



HAL
open science

Optimisation d'itinéraires multimodaux fondée sur les temps de parcours à l'échelle d'une agglomération urbaine dense

Aurélie Bousquet

► **To cite this version:**

Aurélie Bousquet. Optimisation d'itinéraires multimodaux fondée sur les temps de parcours à l'échelle d'une agglomération urbaine dense. Sciences de l'ingénieur [physics]. Ecole Nationale des Travaux Publics de l'Etat, 2010. Français. NNT : 2010-ENTP-0003 . tel-00563197

HAL Id: tel-00563197

<https://theses.hal.science/tel-00563197v1>

Submitted on 4 Feb 2011

HAL is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.



Institut national de recherche
sur les transports et leur sécurité



Optimisation d'itinéraires multimodaux fondée sur les temps de parcours à l'échelle d'une agglomération urbaine dense

**Thèse de l'Ecole Nationale des Travaux
Publics de l'Etat**

**Ecole Doctorale :
Mécanique, Energétique, Génie Civil et
Acoustique**

Spécialité Génie Civil

Diplôme de Doctorat

Par
Aurélié BOUSQUET

**Rapport LICIT N° 1006
Juillet 2010**

Directeurs de thèse :

Nour-Eddin EL FAOUZI
Jean-Baptiste LESORT

Thèse soutenue le 06 juillet 2010

Thèse

Optimisation d'itinéraires multimodaux
fondée sur les temps de parcours à
l'échelle d'une agglomération urbaine
dense

Présentée devant
L'Ecole Nationale des Travaux Publics de l'Etat

Pour obtenir
Le grade de docteur

École doctorale : Mécanique, Energétique, Génie Civil et Acoustique

Spécialité : Génie Civil

Par
Aurélie Bousquet

Soutenue publiquement le 6 juillet 2010 devant la Commission d'Examen

Jury

E.-H. AGHEZZAF	Professeur (Université de Gand)	Examineur
M. BIERLAIRE	Professeur (EPFL)	Rapporteur
V.-D. CUNG	Professeur (Grenoble INP)	Rapporteur
N.-E. EL FAOUZI	Directeur de recherche (INRETS)	Directeur de thèse
J.-B. LESORT	Directeur de recherche (INRETS)	Directeur de thèse
M. MIRAMOND	Professeur (INSA Lyon)	Examineur
A. MOUKRIM	Professeur (UTC)	Examineur

Fiche bibliographique

1- UR (1er auteur) Laboratoire d'Ingénierie Circulation Transports	2- Projet n° Thèse	3- INRETS LICIT n° 1006	
4- Titre Optimisation d'itinéraires multimodaux fondée sur les temps de parcours à l'échelle d'une agglomération urbaine dense.			
5- Sous-titre		6- Langue Français	
7- Auteur(s) Aurélie BOUSQUET		8- Rattachement ext.	
9- Nom adresse financeur, co-éditeur		10- N° contrat, conv	
		11- Date de publication Juillet 2010	
12- Remarques			
13- Résumé La multimodalité désigne un usage différencié dans l'espace et dans le temps des différents modes de transport (en particulier transports en commun et véhicules individuels). Elle apparaît aujourd'hui comme une des solutions aux problèmes de congestion et aux difficultés de déplacement dans les grandes agglomérations. Elle ne peut toutefois se développer que si : (1) il existe une offre de transport attractive en alternative à la voiture individuelle, (2) les opérations de transfert d'un mode vers l'autre sont facilitées, notamment grâce à un jalonnement et une tarification intégrée, (3) les usagers sont informés sur l'offre de transport multimodale. Ce travail s'intéresse au troisième point puisqu'il vise à définir des méthodes d'optimisation d'itinéraires multimodaux afin d'alimenter un service d'information des usagers. L'indicateur retenu pour évaluer la qualité d'un itinéraire multimodal est le temps de parcours car sa connaissance permet à l'utilisateur une comparaison objective des itinéraires et des modes et donc une rationalisation de ses choix. Dans la mesure où les données nécessaires sont disponibles, le temps de parcours est estimé de manière dynamique, afin de tenir compte des variations du niveau de service au cours du temps sur les différents réseaux. Nous nous intéressons dans un premier temps à l'optimisation d'un itinéraire routier monomodal, avec prise en compte des délais et interdictions portant sur les mouvements directionnels. Nous proposons une formulation originale pour ce problème, que nous comparons à une formulation de la littérature. Les méthodes d'étiquetage sont étendues pour traiter les problèmes de chemin de temps de parcours minimum qui en résultent. Nous étudions ensuite une généralisation de ce problème : l'optimisation d'un itinéraire multimodal. Les déplacements étant structurés en fonction de chaînes d'activités réalisées par les usagers sur l'ensemble de la journée, nous considérons par la suite le problème d'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements. La résolution de ce problème apporte une aide à la décision à l'utilisateur dont l'objectif est de minimiser le temps total passé dans les transports sur une série de déplacements successifs. Un schéma d'optimisation global de la chaîne de déplacements est proposé. La dernière partie de la thèse traite de la mise en œuvre opérationnelle des algorithmes de calcul d'itinéraire proposés. Ces algorithmes sont intégrés au sein d'un démonstrateur alimenté par des estimations dynamiques de temps de parcours. Leur utilisation opérationnelle est envisagée dans le cadre de deux applications complémentaires : l'information des usagers avant le déplacement et une seconde au cours du déplacement.			
14- Mots clés Plus court chemin - optimisation d'itinéraire - temps de parcours - information multimodale - chaîne d'activités		15- Diffusion INRETS/RR/10-582-FR	
16- Nb de pages 157	17- Prix	18- Bibliographie oui	19- Confidentiel

