds for each type of vehicle are given in Table 5.2.



(a) The rural part has long stretches of roads.

(b) The urban part has a grid pattern.

Figure 5.1 Road network map with a three-level hierarchy (c, re and ru).

Figure 5.2 shows the steps to be performed during a normal snow event. At the beginning of the snowfall, the tandem axle trucks are sent to grit the commercial streets. The second step starts when a sufficient quantity of snow has accumulated on the ground. Then all the vehicles start to plow the road network in order of priority: commercial streets first, followed by residential streets and finally rural streets as shown in steps 2, 3 and 4. Afterward, the tandem axle trucks are sent out to grit the streets that have not yet been gritted. For this last step, no hierarchical classes are observed.

It should be noted that it is not required to end the previous step before starting a new one.

Table 5.2 Vehicle speed (km/h).

	Plowing			Spreading		Deadheading c, re and ru
	c	re	ru	c	re and ru	
Grader	20	20	25	20	25	25
Front-end loader	25	25	25	25	25	25
Tandem axle trucks	35	35	50	35	50	50

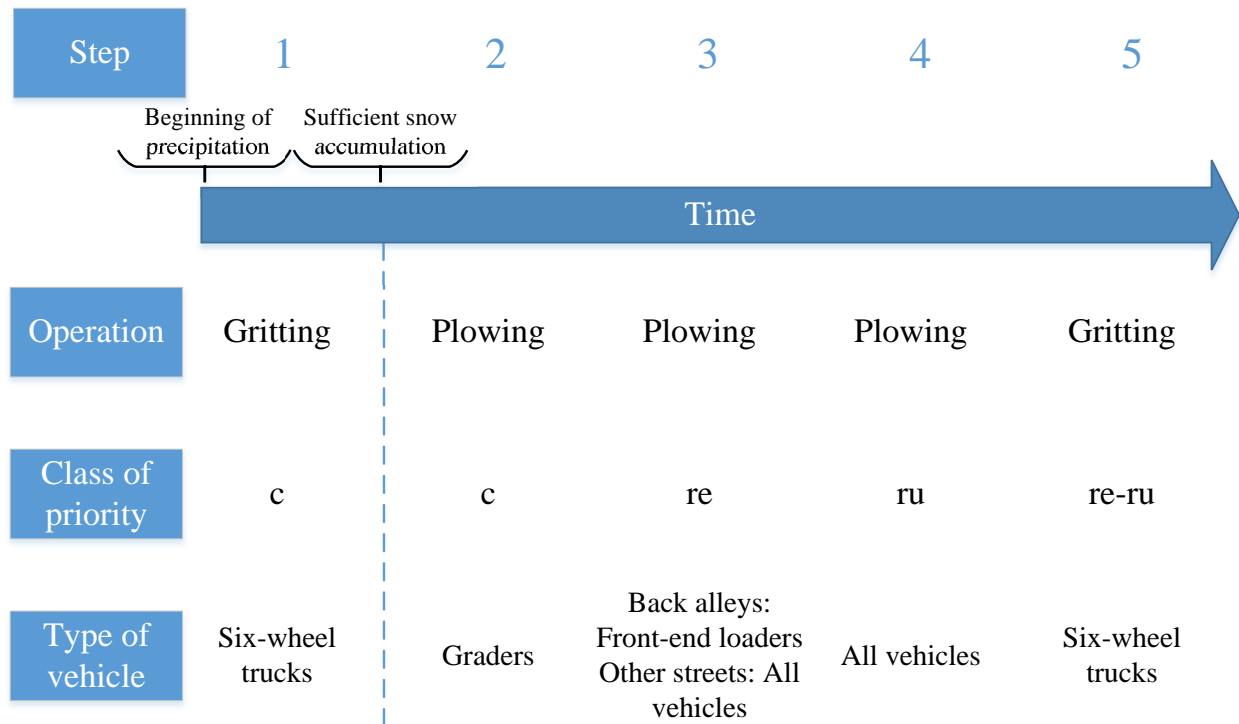


Figure 5.2 Order of operations followed after a snowfall.

For example, the graders can still be plowing the commercial streets while the other vehicles start plowing residential streets. However, all the higher priority classes must be completed before the lower ones. Therefore if all residential streets are cleaned before the commercial streets then the ending time of the residential streets is extended until all the commercial streets are cleaned. Since some streets are only plowed by vehicles in the second, third or fourth step, they still need to be gritted by another vehicle. Thus, in a fifth step the tandem axle trucks are required to grit the streets not plowed by them previously.

Another operational constraint that should be considered is that heavy vehicles cannot be operated as easily as cars. Therefore U-turns can be dangerous and should be avoided. For most intersections, the danger is so high that U-turns are prohibited; nevertheless, they are mandatory on dead-end streets. In between, some U-turns are allowed if they can save a lot of time.

Another consideration that should be taken into account during plowing is that snow is being pushed to the right side of the truck. Therefore when the vehicle travels straight ahead through an intersection or turns left, the driver needs to take extra care not to leave any snow windrow in the middle of the intersection. Considering this, right turns should be favored

as much as possible and the number of left turns kept to a minimum. On the other hand, it is also considered good practice to complete all the segments of one street before starting another.

5.4.2 Solution methodology

To address these constraints, we opted for a solution based on the adaptive large neighborhood search ALNS metaheuristic. This algorithm is divided into two steps. Initially, a solution, which consists of a set of routes, one for each vehicle, is built using a simple construction heuristic. Then, the initial solution is sent to an improvement step where route sections are removed and reinserted elsewhere, in the same route or in another one. The route sections to be removed are selected following certain rules described by the neighborhood destruction operators. For example, one neighborhood operator can choose to remove the links that incurs the highest costs. This rule can be applied one or several times before the solution is sent to a neighborhood repair operator, which reinserts the links following a certain strategy in order to obtain a feasible solution. An example of a construction operator would be to insert some of the removed links in the position that incurs the least cost in the solution.

The strength of the ALNS lies in the fact that there are different neighborhoods and in the adaptive mechanism which chooses these operators. One operator might behave better in improving solutions that are penalized by hierarchy constraints, while another might behave better for improving routes that have a lot of deadhead. The efficiency of the neighborhood operators varies depending on the characteristics of the network, the constraints and the advancement in the search phase. The adaptive neighborhood selection mechanism helps to choose the best operators at the best moment.

The ALNS used for this work is adapted from the one devised for the snowplow routing problem in Quirion-Blais et al. (2016). The procedure consists in first applying the algorithm iteratively for each hierarchical class and one more time while considering all classes but not changing the arcs from one priority to another. To integrate the spreading phase, we modify this framework as shown in Figure 5.3. The new methodology is described as follows:

1. The algorithm is used to develop **spreaders** routes for the **commercial** streets. We consider this step independently from the others since the completion time does not have any relationship with the other steps. Therefore, we do not consider this step in the makespan of the operations but rather start to measure the time after the dashed line in Figure 5.2. Since this step can be taken independently from the rest of the methodology, it is not considered in the rest of this article.
2. The algorithm is used to develop **snowplow** routes problem for the **commercial**

streets.

3. The third step of improvement builds the plow routes to **plow** the **residential** streets. The ending time from the previous step is also used in order to balance the total length of each route.
4. The fourth step of improvement is similar to the third step except that we are improving the **plowing** routes for the **rural** streets.
5. Before starting the fifth improvement phase, the data for the **spreading** step for the **residential** and **rural** streets have to be updated. Indeed, all the streets serviced by the tandem axle trucks in the third and fourth steps can be removed since these trucks can perform both spreading and plowing at the same time. Then the improvement step can be performed using the ending time from the previous step to balance the workload among the trucks.
6. Before starting this improvement step, **all the routes** from the other steps, except the first one, are **merged** for each vehicle. Then the ALNS can pick and insert links in all the routes as long as the priority class and the street/vehicle compatibility are respected. For this part of the improvement phase, an additional step is added before inserting the links in the vehicle routes. If a link in class re or ru is inserted in the route of a tandem axle truck, then all the tandem axle truck routes are inspected to remove this arc from the spreading phase. On the other hand, if a link in class re or ru is inserted in a route of a vehicle that cannot plow, then the tandem axle truck routes are inspected to find the link in their spreading phase. If it is not found, the link is immediately inserted into the tandem axle truck spreading phase using the best insertion procedure.

A few other modifications are brought to the algorithm so that it gives a better representation of reality :

- The objective function to be improved is the following:

$$z = \sum_{p \in P} (t^p M^p) + t^{deadhead} M^{deadhead} \quad (5.1)$$

where the variables t^p and $t^{deadhead}$ are respectively the ending time for each priority p and the cumulative deadheading time, the constants M^p and $M^{deadheading}$ are weights set by the user to give more or less importance to each priority or the deadheading time, and P is the set of priorities.

- Since turn restrictions are different for the spreading and plowing steps, two matrices of distances between the arcs are built. The plowing distances are used until the

- vehicle starts spreading, after which the spreading distances are used.
- The turn penalties depend on the angle between the arc entering and the one leaving as shown in Table 5.3.
 - A street/vehicle compatibility constraint is enforced.
 - In all cases, the weight $M^{deadhead}$ is set equal to 1. This part of the objective function is used to help the metaheuristic to find improvements.
 - The weights affecting the ending time in the objective function are modified by trial and error following the value of the ending time. The goal is to keep the values of each part of the objective function, or each priority, in the same order of value unless otherwise specified.
 - The seeds for which the clusters are built in the initial solution are located by an expert based on vehicle type and number.
 - We did not consider any capacity.

Table 5.3 Angle range measured according to Figure 5.4 and penalty given to each type of turn.

Type of turn	Angle range	Plowing penalty	Spreading penalty
Right turns	$20^\circ \leq \theta < 160^\circ$	0	1
Straight ahead, same street name	$160^\circ \leq \theta < 200^\circ$	0	0
Straight ahead, street name changes	$160^\circ \leq \theta < 200^\circ$	1	1
Left turns	$200^\circ \leq \theta < 340^\circ$	2	1
U-turns	$-20^\circ \leq \theta < 20^\circ$	12	12

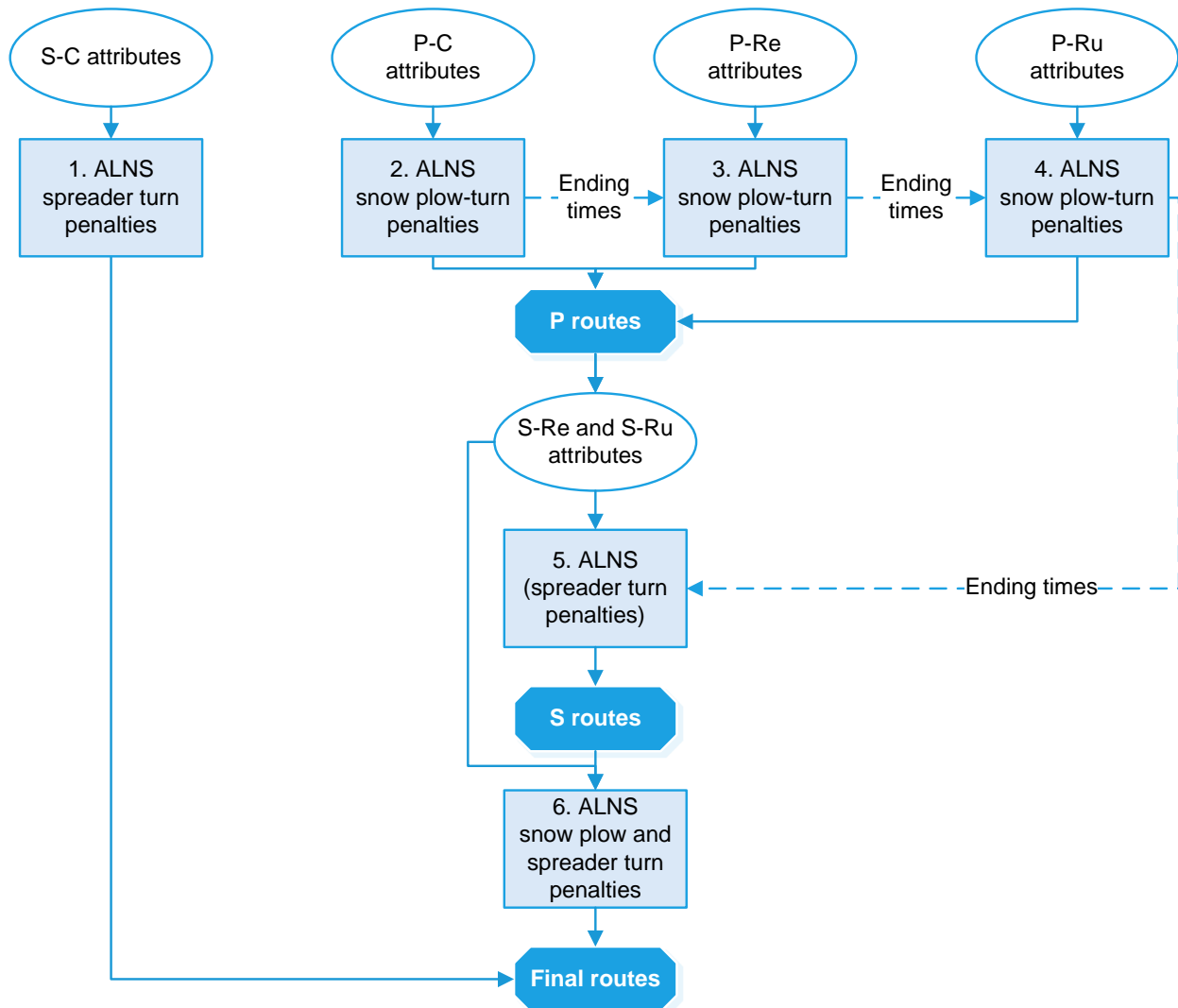


Figure 5.3 Scheme of application of the ALNS metaheuristic. S-C, S-Re and S-Ru respectively stand for spreading on commercial, residential and rural streets. Similarly, P-C, P-Re and P-Ru respectively stand for plowing on commercial, residential and rural streets.

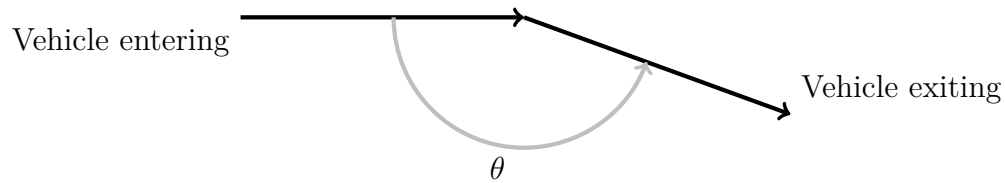


Figure 5.4 Measurement of the difference between the input and output angles of a vehicle crossing an intersection.

5.5 Experiment and Results

The algorithm was used first with the fleet of vehicles in current use for the case study. Figure 5.5 shows the routing obtained for each vehicle. It can be seen that the vehicles that can do both spreading and plowing are sent to the extremities of the network and come back to the centre to grit the streets, which have been plowed by the other vehicles in the first phases.

Then, the algorithm is applied using various fleet configurations to reflect life events. To do so, the number of vehicles is varied by removing or adding one from or to the number in vehicles of the current fleet. The various combinations obtained are shown in Table 5.4. It should be noted that fleets having fewer than six or more than ten vehicles are not considered since they are too different from the current situation. Some tests are also done with the same number of vehicles as in the current fleet, but changing the values of the weights in order to give more importance to each part of the objective function. Four tests are carried out by iteratively doubling the value of each part of the objective function.

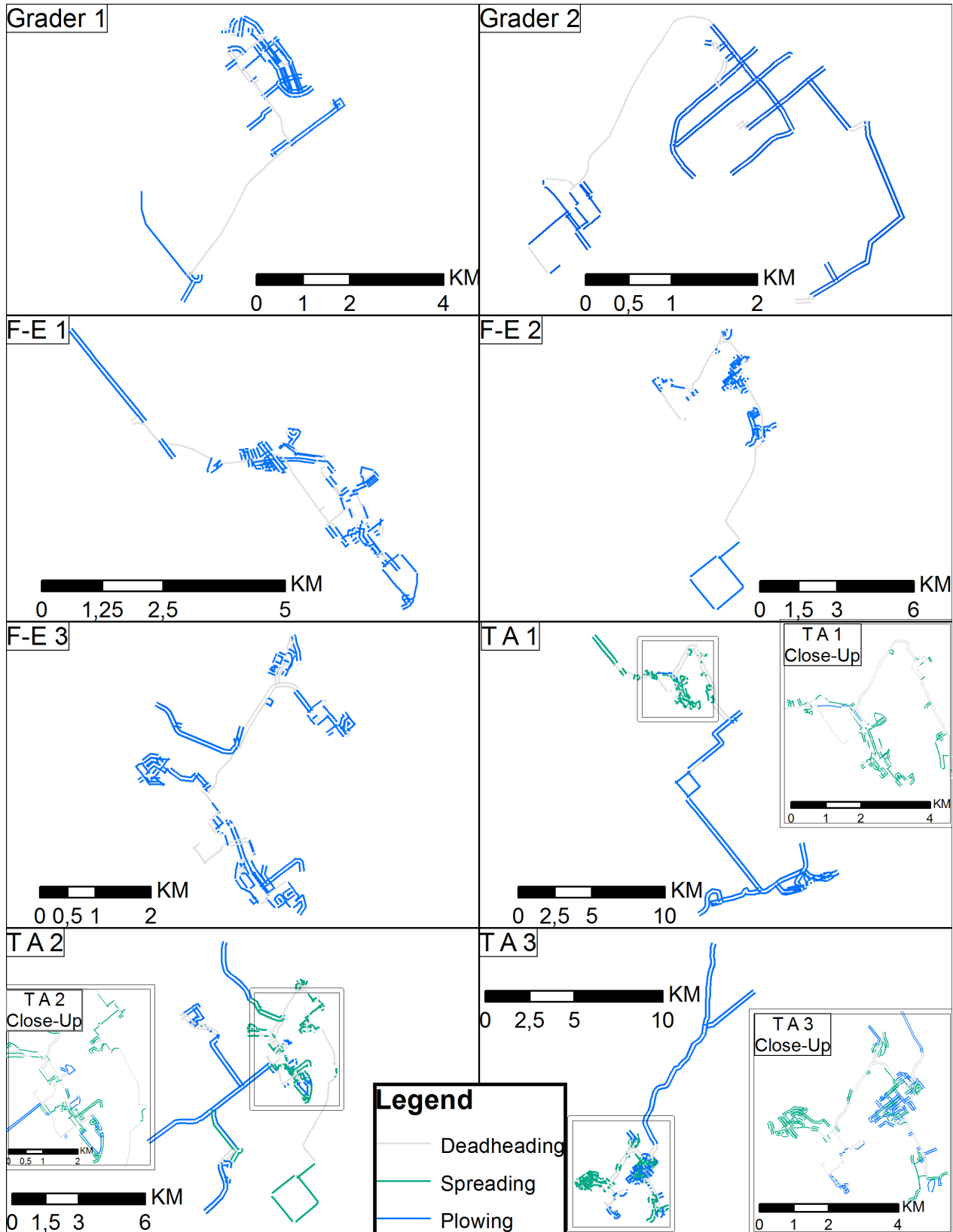


Figure 5.5 Routing obtained for each vehicle (F-E: front-end loader, T A: tandem axle truck).

Table 5.4 Composition of vehicle fleets used to test the methodology. CF corresponds to the current fleet in the city. Fleets of less than six or more than ten vehicles are not considered in this table.

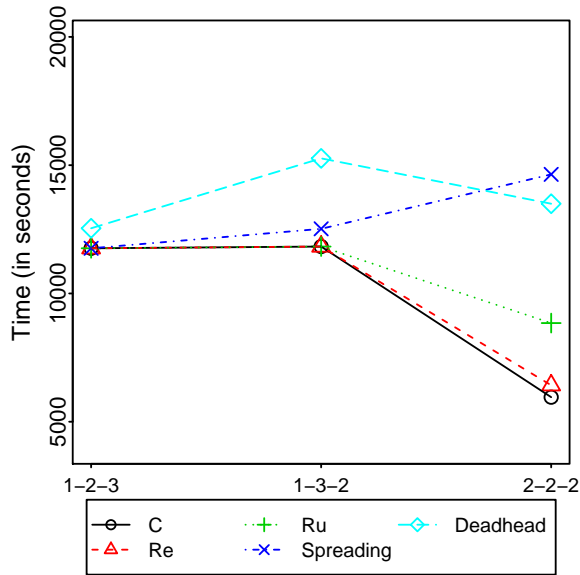
	Graders	Front-end loaders	Tandem axle trucks	Total
CF	2	3	3	8
1	1	2	3	6
2	1	3	2	6
3	2	2	2	6
4	1	2	4	7
5	1	3	3	7
6	1	4	2	7
7	2	2	3	7
8	2	3	2	7
9	3	2	2	7
10	1	3	4	8
11	1	4	3	8
12	2	2	4	8
13	2	4	2	8
14	3	2	3	8
15	3	3	2	8
16	1	4	4	9
17	2	3	4	9
18	2	4	3	9
19	3	2	4	9
20	3	4	2	9
21	3	3	3	9
22	2	4	4	10
23	3	3	4	10
24	3	4	3	10

For each fleet configuration, ten replications are done and the lowest value of the objective function for each set is kept. The ending time, including the turn penalties for each street class and the deadhead time obtained, are shown in Figure 5.5.

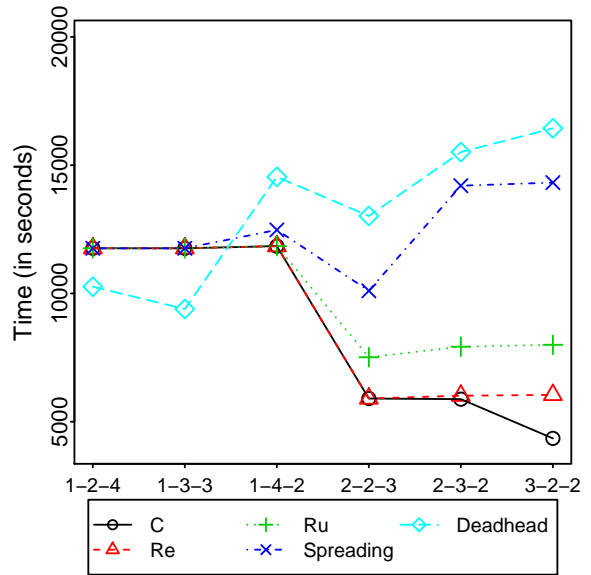
When looking at the ending time of the c-class for all the fleets studied, we can see that it is directly related to the number of graders. This is explained by the fact that c-streets can only be serviced by graders. Since the number of graders seems to be a bottleneck for this fleet, we can measure the effect of adding or removing one such vehicle in terms of time. According to the graphs, the ending time of the c-class is about 12,000 seconds with one grader, 6,000 seconds with two graders and 4,200 seconds with three graders. One can

observe that there is a big improvement when upgrading from one grader to two. This is explained by the topology of the networks, when looking at Figure 5.1 one can see that the c-class can easily be divided into two. Separating the streets into three parts is less evident and the time reduction is much less significant.

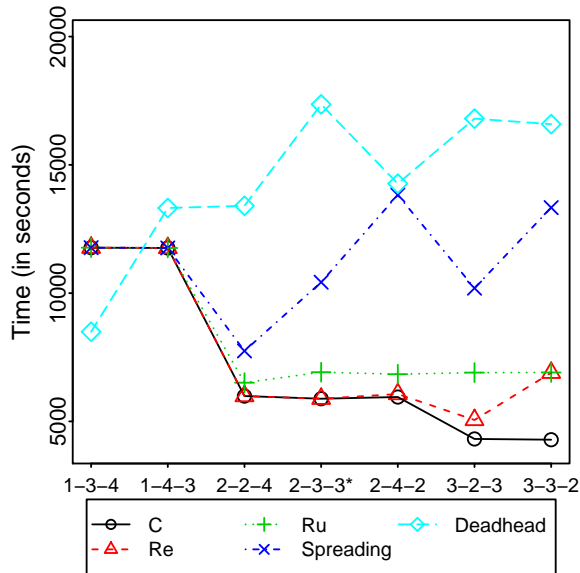
On the other hand, graphs (f) in Figure 5.5 show that the ending time of the c-class seems to be insensitive to moderate variations in the weights of the objective function. Again,



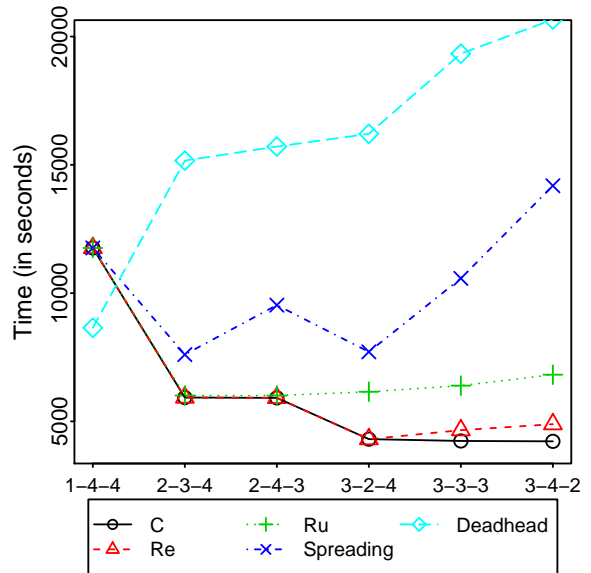
(a) 6 vehicles.



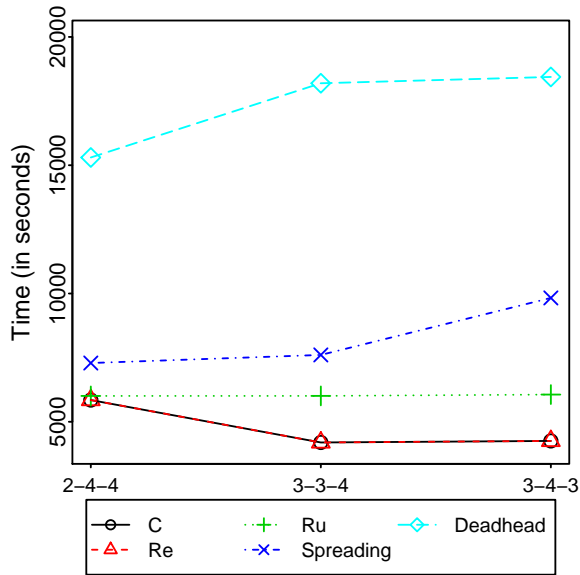
(b) 7 vehicles.



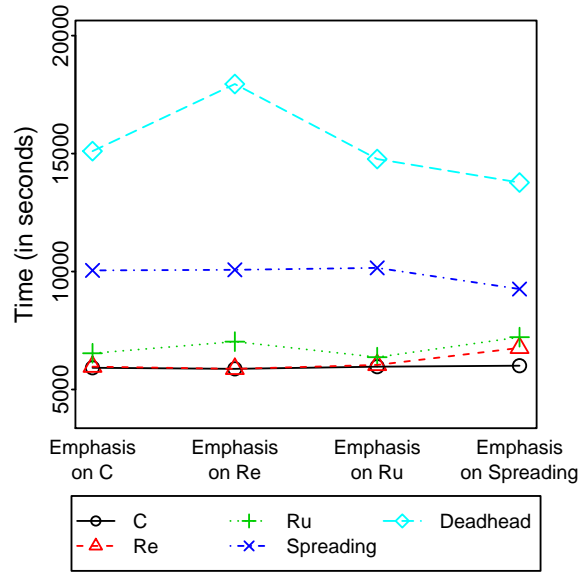
(c) 8 vehicles.



(d) 9 vehicles.



(e) 10 vehicles.



(f) Varying the weights.

Figure 5.5 Ending time by priority for each fleet composition. The ending of the c-class and the re-class are often superimposed with vehicle fleets similar to the current situation.

this shows that the current number of graders is low considering the actual network and constraints. Even when putting a moderate emphasis on the other parts of the objective function, the ending time of the c-class stays about the same.

The results also tend to show that there is one front-end loader in excess when looking at the 2-2-3 and the 2-3-2 configurations in part (b) of Figure 5.5. Indeed, ending times for the c- and re-class are about the same and slightly extended for the ru-class and more or less extended for the spreading phase depending on which type of vehicle is removed. This situation can be maintained voluntarily in order to prepare in case one of the vehicle breaks down. The rest of the fleet would still be able to service all the streets in reasonable time.

Part (d) of Figure 5.5 can also be used to determine which type of vehicle should be chosen in case the authorities want to expand the fleet. In this case, one should choose between a tandem axle truck, which decreases the ending for the ru-streets and the spreading phase, or a grader, which can reduce the ending time for the c-streets as well. Adding one front-end loader would only reduce the ending time of the ru-class while that of the spreading phase stays about the same.

5.6 Conclusion

In this article, we have introduced a new problem: dual demand routing. The main difficulty in this problem lies not only in that several routes must be developed within a large-scale network, but also that some vehicles can perform only one operation while others can perform both at the same time. We have developed an ALNS framework that can effectively find a solution to the problem. It takes into account: turn restrictions, network hierarchy and street/vehicle compatibility, and heterogeneous vehicle speeds. This solution is not intended to replace the planners, but rather to provide a starting solution which respects their constraints while taking advantage of the dual functionality of some vehicles.

More than merely providing some routes, we have shown that the tools can effectively be used for tactical planning. When applied to a case study, we have seen that the current fleet has one excess front-end loader. The algorithm can then be used to help determine how to change the fleet composition or how to change the winter management policies if required.

Acknowledgments

This work was supported by the Natural Sciences and Engineering Research Council of Canada, the Fonds de recherche Nature et technologies du Québec and Transports, Mobilité durable et Électrification des transports Québec. Their support is gratefully acknowledged. We also thank our collaborators for providing input about their operations.

CHAPITRE 6 TRAITEMENT DES DONNÉES

Ce chapitre décrit les développements informatiques entourant les algorithmes, mais qui n'ont pas été présentés dans les articles. Il revêt une certaine importance considérant que les travaux réalisés visent à développer des méthodes pour les cas réels. Il est donc utile de développer une méthode pour importer et exporter les données réelles.

6.1 Réseau géographique et réseau mathématique

Pour utiliser les algorithmes informatiques, il faut passer d'un réseau géographique à un réseau mathématique. Le réseau géographique contient des informations détaillées sur l'emplacement des rues et des intersections tandis que pour un réseau mathématique, l'important est de bien connaître les informations concernant une rue plus que sa position géographique.

Ainsi, le réseau géographique indique toutes les coordonnées géographiques des rues, jusqu'à une certaine précision. Il indique les détours qu'une rue peut prendre pour contourner des obstacles. Puis le segment de rue se termine à un point. Dans un système d'information géographique (SIG), il est également possible d'associer des attributs au réseau géographique pour indiquer certaines informations telles que le nom de la rue, la largeur, le nombre de voies, etc. Plus de détails sont donnés sur les SIG dans les sections qui suivent. En termes de vocabulaire, on peut appeler les rues selon leur type, par exemple, avenue, boulevard, rue, route, etc. Les endroits où se rencontrent plusieurs segments de rues sont nommés intersections. Dans les SIG, on peut également utiliser les noms lignes ou polylignes pour nommer les segments de rue et points pour les intersections.

Pour un réseau mathématique, il n'est pas nécessaire de connaître les détours pris par une rue avec précision, l'important est de connaître sa longueur totale. Le réseau mathématique contient donc essentiellement les points d'origine et de destination de chaque segment de rues, les coordonnées géographiques ne sont plus nécessaires. Pour en simplifier la lecture, on numérote donc généralement les intersections avec des entiers, plus simples à lire que des coordonnées géographiques. On peut aussi associer des attributs aux rues lorsque certaines informations supplémentaires sont requises concernant certaines rues. Par exemple, on peut indiquer si les demi-tours sont interdits. En termes de vocabulaire, un réseau peut s'appeler tel quel, mais il peut également s'appeler un graphe. Un segment de rue se nomme arc s'il peut être parcouru dans un seul sens ou arête s'il peut être parcouru dans les deux sens. L'endroit où se rencontrent les arcs se nomme un nœud.

6.2 Les fichiers de réseaux routiers

Pour importer des réseaux routiers géographiques dans l'algorithme, nous avons choisi d'utiliser des fichiers de type *Shapefile*. Ce type de fichier permet de représenter aisément des objets de nature géographique et de leur associer des propriétés qu'on appelle attributs. De plus, des données concernant les réseaux routiers sont disponibles dans Internet. Il existe de nombreux logiciels libres et propriétaires qui permettent l'affichage et l'analyse de ce type de fichier. Trois logiciels ont été utilisés pour ce travail : ArcMapTM (ESRI®, 2010), MapWindow (MapWindow GIS Team, 2011) et fGIS (University of Wisconsin, 2005). La figure 6.1 montre le cheminement des données de la source à l'affichage final. Les prochaines sections donnent plus de détails à ce propos.

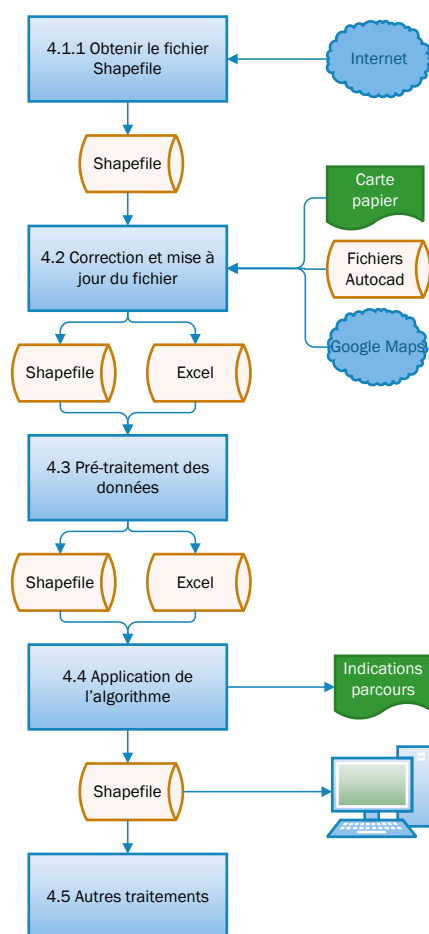


Figure 6.1 Schéma du flux de données réalisé durant la thèse. Le flux de données débute et se termine sous forme de fichier *Shapefile* permettant ainsi une compatibilité avec les SIG.

6.2.1 Obtention du fichier *Shapefile*

Pour le cas Dolbeau-Mistassini (DM), les données initiales concernant le réseau routier et le réseau hydrographique ont été obtenues à partir de Statistique Canada (2006a,b,c) grâce au programme d’Initiative de Démocratisation des Données. Pour les deux autres cas, les données ont été obtenues à partir de Geogratis, Ressources naturelles Canada, Gouvernement du Canada (2012). Les attributs disponibles dans les couches sont présentés à l’annexe F.

6.3 Correction et mise à jour des fichiers

Dans leur forme originale, les fichiers comportent de nombreuses erreurs comme :

- certaines rues du fichier n’existent pas ou elles n’ont pas été construites encore (rues projetées/fictives).
- certaines rues appartiennent à des compagnies privées comme les compagnies forestières. Les véhicules d’entretien hivernal ne sont pas autorisés à circuler sur ces rues (rues privées/chemins de bois).
- certaines rues ont été construites, mais n’existent pas dans le fichier (nouvelles rues).
- certaines rues ne sont pas bien tracées dans le fichier (tracé erroné).
- certaines rues ne sont pas bien classifiées (erreur d’attribut).

Un long travail de mise à jour a donc été nécessaire. Pour ce faire, la ville DM nous a fait parvenir un fichier AutoCAD de la carte de la ville ainsi que des cartes en format papier. Les documents fournis donnent plutôt une représentation physique des rues et la conversion vers un fichier *Shapefile* est laborieuse. Ces documents, ainsi que Google Maps ©(Map data©Google, 2017), ont été utilisés pour faire une mise à jour manuelle du fichier *Shapefile*, lorsque nécessaire. Finalement, de nombreux échanges avec les intervenants à la ville DM nous ont permis d’obtenir des clarifications lorsqu’il y avait un conflit entre les différentes sources d’information.

Pour les deux autres cas d’études, les corrections de fichier ont été plus sommaires, basées sur des observations visuelles du réseau et des informations obtenues sur Google Maps© (Map data©Google, 2017).

6.4 Prétraitement des données

Une fois le fichier *Shapefile* mis à jour, un second type de traitement est exécuté afin de transformer le réseau en un graphe utilisable par l’algorithme. Pour le premier article, ce prétraitement a été exécuté en exportant le réseau dans un fichier Microsoft Excel (Microsoft®),

2016) à partir d'un logiciel SIG, puis en exécutant un code Visual Basic pour Applications (VBA) dans Microsoft Excel. Pour les cas subséquents, un code en VB.NET utilisant la bibliothèque de fonctions ArcView ShapeFile OCX and DLL (Pickard, 2015) a permis de modifier directement le fichier *Shapefile*, sans passer par Microsoft Excel.

Les modifications apportées consistent, dans un premier temps, à multiplier les rues par le nombre de voies puis à les orienter. Par exemple, pour une rue à circulation à contresens, deux objets de type ligne sont créés dans les directions opposées. Pour le cas spécifique des ruelles, qui peuvent être déneigées en un seul passage dans une direction ou dans l'autre, deux objets de type ligne ont aussi été créés, mais un attribut indiquant qu'il s'agit d'une ruelle est ajouté.

Par la suite, les rues ont été répertoriées dans les catégories c (commerciales), re (résidentielles), ru (rurales) ou non desservies. Pour ce faire, la démarche suivante a été développée en fonction des informations données par les intervenants à la ville DM :

1. Toutes les rues dont l'attribut numéro de route n'est pas nul, sont désignées comme à ne pas desservir. Pour DM, le champ "RANG" est utilisé. Pour Baie-Comeau (BC) et Plateau-Mont-Royal (PMR), le champ NUMROUTE est utilisé.
2. Parmi les rues restantes, tous les segments rue dont la longueur est supérieure à 85 mètres sont désignés comme faisant partie de la classe ru. Les courts segments compris entre deux longs segments, mais qui devraient visuellement être inclus dans la classe ru, sont ajoutés manuellement.
3. Parmi les segments restants, tous ceux qui ne sont pas catégorisés comme "Local/rue" sont désignés comme c. Pour DM, le champ "GENRE" est utilisé. Pour BC et PMR, le champ "CLASSROUTE" est utilisé.
4. Tous les segments restants sont identifiés comme re.

Finalement, les numéros de routes basés sur le système de classification national des routes et qui sont inclus dans le fichier original sont également utilisés pour déterminer si les demi-tours sont autorisés ou non. En effet, les demi-tours sont interdits sur tous les segments de rue se terminant à une intersection où se trouve une route numérotée. Un code utilisant aussi la bibliothèque de fonctions ArcView ShapeFile OCX and DLL (Pickard, 2015) a aussi été élaboré pour inscrire automatiquement les interdictions de demi-tours comme un attribut dans le fichier *Shapefile*.

Ce travail de prétraitement a été réalisé pour les trois études de cas réalisées.

6.5 Application de l'algorithme

L'algorithme a été programmé en VB.NET et utilise le fichier Excel ou *Shapefile* comme source de données. Il a été construit à partir de la bibliothèque de fonctions Polyroutes (Amaya, 2006). Les fonctions de cette dernière furent beaucoup utilisées au départ, mais furent progressivement délaissées au profit d'un code conçu spécifiquement pour l'algorithme. À la fin, seules quelques fonctions d'importation et de calcul des plus courts chemins sont encore utilisées.

Une dernière transformation est requise pour passer du réseau routier au graphe analytique. Il s'agit de fusionner tous les segments de rue compris entre deux intersections. Ces segments servent à l'affichage et les éliminer permet de réduire le nombre de variables dans le problème. Chaque fois qu'un segment est retiré, sa longueur est conservée à l'intérieur d'un attribut pour s'assurer que le segment restant à la fin conserve la distance réelle entre les intersections. Finalement, pour la deuxième et la troisième partie de ce travail, un prétraitement supplémentaire est exécuté pour transformer le problème de tournées sur les arcs en un problème de tournées sur les nœuds.

La figure 6.2 présente une synthèse de l'algorithme de recherche à voisinage adaptatif large (*adaptive large neighborhood search*) (ALNS) codé pour cette thèse. Le *Shapefile* et les paramètres de l'ALNS, incluant les informations sur les véhicules, sont importés grâce à la procédure *ChargeReseau*. La procédure *TransformReseau* transforme le réseau géographique en un réseau mathématique. À l'intérieur du code, l'utilisation d'objets simples comme les listes et les *array* a été favorisée pour améliorer la performance. Le réseau est ensuite transféré vers la procédure *CalculCheminsPlusCourts*. Cette dernière vérifie s'il existe un fichier contenant les plus courts chemins sur le disque dur. Si oui, la matrice est chargée sans avoir à calculer les distances. Sinon, la procédure utilise l'algorithme de Dijkstra pour calculer les plus courts chemins entre toutes les paires d'arcs. Des traces sont aussi gardées afin de pouvoir reconstruire les tournées à partir des chemins les plus courts lors de l'exportation des données. Une fois que les chemins les plus courts sont calculés, la matrice des précédences ainsi que la matrice des distances sont enregistrées sur le disque dur de l'ordinateur. Elles peuvent ainsi être réutilisées, ce qui accélère le traitement du code.

Le réseau transféré à la prochaine étape est principalement composé des distances entre les arcs, les priorités ainsi que les types de rues pour les contraintes rue/véhicule. Il est envoyé à l'étape *ConstruitSolInit* où les trois heuristiques de construction simple sont appliquées pour produire la solution initiale. Les heuristiques construisent leur solution et la transfère à *SelectBest* qui choisit la meilleure en se référant à *EvalSol*.

La meilleure solution est ensuite transférée à l'étape d'*amélioration*. La procédure *AccepSol* vérifie le critère d'acceptation de la solution en se basant sur le résultat obtenu de *EvalSol*. S'il est respecté, la solution est conservée pour la prochaine itération. Une copie de la meilleure solution obtenue jusqu'à maintenant est également conservée. L'acceptation ou le refus de la solution influence les probabilités de choisir les opérateurs de destruction et de construction. *AccepSol* vérifie si le critère d'arrêt est satisfait. Sinon, la solution est transférée vers la procédure *AppOpDest* qui choisit l'opérateur de destruction en fonction des probabilités obtenues de *AjustProbaOp*. L'opérateur est ensuite appliqué une ou plusieurs fois selon le cas. Il peut utiliser la procédure externe *LKH* (Helsgaun, 2012) si requis. Les arcs retirés et la solution partielle sont transférés vers *AppOpConst* où le même principe s'applique que pour *AppOpDest*. La solution est ensuite retournée à *AccepSol*.

La solution itère ainsi jusqu'à ce le critère d'arrêt soit rencontré. À ce moment, la meilleure solution jusqu'à maintenant est transférée vers *ExportSol*. Cette dernière transfère les tournées obtenues vers le *Shapefile* ou autre format selon le cas. Si nécessaire, elle peut utiliser la matrice des précédences produites par *CalculCheminsPlusCourts*.

Le code est conçu de façon à ce que plusieurs exécutables puissent être lancés simultanément. Ceci permet de réaliser les itérations plus rapidement.

6.6 Autres traitements

À la fin de l'algorithme, un module d'exportation de données permet d'obtenir les parcours pour chaque camion sous forme d'une série d'indications à exécuter par le conducteur du véhicule. Les données sont également exportées dans un ou plusieurs fichiers *Shapefile* pour permettre l'affichage. Il est alors possible d'afficher les tournées, une à la fois, sur une carte, ou toutes en même temps en leur donnant des couleurs différentes. L'affichage des tournées n'est pas une tâche facile dans le cas des tournées sur les arcs pour plusieurs raisons. Premièrement, dans un SIG pour une rue où la circulation se fait à contresens, les deux segments de rue sont généralement superposés dans le fichier *Shapefile*. Ensuite il arrive que plusieurs véhicules passent sur le même segment de rue. Il arrive même que certains véhicules passent plusieurs fois sur un même segment de rue. Cela est particulièrement vrai pour la troisième contribution où certains véhicules doivent retourner épandre des abrasifs sur des segments qui ont été déneigés par d'autres véhicules. L'une des meilleures solutions a donc été de représenter seulement les arcs desservis en choisissant une couleur par véhicule. Une option d'affichage permet aussi de décaler les arcs superposés ce qui permet de voir les deux côtés d'une rue. En représentant les tournées une par une, il est aussi possible d'opter pour un dégradé d'une couleur afin de pouvoir suivre l'ordre d'une tournée pour le véhicule.

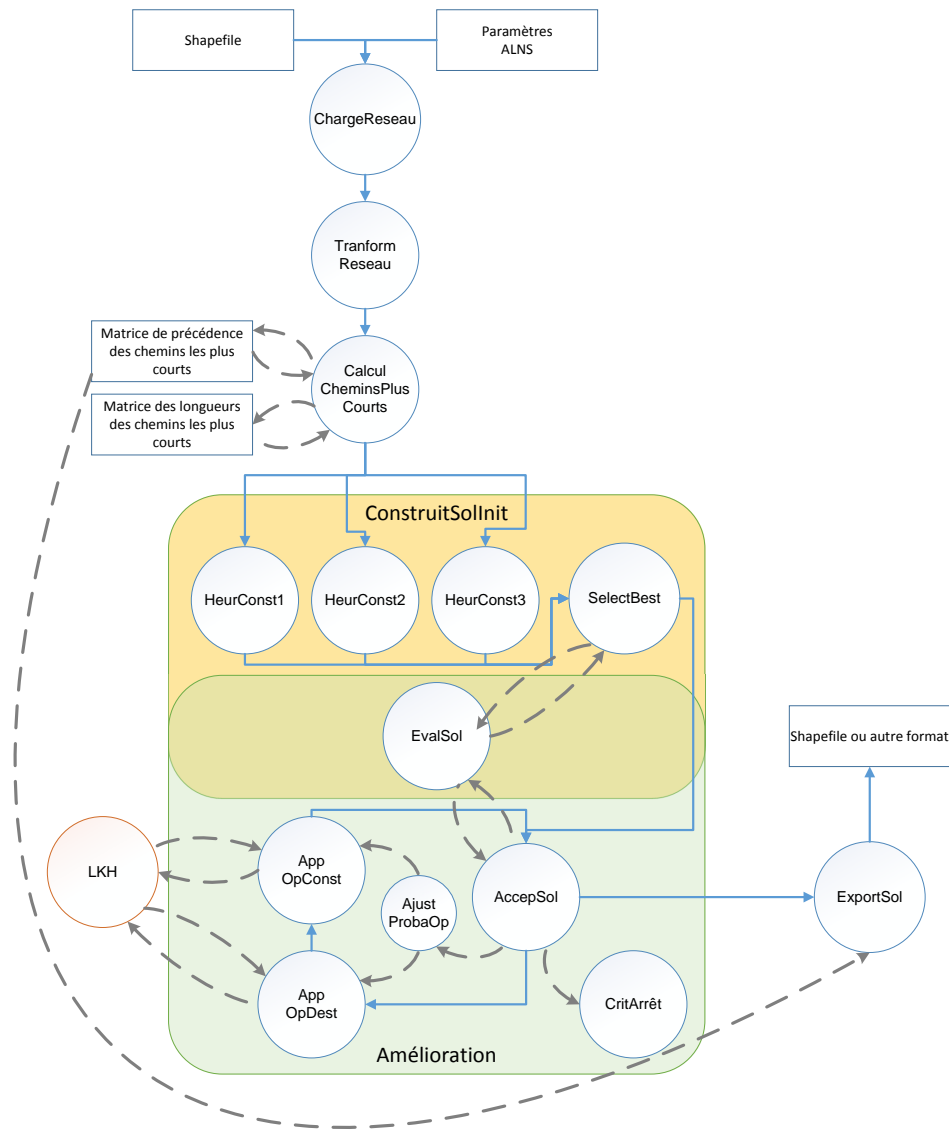


Figure 6.2 Représentation schématique du code de l'ALNS.