Résumé

La multimodalité désigne un usage différencié dans l'espace et dans le temps des différents modes de transport (en particulier transports en commun et véhicules individuels). Elle apparaît aujourd'hui comme une des solutions aux problèmes de congestion et aux difficultés de déplacement dans les grandes agglomérations. Elle ne peut toutefois se développer que si : (1) il existe une offre de transport attractive en alternative à la voiture individuelle, (2) les opérations de transfert d'un mode vers l'autre sont facilitées, notamment grâce à un jalonnement et une tarification intégrée, (3) les usagers sont informés sur l'offre de transport multimodale. Ce travail s'intéresse au troisième point puisqu'il vise à définir des méthodes d'optimisation d'itinéraires multimodaux afin d'alimenter un service d'information des usagers. L'indicateur retenu pour évaluer la qualité d'un itinéraire multimodal est le temps de parcours car sa connaissance permet à l'utilisateur une comparaison objective des itinéraires et des modes et donc une rationalisation de ses choix. Dans la mesure où les données nécessaires sont disponibles, le temps de parcours est estimé de manière dynamique, afin de tenir compte des variations du niveau de service au cours du temps sur les différents réseaux.

Nous nous intéressons dans un premier temps à l'optimisation d'un itinéraire routier monomodal, avec prise en compte des délais et interdictions portant sur les mouvements directionnels. Nous proposons une formulation originale pour ce problème, que nous comparons à une formulation de la littérature. Les méthodes d'étiquetage sont étendues pour traiter les problèmes de chemin de temps de parcours minimum qui en résultent.

Nous étudions ensuite une généralisation de ce problème : l'optimisation d'un itinéraire multimodal. Les déplacements étant structurés en fonction de chaînes d'activités réalisées par les usagers sur l'ensemble de la journée, nous considérons par la suite le problème d'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements. La résolution de ce problème apporte une aide à la décision à l'utilisateur dont l'objectif est de minimiser le temps total passé dans les transports sur une série de déplacements successifs. Un schéma d'optimisation global de la chaîne de déplacements est proposé.

La dernière partie de la thèse traite de la mise en œuvre opérationnelle des algorithmes de calcul d'itinéraire proposés. Ces algorithmes sont intégrés au sein d'un démonstrateur alimenté par des estimations dynamiques de temps de parcours. Leur utilisation opérationnelle est envisagée dans le cadre de deux applications complémentaires : une première informant l'utilisateur avant le déplacement et une seconde l'utilisateur au cours de son déplacement.

MOTS-CLES : plus court chemin - optimisation d'itinéraire - temps de parcours - information multimodale - mouvement directionnel - chaîne d'activités

Remerciements

Je tiens à remercier ici tous ceux qui m'ont permis, directement ou indirectement, de mener à bien ce travail.