Nous avons aussi travaillé sur l'exportation des tournées vers un fichier de type *KML* (Google Developers, 2016). Il s'agit d'un type fichier qui peut être utilisé sur de multiples plateformes, dont Google Earth. Ce type de fichier peut également être repris par d'autres programmes pour d'autres traitements.

CHAPITRE 7 DISCUSSION GÉNÉRALE

Ce chapitre présente une discussion générale sur les travaux entourant cette thèse ainsi que le contenu des articles.

7.1 Première contribution : un algorithme pour la confection des tournées de déneigement.

L'article en rapport à cette contribution s'intitule "A case study of snow plow routing using an adaptive large hood search heuristic". Il est présenté dans le chapitre 2 et il a été publié dans la revue *Transportation Letters : the International Journal of Transportation Research* (Quirion-Blais et al., 2015).

7.1.1 Résumé du premier article

L'article décrit le développement d'un algorithme permettant la conception de tournées de déneigement. La solution obtenue consiste en un ensemble de tournées, une par véhicule, qui respectent les contraintes fixées. L'algorithme retenu est une métaheuristique de type algorithme de recherche à voisinage adaptatif large (*adaptive large neighborhood search*) (ALNS). Celui-ci présente plusieurs avantages comme la possibilité d'utiliser plusieurs voisinages de destruction et de construction. Chaque voisinage définit une méthode ou un calcul pour choisir les arcs à retirer ou l'emplacement où insérer les arcs. Cela permet à l'algorithme d'améliorer la solution sur plusieurs fronts, ce qui peut être nécessaire lorsqu'il y a plusieurs contraintes. De plus, cela peut s'avérer intéressant dans le cas de réseaux réels où diverses topographies ont avantage à être traitées différemment. Par ailleurs, une des forces de l'ALNS se situe aussi dans un mécanisme de sélection qui favorise la sélection des opérateurs de voisinage plus performant au meilleur moment.

Brièvement, l'algorithme commence par élaborer une solution initiale en utilisant une heuristique de construction simple. Puis des opérateurs de destruction et de construction sont successivement appliqués pour retirer des liens de la solution, puis les réinsérer à un autre endroit plus propice, ou au même endroit selon le cas. Les points de retraits et les points d'insertion sont déterminés par les opérateurs de voisinage.

L'article présente ensuite le cas Dolbeau-Mistassini (DM) pour tester l'algorithme. Les résultats sont obtenus sous la forme de fichiers *Shapefile* et de listes d'indications pour les conducteurs de véhicules de déneigement. Il démontre qu'il est possible d'aider les respon-

sables du déneigement à obtenir de bons circuits. Il est aussi démontré que l'outil peut être utilisé pour obtenir des tournées en réduisant le nombre de véhicules.

Les sections suivantes donnent plus de détails sur le cas DM ainsi que le cheminement menant à la décision de développer un nouvel algorithme.

7.1.2 Le cas DM

Le cas DM est fondé sur la ville de Dolbeau-Mistassini, située aux abords du lac Saint-Jean dans la région administrative du Saguenay-Lac-Saint-Jean, comme illustré dans la figure 7.1. Les opérations de déneigement sont justifiées par les importantes quantités de neige que la ville reçoit comme le montre la figure 7.2.

Le réseau routier de la ville compte environ 527 kilomètres de voies routières tel qu'indiqué dans le tableau 7.1, qui montre également deux autres études de cas qui sont présentées plus loin. Parmi celles-ci, 180 kilomètres sont classés comme autoroutes, artères ou collectrices dont la responsabilité relève du Ministère des Transports, de la Mobilité durable et de l'Électrification des transports. La ville, quant à elle, doit donc entretenir 347 kilomètres de voies locales divisées en trois catégories : commerciales (c), résidentielles (re) et rurales (ru). Les figures 7.3 et 7.4 montre une représentation géographique du réseau routier. Même si le réseau est mixte, la plupart des liens sont orientés puisque les véhicules ne déneigent qu'une seule voie par passage. Cependant, il existe tout de même quelques ruelles qui peuvent être déneigées en un seul passage, dans un sens ou dans l'autre. Une caractéristique importante de la ville est qu'elle est divisée en deux par la rivière Mistassini. À l'intérieur de la ville, il n'y a qu'une seule rue qui permet de joindre la partie est et la partie ouest. Étant donné qu'il n'y a qu'un seul dépôt de véhicules situé dans le secteur ouest de la ville, tous les véhicules affectés au secteur est doivent emprunter cette rue.

Tableau 7.1 La somme des longueurs et le nombre d'arcs par priorité ainsi que le nombre d'intersections pour les cas DM, BC et PMR (Plateau-Mont-Royal). Le total inclut également les rues non desservies.

Cas	Somme des longueurs (en km)				Nombre de segments de rue				Nombre d'intersections
	c	re	ru	Total	c	re	ru	Total	
DM	52.46	130.28	163.91	527.14	357	873	148	1626	613
BC	55.59	202.60	41.89	360.95	515	1208	72	1971	687
PMR	89.16	93.54	0	254.41	894	844	0	2146	723

Le réseau présente une combinaison de topographies qui a peu été étudiée dans la littérature scientifique. La partie centrale présente des caractéristiques urbaines avec un motif

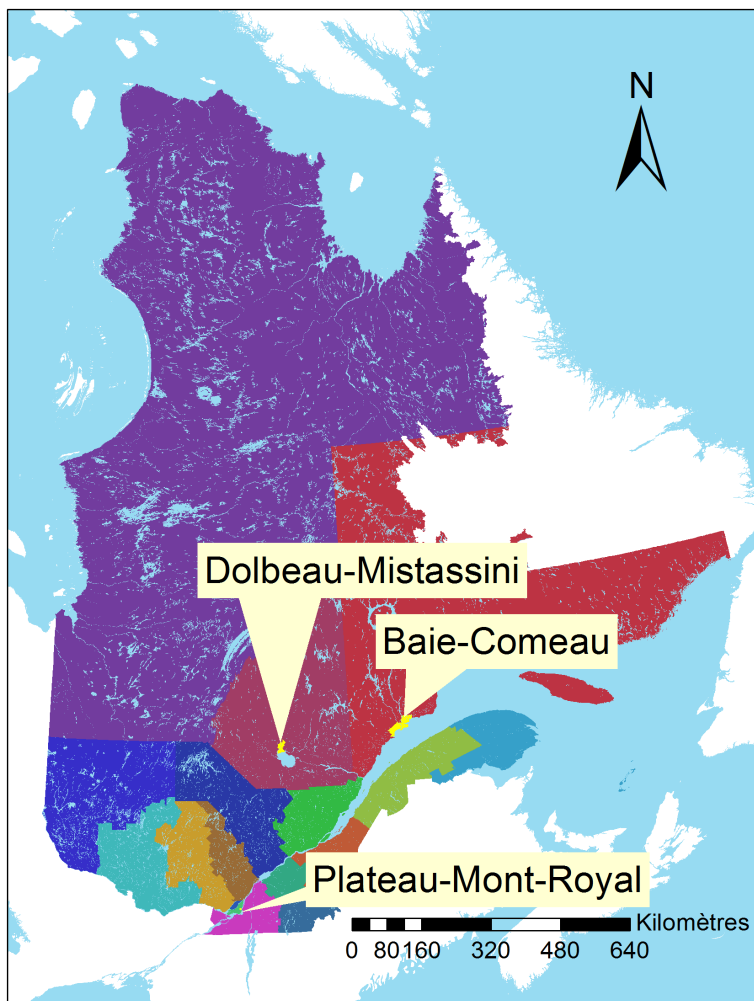


Figure 7.1 Localisation des trois cas d'études dans la province de Québec. Les cas DM et BC (Baie-Comeau) sont situés plus au nord tandis que PMR est situé plus au sud.

quadrillé, de courtes rues et la prédominance d'intersections à quatre voies. Tout autour, le réseau présente plutôt des caractéristiques rurales avec de longues rues et la prédominance d'intersection à trois voies.

La flotte de véhicules

La flotte chargée de l'entretien est composée de huit véhicules tels que présentés dans le tableau 7.2. Ce tableau indique également les vitesses des véhicules telles qu'elles ont été fournies par la ville. Pour le premier article, ces vitesses ont été utilisées tel quel. Pour les deuxième et troisième articles, les vitesses des véhicules ont été uniformisées par type de

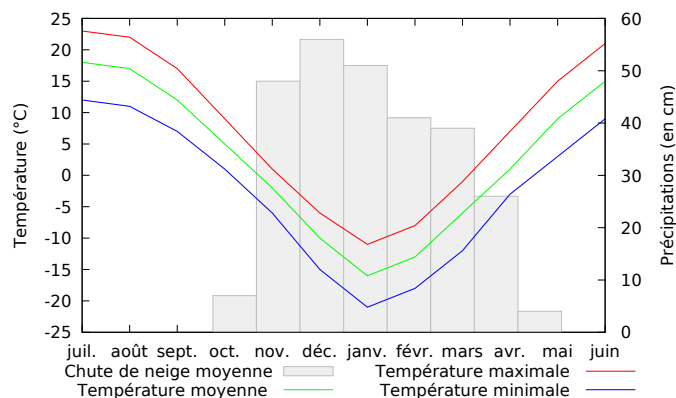


Figure 7.2 Normales climatiques pour la ville de Dolbeau-Mistassini entre les années 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017a). La ville DM reçoit mensuellement plus de 20 cm de neige, six mois par année.

véhicule. Cela dit, il est possible de considérer des vitesses pour chacun des véhicules comme cela a été fait pour le premier article.

Tableau 7.2 Liste des types de camions utilisés pour la ville de Dolbeau-Mistassini ainsi que leurs vitesses. Les vitesses réelles fournies par les travaux publics varient entre les véhicules, même lorsqu'il s'agit du même type.

Numéro	Type	Vitesse c (km/h)	Vitesse re (km/h)	Vitesse ru (km/h)	Vitesse à vide (km/h)
1.	Niveleuse	15	15	20	45
2.	Niveleuse	20	20	25	30
3.	Chargeur frontal	25	25	25	25
4.	Chargeur frontal	25	25	25	25
5.	Chargeur frontal	25	25	25	25
6.	Camion "10 roues"	35	35	40	40
7.	Camion "10 roues"	30	30	30	30
8.	Camion "10 roues"	35	35	50	50

Les opérations de déneigement pour DM

Le premier article se concentre sur les opérations de déneigement. La figure 7.5 montre la séquence des opérations suivie. Le tout débute lorsque l'accumulation au sol atteint 2,5 cm pour les rues c et 5 cm pour les rues re et ru (Ville de Dolbeau-Mistassini, Service des travaux publics, 2008). Tous les camions sont alors envoyés pour déneiger, dans l'ordre, les rues c, re puis ru. Une classe de rues est considérée comme terminée lorsque toutes les rues de cette classe sont desservies. Il n'est pas nécessaire de terminer une classe supérieure avant

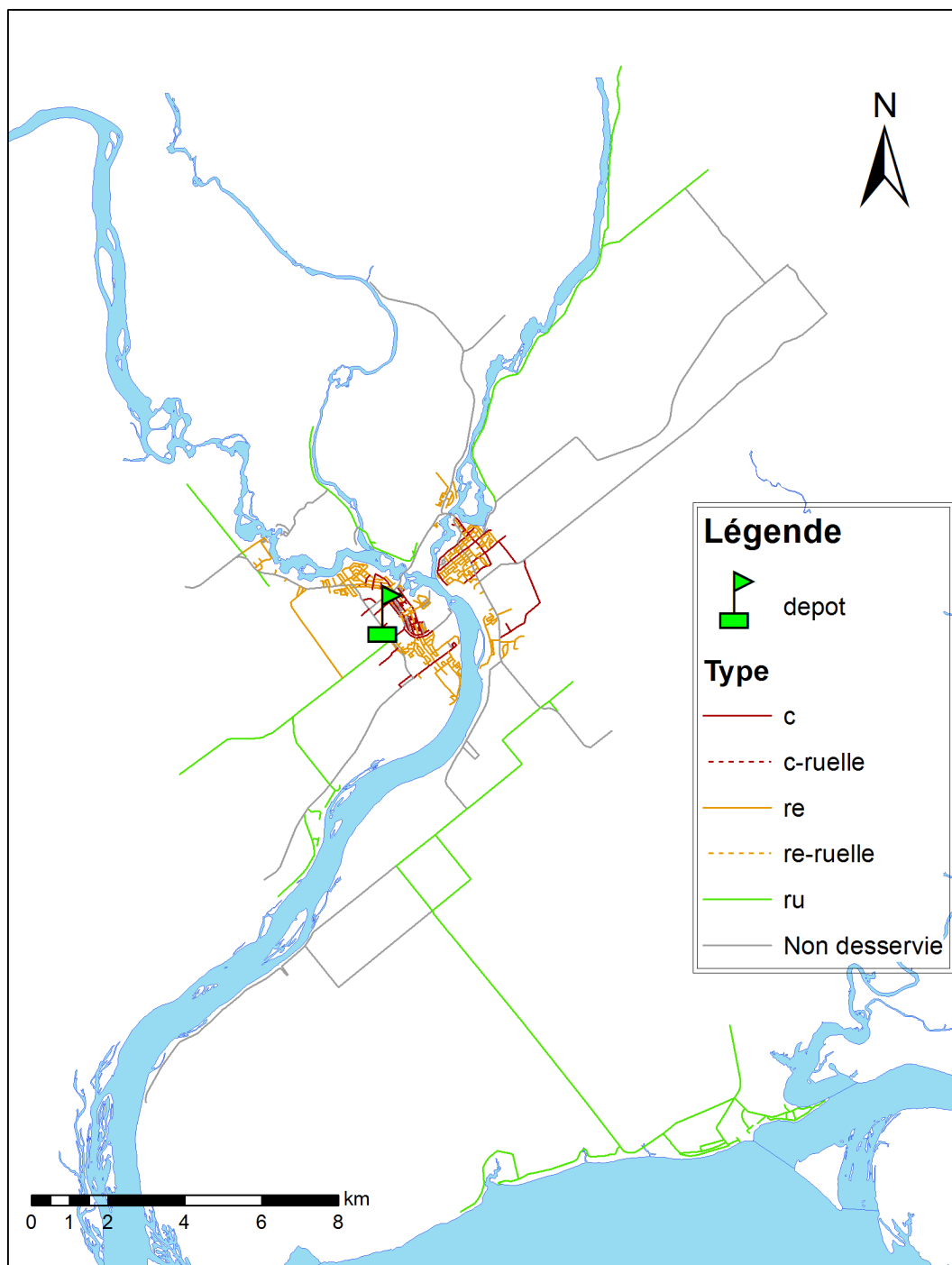


Figure 7.3 Représentation géographique du centre-ville du cas DM. Celui-ci présente des caractéristiques d'une topographie urbaine.

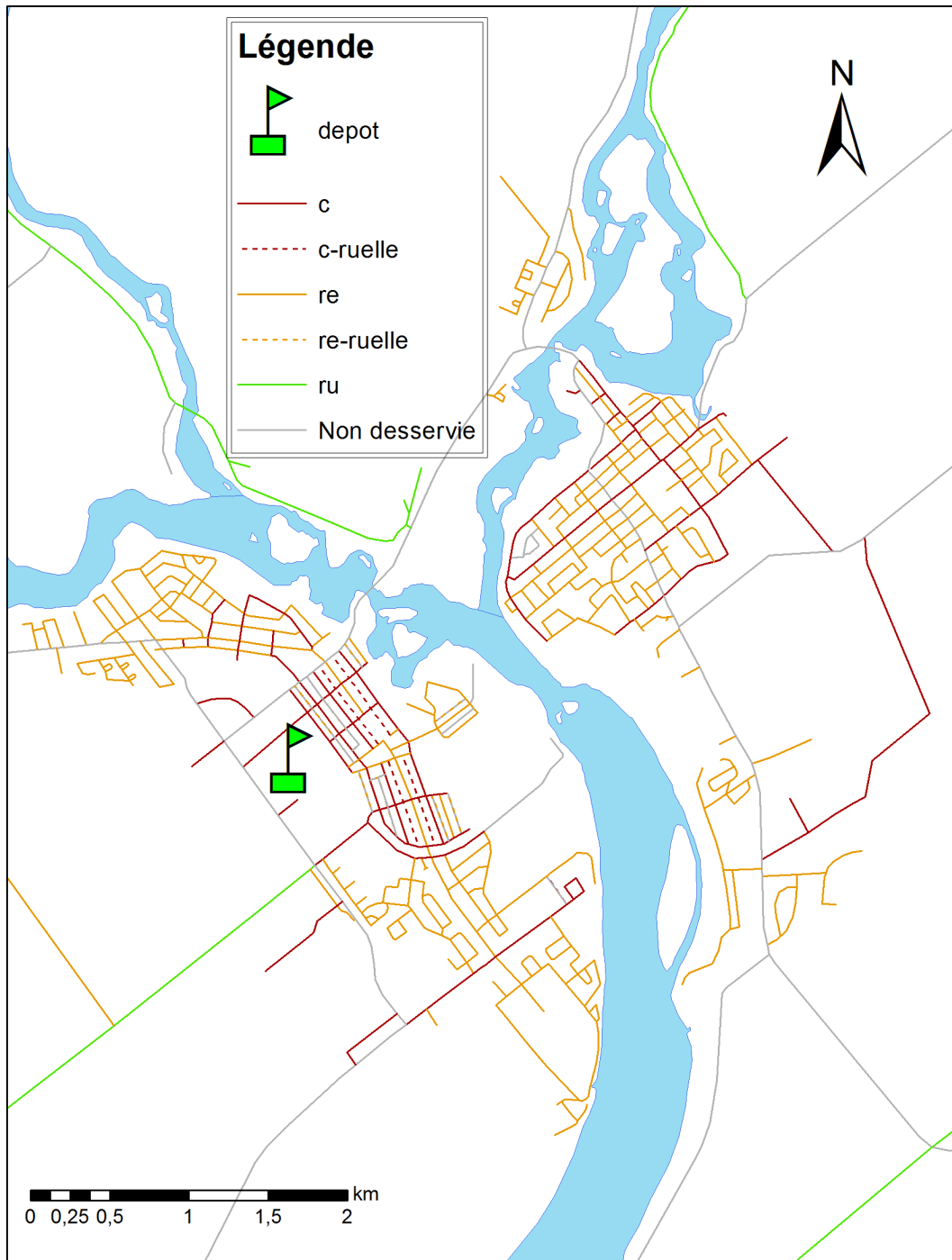


Figure 7.4 Représentation globale du cas DM. Le pourtour de la ville présente plutôt une topographie rurale.

de commencer une classe inférieure. Cependant, il faut que toutes les classes supérieures soient terminées avant de terminer une classe inférieure. Ainsi, il est possible de commencer à déneiger les rues de type re même si toutes les rues de type c n'ont pas été déneigées. Cependant, il n'est pas possible de terminer le traitement des rues de type re avant d'avoir terminé le traitement des rues de type c.

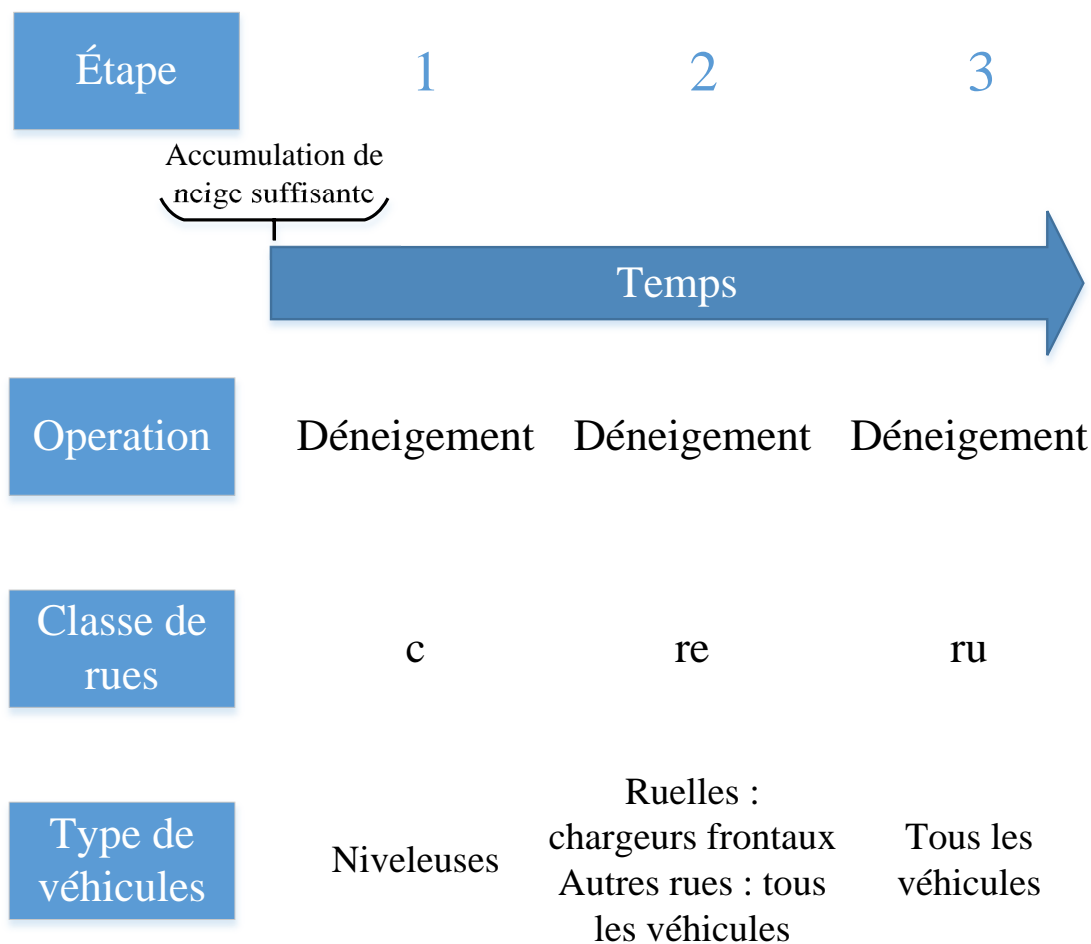


Figure 7.5 Séquence des opérations suivie par la ville de Dolbeau-Mistassini lors d'un épisode de précipitations hivernales. L'épandage est initié au début des précipitations, mais il faut attendre une quantité de neige suffisante pour démarrer les opérations de déneigement.

7.1.3 Une première tentative de solution

Une première tentative de solution a été faite en utilisant l'algorithme de type regroupement puis tournées (*cluster first, route second*) développé par Perrier et al. (2006a). Dans un premier temps, des germes sont sélectionnés dans le réseau. Par la suite, des arcs sont agrégés

autour des germes pour créer les secteurs, à l'intérieur desquels les tournées sont créés. Voici les grandes lignes de l'algorithme :

1. Positionnement des germes : les germes sont des arcs autour desquels chacun des secteurs est construit. Chaque germe est assigné à un véhicule et produit un secteur à traiter pour ce véhicule. Tel qu'indiqué par l'équation (7.1), ils sont sélectionnés séquentiellement parmi tous les arcs en maximisant le produit des distances entre le nouveau germe i et les germes déjà sélectionnés ainsi que la distance entre le nouveau germe et le dépôt.

$$\text{Maximiser} \left(\prod_{g \in G} (d_{ig} + d_{gi}) \right) (d_{0i} + d_{i0}) \quad i \in A \quad (7.1)$$

où : d_{ig} = distance entre l'arc i et le germe g .

d_{0i} = distance entre le dépôt et le germe i .

A = ensemble des arcs à affecter.

G = ensemble des germes déjà sélectionnés i.e. $G \subset A$.

2. Regroupement : Pour chaque véhicule, un groupe d'arcs est formé autour du germe correspondant en minimisant les distances entre les germes et les arcs tout en considérant l'équilibrage des tâches de travail entre les véhicules et les contraintes rues/véhicules. Pour ce faire, la formulation (7.2) à (7.5) est résolue avec CPLEX.

$$\text{Minimiser} \sum_{k=1}^K \sum_{(i,j) \in A'_k} (d_{ijk} + d_{kij}) x_{ijk} \quad (7.2)$$

Sujet à :

$$\sum_{k=1}^K b_{ijk} x_{ijk} = 1 \quad ((i,j) \in A') \quad (7.3)$$

$$L \leq \sum_{(i,j) \in A'_k} c_{ijk} x_{ijk} \leq U \quad (k = 1, \dots, K) \quad (7.4)$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\} \quad (k = 1, \dots, K, (i,j) \in A'_k) \quad (7.5)$$

Où :

Variables :

$x_{ijk} = 1$ si l'arc (i,j) est affecté au germe k, 0 sinon

Ensembles :

A' = ensemble des arcs à affecter, i.e. $A' = A \setminus G$

A'_k = ensemble des arcs pouvant être affectés au véhicule du germe k

Constantes :

d_{ijk} = distance entre l'arc (i,j) et le germe k

$b_{ijk} = 1$ si l'arc (i,j) peut être affecté au véhicule du germe k, 0 sinon

c_{ijk} = temps requis pour parcourir l'arc (i,j) par le véhicule k

K = nombre de véhicules

L = limite inférieure pour la charge de travail

$$L = \frac{\sum_{(i,j) \in A'} \left(\frac{\sum_{k=1}^K c_{ijk}}{K} \right)}{K} - \alpha \frac{\sum_{(i,j) \in A'} \left(\frac{\sum_{k=1}^K c_{ijk}}{K} \right)}{K}$$

U = limite supérieure pour la charge de travail

$$U = \frac{\sum_{(i,j) \in A'} \left(\frac{\sum_{k=1}^K c_{ijk}}{K} \right)}{K} + \alpha \frac{\sum_{(i,j) \in A'} \left(\frac{\sum_{k=1}^K c_{ijk}}{K} \right)}{K}$$

$$0 \leq \alpha \leq 1$$

L'objectif 7.2 minimise la distance entre les arcs et les germes auxquels ils sont affectés. La contrainte 7.3 s'assure que tous les arcs requis sont affectés à un véhicule qui peut les desservir. Quant à la contrainte 7.4, elle assure que la répartition de la charge de travail est équilibrée entre les véhicules. La valeur α est fixée par l'utilisateur selon ses besoins. Une valeur α petite produit des secteurs très équilibrés, mais peut rendre la formulation impossible à résoudre ou créer des secteurs dont les arcs sont éparpillés. À l'opposé, une valeur de α grande produit des secteurs déséquilibrés, mais plus concentrés.

3. Tournées : pour chaque groupe d'arcs créé précédemment, il reste à résoudre un problème du postier rural hiérarchique (*hierarchical rural postman problem*) (HRPP) en utilisant une méthode basée sur Dror et al. (1987) qui traite les priorités une à la fois. Cette dernière consiste à prendre tous les arcs d'une priorité donnée affectés à un véhicule donné et d'y appliquer l'algorithme de Christofides et al. (1986) permettant de résoudre le problème du postier rural (*rural postman problem*) (RPP). Dans un premier temps, cet algorithme crée un graphe en ajoutant seulement les arcs à desservir. Dans un deuxième temps, les composantes connexes sont rendues fortement

connectées en ajoutant des arcs aux endroits requis. Chaque composante connexe est reliée à la composante la plus proche en utilisant le chemin le plus court entre les composantes. Si le dépôt ne fait pas partie d'une composante, il est aussi ajouté en utilisant le chemin le plus court. La tournée est créée en parcourant le graphe et en favorisant dans l'ordre tourner à droite, continuer tout droit, tourner à gauche puis faire demi-tour. Après avoir résolu le RPP pour chaque classe de priorité, les tournées sont assemblées en ajoutant le chemin le plus court les séparant.

7.1.4 Les problèmes rencontrés

L'application de l'algorithme ne donna pas les résultats escomptés et les intervenants à la ville de Dolbeau-Mistassini ont soulevé de nombreux problèmes. Certains de ces problèmes peuvent se régler facilement, d'autres moins. Mais l'ensemble des problèmes prouve que la méthode n'est pas bien adaptée à l'étude de cas. Après une analyse approfondie, voici comment se sont traduits les problèmes de l'algorithme.

Dans un premier temps, la contrainte de dépendance rue/véhicule imposée pour le cas DM est difficile à respecter, car tous les arcs de classe c doivent être desservis par les niveleuses. La problématique soulevée est que la méthode traite les différents types d'arcs un à la fois, sans tenir compte des temps cumulés dans les autres types. Ainsi, les niveleuses, à qui l'on réserve les rues de type c, se retrouvent avec une plus grande charge de travail cumulée si les arcs de type re et ru sont réparties également entre tous les véhicules. Pour pallier cette situation, les secteurs ont été rééquilibrés manuellement.

Deuxièmement, la méthode est mal adaptée pour les réseaux ayant une faible connectivité et un dépôt de véhicules décentré. La situation idéale pour la méthodologie consisterait à avoir un dépôt situé à peu près au centre du réseau. Les germes sont ensuite sélectionnés tout autour du dépôt aux pourtours du réseau avec des chemins plus ou moins directs pour se rendre à ceux-ci. Le modèle de partitionnement des arcs permet ainsi de créer des groupes d'arcs en forme de secteurs de cercle dont le centre est le dépôt. Dans le cas DM, deux problèmes se posent. Dans un premier temps, plusieurs germes se retrouvent groupés dans la partie sud du réseau alors qu'on espère qu'il n'y ait qu'un seul véhicule qui se rende à cet endroit éloigné. Par ailleurs, le fait que la connectivité du réseau soit faible engendre des détours et de longues distances pour se rendre à certains germes. Les véhicules qui doivent couvrir les secteurs correspondant à ces germes doivent donc parcourir une plus grande distance que ceux qui ont des secteurs proches. Les tâches s'en trouvent donc déséquilibrées étant donné que la méthode de partition ne tient pas compte du temps pour se rendre au secteur de travail. Pour solutionner ce problème, des ajustements manuels ont été réalisés sur les secteurs pour

rééquilibrer les secteurs de travail.

Puis, étant donné que l'algorithme ne tient pas compte des vitesses hétérogènes des véhicules, il faut également trouver une méthode pour affecter intelligemment les germes aux véhicules. Pour remédier à ce problème, les germes ont été placés manuellement en fonction des spécificités de chaque véhicule.

Par ailleurs, la valeur de α dans la contrainte d'équilibrage des charges de travail est difficile à ajuster. Un α trop petit crée des tournées très éparpillées, l'accent étant mis sur l'équilibrage. Une valeur trop serrée peut même mener à une solution non réalisable. À l'opposé, un α trop grand mène à une solution très déséquilibrée. Dans le cas DM, même les meilleurs résultats sont à la fois éparpillés et déséquilibrés. Des ajustements manuels à la solution ont permis de résoudre ce problème.

De plus, la méthode ne permet pas de tenir compte des ruelles non orientées. Les directions ont donc été fixées en se basant sur des observations visuelles.

Finalement, un dernier problème a été soulevé par l'heuristique construisant les tournées à l'intérieur des secteurs, basée sur Christofides et al. (1986). Cet algorithme construit un graphe entièrement connecté en ajoutant un minimum d'arcs aux rues qui doivent être desservies. Un choix de direction local est ensuite réalisé à chaque intersection en favorisant dans l'ordre : les virages à droite, la continuation rectiligne, les virages à gauche puis les demi-tours. Le problème avec le réseau étudié est que plusieurs rues se terminent sur une route du réseau supérieur. Le réseau supérieur n'étant pas ajouté au graphe auxiliaire, de nombreux demi-tours sont créés dans les circuits ce qui est inacceptable d'un point de vue pratique. Pour pallier ce problème, des ajustements manuels ont été réalisés sur les tournées.

7.1.5 Le développement de l'ALNS

Les nombreux problèmes rencontrés à la suite de l'utilisation de ce premier algorithme nous ont permis de conclure qu'il n'est pas en mesure de résoudre le cas DM. Étant donné que la revue de littérature a aussi permis de se rendre compte qu'il n'existe pas d'algorithme capable de résoudre le problème tel qu'il est posé pour le cas étudié, nous avons décidé d'en développer un nouveau. Le choix s'est porté sur un algorithme de type ALNS étant donné les résultats fructueux obtenus dans la littérature au cours des dernières années. De plus, en raison de sa structure, cet algorithme est particulièrement bien adapté aux problèmes de grande taille comportant de nombreuses contraintes comme c'est le cas pour le problème de confection de tournées de déneigement.

Pour cet article, un encodage complet de la solution a été retenu tel qu'illustré à la figure 7.6.

C'est-à-dire que les arcs desservis tout comme les arcs non desservis sont conservés dans la représentation interne de l'algorithme. L'objectif est que l'algorithme soit en mesure d'améliorer les séquences de liens à desservir tout comme celles qui ne sont pas à desservir au lieu de considérer les chemins les plus courts entre les arcs à desservir. Le problème des chemins les plus courts est que les algorithmes pour les calculer ne considèrent pas les pénalités sur virage sans faire de transformation du graphe, qui elle, demande un certain temps. De plus, cette méthode requiert, soit de calculer les chemins les plus courts au besoin, soit de calculer une matrice de distances des plus courts chemins entre toutes les paires d'arcs avant de débiter les itérations. Par contre, l'inconvénient d'une telle notation est qu'il faut éventuellement exécuter un plus grand nombre d'itérations avant que l'algorithme converge. De plus, un plus grand nombre d'opérateurs de destruction et de construction sont nécessaires afin de considérer les améliorations spécifiques aux séquences à vide.

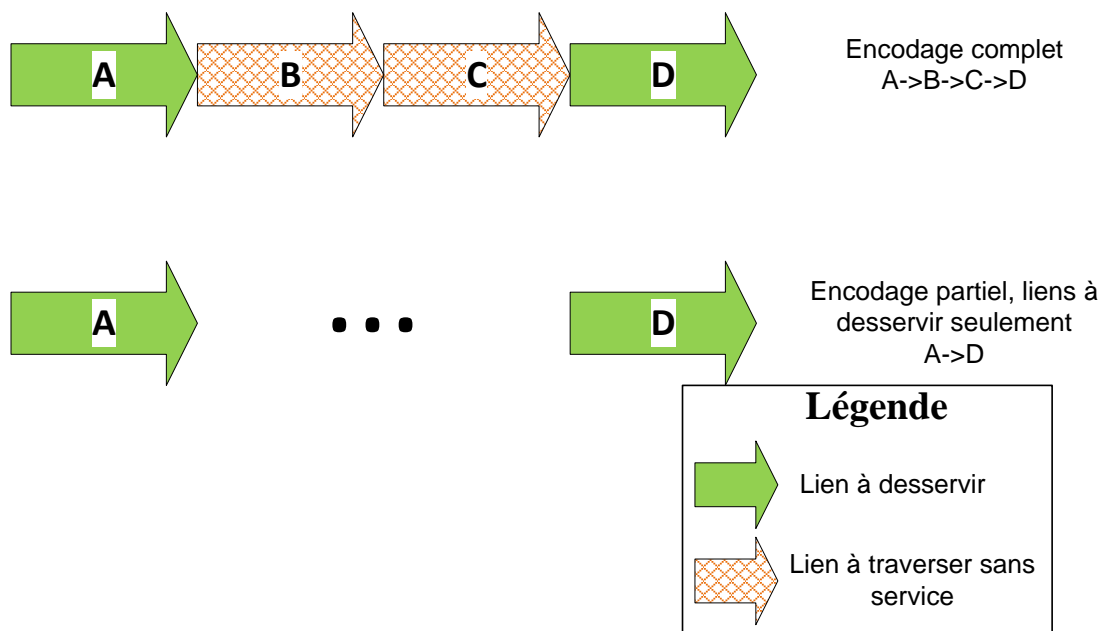


Figure 7.6 Représentation de l'encodage de la solution. Dans l'encodage partiel, on considère généralement la longueur du chemin le plus court entre les arcs A et D.

7.2 Deuxième contribution : des améliorations substantielles considérant la nature routière des réseaux considérés.

L'article en rapport à cette contribution s'intitule "Solving the Large-Scale Min-Max K-Rural Postman Problem for Snow Plowing". Il est présenté dans le chapitre 4 et il a été

soumis pour publication dans la revue *Networks*. Cet article a été développé dans le cadre d'une collaboration avec M. Fabien Lehuédé et M. Olivier Péton du laboratoire des sciences du numérique de Nantes (LS2N) à IMT Atlantique.

7.2.1 Résumé du deuxième article

Cet article décrit les changements apportés à l'algorithme afin d'améliorer sa performance. Ceux-ci permettent, entre autres, de tirer avantage des caractéristiques des réseaux routiers réels. Parmi les principales améliorations, on compte :

1. plusieurs applications du même opérateur de destruction avant de procéder à la réparation de la solution.
2. le développement d'une méthode de groupages de liens qui permettent de retirer plusieurs liens qui semblent former un bon agencement. Cette amélioration se situe surtout dans le fait qu'on regroupe une grande quantité de liens et que les groupes sont créés dynamiquement à chaque itération.
3. le développement de nouveaux opérateurs de destruction et construction. Les opérateurs sont développés par fonctions qui sont assemblées ensemble. Par exemple, une fonction de l'opérateur permet de sélectionner la tournée, une autre sélectionne à partir de quelle position dans la tournée les liens sont retirés et une troisième choisit le nombre de liens à retirer avant et après le point de retrait.

Des tests sont réalisés pour vérifier la performance de ces améliorations. Finalement, l'algorithme est testé non seulement sur le cas DM, mais aussi sur les cas BC et PMR.

Les prochaines sections donnent plus de détails sur les cas BC et PMR. Les considérations qui ont mené au développement plus poussé de l'ALNS sont également décrites.

7.2.2 Les cas BC et PMR

Les deux autres cas portent respectivement sur la ville de Baie-Comeau et sur section de l'arrondissement Plateau-Mont-Royal dans la ville de Montréal. La première est située dans la région administrative de la Côte-Nord de la province de Québec telle qu'illustrée sur la figure 7.1. La figure 7.10 montre que la ville reçoit d'importantes quantités de neige annuellement justifiant les opérations de viabilité hivernale. Ce réseau a été sélectionné en raison de son haut taux d'intersections à trois voies et le faible nombre de rues de classe ru comme le montre les figures 7.7, 7.8 et 7.9. Le réseau comprend un total de 360 kilomètres de voies routières dont 300 kilomètres sont à desservir, tel qu'indiqué dans le tableau 7.1.

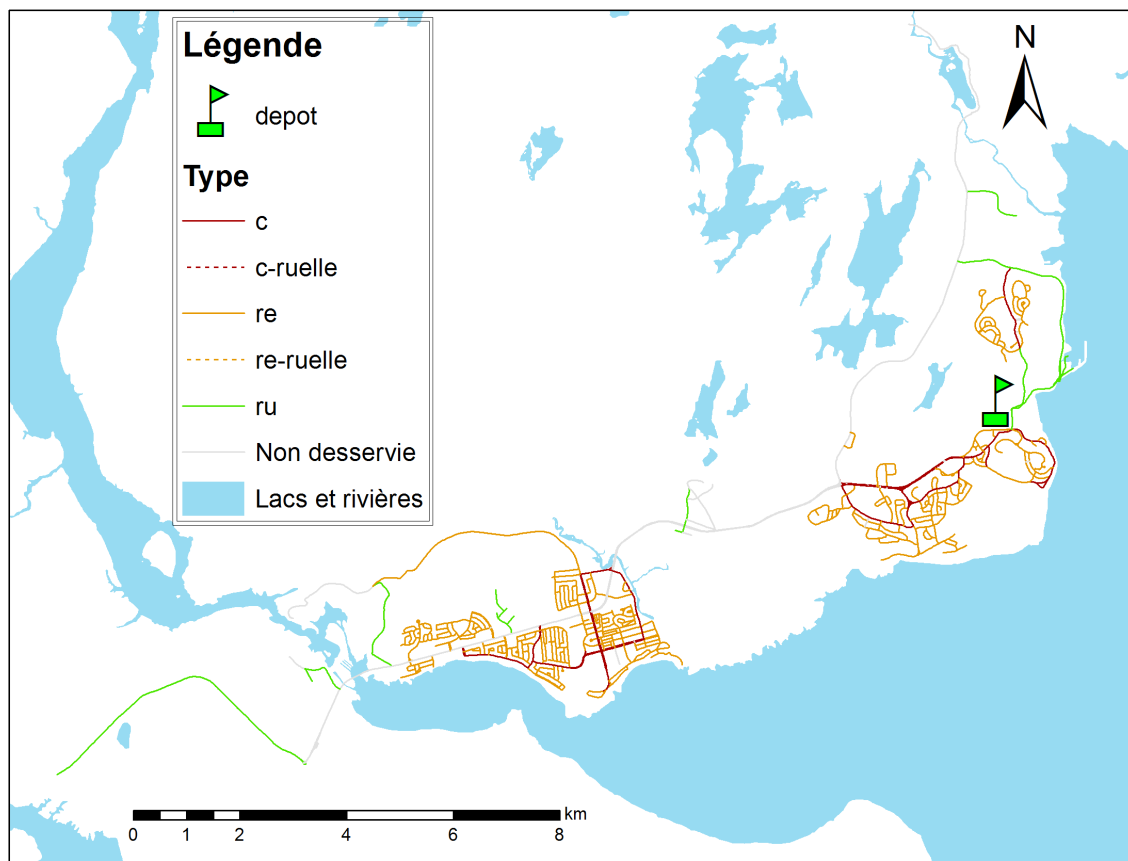


Figure 7.7 Réseau routier du cas BC. On peut noter une prédominance des intersections à trois voies.

La ville de Montréal, quant à elle, est située plus au sud dans la province de Québec, telle qu'illustrée sur la figure 7.1. Ce cas a été choisi en raison de la prédominance des intersections à quatre voies, de courts segments de rue et de nombreux sens uniques tels qu'illustrés à la figure 7.11. Le réseau retenu compte 234 kilomètres de voies parmi lesquelles 183 kilomètres sont à desservir tel qu'indiqué dans le tableau 7.1. Les données sur les chutes de neige présentées à la figure 7.12 justifient aussi des opérations de viabilité hivernale fréquentes.

Les flottes de véhicules

Étant donné qu'aucun contact local n'a été fait pour les cas BC et PMR, les flottes de véhicules ont été estimées en se basant sur la flotte de véhicules du cas DM et en considérant les proportions des différents types de routes. Les véhicules de type niveleuse sont en relation directe avec la somme des longueurs de rue de type c tandis que les véhicules de type "10

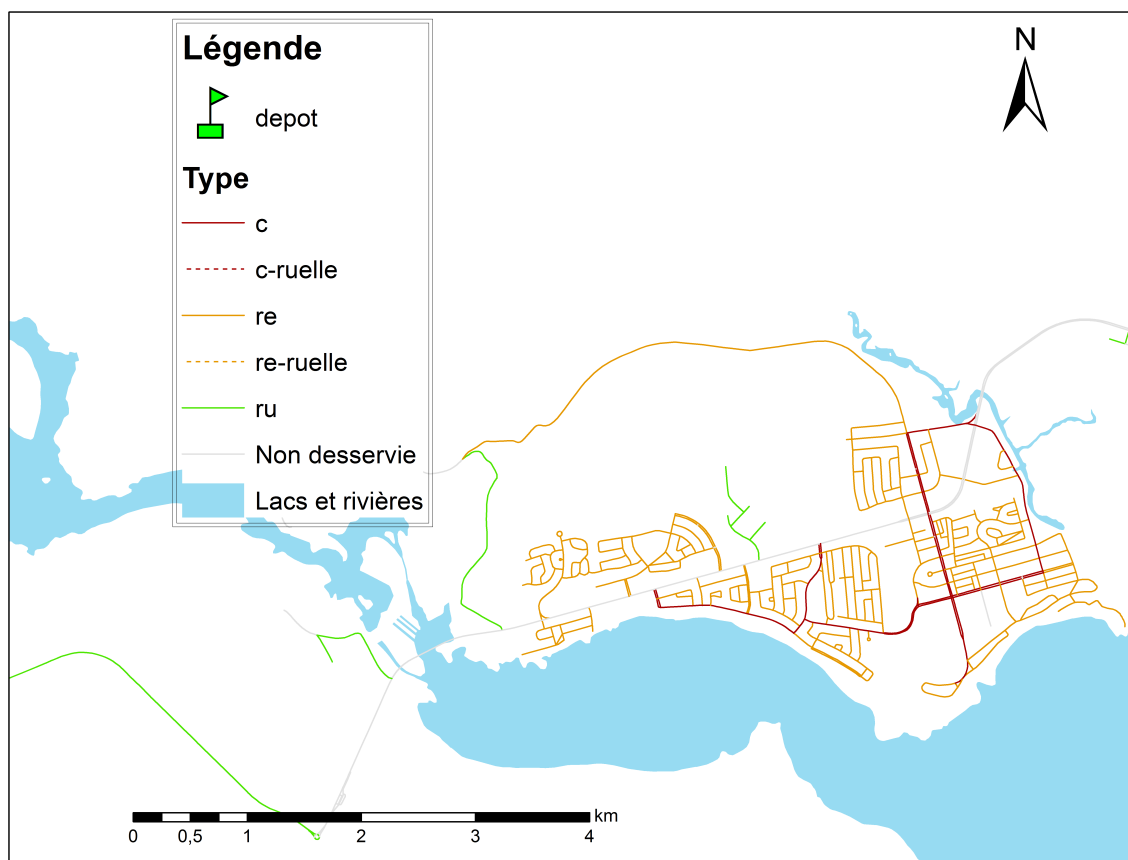


Figure 7.8 Élargissement du secteur ouest du réseau routier du cas BC.

roues" sont en relation avec la somme des longueurs de rue de type ru. Ensuite, le nombre total de véhicules est obtenu en utilisant les ratios des sommes des longueurs de rue tous types confondus. Le nombre de véhicules de type chargeur frontal est obtenu en soustrayant le nombre de niveleuses et de "10 roues" du nombre total de véhicules. Les nombres de véhicules par type pour les cas BC et PMR sont présentés dans le tableau 7.3.

Tableau 7.3 Estimation du nombre de camions pour les cas BC et PMR.