Tout d'abord un grand merci à Nour-Eddin El Faouzi, Jean-Baptiste Lesort et Sophie Constans pour leur accompagnement et la confiance qu'ils m'ont faite tout au long de ces quelques années passées au LICIT. Merci également à El Houssaine Agghezaf de m'avoir accueillie pendant trois mois dans le département de Gestion Industrielle de l'université de Gand, d'avoir consacré du temps à des séances de travail enrichissantes et de m'avoir beaucoup appris en recherche opérationnelle. Merci à l'institut de recherche autrichien sur l'énergie et les transports (Arsenal Research - AIT) de m'avoir également accueillie pendant trois mois et permis de découvrir les travaux en cours à Vienne en matière d'information multimodale. En particulier, merci à Franz Pohl et Elisabeth Mrakotsky pour leur accueil chaleureux.

Je remercie l'ensemble des membres du jury et particulièrement les deux rapporteurs qui ont consacré un temps important à la lecture de mon mémoire et dont les remarques m'ont permis d'améliorer sa qualité : M. Michel Bierlaire et M. Van Dat Cung.

Merci à la région Rhône-Alpes qui, par son aide financière, a rendu possibles mes séjours à Vienne et à Gand. Merci aux partenaires du projet TEMPUS qui ont accepté de fournir des données de terrain pour alimenter le démonstrateur : le CETE de Lyon, le Grand Lyon, le SYTRAL et CORALY.

Mes remerciements vont également aux personnes qui ont participé au développement du démonstrateur : Cyril Gandon, Christian Rose, Ludovic Barthélémy, Samuel Barbarin et Sovireak Moeung pour le développement de l'interface web du système, Magali Duboisset pour sa participation à la structuration des nombreuses données manipulées au cours de ce travail et Nacerra Meddah pour son travail sur les données de temps de parcours.

Je remercie tous ceux qui ont contribué à faire du LICIT un endroit sympathique où je me suis rendue avec plaisir pendant un peu plus de trois ans : Damien, Romain, Norbert, David, Sophie, Nour-Eddin, Olivier de Mouzon et Olivier Richard.

Enfin, je tiens à remercier ma famille et mes amis, qui m'ont accompagnée et soutenue au cours de ces années.

Table des matières

1	Introduction générale	9
1.1	Éléments de contexte	9
1.2	Information et guidage des usagers des transports, état des lieux	11
1.3	Problématique de la thèse	15
1.3.1	Traitement et mise en forme des données de terrain	16
1.3.2	Estimation dynamique des temps de parcours	16
1.3.3	Calcul d'itinéraires multimodaux	17
2	État de l'art des algorithmes de plus court chemin statiques et dynamiques	21
2.1	Problème statique	22
2.1.1	Algorithmes à fixation/correction d'étiquettes	22
2.1.2	Accélération des algorithmes d'étiquetage	24
2.2	Problème dynamique	26
2.2.1	Chemin de coût minimal	26
2.2.2	Chemin de temps de parcours minimal	29
2.2.3	Accélérations des algorithmes d'étiquetage	31
2.3	Définition de fonctions de temps de parcours FIFO pour les plus courts chemins	31
2.3.1	À partir d'horaires de passage	32
2.3.2	À partir de fonctions de vitesse constantes par morceaux	33
2.3.3	À partir de fonctions de temps constantes par morceaux	35
3	Modélisation des mouvements directionnels pour l'optimisation d'itinéraires monomodaux routiers	37
3.1	État de l'art des problèmes de plus court chemin avec séquences d'arcs pénalisés	38
3.1.1	Approche de résolution naïve	39
3.1.2	Mouvements simples pénalisés	39
3.1.3	Mouvements complexes pénalisés	41
3.2	Définition du graphe	44
3.3	Modélisation des mouvements directionnels	45
3.3.1	Plus court chemin avec sous-séquences d'étiquettes pénalisées	45
3.3.2	Plus court chemin avec sous-chemins pénalisés	51
3.3.3	Comparaison des deux approches	53
3.3.4	Stratégies d'étiquetage	55
3.3.5	Tests numériques sur un réseau routier de grande taille	56
3.4	Conclusion	59

4	Optimisation d'itinéraires multimodaux simples ou chaînés	61
4.1	Optimisation d'un itinéraire multimodal	61
4.1.1	État de l'art	62
4.1.2	Représentation du réseau multimodal	64
4.1.3	Plus court chemin multimodal	69
4.2	Optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements	73
4.2.1	État de l'art	73
4.2.2	Classification des modes	74
4.2.3	Chaîne multimodale de temps de parcours minimal	75
4.2.4	Heuristique de choix des points de stationnement	84
4.2.5	Résultats numériques sur un réseau de grande taille	86
4.3	Conclusion	88
5	Mise en œuvre des algorithmes de calcul d'itinéraire multimodal	93
5.1	Modèle de données	94
5.1.1	Représentation du réseau de voirie	95
5.1.2	Représentation d'objets ponctuels le long de la voirie	95
5.1.3	Représentation du réseau de transport en commun	96
5.1.4	Représentation des pôles d'échange	96
5.1.5	Typologie des modes de transport et règles de circulation	97
5.1.6	Représentation des données de trafic	98
5.2	Estimation du temps de parcours des véhicules particuliers	99
5.2.1	État de la pratique de l'estimation du temps de parcours	99
5.2.2	Association de fonctions de vitesses aux arcs du graphe	109
5.2.3	Agrégation des temps de parcours à l'échelle d'un chemin	113
5.3	Estimation du temps de recherche d'une place de stationnement	115
5.3.1	État de l'art	115
5.3.2	Estimation du temps de recherche sur voirie	117
5.4	Moteur de calcul d'itinéraire	119
5.4.1	Définition dynamique des temps de parcours et des délais multimodaux	119
5.4.2	Initialisation de l'application	120
5.5	Applications d'information des usagers	122
5.5.1	Information avant le déplacement : optimisation d'itinéraires individuels de porte-à-porte	122
5.5.2	Information pendant le déplacement : optimisation d'itinéraires de pôle-à-pôle	122
5.6	Conclusion	123
6	Conclusion et perspectives de recherche	125
6.1	Travail réalisé	125
6.2	Perspectives	126
6.2.1	Parallélisation et répartition des algorithmes de calcul d'itinéraire	127
6.2.2	Optimisation multi-objectif d'itinéraires multimodaux	127
6.2.3	Amélioration des estimations de temps de parcours	127
	Bibliographie	134
	A Rappel des notations	135

B	Lexique	139
C	Structure du graphe multimodal	141
	C.1 Représentation des points d'intérêt dans le graphe de transport individuel	141
D	Algorithmes de plus court chemin	143
	D.1 Classification des problèmes dynamiques de chemin de temps de parcours minimal	143
	D.2 Construction d'une fonction de temps de parcours FIFO pour les modes subissant le trafic	144
	D.3 Algorithmes développés pour le calcul d'itinéraires multimodaux	144
	D.3.1 Algorithmes statiques	144
	D.3.2 Algorithmes dynamiques	146
E	Estimation dynamique des temps de parcours	149
	E.1 Exemples de données de trafic sur voies rapides urbaines	149
	E.2 Exemples de données de trafic sur le réseau de surface	151
	E.3 Estimation du temps de recherche de stationnement sur voirie	153
F	Application de calcul d'itinéraire	155
	F.1 Saisie d'une requête	155
	F.2 Activation manuelle des points de stationnement	156
	F.3 Présentation des résultats	156

Chapitre 1

Introduction générale

1.1 Éléments de contexte

Les distances parcourues par habitant et par jour dans les grandes agglomérations suivent une tendance à la hausse (+9 % entre 1991 et 2001 en Île-de-France [35], +7 % entre 1995 et 2006 dans l'aire urbaine lyonnaise [77]). Cette hausse est en partie expliquée par un taux de motorisation des ménages en forte augmentation depuis les années 1960 ainsi que par la construction de nouvelles infrastructures routières et de transport en commun permettant de se déplacer rapidement. L'augmentation des vitesses de déplacement a en effet permis, à temps de déplacement stable, l'allongement des distances domicile-travail et donc l'étalement des zones urbanisées. Cette mobilité supplémentaire a été majoritairement absorbée par la voiture, plus flexible que les transports en commun, en particulier dans les zones peu denses. Aujourd'hui, le réseau routier arrive à saturation et subit des congestions récurrentes dans la plupart des grandes agglomérations. L'impact environnemental de la construction de nouvelles infrastructures routières ne permet plus de développer l'offre à grande échelle. Le modèle de mobilité centré autour de l'automobile qui s'est imposé dans les années 1960 rencontre aujourd'hui ses limites. Il paraît donc indispensable d'inventer de nouvelles manières d'utiliser l'infrastructure de transport existante en répartissant au mieux la demande de déplacement dans l'espace et dans le temps mais aussi entre les modes de transport.