Cas	Niveleuse	Chargeur frontal	Camion "10 roues"
BC	2	4	1
PMR	4	2	0

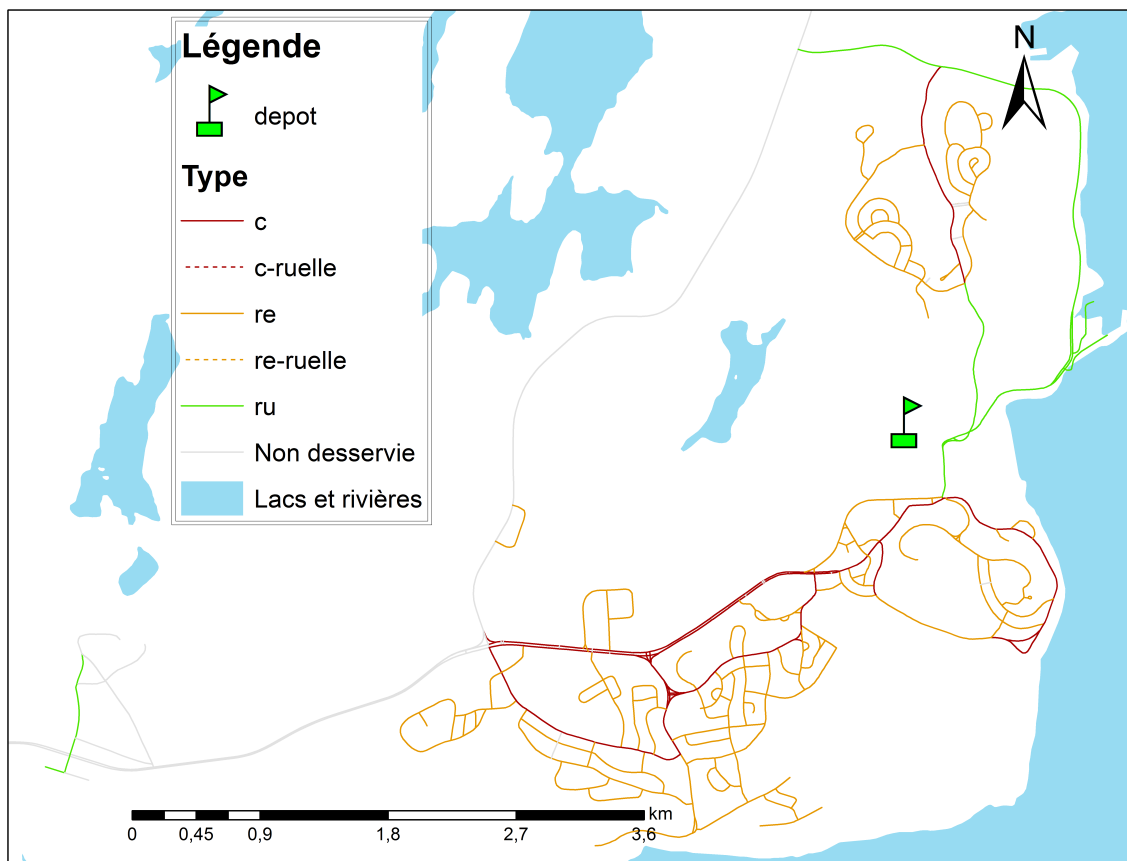


Figure 7.9 Élargissement du secteur ouest du réseau routier du cas BC.

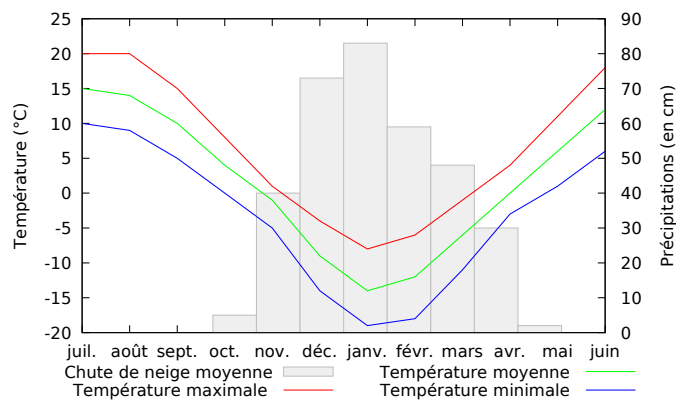


Figure 7.10 Normales climatiques pour la ville de Baie-Comeau entre 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017b). Seulement pour le mois de janvier, la ville reçoit 80 cm de neige en moyenne.

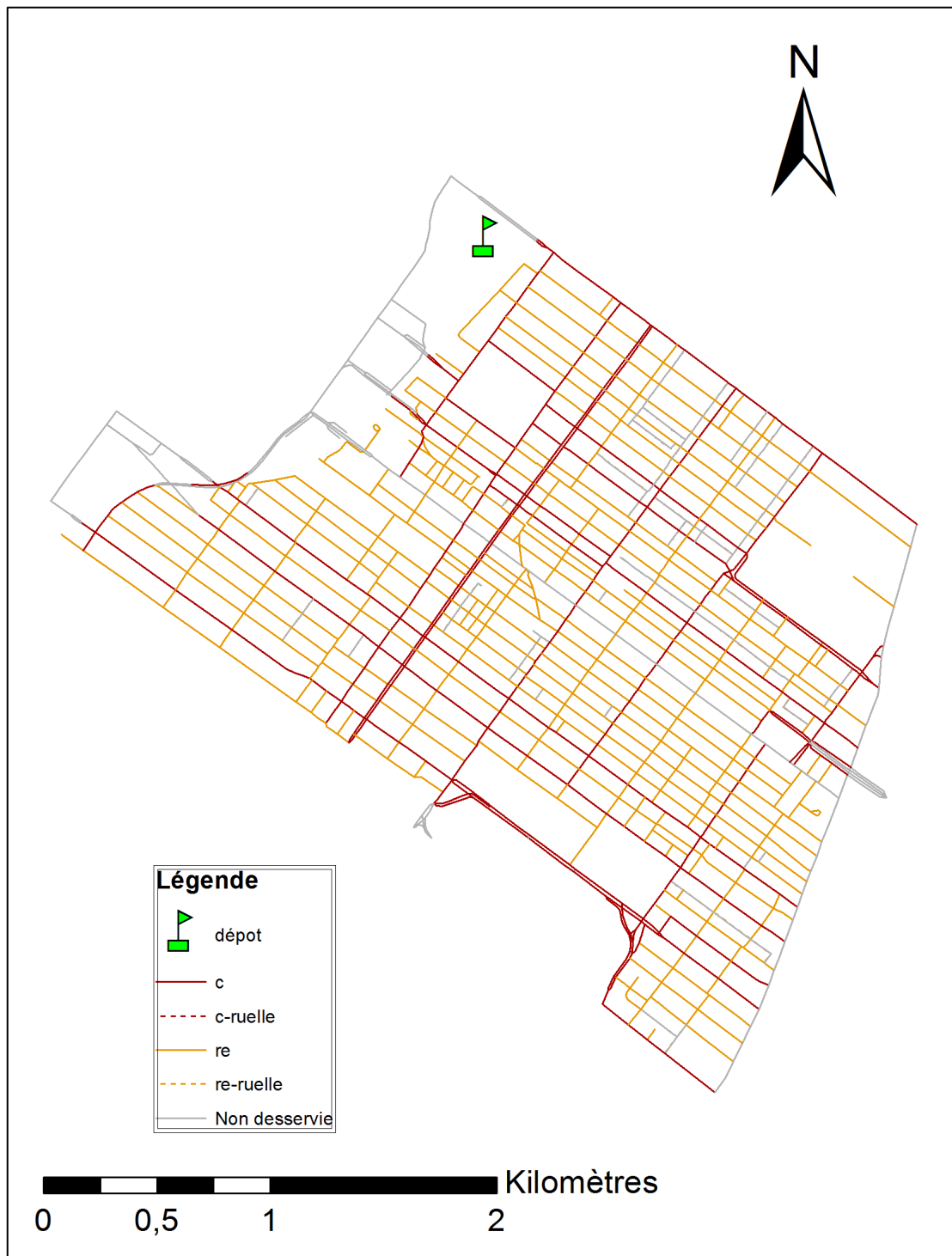


Figure 7.11 Représentation géographique du réseau routier du cas PMR. On note une prédominance des rues de classe c et re qui forment un quadrillé typique des secteurs urbains.

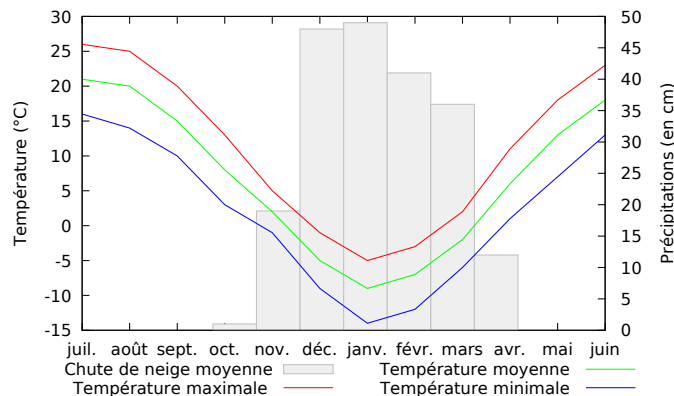


Figure 7.12 Normales climatiques pour la ville de Montréal entre 1981 et 2010 (Gouvernement du Canada, 2017c). Même si elle reçoit moins de neige que les deux autres villes, la ville de Montréal reçoit tout de même une quantité considérable de neige annuellement.

7.2.3 Les opportunités à la suite du premier article

La première version de l'algorithme permet d'obtenir des tournées acceptables. Cependant, une inspection visuelle des résultats laissait croire qu'il y avait encore possibilité d'amélioration. Nous avons donc poursuivi dans cette veine en développant encore plus l'ALNS.

Pour simplifier la tâche à réaliser par l'algorithme, il est décidé de passer de l'encodage complet de la solution à l'encodage partiel, comme illustré à la figure 7.6. Dans ce cas, il faut donc trouver une méthode pour calculer les chemins les plus courts entre les arcs à desservir tout en considérant les pénalités sur les virages. C'est pour cette raison qu'une transformation d'un problème de tournée sur les arcs (*arc routing problem*) (ARP) vers un problème du voyageur de commerce (*traveling salesman problem*) (TSP) est présentée dans l'article. Cette transformation permet également de tirer avantage des méthodes développées pour résoudre le TSP. Puis, cette transformation nous a aussi permis de tenir compte directement des ruelles qui peuvent être desservies en un seul passage, peu importe la direction.

Par ailleurs, étant donné que les longueurs des chemins les plus courts sont utilisées très souvent dans l'algorithme, nous avons opté pour le calcul d'une matrice des longueurs de tous les chemins les plus courts, et ce, dès le début de l'algorithme. Cette décision a aussi été motivée par le fait que les changements au réseau géographique ne sont pas si fréquents. La matrice des distances peut donc être enregistrée pour une utilisation ultérieure et modifiée seulement lorsqu'il y a un changement. Cependant, l'algorithme requiert les temps de parcours plutôt que les distances. Il est donc nécessaire de diviser les distances par les vitesses des véhicules selon la priorité.

En soi, la transformation a permis d'améliorer la performance de l'algorithme, cependant, les résultats portaient à croire que d'autres améliorations seraient possibles, surtout en ce qui concerne la taille du problème. En effet, étant donné la taille importante et la nature du réseau routier, nous présumons que certaines séquences de routes devraient se trouver ensemble. D'autant plus que ces séquences sont probablement déjà utilisées dans les tournées actuelles. Pour cette raison, une procédure de groupage des arcs a été mise en place. L'idée est de sélectionner une longue série de segments qui semblent bien agencés ensemble plutôt que seulement quelques arcs. L'idée est la même lors de la réinsertion des arcs, plutôt que de réinsérer des segments de rue individuels, une procédure d'assemblage des arcs a été développée dans le but d'insérer de longues séquences de tournées plutôt que des segments de rue individuels.

7.3 Troisième contribution : présentation et approche de solution pour le problème combiné de tournées de déneigement et d'épandage.

L'article en rapport à cette contribution s'intitule "A case study of combined winter road snow plowing and de-icer spreading". Il est présenté dans le chapitre 5 et il a été soumis pour publication dans la revue *Canadian Journal of Civil Engineering*.

7.3.1 Résumé du troisième article

Cet article présente un nouveau ARP où les opérations d'épandage et de déneigement sont combinées. En effet, il est possible de tirer avantage du fait que certains véhicules peuvent réaliser les deux types d'opérations simultanément, évitant ainsi d'avoir à retourner deux fois sur certains liens. L'article formalise donc la modélisation du problème basée sur les informations obtenues auprès des intervenants à la ville de Dolbeau-Mistassini.

Une méthode de résolution adaptée de l'algorithme du deuxième article est développée. Les résultats obtenus démontrent qu'il est effectivement possible de tirer avantage des compétences multitâches de certains véhicules en les envoyant traiter les liens plus éloignés du centre afin qu'ils n'aient pas à s'y rendre à deux reprises. Les résultats permettent aussi de mesurer l'impact de l'achat des différents types de véhicules sur les temps de fin des différentes priorités. Cet outil peut s'avérer particulièrement intéressant lors de l'achat de nouveaux véhicules par les villes.

7.3.2 Retour sur les informations acquises auprès des villes

Pour cette partie du travail, nous avons décidé de travailler sur une problématique qui ressortait des méthodes dont nous ont fait part les gestionnaires de la ville de Dolbeau-Mistassini. Il s'agit du fait que les tournées d'épandage et de déneigement sont généralement interreliées puisque certains véhicules sont utilisés pour les deux opérations.

La figure 7.13 présente la séquence normale d'opérations suivies dans la ville de Dolbeau-Mistassini à la suite de précipitations.

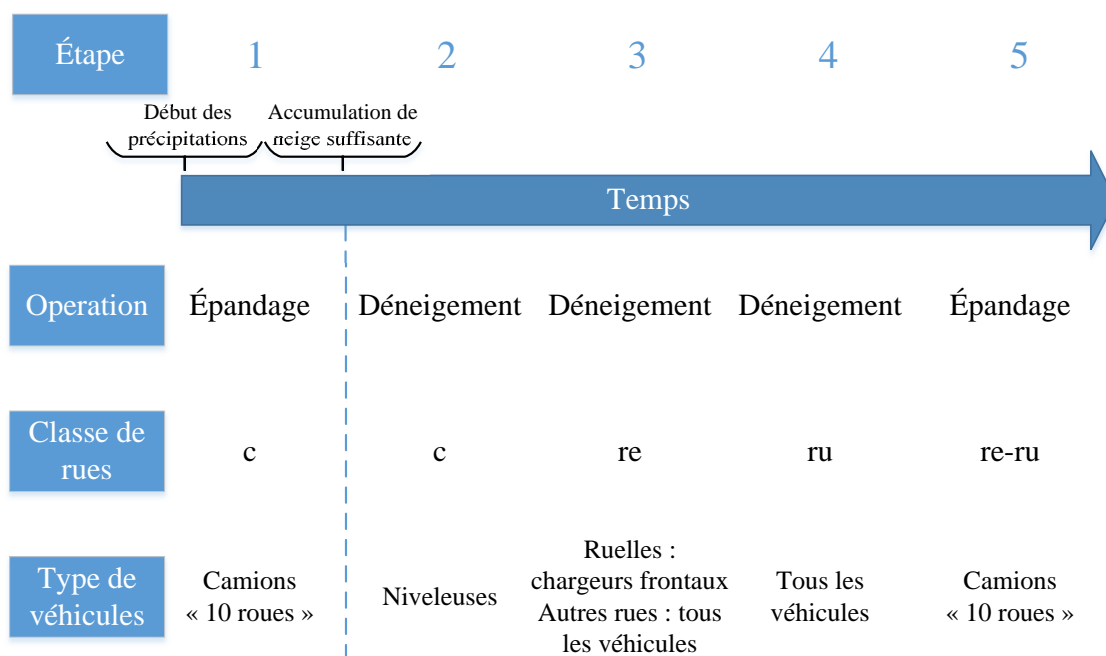


Figure 7.13 Séquence des opérations suivies par la ville de Dolbeau-Mistassini lors d'un épisode de précipitations hivernales. L'épandage est initié au début des précipitations, mais il faut attendre une quantité de neige suffisante pour démarrer les opérations de déneigement.

Les opérations sont initiées au début des précipitations alors que des véhicules sont envoyés pour épandre du sel, des abrasifs ou un mélange des deux sur les rues de type c. Ensuite, lorsqu'une quantité suffisante de neige s'est accumulée sur les routes, tous les véhicules sont envoyés pour déneiger dans l'ordre, les rues de type c, re puis ru. Les opérations se terminent avec l'épandage sur les rues de type re et ru.

CHAPITRE 8 CONCLUSION ET RECOMMANDATIONS

8.1 Synthèse des travaux

Les travaux de cette thèse ont débuté par l'application d'une méthode tirée de la littérature pour améliorer les tournées de déneigement pour le cas DM. Les résultats infructueux obtenus nous ont démontré que la méthode est mal adaptée à un cas qui nous semblait typique. Pour cette raison, le cœur des travaux entourant cette thèse a été orienté vers le développement d'outils aidant à la conception de tournées de déneigement et d'épandage, et ce, tout particulièrement pour les cas réels. Les travaux se sont déclinés en trois parties : le développement d'un algorithme de type ALNS, l'amélioration de l'algorithme en tenant compte des caractéristiques du problème et la formalisation d'un nouveau problème où les opérations de déneigement et d'épandage sont combinées.

À la suite des nombreux problèmes obtenus avec la première méthode, nous avons décidé de faire table rase et de développer un nouvel algorithme. Notre choix s'est porté sur l'ALNS étant donné les succès obtenus au cours des dernières années. L'algorithme a été développé de telle manière qu'il puisse prendre en compte les contraintes suivantes : couverture partielle du réseau, hiérarchie du réseau, équilibrage des tâches de travail, restriction de véhicules pour certaines rues ainsi que la restriction ou l'interdiction de virages. Les nombreuses contraintes nous ont poussés à développer de nombreux opérateurs de voisinage afin de permettre à la métaheuristique d'améliorer sur plusieurs fronts. En somme, l'algorithme a bien permis de créer de nouvelles tournées. Il a aussi été démontré qu'il pouvait être utilisé pour l'évaluation de divers scénarios, comme l'impact de l'ajout ou du retrait d'un ou de plusieurs véhicules.

Le principal inconvénient du premier algorithme est son temps de traitement très long. Bien sûr, l'objectif est d'obtenir des tournées qui sont utilisées à long terme, de l'ordre d'une saison ou plus. Cependant, la durée de traitement permettait difficilement de tester divers scénarios dans un temps raisonnable. Pour cette raison, nous avons décidé de collaborer avec deux chercheurs français qui ont une grande expérience dans l'ALNS. Avant toute chose, pour faciliter l'explication du problème, nous avons donc conceptualisé une formulation mathématique du problème. Nous avons par la suite apporté des modifications à la métaheuristique. Parmi les principaux changements, une transformation des arcs du réseau en noeud a permis de calculer les plus courts chemins en tenant compte des pénalités sur virages. Cela a donc permis de calculer les plus courts chemins entre toutes les paires d'arcs ce qui a permis de retirer cette tâche de la métaheuristique. Cette transformation a également permis l'utilisation de l'algorithme heuristique de Lin Kernighan (*Lin Kernighan heuristic*) (LKH), une méthode

heuristique très puissante permettant le séquençement des arcs à suivre pour chaque tournée. Par ailleurs, une méthode de groupement des arcs a été développée pour tenir compte des caractéristiques internes d'un réseau routier. En effet, quand un véhicule va dans un coin du réseau, il est normal qu'on lui assigne plusieurs arcs à cet endroit afin d'éviter à un autre véhicule de s'y rendre. Cependant, le fait de former des groupes fixes peut nuire à la qualité de la solution. Le fait que les groupes soient dynamiques permet donc de s'adapter à cette situation. Ce nouvel algorithme a été appliqué à deux autres cas d'études, BC et PMR. Une comparaison à des tournées développées précédemment et à un solveur commercial a aussi permis de conclure à l'efficacité de la méthode. Finalement, la possibilité d'appliquer plusieurs fois le même opérateur de destruction avant de réparer la solution a été ajoutée.

Finalement, lors de la rencontre initiale avec la ville DM, nous avons compris que les pratiques actuelles recèlent un problème supplémentaire. Certains véhicules peuvent être affectés seulement au déneigement alors que d'autres véhicules multi-tâches peuvent à la fois déneiger et épandre du sel. Il faut savoir que les véhicules qui épandent du sel doivent, à la suite des opérations de déneigement, retourner épandre du sel ou des abrasifs sur les rues qui ont été déneigées par les véhicules qui ne peuvent pas épandre de sel. Le choix des rues où les véhicules multi-tâches circulent revêt donc une grande importance. Nous avons adapté l'algorithme développé précédemment pour résoudre ce nouveau problème. Les résultats semblent démontrer que la flotte de véhicule du cas étudié serait en surplus d'un véhicule. Il a donc été démontré que l'algorithme pourrait non seulement fournir des tournées pour le problème étudié, mais qu'il pourrait également être un outil très intéressant pour supporter l'analyse entourant l'achat d'un nouveau véhicule.

En parallèle à ces travaux, un aspect traitement des données de la thèse a également été développé. Un code permettant le passage d'un fichier *Shapefile* vers un réseau mathématique a été conçu. Ce passage requerrait une transition par un fichier Microsoft ExcelTM au début. Puis l'utilisation d'une bibliothèque de fonctions a permis d'automatiser ce traitement et de passer directement du *Shapefile* vers le réseau mathématique. Cet aspect est intéressant puisqu'il permet de tirer avantage des système d'information géographique (SIG) pour l'analyse des données. L'exportation des résultats obtenus à partir de l'algorithme a également évoluée. Les premières tournées furent disponibles seulement sur papier. Il est maintenant possible d'exporter les tournées sous forme de fichier *KML*, format qui peut être utilisé par certaines applications de positionnement *Global Positioning System* (GPS).

8.2 Limitations de la solution proposée

Une des grandes limitations sur laquelle il est très important d'insister est le fait que les tournées obtenues ne sont généralement pas une finalité en soit, mais qu'il faut plutôt les considérer comme un outil d'aide à la décision. Ainsi, il est important que les autorités responsables des opérations d'entretien hivernal prennent le temps de consulter le résultat et d'y apporter des modifications lorsque requis.

Une autre des limitations actuelles de l'algorithme est un certain manque de robustesse. Ainsi, il est possible d'obtenir des tournées complètement différentes en changeant légèrement un facteur. Cela s'explique par le fait que la robustesse n'a pas été prise en compte lors du développement de l'algorithme, mais aussi par l'utilisation d'une fonction objectif pondérée. En raison des différentes parties de l'objectif, il est possible qu'une solution qui abaisse beaucoup une partie de la fonction objectif permette d'obtenir une valeur de la fonction objectif similaire à une autre solution qui abaisse une autre partie de la fonction objectif. En fait, les deux solutions sont très différentes.

Finalement, la mise en place des résultats obtenus est encore peu avancée. Même si les résultats obtenus semblent prouver que l'algorithme donnent de bons résultats, des essais pratiques ne l'ont pas encore confirmé.

8.3 Améliorations futures

Une des premières améliorations qui seraient intéressantes à apporter consiste dans un premier temps à combler le manque de robustesse discuté dans la section précédente. Les diverses parties de l'objectif permettent de considérer les divers temps de fin de priorité. Il faudrait donc trouver une méthode pour n'avoir qu'un seul objectif. Un exemple d'une telle méthode pourrait consister à améliorer séquentiellement les divers temps de fin de priorité, en commençant avec la priorité la moins importante, puis en terminant avec la plus importante.

Une autre avenue de recherche intéressante a été soulignée dans le deuxième article. Nous avons effectivement souligné que la topologie du réseau semble avoir un impact sur les résultats. Cependant, les résultats actuels ne permettent pas de tirer de conclusion. Il serait intéressant de trouver des méthode pour qualifier les topologies des réseaux puis de déterminer l'efficacité des opérateurs ou encore des méthodes appliqués.