Pour cela, il est nécessaire de favoriser les complémentarités qui existent entre les modes de transport et d'inciter les usagers à utiliser chaque mode dans le contexte auquel il est le mieux adapté : transports en commun dans les hypercentres et aux heures de forte affluence et voiture particulière dans les zones peu denses et aux heures creuses. Les modes doux (vélo, marche...) apportent une offre complémentaire efficace en centre-ville comme en périphérie. Ils sont caractérisés par des distances parcourues relativement faibles (généralement limitées environ à 4 km), mais également par une stabilité du temps de parcours et une contrainte de stationnement faible voire inexistante.

On assiste par ailleurs depuis une dizaine d'années à l'apparition d'une offre de déplacement intermédiaire entre les transports en commun et les véhicules individuels : vélos en libre-service, auto-partage, covoiturage... On pourrait résumer cette offre en disant qu'il s'agit d'un *usage collectif des véhicules individuels*. Le découplage entre possession et usage d'un véhicule fait petit à petit son chemin dans les esprits, motivé par des considérations financières (dans un contexte de hausse du prix du pétrole) et environnementales.

Sur le modèle du système pionnier de La Rochelle puis du système Vélo’V lyonnais, de nombreuses villes françaises et étrangères se sont par exemple équipées de systèmes de vélos en libre-service (Paris, Amiens, Dijon, Aix-en-Provence, Barcelone, Vienne, Copenhague, Stockholm...). Il s’agit généralement de systèmes composés de bornes dispersées dans la ville qui acceptent des locations en *aller simple*, c’est-à-dire que l’emprunt et le retour du vélo peuvent se faire à des bornes différentes. Ces systèmes dégagent l’usager des contraintes liées à la possession d’un vélo (risque de vol, entretien, stationnement) ; ils complètent l’offre de transports collectifs urbains, lorsque celle-ci est réduite ou en-dehors des heures de service ; ils permettent aux usagers de disposer à tout moment d’un vélo même dans le cadre de chaînes de déplacements multimodales ; enfin ils réduisent le temps d’accès aux arrêts de transport en commun en se substituant à la marche¹.

Les pratiques de partage sont également de plus en plus fréquemment observées avec les véhicules motorisés. Les systèmes actuels d’auto-partage sont généralement composés de quelques points de location placés dans les centres des agglomérations et mettant à disposition des véhicules pour une courte durée (quelques heures à une journée). Le retour du véhicule est généralement effectué dans le même point de location que l’emprunt. Toutefois, des systèmes d’auto en libre-service permettant des locations en aller-simple, grâce à une densité plus importante de points de location, ont également existé ou sont en projet (expérience Praxitèle à St Quentin en Yvelines de 1997 à 1999, futur système Autolib’ à Paris). Parallèlement, les systèmes de covoiturage se développent dans les zones urbaines depuis une dizaine d’années.

Ces nouveaux usages des véhicules individuels aboutissent à des pratiques de mobilité moins consommatrices d’espace, moins polluantes, moins coûteuses et plus conviviales pour l’usager.

La coordination de l’ensemble de ces offres de transport (billétique intégrée, tarification multimodale, coordination des horaires des transports en commun) est un préalable au développement d’une mobilité alternative à la voiture particulière. Cependant, une offre correctement structurée n’est pas pour autant lisible pour l’usager. En effet, la diversité des opérateurs et des modes disponibles ainsi que le fort maillage des réseaux urbains rendent difficiles la rationalisation des choix d’heure de départ, de modes et d’itinéraires si l’on ne dispose pas d’un système d’information recensant l’offre de manière exhaustive, fiable et, dans la mesure du possible, avec des informations mises à jour en temps réel. Ce travail s’intéresse à cet aspect d’information des usagers et vise à développer des algorithmes d’optimisation d’itinéraires multimodaux, de manière à proposer un guidage intégré de l’usager sur l’ensemble de son déplacement en utilisant éventuellement plusieurs modes.