Un aspect important dont nous n'avons pas parlé beaucoup dans ces travaux est aussi la promotion des arcs. Maintenant que nous avons un algorithme qui permet de concevoir des tournées, il serait intéressant de rajouter cet aspect qui peut permettre une grande économie

de temps.

D'autre part, les avaries étant fréquents durant la saison hivernale, il serait également très intéressant de développer des algorithmes qui permettent de tenir compte de l'aspect dynamique d'un problème. Par exemple, comment parer à une chute de neige beaucoup plus importante que prévue, de la congestion routière, un bris d'équipement... Certains travaux soulignés dans cette thèse ont déjà commencé à aborder le sujet.

Finalement, il serait très intéressant de développer des outils pour faciliter l'interaction avec l'utilisateur. La forme actuelle du code est encore très difficile avec de nombreux paramètres à ajuster. Cependant, les résultats obtenus ont certainement attirés l'attention lors des conférences et certaines villes seraient intéressées à obtenir un outil.

RÉFÉRENCES

- Ablerta, “Alberta snowplows and roadway maintenance vehicles”, 2015, accédé le 4 février 2017. En ligne : <https://vts.511.alberta.ca/VTS/>
- C. Ahabchane, “Développement d’indicateurs de performance sur les opérations d’épandage de fondants et d’abrasifs sur réseau routier à partir de données de télémétrie”, Thèse de doctorat, École Polytechnique de Montréal, 2015.
- C. Ahabchane, A. Langevin, et M. Trépanier, “Développement d’indicateurs de performance sur les opérations d’épandage de fondants et d’abrasifs sur réseau routier à partir de données de télémétrie”, dans *11e congrès international de génie industriel - CIGI 2015*. Congrès international de génie industriel, 2015, Conference Proceedings, pp. 1–8. En ligne : http://www.simagi.polymtl.ca/congresgi/cigi2015/Articles/CIGI_2015_submission_53.pdf
- C. A. Amaya, “Bibliothèque polyroute”, 2006.
- American Highway Users Alliance et IHS Global Insight (Firm), *The Economic Costs of Disruption from a Snowstorm*. American Highway Users Alliance, 2010. En ligne : <http://www.highways.org/wp-content/uploads/2014/02/economic-costs-of-snowstorms.pdf>
- A. A. Assad et B. L. Golden, “Chapter 5 arc routing methods and applications”, *Handbooks in Operations Research and Management Science*, vol. 8, pp. 375 – 483, 1995. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0927-0507\(05\)80109-4](http://dx.doi.org/10.1016/S0927-0507(05)80109-4). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0927050705801094>
- J. E. Atkins, J. S. Dierckman, et K. O’Byrant, “A real snow job”, *The UMAP Journal*, vol. 11, pp. 231–239, 1990.
- J. Bautista et J. Pereira, “Ant algorithms for urban waste collection routing”, *Ant Colony Optimization and Swarm Intelligence, Proceedings*, vol. 3172, pp. 302–309, 2004, bav32 Times Cited :7 Cited References Count :20 Lecture Notes in Computer Science. En ligne : <GotoISI> ://WOS:000223762300028
- J. E. Beasley, “Route first—cluster second methods for vehicle routing”, *Omega*, vol. 11, no. 4, pp. 403–408, 1983.

E. Benavent, A. Corberán, I. Plana, et J. M. Sanchis, “Min-max k-vehicles windy rural postman problem”, *Networks*, vol. 54, no. 4, pp. 216–226, 2009, 523VI Times Cited :1 Cited References Count :19. DOI : Doi 10.1002/Net.20334. En ligne : <GotoISI>://000272102300006

E. Benavent et D. Soler, “The directed rural postman problem with turn penalties”, *Transportation Science*, vol. 33, no. 4, pp. 408–418, Avr. 1999. DOI : 10.1287/trsc.33.4.408. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/trsc.33.4.408>

E. Benavent, V. Campos, Á. Corberán, et E. Mota, “The capacitated arc routing problem. a heuristic algorithm”, *Questiio*, vol. 14, no. 1, pp. 107–122, 1990.

E. Benavent, A. Corberán, et J. M. Sanchis, “A metaheuristic for the min-max windy rural postman problem with k vehicles”, *Computational Management Science*, vol. 7, no. 3, p. 18, 2010.

E. Benavent, A. Corberán, I. Plana, et J. M. Sanchis, “Chapter 11 : Arc routing problems with min-max objectives”, dans *Arc Routing : Problems, Methods and Applications*, A. Corberán et G. Laporte, édés. Philadelphia, PA : Society for Applied Mathematics and the Mathematical Optimization Society, 2014, ch. 11, pp. 255–280. DOI : 10.1137/1.9781611973679.ch11. En ligne : <http://epubs.siam.org/doi/abs/10.1137/1.9781611973679.ch11>

D. E. Benson, J. L. Bander, et C. C. White, “A planning and operational decision support system for winter storm maintenance in an its environment”, dans *IEEE International Conference on Intelligent Vehicles. Proceedings of the 1998 IEEE International Conference on Intelligent Vehicles*, vol. 2, 1998.

P. Beullens, L. Muyldermans, D. Cattrysse, et D. V. Oudheusden, “A guided local search heuristic for the capacitated arc routing problem”, *European Journal of Operational Research*, vol. 147, no. 3, pp. 629 – 643, 2003. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217\(02\)00334-X](http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217(02)00334-X). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S037722170200334X>

L. Bodin, G. Fagin, R. Welebny, et J. Greenberg, “The design of a computerized sanitation vehicle routing and scheduling system for the town of oyster bay, new york”, *Computers & Operations Research*, vol. 16, no. 1, pp. 45 – 54, 1989. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548\(89\)90051-8](http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548(89)90051-8). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0305054889900518>

J. Brandão et R. Eglese, “A deterministic tabu search algorithm for the capacitated arc routing problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 35, no. 4, pp. 1112 – 1126, 2008. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2006.07.007>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054806001535>

O. Bräysy, E. Martinez, Y. Nagata, et D. Soler, “The mixed capacitated general routing problem with turn penalties”, *Expert Systems with Applications*, vol. 38, no. 10, pp. 12954–12966, 2011.

Bureau du coroner du Québec, “Rechercher des recommandations - collision sur la route 122”, 2016, accédé le 4 février 2017. En ligne : [https://www.coroner.gouv.qc.ca/rapports-et-recommandations/rechercher-des-recommandations.html?tx_msprecommandation_pi1\[sword\]=gps&tx_msprecommandation_pi1\[date_type\]=evenement&tx_msprecommandation_pi1\[submit_button\]=Rechercher&tx_msprecommandation_pi1\[uid_recomm\]=3197](https://www.coroner.gouv.qc.ca/rapports-et-recommandations/rechercher-des-recommandations.html?tx_msprecommandation_pi1[sword]=gps&tx_msprecommandation_pi1[date_type]=evenement&tx_msprecommandation_pi1[submit_button]=Rechercher&tx_msprecommandation_pi1[uid_recomm]=3197)

E. K. Burke et Y. Bykov, “The late acceptance hill-climbing heuristic”, *European Journal of Operational Research*, vol. 258, no. 1, pp. 70 – 78, 2017. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2016.07.012>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221716305495>

E. A. Cabral, M. Gendreau, G. Ghiani, et G. Laporte, “Solving the hierarchical chinese postman problem as a rural postman problem”, *European Journal of Operational Research*, vol. 155, no. 1, pp. 44 – 50, 2004. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217\(02\)00813-5](http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217(02)00813-5). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221702008135>

W. P. Cai, G. Liu, et W. S. Cao, “A study of vehicle and materials depot location problems for winter road maintenance”, dans *9th International Conference of Chinese Transportation Professionals, ICCTP 2009 : Critical Issues in Transportation System Planning, Development, and Management, August 5, 2009 - August 9, 2009*, série Proceedings of the 9th International Conference of Chinese Transportation Professionals, ICCTP 2009 : Critical Issues in Transportation System Planning, Development, and Management, vol. 358. American Society of Civil Engineers, 2009, Conference Proceedings, pp. 1530–1535. DOI : 10.1061/41064(358)215. En ligne : [http://dx.doi.org/10.1061/41064\(358\)215](http://dx.doi.org/10.1061/41064(358)215)

J. F. Campbell et A. Langevin, *Roadway Snow and Ice Control*. Boston, Ma : Kluwer Academic, 2000, pp. 389–418.

J. F. Campbell, A. Langevin, et N. Perrier, *Chapter 14 : Advances in Vehicle Routing for Snow Plowing*. Society for Applied Mathematics and the Mathematical Optimization Society, 2014, pp. 321–350. DOI : 10.1137/1.9781611973679.ch14. En ligne : <http://epubs.siam.org/doi/abs/10.1137/1.9781611973679.ch14>

E. Canada, 2006. En ligne : <http://www.ec.gc.ca/nopp/roadsalt/reports/en/list.cfm>

L. Chapleau, J. A. Ferland, G. Lapalme, et J.-M. Rousseau, “A parallel insert method for the capacitated arc routing problem”, *Operations Research Letters*, vol. 3, no. 2, pp. 95 – 99, 1984. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0167-6377\(84\)90049-X](http://dx.doi.org/10.1016/0167-6377(84)90049-X). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/016763778490049X>

L. Chapman et J. Thornes, “Geomatics inspire winter maintenance revolution”, *APWA reporter*, vol. 70, no. 9, pp. 22–23, 2003.

N. Christofides, “The optimum traversal of a graph”, *Omega*, vol. 1, no. 6, pp. 719 – 732, 1973. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0305-0483\(73\)90089-3](http://dx.doi.org/10.1016/0305-0483(73)90089-3). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0305048373900893>

N. Christofides, V. Campos, A. Corberán, et E. Mota, *An algorithm for the Rural Postman problem on a directed graph*. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 1986, pp. 155–166. DOI : 10.1007/BFb0121091. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/BFb0121091>

C.-C. Chyu, “A mixed-strategy heuristic for the mixed arc routing problem”, *Journal of the Chinese Institute of Industrial Engineers*, vol. 18, no. 3, pp. 68–76, 2001. DOI : 10.1080/10170660109509459. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1080/10170660109509459>

City of Cornerbrook, “Track my plow”, 2017, accédé le 4 février 2017. En ligne : <https://www.511portal.com/cornerbrook>

G. Clarke et J. W. Wright, “Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery points”, *Operations research*, vol. 12, no. 4, pp. 568–581, 1964.

J. Clossey, G. Laporte, et P. Soriano, “Solving arc routing problems with turn penalties”, *The Journal of the Operational Research Society*, vol. 52, no. 4, pp. 433–439, 2001. En ligne : <http://www.jstor.org/stable/254244>

A. Corberán, R. Martí, E. Martínez, et D. Soler, “The rural postman problem on mixed graphs with turn penalties”, *Computers & Operations Research*, vol. 29, no. 7, pp. 887–903, 2002, 519xa Times Cited :11 Cited References Count :20. DOI : Doi 10.1016/S0305-0548(00)00091-5. En ligne : <GotoISI>://WOS:000173749700007

A. Corberán, R. Martí, et A. Romero, “Heuristics for the mixed rural postman problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 27, no. 2, pp. 183 – 203, 2000. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548\(99\)00031-3](http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548(99)00031-3). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054899000313>

A. Corberán, A. N. Letchford, et J. M. Sanchis, “A cutting plane algorithm for the general routing problem”, *Mathematical Programming*, vol. 90, no. 2, pp. 291–316, 2001. DOI : 10.1007/PL00011426. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/PL00011426>

A. Corberán, I. Plana, et J. M. Sanchis, *Chapter 6 : The Rural Postman Problem on Directed, Mixed, and Windy Graphs*. Philadelphia, PA : Society for Applied Mathematics and the Mathematical Optimization Society, 2014, ch. 6, pp. 101–127. DOI : 10.1137/1.9781611973679.ch6. En ligne : <http://epubs.siam.org/doi/abs/10.1137/1.9781611973679.ch6>

A. Corberán et C. Prins, “Recent results on arc routing problems : An annotated bibliography”, *Networks*, vol. 56, no. 1, pp. 50–69, 2010. DOI : 10.1002/net.20347. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1002/net.20347>

A. Corberán, I. Plana, et J. M. Sanchis, “A branch & cut algorithm for the windy general routing problem and special cases”, *Networks*, vol. 49, no. 4, pp. 245–257, 2007. DOI : 10.1002/net.20176. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1002/net.20176>

D. Cornford et J. Thornes, “Linear modelling in climatology-a local scale, minimum temperature model for great britain.” dans *Proceedings of 1st International Conference on Geocomputation*, série 2005 IEEE Congress on Evolutionary Computation, IEEE CEC 2005. Proceedings, vol. 1. Leeds University, 1996, Conference Proceedings, pp. 156–167.

P. F. de Córdoba, L. G. Raffi, et J. Sanchis, “A heuristic algorithm based on monte carlo methods for the rural postman problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 25, no. 12, pp. 1097 – 1106, 1998. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548\(98\)00028-8](http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548(98)00028-8). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054898000288>

M. Dror, *Arc routing : theory, solutions and applications*. Springer Science & Business Media, 2000. DOI : 10.1007/978-1-4615-4495-1

M. Dror, H. Stern, et P. Trudeau, “Postman tour on a graph with precedence relation on arcs”, *Networks*, vol. 17, no. 3, pp. 283–294, 1987. DOI : 10.1002/net.3230170304. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1002/net.3230170304>

B. Dussault, B. Golden, C. Groër, et E. Wasil, “Plowing with precedence : A variant of the windy postman problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 40, no. 4, pp. 1047 – 1059, 2013. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2012.10.013>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054812002250>

B. Dussault, B. Golden, et E. Wasil, “The downhill plow problem with multiple plows”, *Journal of the Operational Research Society*, vol. 65, no. 10, pp. 1465–1474, 2014. DOI : 10.1057/jors.2013.83. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1057/jors.2013.83>

J. Edmonds et E. L. Johnson, “Matching, euler tours and the chinese postman”, *Mathematical Programming*, vol. 5, no. 1, pp. 88–124, 1973. DOI : 10.1007/BF01580113. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/BF01580113>

R. Eglese, B. Golden, et E. Wasil, *Chapter 13 : Route Optimization for Meter Reading and Salt Spreading*. Society for Applied Mathematics and the Mathematical Optimization Society, 2014, pp. 303–320. DOI : 10.1137/1.9781611973679.ch13. En ligne : <http://epubs.siam.org/doi/abs/10.1137/1.9781611973679.ch13>

R. Eglese, “Routeing winter gritting vehicles”, *Discrete Applied Mathematics*, vol. 48, no. 3, pp. 231 – 244, 1994. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0166-218X\(92\)00003-5](http://dx.doi.org/10.1016/0166-218X(92)00003-5). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0166218X92000035>

R. England, “Computer analysis ensures a clean sweep”, *Surveyor*, vol. 6, no. May, pp. 15–16, 1982.

—, “Cluster analysis and your roads....” *Surveyor*, vol. 159, no. 4672, 1982.

ESRI®, “Arcmap”, version 10.0. En ligne : <https://www.arcgis.com/>, 2010.

D. Farkas et K. Corbley, “City updates tax maps and tracks snow removal with gis”, *Public works*, vol. 129, no. 3, pp. 54–56, 1998.

G. N. Frederickson, “Approximation algorithms for som postman problems”, *Journal of the Association for Computing Machinery*, vol. 26, no. 3, pp. 538–554, 1979. DOI : 10.1145/322139.322150. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1145/322139.322150>

M. Gendreau, G. Laporte, et S. Yelle, “Efficient routing of service vehicles”, *Engineering Optimization*, vol. 28, no. Compendex, pp. 263–271, 1997. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1080/03052159708941135>

Geogratis, Ressources naturelles Canada, Gouvernement du Canada, *GéoBase-Réseau routier national (RRN)*, 2012, accédé le 18 juillet 2016. En ligne : <http://geogratis.gc.ca/api/fr/nrcan-rncan/ess-sst/c0db1b2e-bdaf-6998-8b8e-e569e5d39d6b.html#distribution>

G. Ghiani et G. Improta, “An algorithm for the hierarchical chinese postman problem”, *Operations Research Letters*, vol. 26, no. 1, pp. 27 – 32, 2000. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0167-6377\(99\)00046-2](http://dx.doi.org/10.1016/S0167-6377(99)00046-2). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0167637799000462>

G. Ghiani et G. Laporte, “A branch-and-cut algorithm for the undirected rural postman problem”, *Mathematical Programming*, vol. 87, no. 3, pp. 467–481, 2000. DOI : [10.1007/s101070050007](http://dx.doi.org/10.1007/s101070050007). En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/s101070050007>

G. Ghiani, D. Laganà, et R. Musmanno, “A constructive heuristic for the undirected rural postman problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 33, no. 12, pp. 3450 – 3457, 2006, part Special Issue : Recent Algorithmic Advances for Arc Routing Problems. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2005.02.014>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054805000699>

GIRO, “Courrier/colis”, 2017, accédé le 15 mars 2017. En ligne : <http://www.giro.ca/fr/solutions/courrier-colis>

N. Golbaharan, “An application of optimization to the snow removal problem : A column generation approach, thesis no. 886”, PhD Thesis, Linköping University, Linköping, Sweden, 2001.

B. Golden, J. Dearmon, et E. Baker, “Computational experiments with algorithms for a class of routing problems”, *Computers & Operations Research*, vol. 10, no. 1, pp. 47 – 59, 1983. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548\(83\)90026-6](http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548(83)90026-6). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0305054883900266>

B. L. Golden et R. T. Wong, “Capacitated arc routing problems”, *Networks*, vol. 11, no. 3, pp. 305–315, 1981. DOI : [10.1002/net.3230110308](http://dx.doi.org/10.1002/net.3230110308). En ligne : <http://dx.doi.org/10.1002/net.3230110308>

L. Goode et T. Nantung, “Casper : The friendly, efficient snow routes planner”, *TR News*, vol. 181, no. November-December, pp. 20–21, 1995. En ligne : <http://onlinepubs.trb.org/onlinepubs/trnews/rpo/rpo.trn181.pdf>

Google Developers, “Kml documentation introduction”, 2016. En ligne : <https://developers.google.com/kml/documentation/>

Gouvernement du Canada, *Données des stations pour le calcul des normales climatiques au Canada de 1981 à 2010 - ROBERVAL A*, 2017, accédé le 12 janvier 2017. En ligne : http://climat.meteo.gc.ca/climate_normals/results_1981_2010_f.html?searchType=stnName&txtStationName=roberval&searchMethod=contains&txtCentralLatMin=0&txtCentralLatSec=0&txtCentralLongMin=0&txtCentralLongSec=0&stnID=5934&dispBack=1

—, *Données des stations pour le calcul des normales climatiques au Canada de 1981 à 2010 - BAIE-COMEAU A*, 2017, accédé le 12 janvier 2017. En ligne : http://climat.meteo.gc.ca/climate_normals/results_1981_2010_f.html?stnID=5662&autofwd=1

—, *Données des stations pour le calcul des normales climatiques au Canada de 1981 à 2010 - MONTREAL/PIERRE ELLIOTT TRUDEAU INTL A **, 2017, accédé le 12 janvier 2017. En ligne : http://climate.weather.gc.ca/climate_normals/results_1981_2010_f.html?searchType=stnProv&lstProvince=QC&txtCentralLatMin=0&txtCentralLatSec=0&txtCentralLongMin=0&txtCentralLongSec=0&stnID=5415&dispBack=0

Gouvernement du Québec, “Transport québec : Viabilité hivernale.” Gouvernement du Québec, 2007. En ligne : http://www.mtq.gouv.qc.ca/portal/page/portal/ministere/ministere/environnement/changements_climatiques/adapter_transports_impacts_changements_climatiques/viabilite_hivernale

P. Greistorfer, “A tabu scatter search metaheuristic for the arc routing problem”, *Computers & Industrial Engineering*, vol. 44, no. 2, pp. 249 – 266, 2003. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0360-8352\(02\)00178-X](http://dx.doi.org/10.1016/S0360-8352(02)00178-X). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S036083520200178X>

G. Groves et J. van Vuuren, “Efficient heuristics for the rural postman problem”, *ORiON*, vol. 21, no. 1, 2005. En ligne : <http://orion.journals.ac.za/pub/article/view/17>

- I. Gudac, I. Marović, et T. Hanak, “Sustainable optimization of winter road maintenance services under real-time information”, *Procedia Engineering*, vol. 85, pp. 183 – 192, 2014, selected papers from Creative Construction Conference 2014. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.proeng.2014.10.543>. En ligne : [//www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1877705814019092](http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1877705814019092)
- D. Gupta, E. Tokar-Erdemir, D. Kuchera, A. K. Mannava, et W. Xiong, “Optimal workforce planning and shift scheduling for snow and ice removal”, Minnesota Department of Transportation, St. Paul, Minnesota, Rapp. tech. MN/RC 2011-03, 2010. En ligne : <http://www.lrrb.org/pdf/201103.pdf>
- J. D. Gupta, “Development of a model to assess costs of opening a new or closing an existing outpost or county garage”, University of Toledo, Ohio Department of Transportation, Federal Highway Administration, Rapp. tech., 1998.
- T. Gustavsson, M. Karlsson, J. Bogren, et S. Lindqvist, “Development of temperature patterns during clear nights”, *Journal of applied meteorology*, vol. 37, no. 6, pp. 559–571, 1998.
- GéoBase, “Réseau routier national : Formats de distribution du produit-Édition 2.0.1”, 2012. En ligne : http://ftp.geogratis.gc.ca/pub/nrcan_rncan/vector/geobase_nrn_rrn/doc/GeoBase_rrn_fr_Formats_Distribution.pdf
- A. Haghani et H. Qiao, “Decision support system for snow emergency vehicle routing : algorithms and application”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, no. 1771, pp. 172–178, 2001.
- , “Snow emergency vehicle routing with route continuity constraints”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, vol. 1783, pp. 119–124, 2002. DOI : 10.3141/1783-15. En ligne : <http://dx.doi.org/10.3141/1783-15>
- L. Hajibabai et Y. Ouyang, “Dynamic snow plow fleet management under uncertain demand and service disruption”, *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, vol. 17, no. 9, pp. 2574–2582, 9 2016. DOI : 10.1109/TITS.2016.2520918
- L. Hajibabai, S. Nourbakhsh, Y. Ouyang, et F. Peng, “Network routing of snowplow trucks with resource replenishment and plowing priorities”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, vol. 2440, pp. 16–25, 2014. DOI : 10.3141/2440-03. En ligne : <http://dx.doi.org/10.3141/2440-03>

H. Handa, L. Chapman, et X. Yao, “Dynamic salting route optimisation using evolutionary computation”, dans *2005 IEEE Congress on Evolutionary Computation, IEEE CEC 2005, September 2, 2005 - September 5, 2005*, série 2005 IEEE Congress on Evolutionary Computation, IEEE CEC 2005. Proceedings, vol. 1. Institute of Electrical and Electronics Engineers Computer Society, 2005, Conference Proceedings, pp. 158–165.

H. Handa, D. Lin, L. Chapman, et X. Yao, “Robust solution of salting route optimisation using evolutionary algorithms”, *2006 Ieee Congress on Evolutionary Computation, Vols 1-6*, pp. 3083–3090, 2006. En ligne : <GotoISI>://000245414205047

H. Handa, L. Chapman, et X. Yao, *Robust Salting Route Optimization Using Evolutionary Algorithms*. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2007, pp. 497–517. En ligne : http://dx.doi.org/10.1007/978-3-540-49774-5_22

E. Haslam et J. R. Wright, “Application of routing technologies to rural snow and ice control”, *Transportation Research Record*, no. 1304, pp. p. 202–211, 1991.

K. Helsgaun, “General k-opt submoves for the lin-kernighan tsp heuristic”, *Mathematical Programming Computation*, vol. 1, no. 2, pp. 119–163, 2009. DOI : 10.1007/s12532-009-0004-6. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/s12532-009-0004-6>

——, *LKH*, 2012. En ligne : <http://www.akira.ruc.dk/~keld/research/LKH/>

A. Hertz et M. Mittaz, “A variable neighborhood descent algorithm for the undirected capacitated arc routing problem”, *Transportation Science*, vol. 35, no. 4, pp. 425–434, 2001. En ligne : <http://www.jstor.org/stable/25768974>

A. Hertz, G. Laporte, et P. N. Hugo, “Improvement procedures for the undirected rural postman problem”, *INFORMS Journal on Computing*, vol. 11, no. 1, pp. 53–62, 1999. DOI : 10.1287/ijoc.11.1.53. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/ijoc.11.1.53>

A. Hertz, G. Laporte, et M. Mittaz, “A tabu search heuristic for the capacitated arc routing problem”, *Oper. Res.*, vol. 48, no. 1, pp. 129–135, jan 2000. DOI : 10.1287/opre.48.1.129.12455. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/opre.48.1.129.12455>

Info Neige, “Info neige”, 2017, accédé le 4 février 2017. En ligne : <http://infoneige.ca/>

B. Jones, “Road maintenance costs in Canada in winter”, dans *Weather and Transportation in Canada*, série Department of Geography publication series, J. Andrey et C. Knapper, édés. University of Waterloo, 2003, vol. 5, pp. 121–142.

P. Kandula et J. R. Wright, “Designing network partitions to improve maintenance routing”, *Journal of Infrastructure Systems*, vol. 3, no. 4, pp. 160–168, 1997. DOI : 10.1061/(asce)1076-0342(1997)3:4(160). En ligne : [http://dx.doi.org/10.1061/\(ASCE\)1076-0342\(1997\)3:4\(160\)](http://dx.doi.org/10.1061/(ASCE)1076-0342(1997)3:4(160))

J. Kinable, W.-J. van Hove, et S. F. Smith, *Optimization Models for a Real-World Snow Plow Routing Problem*. Cham : Springer International Publishing, 2016, pp. 229–245. En ligne : http://dx.doi.org/10.1007/978-3-319-33954-2_17

P. Korteweg et T. Volgenant, “On the hierarchical Chinese postman problem with linear ordered classes”, *European Journal of Operational Research*, vol. 169, no. 1, pp. 41 – 52, 2006. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2004.06.003>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S037722170400428X>

P. Lacomme, C. Prins, et W. Ramdane-Chérif, “Competitive memetic algorithms for arc routing problems”, *Annals of Operations Research*, vol. 131, no. 1-4, pp. 159–185, 2004, 849jp Times Cited :93 Cited References Count :36. DOI : DOI 10.1023/B:ANOR.0000039517.35989.6d. En ligne : <GotoISI>://WOS:000223535200008

—, “Evolutionary algorithms for periodic arc routing problems”, *European Journal of Operational Research*, vol. 165, no. 2, pp. 535–553, 2005, 906rt Times Cited :37 Cited References Count :26. DOI : 10.1016/j.ejor.2004.04.021. En ligne : <GotoISI>://WOS:000227660900021

P. Lacomme, C. Prins, et W. Ramdane-Chérif, *Applications of Evolutionary Computing : EvoWorkshops 2001 : EvoCOP, EvoFlight, EvoIASP, EvoLearn, and EvoSTIM Como, Italy, April 18–20, 2001 Proceedings*. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2001, ch. A Genetic Algorithm for the Capacitated Arc Routing Problem and Its Extensions, pp. 473–483. En ligne : http://dx.doi.org/10.1007/3-540-45365-2_49

G. Laporte, “Modeling and solving several classes of arc routing problems as traveling salesman problems”, *Computers & Operations Research*, vol. 24, no. 11, pp. 1057 – 1061, 1997. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548\(97\)00013-0](http://dx.doi.org/10.1016/S0305-0548(97)00013-0). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0305054897000130>

G. Laporte, R. Musmanno, et F. Vocaturro, “An adaptive large neighbourhood search heuristic for the capacitated arc-routing problem with stochastic demands”, *Transportation Science*, vol. 44, no. 1, pp. 125–135, 2010. En ligne : <http://www.jstor.org/stable/25769483>

—, “An adaptive large neighbourhood search heuristic for the capacitated arc-routing problem with stochastic demands”, *Transportation Science*, vol. 44, no. 1, pp. 125–135, 2010. DOI : 10.1287/trsc.1090.0290. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/trsc.1090.0290>

P. F. Lemieux et L. Campagna, “The snow ploughing problem solved by a graph theory algorithm”, *Civil Engineering Systems*, vol. 1, no. 6, pp. 337–341, 1984. DOI : 10.1080/02630258408970368. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1080/02630258408970368>

J. K. Lenstra et A. Kan, “On general routing problems”, *Networks*, vol. 6, no. 3, pp. 273–280, 1976.

L. Y. Li et R. W. Eglese, “An interactive algorithm for vehicle routeing for winter—gritting”, *Journal of the Operational Research Society*, vol. 47, no. 2, pp. 217–228, 1996.

T. M. Liebling, *Routing problems for street cleaning and snow removal*. Ann Arbor Science Publishers, 1973, pp. 363–374.

F. Liping, M. Trudel, et V. Kim, “Optimizing winter road maintenance operations under real-time information”, *European Journal of Operational Research*, vol. 196, no. Compendex, pp. 332–341, 2009. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2008.03.001>

G. Liu, Y. Ge, T. Z. Qiu, et H. R. Soleymani, “Optimization of snow plowing cost and time in an urban environment : A case study for the city of edmonton”, *Canadian Journal of Civil Engineering*, vol. 41, no. 7, pp. 667–675, 2014. DOI : 10.1139/cjce-2013-0409. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1139/cjce-2013-0409>

V. Maniezzo et M. Roffilli, *Recent Advances in Evolutionary Computation for Combinatorial Optimization*. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2008, ch. Algorithms for Large Directed Capacitated Arc Routing Problem Instances, pp. 259–274. En ligne : http://dx.doi.org/10.1007/978-3-540-70807-0_16

Map data©Google, *Google Maps*, 2017, accédé le 12 janvier 2017. En ligne : <https://www.google.ca/maps/@48.8819193,-72.2450672,12.75z>

MapWindow GIS Team, “Mapwindow”, version 4.8.6. En ligne : www.MapWindow.org, 2011.

D. Marks et R. Stricker, “Routing for public service vehicles”, *Journal of Urban Planning and Development*, vol. 97, no. UP2, pp. 165 – 178, 1971.

F. Marzolf, M. Trépanier, et A. Langevin, “Road network monitoring : algorithms and a case study”, *Computers & operations research*, vol. 33, no. 12, pp. 3494–3507, 2006.

Microsoft®, “Microsoft excel”, version Microsoft Office Professionnel Plus 2016. En ligne : <https://products.office.com/fr-ca/excel>, 2016.

L. D. Minsk, *Snow and Ice Control Manual for Transportation Facilities*. McGraw-Hill, Incorporated, 1998.

C. R. Moss et W. E. Meyer, *A routing methodology for snow plows and cindering trucks : interim technical report*. University Park, PA : Pennsylvania State University, Pennsylvania Transportation and Traffic Safety Center, 1970, vol. 7015.

M.C. Mourão et M.T. Almeida, “Lower-bounding and heuristic methods for a refuse collection vehicle routing problem1”, *European Journal of Operational Research*, vol. 121, no. 2, pp. 420 – 434, 2000. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217\(99\)00045-4](http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217(99)00045-4). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221799000454>

L. Muyldermans, D. Cattrysse, D. V. Oudheusden, et T. Lotan, “Districting for salt spreading operations”, *European Journal of Operational Research*, vol. 139, no. 3, pp. 521 – 532, 2002. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217\(01\)00184-9](http://dx.doi.org/10.1016/S0377-2217(01)00184-9). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221701001849>

L. Muyldermans, D. Cattrysse, et D. Van Oudheusden, “District design for arc-routing applications”, *Journal of the Operational Research Society*, vol. 54, no. 11, pp. 1209–1221, 2003.

National Cooperative Highway Research Program (Etats-Unis) and Levelton Consultants Limited, *Guidelines for the selection of snow and ice control materials to mitigate environmental impacts*, série Report (National Cooperative Highway Research Program) 577. National Cooperative Highway Research Program, 2007.

National Cooperative Highway Research Program (United States) et R. R. Blackburn, *Snow and ice control : guidelines for materials and methods*, série Report (National Cooperative Highway Research Program). Transportation Research Board, 2004, vol. 526.

W. Nixon, “National advances in winter maintenance”, Paper presented at the 8th Annual Road Salt Symposium, Minnesota, 2009.

W. A. Nixon, R. Nelson, R. M. DeVries, et L. Smithson, *Sustainability in Winter Maintenance Operations : A Checklist*, série Maintenance. Transportation research record, 2012, vol. 12-3485. En ligne : <http://onlinepubs.trb.org/Onlinepubs/trr/1995/1509/1509-003.pdf>

C. E. Noon et J. C. Bean, “An efficient transformation of the generalized traveling salesman problem”, *INFOR*, vol. 31, no. 1, p. 39, 1993.

P.-A. Normandin, “Déneiger coûte plus d’un milliard par an au québec”, 2015, accédé le 12 janvier 2017. En ligne : <http://www.lapresse.ca/actualites/national/201412/10/01-4827154-deneiger-coute-plus-dun-milliard-par-an-au-quebec.php>

Nova Scotia, “Provincial plow tracker”, 2017, accédé le 4 février 2017. En ligne : <https://novascotia.ca/tran/winter/plowtracker.asp>

M. Omer, “Efficient routing of snow removal vehicles”, Thesis, West Virginia University, 2007. En ligne : <http://search.proquest.com/docview/304798713?accountid=40695>

W. L. Pearn et J. B. Chou, “Improved solutions for the chinese postman problem on mixed networks”, *Computers & Operations Research*, vol. 26, no. 8, pp. 819–827, 1999. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S030505489900006>

W. L. Pearn, “Augment-insert algorithms for the capacitated arc routing problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 18, no. 2, pp. 189 – 198, 1991. DOI : [http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548\(91\)90089-A](http://dx.doi.org/10.1016/0305-0548(91)90089-A). En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/030505489190089A>

—, “Approximate solutions for the capacitated arc routing problem”, *Computers & Operations Research*, vol. 16, no. 6, pp. 589–600, 1989.

N. Perrier, A. Amaya, A. Langevin, et G. Cormier, “Improving snow removal operations using operations research : a case study”, dans *Proceedings of the International Conference on Information Systems, Logistics and Supply Chain, ILS2006*, May 15-17 2006.

N. Perrier, A. Langevin, et J. F. Campbell, “A survey of models and algorithms for winter road maintenance. part i : System design for spreading and plowing”, *Computers and Operations Research*, vol. 33, no. 1, pp. 209 – 238, 2006, snow disposal;Snow hauling;Snow removal;Winter road maintenance;. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2004.07.006>

—, “A survey of models and algorithms for winter road maintenance. part ii : System design for snow disposal”, *Computers and Operations Research*, vol. 33, no. 1, pp. 239 – 262, 2006, snow disposal;Snow hauling;Snow removal;Winter road maintenance;. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2004.07.007>

—, “A survey of models and algorithms for winter road maintenance. part iii : Vehicle routing and depot location for spreading”, *Computers and Operations Research*, vol. 34, no. 1, pp. 211 – 257, 2007, arc routing;Snow disposal;Snow hauling;Snow removal;Winter road maintenance;. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2005.05.007>

—, “A survey of models and algorithms for winter road maintenance. part iv : Vehicle routing and fleet sizing for plowing and snow disposal”, *Computers and Operations Research*, vol. 34, no. 1, pp. 258 – 294, 2007, snow disposal;Snow hauling;Snow removal;Winter road maintenance;. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2005.05.008>

N. Perrier, A. Langevin, et C.-A. Amaya, “Vehicle routing for urban snow plowing operations”, *Transportation Science*, vol. 42, no. 1, pp. 44 – 56, 2008, arc routing;Chinese postman problem;Different services;Disposal sites;Heuristic solutions;Load-Balancing;Makespan objective;Mathematical optimizations;Multicommodity network flow;Operational constraints;Precedence relations;Real-life applications;Road segments;Service requirements;Snow plowing;Snow removal;Solution strategy;Urban areas;Winter road maintenance;. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/trsc.1070.0195>

N. Perrier, J. F. Campbell, M. Gendreau, et A. Langevin, *Vehicle Routing Models and Algorithms for Winter Road Spreading Operations*. Hershey, PA : Information Science Reference, 2011, pp. 15–46. DOI : DOI: 10.4018/978-1-61350-086-6.ch002

—, “Vehicle routing models and algorithms for winter road spreading operations”, dans *Hybrid Algorithms for Service, Computing and Manufacturing Systems : Routing and Scheduling Solutions*, J. R. Montoya-Torres, A. A. Juan, L. H. Huatucó, J. Faulin, et G. L. Rodríguez-Verjan, édés. IGI Global, 2012, ch. 2, pp. 15–45. DOI : 4018/978-1-61350-086-6.ch002

R. Pickard, “Arcview shapefile ocx and dll”, Version : 2.1.6 (3 février 2015). En ligne : <https://www.arcgis.com/home/item.html?id=a613e1282404495f8c075dd29ed057a5.>, 2015.

D. Pisinger et S. Ropke, “A general heuristic for vehicle routing problems”, *Computers and Operations Research*, vol. 34, no. 8, pp. 2403–2435, August 2007. DOI : 10.1016/j.cor.2005.09.012. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cor.2005.09.012>

C. Prins, *Chapter 7 : The Capacitated Arc Routing Problem : Heuristics*. Philadelphia, PA : Society for Applied Mathematics and the Mathematical Optimization Society, 2014, ch. 7, pp. 131–157. DOI : 10.1137/1.9781611973679.ch7. En ligne : <http://epubs.siam.org/doi/abs/10.1137/1.9781611973679.ch7>

C. Prins, P. Lacomme, et C. Prodhon, “Order-first split-second methods for vehicle routing problems : A review”, *Transportation Research Part C : Emerging Technologies*, vol. 40, pp. 179 – 200, 2014. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.trc.2014.01.011>. En ligne : <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0968090X14000230>

H. N. Psaraftis, “Dynamic vehicle routing : Status and prospects”, *Annals of Operations Research*, vol. 61, no. 1, pp. 143–164, 1995. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/BF02098286>

Publications Québec, “Q-2, r. 31 - règlement sur les lieux d’élimination de neige”, 2016. En ligne : <http://legisquebec.gouv.qc.ca/fr/ShowDoc/cr/Q-2,%20r.%2031/>

H. Qiao, “Capacitated arc routing problem : Formulations, algorithms and application”, Ph.D. Thesis, University of Maryland, College Park, 2002. En ligne : <http://search.proquest.com/docview/305521298?accountid=40695>

O. Quirion-Blais, M. Trépanier, et A. Langevin, “A case study of snow plow routing using an adaptive large hood search metaheuristic”, *Transportation Letters-the International Journal of Transportation Research*, vol. 7, no. 4, pp. 508–525, 2015, ct1ze Times Cited :0 Cited References Count :22. DOI : 10.1179/1942787514y.0000000042. En ligne : <http://www.tandfonline.com/doi/abs/10.1179/1942787514y.0000000042>

O. Quirion-Blais, A. Langevin, F. Lehuédé, O. Péton, et M. Trépanier, “Solving the large-scale min-max k-rural postman problem for snow plowing”, Interuniversity Research Centre on Enterprise Networks, Logistics and Transportation(CIRRELT), Rapp. tech. CIRRELT-2016-56, 10 2016. En ligne : <https://www.cirrelt.ca/DocumentsTravail/CIRRELT-2016-56.pdf>

B. Raghavachari et J. Veerasamy, “A $3/2$ -approximation algorithm for the mixed postman problem”, *Siam Journal on Discrete Mathematics*, vol. 12, no. 4, pp. 425–433, 1999. En ligne : <GotoISI>://000084631100002

D. M. Ramakrishna et T. Viraraghavan, “Environmental impact of chemical deicers - a review”, *Water Air and Soil Pollution*, vol. 166, no. 1-4, pp. 49–63, 2005. DOI : DOI 10.1007/s11270-005-8265-9. En ligne : <GotoISI>://000231808100005

T. M. Rao, S. Mitra, et J. Zollweg, “Snow-plow route planning using ai search”, dans *2011 IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, Oct 2011, pp. 2791–2796. DOI : 10.1109/ICSMC.2011.6084095

G. Razmara, “Snow removal routing problems : Theory and applications”, PhD Thesis, Linköping University, Linköping Studies in Science and Technology, Linköping, Sweden, 2004.

G. Reinelt et D. O. Theis, “Transformation of facets of the general routing problem polytope”, *SIAM Journal on Optimization*, vol. 16, no. 1, pp. 220–234, 2005. DOI : 10.1137/040607307. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1137/040607307>

—, “A note on the undirected rural postman problem polytope”, *Mathematical Programming*, vol. 106, no. 3, pp. 447–452, 2006. DOI : 10.1007/s10107-005-0640-1. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1007/s10107-005-0640-1>

ROADA, Road operations and data analysis, “Track my plow”, 2015, accédé le 4 février 2017. En ligne : <http://www.trackmyplow.com/>

J. D. Robinson, L. S. Ogawa, et S. G. Frickenstein, “The two-snowplow routing problem”, *The UMAP Journal*, vol. 11, pp. 251–259, 1990.

D. Roosevelt, R. Hanson, et W. Campenni, “Automatic vehicle location system in urban winter maintenance operations”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, no. 1741, pp. 6–10, 2001.

S. Ropke et D. Pisinger, “An adaptive large neighborhood search heuristic for the pickup and delivery problem with time windows”, *Transportation Science*, vol. 40, no. 4, pp. 455–472, 2006. DOI : 10.1287/trsc.1050.0135. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1287/trsc.1050.0135>

S. Roy et J.-M. Rousseau, “The capacitated canadian postman problem”, *INFOR*, vol. 27, pp. 58–73, 1989.

M. A. Salazar-Aguilar, A. Langevin, et G. Laporte, “An adaptive large neighborhood search heuristic for a snow plowing problem with synchronized routes”, dans *5th International Conference, INOC 2011, Hamburg, Germany, June 13-16, 2011*), série Network Optimization, J. Pahl, T. Reiners, et S. Voß, édés., vol. 5805. Berlin, Germany : Springer, 2011.

—, “Synchronized arc routing for snow plowing operations”, *Computers & Operations Research*, vol. 39, pp. 1432–1440, 2012. DOI : 10.1016/j.cor.2011.08.014

M. D. Salim, T. Strauss, et M. Emch, *A GIS-Integrated Intelligent System for Optimization of Asset Management for Maintenance of Roads and Bridges*. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2002, pp. 628–637. En ligne : http://dx.doi.org/10.1007/3-540-48035-8_61

K. Santiago-Chaparro, M. Chitturi, T. Szymkowski, et D. Noyce, “Evaluation of performance of automatic vehicle location and towplow for winter maintenance operations in wisconsin”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, no. 2272, pp. 136–143, 2012.

U. B. Sayata et N. P. Desai, “An algorithm for hierarchical chinese postman problem using minimum spanning tree approach based on kruskal’s algorithm”, dans *Advance Computing Conference (IACC), 2015 IEEE International*, June 2015, pp. 222–227. DOI : 10.1109/IADCC.2015.7154702

F. H. Schraufnagel, “Pollution aspects associated with chemical deicing”, National Reserach Council, Report, 1967.

D. Soler, E. Martinez, et J. C. Micó, “A transformation for the mixed general routing problem with turn penalties”, *Journal of the Operational Research Society*, vol. 59, no. 4, pp. 540–547, 2008, 278pq Times Cited :4 Cited References Count :19. DOI : 10.1057/palgrave.jors.2602385. En ligne : <GotoISI>://WOS:000254299200013

Statistique Canada, *Fichier du réseau routier - Québec*, Ottawa, Ontario, prduit n° gfr024r06a_f au catalogue de Statistique Canada, 2006a, accédé le 8 janvier 2011. En ligne : http://ivt.crepuq.qc.ca/recensements/recensement2006/fichiersGeo2006_FRR_CanProv.html

—, *Fichiers des limites - Provinces et territoires - Recensement de la population de 2006 - Québec - Couches de données hydrographiques - lacs*, Ottawa, Ontario, prduit n° ghy_024c06a au catalogue de Statistique Canada, 2006b, accédé le 8 janvier 2011. En ligne : <http://ivt.crepuq.qc.ca/recensements/recensement2006/fichiersLimitesProv2006.html>

—, *Fichiers des limites - Provinces et territoires - Recensement de la population de 2006 - Québec - Couches de données hydrographiques - rivières*, Ottawa, Ontario, prduit n° ghy_024d06a au catalogue de Statistique Canada, 2006c, accédé le 8 janvier 2011. En ligne : <http://ivt.crepuq.qc.ca/recensements/recensement2006/fichiersLimitesProv2006.html>

—, “Fichier du réseau routier, guide de référence - année de recensement 2016”, 2016. En ligne : <http://ivt.crepuq.qc.ca/recensemens/recensement2016/documentation/92-500-g2016001-fra.pdf>

R. Straek, “A tool for active fleet management and analysis of activities of a snow plowing and a road salting fleet”, dans *Lecture Notes in Engineering and Computer Science*, vol. 2, San Francisco, CA, United states, 2013, pp. 950 – 954, communication layers;Complex logistics;Digital map;Fleet management;Logistics optimization;Optimization tools;Research and development;Snow plowing;

R. Sugumaran, M. Salim, T. Strauss, et C. Fulcher, “Web-based implementation of a winter maintenance decision support system using gis and remote sensing”, IOWA State University, Rapp. tech., 2005. En ligne : http://www.ctre.iastate.edu/mtc/reports/winter_mdss.pdf

M. Tagmouti, “Etude d’un probleme de tournées de vehicules sur les arcs avec contraintes de capacite et couts de service dependants du temps”, Thèse de doctorat, Université de Montreal, Monreal, P.Q., Canada, Canada, 2009, aAINR59946.

M. Tagmouti, M. Gendreau, et J.-Y. Potvin, “Arc routing problems with time-dependent service costs”, *European Journal of Operational Research*, vol. 181, no. 1, pp. 30 – 39, 2007. DOI : <http://dx.doi.org/10.1016/j.ejor.2006.06.028>. En ligne : [//www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221706004644](http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S0377221706004644)

—, “A variable neighborhood descent heuristic for arc routing problems with time-dependent service costs”, *Computers and Industrial Engineering*, vol. 59, no. Compendex, pp. 954–963, 2010. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.cie.2010.09.006>

—, “A dynamic capacitated arc routing problem with time-dependent service costs”, *Transportation Research Part C : Emerging Technologies*, vol. 19, no. Compendex, pp. 20–28, 2011. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1016/j.trc.2010.02.003>

Technical Committee 2.4 - Winter Service, “Snow and ice databook 2014”, World Road Association (PIARC), La Défense, France, Rapp. tech. SIDB 2014EN, 2015. En ligne : <http://www.piarc.org/en/order-library/22913-en-Snow%20and%20Ice%20Databook%202014.htm>

J. Thornes et L. Chapman, “The next generation road weather information system : A new paradigm for road and rail severe weather prediction in the uk”, *Geography Compass*, vol. 2, no. 4, pp. 1012–1026, 2008. DOI : 10.1111/j.1749-8198.2008.00129.x. En ligne : <http://dx.doi.org/10.1111/j.1749-8198.2008.00129.x>

S. Toobaie et A. Haghani, “Minimal arc partitioning problem : Formulation and application in snow routing with service route continuity”, *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, no. 1882, pp. 167–175, 2004.