Dans l’usage courant comme dans la littérature concernant les transports, il n’existe pas de consensus sur la définition des termes *multimodalité* et *intermodalité*. Dans ce travail, nous avons adopté des définitions proches de celles proposées par ITS France dans [1]. Une offre de transport est dite *multimodale* si plusieurs moyens de transport sont disponibles pour réaliser un déplacement entre une origine et une destination. À l’échelle de l’usager, un comportement multimodal désigne un usage différencié dans l’espace et dans le temps de plusieurs modes de transport. L’adjectif *multimodal* est donc général et qualifie une offre de transport ou les habitudes de comportement

1. A Lyon, selon une enquête réalisée auprès des utilisateurs de Vélo’V, en l’absence du service : 51 % des usagers auraient utilisé les transports en commun, 37 % seraient venus à pied, 7 % auraient utilisé leur voiture, 3 % leur vélo personnel et 2 % ne se seraient pas déplacés [2].

d'un usager, pouvant finalement donner lieu à des déplacements *monomodaux* (un seul mode utilisé) ou *intermodaux* (plusieurs modes utilisés dans le même déplacement). L'*intermodalité* correspond en effet à un enchaînement de plusieurs modes de transport pour un déplacement entre une origine et une destination.

L'incitation au développement d'infrastructures et de services favorisant la multimodalité est inscrite dans la loi française depuis 1982, avec la Loi d'Orientation sur les Transports Intérieurs (LOTI). Cette loi définit le *droit au transport pour tous* et le *droit à l'information sur l'offre de déplacement*. Elle instaure également les Plans de Déplacements Urbains (PDU) pour les villes de plus de 100 000 habitants, qui proposent une approche globale des déplacements tous modes confondus et visent explicitement à accroître la part modale des modes de transport en commun et des modes doux. La loi Solidarité et Renouveau Urbains (SRU) a procédé en 2000 à une réactualisation en profondeur de tous les concepts de la LOTI. Elle introduit notamment la notion de *politique de déplacement au service du développement durable* et définit les régions comme compétentes pour la mise en place de services d'information multimodale. Elle préconise également la création de syndicats mixtes regroupant les différentes autorités organisatrices des transports afin d'établir des coopérations concernant la coordination de l'offre, l'information multimodale et la mise en œuvre d'une billetterie et d'une tarification intégrées. De tels syndicats à l'échelle régionale existent actuellement en Île-de-France (STIF) et en Nord - Pas-de-Calais (SMIRT).

Afin de répondre à un besoin de mutualisation des expériences et des compétences en matière d'information multimodale, la PREDIM (Plate-Forme de Recherche et d'Expérimentation pour le Développement de l'Information Multimodale) a été lancée en 2001 sous l'égide du PREDIT (Programme français de REcherche et D'Innovation dans les Transports terrestres). Elle recense les projets d'information multimodale en France et dans le Monde et capitalise de très nombreux documents publiés sur le sujet (www.predim.org). Le but est de *"...tenter de promouvoir le développement de toutes les méthodes, services et technologies permettant de mieux maîtriser les problématiques de mobilité"*.

1.2 Information et guidage des usagers des transports, état des lieux

Nous proposons un bref tour d'horizon des initiatives d'information monomodale et multimodale en France et dans le Monde. Ce recensement ne se veut en aucun cas exhaustif et vise avant tout à donner une image des services actuellement offerts pour l'information des usagers, dans les agglomérations ainsi qu'à l'échelle régionale, nationale ou internationale.

De nombreux portails web d'information sur les déplacements ont vu le jour au cours des quinze dernières années, aussi bien pour les transports en commun que pour les modes doux et les véhicules particuliers. Internet constitue en effet un vecteur privilégié de diffusion de l'information sur les transports, par nature complexe et dynamique.

Pour les transports en commun, les portails Internet diffusent généralement les horaires théoriques et permettent le calcul d'itinéraire en combinaison avec des trajets piétons. C'est le cas par exemple de TCL (www.tcl.fr) à Lyon, RATP (www.ratp.fr) à Paris, Transpole (www.transpole.fr) à Lille et Solea (www.solea.info)