Transportation Development Agency of Canada, *Improving snow clearing effectiveness in Canadian municipalities, July 1975*. [Montreal] : The Agency ; Ottawa : available from Information Canada, 1974, vol. Catalogue no. T48-9/1975, includes bibliographical references.

Transportation Research Board, “Highway deicing : Comparing salt and calcium magnesium”, Transportation Research Board, Report, 1991.

G. Ulusoy, “The fleet size and mix problem for capacitated arc routing”, *European Journal of Operational Research*, vol. 22, no. 3, pp. 329–37, 1985, 2599394 vehicle routing scheduling transportation fleet size capacitated arc routing rural postman problem giant tour shortest path problem upper bounds branch and bound. DOI : 10.1016/0377-2217(85)90252-8. En ligne : [http://dx.doi.org/10.1016/0377-2217\(85\)90252-8](http://dx.doi.org/10.1016/0377-2217(85)90252-8)

University of Wisconsin, “Forestry gis (fgis)”, Build date : 2005.09.13., 2005.

U.S. Department of Transportation, Federal Highway Administration, “Snow and ice - fhwa road weather management”, 2011, accédé le 4 novembre 2011. En ligne : http://ops.fhwa.dot.gov/weather/weather_events/snow_ice.htm

S. Vanhove et V. Fack, “Route planning with turn restrictions : A computational experiment”, *Operations Research Letters*, vol. 40, no. 5, pp. 342–348, 2012, 995zc Times Cited :1 Cited References Count :20. DOI : 10.1016/j.orl.2012.06.001. En ligne : <GotoISI>://WOS:000308052800008

Ville de Dolbeau-Mistassini, Service des travaux publics, *Politique de déneigement*, avril 2008, accédé le 8 janvier 2017. En ligne : http://www.ville.dolbeau-mistassini.qc.ca/images/pdf/Utilitaire_documentation_politiques/Politique_de_deneigement.pdf

Ville de Granby, “Opérations de déneigement”, 2017, accédé le 4 février 2017. En ligne : <http://granby.maps.arcgis.com/apps/MapSeries/index.html?appid=1ec29fc194bc47b99bde068f71b81cd6>

Ville de Montréal, “Coût de l’entretien hivernal des routes par kilomètre de voie entretenue l’hiver”, <http://ville.montreal.qc.ca/vuesurlesindicateurs/index.php?kpi=1145>, accessed : 2016-08-31.

Ville de Montréal, “Déneigement montréal - opération déneigement - accueil”, 2017, accédé le 14 février 2017. En ligne : <http://ville.montreal.qc.ca/deneigement/operations-delaiss>

—, “Politique de déneigement”, 2015, accédé le 12 décembre 2016. En ligne : http://ville.montreal.qc.ca/deneigement/documents/politique_deneigement.pdf

Ville de Québec, “Politique de déneigement”, 2009, accédé le 12 décembre 2016. En ligne : https://www.ville.quebec.qc.ca/publications/docs_ville/politique_deneigement.pdf

J.-Y. Wang, “The computer aided system for planing efficient routes”, PhD Thesis, Purdue University, West Lafayette, 1997.

J.-Y. Wang et J. R. Wright, “Interactive design of service routes”, *Journal of Transportation Engineering*, vol. 120, no. 6, pp. 897–913, 1994. DOI : 10.1061/(ASCE)0733-947X(1994)120:6(897). En ligne : [http://dx.doi.org/10.1061/\(ASCE\)0733-947X\(1994\)120:6\(897\)](http://dx.doi.org/10.1061/(ASCE)0733-947X(1994)120:6(897))

J.-Y. Wang, P. Kandula, et J. R. Wright, *Evaluation fo computer-generated routes for improved snow and ice control*, série Maintenance. Transportation research record, 1995, vol. 1509. En ligne : <http://onlinepubs.trb.org/Onlinepubs/trr/1995/1509/1509-003.pdf>

E. J. Willemse et J. W. Joubert, “Applying min-max k postmen problems to the routing of security guards”, *Journal of the Operational Research Society*, vol. 63, no. 2, pp. 245–260, 2012, 877wm Times Cited :3 Cited References Count :24. DOI : 10.1057/jors.2011.26. En ligne : <GotoISI>://WOS:000299213400010

S. Wøhlk, “Contributions to arc routing”, PhD Thesis, University of Southern Denmark, Odense, Denmark, 2005.

J. R. Wright, *The computer aided system for planing efficient routes*, série Report (Joint Highway Research Program). Purdue University, 1993, vol. FHWA/IN/JHRP-93/8. En ligne : <http://docs.lib.purdue.edu/cgi/viewcontent.cgi?article=1677&context=jtrp>

Z. Xin et R. Eglese, “The road gritting problem and its heuristic solution”, *Working Paper*, 1989.

K. Yaoyuenyong et P. Charnsethikul, “A heuristic algorithm for the mixed chinese postman problem”, *Optimization and Engineering*, vol. 3, no. 2, pp. 157–187, 2002. En ligne : <GotoISI>://000208095900005

ANNEXE A LISTE DES CONTRIBUTIONS AUTRES QUE DES ARTICLES

Articles de conférences (avec comptes rendus)

Quirion-Blais, O., Trépanier, M. et Langevin, A. (2014) Design of Snow Plowing and Deicing Routes for Urban Winter Viability : Addressing Actual Operational Constraints, dans *XIVth International Winter Road Congress*, Andorra la Vella, 4 au 7 février 2014. France : World Road Association (PIARC).

Quirion-Blais, O., Trépanier, M. et Langevin, A. (2013) Viabilité hivernale des réseaux routiers, prise en compte des contraintes opérationnelles dans la confection des circuits de déneigement, dans *10e Congrès International de Génie Industriel - CIGI 2013*, La Rochelle, 12 au 14 juin 2013. France : Congrès internationaux de génie industriel

Affichage (avec comptes rendus)

Quirion-Blais, O., Trépanier, M., Langevin, A. (2014) Addressing the Challenges of Snow Plowing and Salt Spreading Routes in a Hybrid Rural Urban Network, dans *Transportation Research Board 93rd Annual Meeting*, Washington DC, January 12th to 16th 2014. Washington : Transportation Research Board.

Présentation à des conférences (sans comptes rendus)

Quirion-Blais, O., Trépanier, M. et Langevin, A. (2012) Problematic Encountered in a Real Case Study in Winter Maintenance, présentée à *2012 Optimization Days*, Montréal (Québec), 7 au 9 mai 2012. Montréal : CIRRELT.

Quirion-Blais, O., Trépanier, M. et Langevin, A. (2011) Intégration des préoccupations de développement durable dans les méthodes de planification des opérations de viabilité hivernale, présentée à *5e Congrès national sur la viabilité hivernale : Concilier sécurité routière et développement durable*, 14 octobre 2011. Québec : AQTR-Association Québécoise du Transport Routier.

Affichage (sans comptse rendus)

Quirion-Blais, O., Trépanier, M. et Langevin, A. (2012) Méthodes de planification pour une viabilité hivernale durable, affichée à *47e Congrès annuel de l'AQTR*, Québec, 2 au 4 avril, 2012. Montréal : AQTR-Association Québécoise du Transport Routier.

Document de recherche

Quirion-Blais, O., Langevin, A., Lehuédé, F, Péton, O. et Trépanier, M. (2016) Solving the large-scale min-max k-rural postman problem for snow plowing. *CIRRELT*, CIRRELT-2016-56.

Articles techniques

Quirion-Blais, O., Trépanier, M., Langevin, A. (2014) Solving the Snow Plough Conundrum. *ITS International*, July/August 2014, 37-38.

Quirion-Blais, O., Trépanier, M., Langevin, A., Perrier, N. (2011). Planification des opérations de viabilité hivernale dans une perspective de développement durable. *Routes & Transports - Spécial Neige*, 12(1), 7-10.

**ANNEXE B IN SUPPORT OF ARTICLE 2: NOTATION USED IN THE
FORMULATION**

Table B.1 Notation used in the mathematical formulation.

Sets	
$G = (V, A \cup E)$	Mixed graph
V	Set of all vertices
A	Set of all arcs
E	Set of all edges
$E(end)$	Set of artificial edges to allow vehicles to exit the network from any vertices in the network. $E(end) \cap E = \emptyset$
$A^+(S)$ or $E^+(S)$	Set of arcs or edges leaving some set of arcs or edges S
$A^-(S)$ or $E^-(S)$	A set of arcs or edges entering some set of arcs or edges S
A_r	Set of all required arcs
E_r	Set of all required edges
A_r^p	Set of required arcs of priority p
E_r^p	Set of required edges of priority p
P	Set of priorities
K	Set of vehicles
Variables	
x_{ij}^{kp}	Binary variable = 1 if arc (or edge) i is serviced immediately prior to the traversal or service of j in the route of vehicle k during priority class p
y_{ij}^{kp}	Integer variable representing the number of deadheading passages on arc (or edge) i immediately prior to the traversal or service of arc (or edge) j by vehicle k during priority class p
z^p	Latest completion time of all vehicles in priority class p
t^{kp}	Completion time of priority class p for vehicle k
Parameters	
M^p	Weights given to each priority p in the objective function according to the level of importance to the various priority classes
s_{ij}^{kp}	Time required to service and to deadhead arc (or edge) i immediately prior to arc (or edge) j by vehicle k during priority class p .
d_{ij}^{kp}	Time required to deadhead arc (or edge) i immediately prior to arc (or edge) j by vehicle k during priority class p
e_0	Edge connected to the depot that allows the vehicles to enter the network. $e_0 \cap E = \emptyset$.

**ANNEXE C IN SUPPORT OF ARTICLE 2: FORMULATION FOR THE
SPLIT PROBLEM WITH MAKESPAN OBJECTIVE**

$$\text{Minimize } U \tag{C.1}$$

$$\text{s.t. } U \geq d_{ij}x_{ij} \quad i \in V, j \in V \tag{C.2}$$

$$\sum_{i \in V} \sum_{j \in V} x_{ij} = |K| \quad i \in V, j \in V \tag{C.3}$$

$$\sum_{i \in V} x_{ij} = \sum_{m \in V} x_{jm} \quad j \in V \tag{C.4}$$

$$\sum_{j \in V} x_{dj} = 1 \tag{C.5}$$

$$\sum_{i \in V} x_{ie} = 1 \tag{C.6}$$

$$x_{ij} = \{0, 1\} \quad i \in V, j \in V \tag{C.7}$$

This formulation seeks to find the shortest path traversing the auxiliary graph. An example of such graph is presented in Figure C.1. The variables x_{ij} indicate if the arc going from node i to node j is traversed. The constants d_{ij} correspond to the distance between the nodes i and j . The objective (15) together with constraints (16) seek to minimize the longest arc

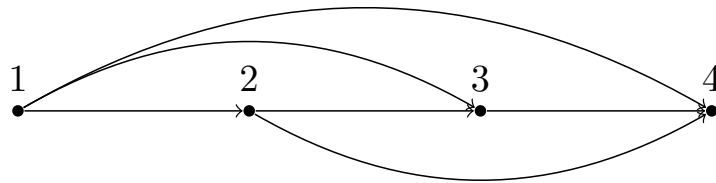


Figure C.1 Example of an auxiliary graph.

traversed in the graph. Constraints (17) insure that the maximum number of vehicles $|K|$ is respected. Constraints (18) insure continuity in the graph. Constraints (19) and (20) allow to come in and go out of the graph.

ANNEXE D IN SUPPORT OF ARTICLE 2: FEATURES OF DESTRUCTION OPERATORS

Table D.1 The operators share the same features but they follow different arrangements.

Name of operator	Number of nodes to be removed	Number of applications	Route selection	First-node selection	Grouping methodology
D1	Select number of nodes	Select number of applications	Random	Random	Random
D2	Select number of nodes	Select number of applications	Random	Random	Min distance start/end
D3	Select number of nodes	Select number of applications	Random	Random	Until f(sol) improves
D4	Select number of nodes	Select number of applications	Random	Random	Continuous
D5	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	Random	Random
D6	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	Random	Min distance start/end
D7	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	Random	Until f(sol) improves
D8	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	Random	Continuous

Table D.1 – The operators share the same features but they follow different arrangements (cont'd).

Name of operator	Number of nodes to be removed	Number of applications	Route selection	First-node selection	Grouping methodology
D9	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	Random	Random
D10	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	Random	Min distance start/end
D11	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	Random	Until $f(\text{sol})$ improves
D12	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	Random	Continuous
D13	Select number of nodes	Select number of applications	Random	Isolated nodes	
D14	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	Isolated nodes	
D15	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	Isolated nodes	
D16	Select number of nodes	Select number of applications	Worst cost		Random

Table D.1 – The operators share the same features but they follow different arrangements (cont'd and end).

Name of operator	Number of nodes to be removed	Number of applications	Route selection	First-node selection	Grouping methodology
D17	Select number of nodes	Select number of applications	Worst cost		Until $f(\text{sol})$ improves
D18	Select number of nodes	Select number of applications	Worst cost		Min distance start/end
D19	Select number of nodes	Select number of applications	Worst cost		Continuous
D20	Select number of nodes	Select number of applications	Longest	None	Split
D21	Select number of nodes	Select number of applications	Most empty	None	Split
D22	Select number of nodes	Select number of applications	Random	None	Split

**ANNEXE E IN SUPPORT OF ARTICLE 2: DESCRIPTION OF
FEATURES OF CONSTRUCTION OPERATORS**

Table E.1 As for the destruction operators, the construction operators share the same features but they follow different arrangements.

Name of operator	Grouping methodology	Insertion position
C1	Removed sequences	Best insertion
C2	Removed sequences	k -regret
C3	LKH	Best insertion
C4	LKH	k -regret

ANNEXE F ATTRIBUTS DISPONIBLES DANS LES *SHAPEFILES*

Tableau F.1 Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de Statistiques Canada (tiré de : Statistique Canada (2016))

Nom d'attribut	Type de données	Description
BNDG_IDU	Caractère (10)	Identificateur unique de l'arc de route
NOM	Caractère (50)	Nom de rue associé avec l'arc de route
GENRE	Caractère (6)	Genre de rue associée avec l'arc de route
DIR	Caractère (2)	Direction de rue associée avec l'arc de route
ADG_VAL	Caractère (9)	Adresse civique de la rue du côté gauche de l'arc de route au nœud d'origine (début)
AAG_VAL	Caractère (9)	Adresse civique de la rue du côté gauche de l'arc de route au nœud de destination (fin)
ADD_VAL	Caractère (9)	Adresse civique de la rue du côté droit de l'arc de route au nœud d'origine (début)
AAD_VAL	Caractère (9)	Adresse civique de la rue du côté droit de l'arc de route au nœud de destination (fin)
SDRIDU_G	Caractère (7)	Code d'identification unique de la subdivision de recensement, côté gauche de l'arc de route (composé du code à 2 chiffres de la province ou du territoire, du code à 2 chiffres de la division de recensement et du code à 3 chiffres de la subdivision de recensement)
SDRNOM_G	Caractère (100)	Nom de subdivision de recensement, côté gauche de l'arc de route
SDRGENRE_G	Caractère (3)	Les subdivisions de recensement sont classées en fonction de l'appellation officielle adaptée par les autorités provinciales/territoriales ou fédérales, côté gauche de l'arc de route
SDRIDU_D	Caractère (7)	Code d'identification unique de la subdivision de recensement, côté droit de l'arc de route (composé du code à 2 chiffres de la province ou du territoire, du code à 2 chiffres de la division de recensement et du code à 3 chiffres de la subdivision de recensement)
SDRNOM_D	Caractère (100)	Nom de subdivision de recensement, côté droit de l'arc de route

Tableau F.1 – Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de Statistiques Canada (tiré de : Statistique Canada (2016)) (suite et fin)

Nom d'attribut	Type de données	Description
SDRGENRE_D	Caractère (3)	Les subdivisions de recensement sont classées en fonction de l'appellation officielle adaptée par les autorités provinciales/territoriales ou fédérales, côté droit de l'arc de route
RMRIDU_G	Caractère (3)	Désigne particulièrement une région métropolitaine de recensement/agglomération de recensement, côté gauche de l'arc de route
RMRNOM_G	Caractère (100)	Nom de la région métropolitaine de recensement/l'agglomération de recensement, côté gauche de l'arc de route
RMRGENRE_G	Caractère (1)	Champ à un caractère déterminant si l'unité est une région métropolitaine de recensement, une agglomération de recensement subdivisée en secteurs de recensement ou une agglomération de recensement non subdivisée en secteurs de recensement, côté gauche de l'arc de route
RMRIDU_D	Caractère (3)	Désigne particulièrement une région métropolitaine de recensement/agglomération de recensement, côté droit de l'arc de route
RMRNOM_D	Caractère (100)	Nom de la région métropolitaine de recensement/l'agglomération de recensement, côté droit de l'arc de route
RMRGENRE_D	Caractère (1)	Champ à un caractère déterminant si l'unité est une région métropolitaine de recensement, une agglomération de recensement subdivisée en secteurs de recensement ou une agglomération de recensement non subdivisée en secteurs de recensement, côté droit de l'arc de route
PRIDU_G	Caractère (2)	Code d'identification unique de la province ou territoire, côté gauche de l'arc de route
PRNOM_G	Caractère (100)	Nom de province ou territoire, côté gauche de l'arc de route
PRIDU_D	Caractère (2)	Code d'identification unique de la province ou territoire, côté droit de l'arc de route
PRNOM_D	Caractère (100)	Nom de province ou territoire, côté droit de l'arc de route
RANG	Caractère (1)	Code d'identification unique à un chiffre qui détermine le rang du tronçon de route
CLASSE	Caractère (2)	Identifie les différents types de caractéristiques des rues.

Tableau F.2 Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de GéoBase (tiré de : GéoBase (2012))

Nom de l'attribut-Shapefile	Nom de l'attribut-Catalogues d'entités	Type de données	Description de l'attribut
AUTORITE	Autorité route	C(100)	Organisation qui a la responsabilité d'assurer la maintenance ou de voir au maintien de la route sans nécessairement être celle qui fait la maintenance directement.
CLASSROUTE	Classification routière fonctionnelle	C(43)	Une classification basée sur l'importance du rôle de l'Élément routier ou de la Liaison par transbordeur dans la connectivité du réseau routier
ETATREV	État revêtement	C(12)	Indication de la consolidation apportée à une chaussée.
IDSEGM RTE	ID segment routier	N(9,0)	Un identifiant national unique.
IDN	IDN	C(32)	Un IDUU associé à chaque intervalle d'adresse.
IDINTERVAD	IDN intervalle d'adresse	C(32)	Un identifiant unique attribué au segment routier ou à l'ensemble de segments routiers formant une structure. Cet identifiant permet la reconstitution d'une structure fragmentée par des jonctions.
IDSTRUCT	ID structure	C(32)	Un identifiant unique à l'intérieur d'un jeu de données associé à chaque instance de Segment routier.
ADRSENS_D ADRSENS_G	Indicateur sens numérisation adresse (droite, gauche)	C(12) C(12)	Indique si un événement attributif est dans le même sens que celui de la numérisation de l'Élément routier. Une valeur spécifique est définie pour les côtés gauche et droit de l'Élément routier.

Tableau F.2 Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de GéoBase (tiré de : GéoBase (2012)) (suite)

Nom de l'attribut-Shapefile	Nom de l'attribut-Catalogues d'entités	Type de données	Description de l'attribut
VITESSE	Limites de vitesse	N(4,0)	Vitesse maximale permise sur la route. La valeur est exprimé en kilomètres heure
NOMLIEU_D NOMLIEU_G	Nom de lieu officiel (droite, gauche)	C(100) C(100)	Nom d'une municipalité, d'un district ou d'un autre territoire administratif nommé requis pour assurer l'unicité du nom de rue.
NOMRTE1AN NOMRTE2AN NOMRTE3AN NOMRTE4AN	Nom de route anglais (1, 2, 3, 4)	C(100) C(100) C(100) C(100)	La version anglaise du nom d'une route dans un réseau routier donné tel qu'attribué par un organisme national ou infranational. Il se peut qu'un Élément routier ou Liaison par transbordeur porte plus d'un nom. Ainsi, un Élément routier ou Liaison par transbordeur peut avoir plusieurs attributs nom de route.
NOMRTE1FR NOMRTE2FR NOMRTE3FR NOMRTE4FR	Nom de route français (1, 2, 3, 4)	C(100) C(100) C(100) C(100)	La version française du nom d'une route dans un réseau routier donné tel qu'attribué par un organisme national ou infranational. Il se peut qu'un Élément routier ou Liaison par transbordeur porte plus d'un nom. Ainsi, un Élément routier ou Liaison par transbordeur peut avoir plusieurs attributs nom de route.
NOMRUE_C_D NOMRUE_C_G	Nom de rue officiel concaténé (droite, gauche)	C(100) C(100)	Une concaténation des attributs Préfixe direction, Préfixe type rue, Article nom rue, Corps nom rue, Suffixe type rue, Suffixe direction et Muni quadrant du nom de rue officiel.

Tableau F.2 Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de GéoBase (tiré de : GéoBase (2012)) (suite)

Nom de l'attribut-Shapefile	Nom de l'attribut-Catalogues d'entités	Type de données	Description de l'attribut
NOMSTRUCAN	Nom de structure anglais	C(100)	La version anglaise du nom d'un ouvrage routier tel qu'attribué par un organisme national ou infranational.
NOMSTRUCFR	Nom de structure français	C(100)	La version française du nom d'un ouvrage routier tel qu'attribué par un organisme national ou infranational.
NBRVOIES	Nombre de voies	N(4,0)	Nombre de voies existant sur un Élément routier
NUMROUTE1		C(10)	
NUMROUTE2		C(10)	
NUMROUTE3	Numéro de route (1, 2, 3, 4, 5)	C(10)	Numéro d'identifiant d'une route dans un réseau routier tel qu'attribué par un organisme national ou infranational. Il se peut qu'un Élément routier ou Liaison par transbordeur porte plus d'un numéro. Ainsi, un Élément routier ou Liaison par transbordeur peut avoir plusieurs attributs numéro de route.
NUMROUTE4		C(10)	
NUMROUTE5		C(10)	
		C(10)	
		C(10)	
NUMSORTIE	Numéro de sortie	C(10)	Le numéro d'identifiant d'une sortie sur une voie de circulation à accès contrôlé qui a été attribué par une autorité administrative.

Tableau F.2 Attributs disponibles dans la couche du réseau routier de GéoBase (tiré de : GéoBase (2012)) (suite et fin)

Nom de l'attribut-Shapefile	Nom de l'attribut-Catalogues d'entités	Type de données	Description de l'attribut
NUMD_D	Numéro dernière maison (droite, gauche)	N(9,0)	Adresse du dernier bâtiment situé le long d'un côté particulier (gauche ou droit) d'un Élément routier. Une valeur spécifique est définie pour les côtés gauche et droit de l'Élément routier
NUMD_G NUMP_D	Numéro première maison (droite, gauche)	N(9,0) N(9,0)	Adresse du premier bâtiment situé le long d'un côté particulier (gauche ou droit) d'un Élément routier. Une valeur spécifique est définie pour les côtés gauche et droit de l'Élément routier.
FERMETURE	Période de fermeture	C(7)	Période au cours de laquelle la route ou la liaison par transbordeur n'est pas accessible au public.
SENSCIRCUL	Sens de circulation	C(36)	Le ou les sens de circulation permis sur la route.
TYPENONREV	Type de chaussée non revêtue	C(7)	Le type de chaussée d'un Élément routier non revêtue.
TYPEREV	Type de chaussée revêtue	C(7)	Le type de chaussée d'un Élément routier revêtue.
TYPESTRUCT	Type de structure	C(12)	La classification de la structure.