à Mulhouse. Des portails régionaux intégrant les informations de plusieurs opérateurs de transport en commun (réseau TER, réseaux de transport urbains et départementaux) ont vu le jour ces dernières années : www.transports-idf.com en Île-de-France, www.transports.midipyrenees.fr, www.destineo.fr en Pays de la Loire, www.multitud.org sur la région urbaine lyonnaise ou encore www.vitici.fr en Champagne-Ardenne. En Grande-Bretagne, une initiative prometteuse a vu le jour à l'échelle nationale avec le site Transport Direct (www.transportdirect.info) qui recense l'ensemble de l'offre de transports en commun du pays. Le projet DELFI propose un service similaire en Allemagne. Aux Pays-Bas, une centrale de mobilité a été créée à l'échelle nationale en 1992. Elle renseigne les usagers sur l'offre de transports en commun et permet des calculs d'itinéraires de porte-à-porte. Elle est notamment accessible sur internet (www.9292ov.nl). À l'échelle européenne, le projet EU-Spirit (euspirt.vbb-fahrinfo.de) a pour objectif d'unir les systèmes d'information sur les transports en commun de différents pays afin d'offrir un calcul d'itinéraires sans rupture. À l'heure actuelle, le Danemark, l'Allemagne, le Luxembourg et la Suède ont adhéré au programme. L'Agence Française pour l'Information Multimodale et la Billétique a un objectif similaire à l'échelle de la France : connecter l'ensemble des calculateurs d'itinéraires en transport en commun locaux afin de permettre un calcul d'itinéraire de porte-à-porte sans rupture sur le territoire national.

Du côté du trafic automobile, l'information sur les conditions de circulation est donnée par des portails tels que www.syadin.fr à Paris, www.coral.fr à Lyon, ou encore Google Maps (maps.google.fr) ou V-Trafic (www.v-traffic.com) qui couvrent un grand nombre d'agglomérations, en France et dans le Monde. Le calcul d'itinéraire pour les voitures est notamment proposé par Mappy (www.mappy.fr) et ViaMichelin (www.viamichelin.fr). Il reste majoritairement statique, c'est-à-dire qu'il ne tient pas compte des conditions réelles de circulation. Bison Futé (www.bison-fute.equipement.gouv.fr) diffuse des prévisions de niveau de trafic à la demi-journée à l'échelle régionale ou interrégionale pour l'année à venir. Ces prévisions sont basées sur un historique de mesures de débits sur différents axes et sur des informations calendaires (veille de vacances scolaires, jour férié...). Bien que complémentaire du guidage et de l'information trafic, l'information sur le stationnement est encore assez rare sur Internet. En Île-de-France, le site www.infoparking.com permet toutefois de recenser l'offre de stationnement hors voirie. Aux États-Unis, le site www.primospot.com recense l'offre sur voirie (nombre de jours consécutifs de stationnement autorisés) et les ouvrages de stationnement (localisation, tarifs).

Récemment, on a assisté au développement de solutions d'information destinées aux modes doux (marche, vélo...). ViaMichelin et Mappy proposent des calculs d'itinéraires adaptés aux piétons et aux vélos. Une initiative baptisée GéoVélo (www.geovelo.fr) a été lancée en 2009 sur l'agglomération de Tours puis en 2010 sur Paris. Ce portail propose différentes alternatives de calcul d'itinéraire, selon que l'utilisateur privilégie le critère de sécurité (circulation sur les voies cyclables) ou de distance. Un code couleur permet de distinguer le type de voirie rencontrée (mixte avec les automobilistes, bande ou piste cyclable). Depuis mars 2010, Google Maps propose également une application dédiée aux vélos aux États-Unis. Les itinéraires spécifiques aux vélos figurent désormais sur les cartes et les routes sont indiquées avec différentes couleurs selon qu'elles sont plus ou moins adaptées au vélo. Des sites tels que www.velov.grandlyon.com à Lyon ou www.velib.paris.fr à Paris permettent de consulter la disponibilité en temps réel des vélos libre-service. Le site américain www.primospot.com permet également de localiser les points de stationnement pour les vélos.

Certains systèmes d'information orientés vers les transports en commun tentent d'intégrer les modes individuels pour les trajets initiaux et terminaux de rabattement sur les arrêts de transport en commun. C'est le cas du portail Destineo qui permet de calculer les trajets de jonction avec les points origine et destination en vélo lorsque la distance est inférieure à 5 km et en voiture lorsqu'elle est inférieure à 20 km. Toutefois, on ne peut pas encore parler véritablement d'intermodalité puisque ce système fournit l'itinéraire en transports en commun qui couvre la plus grande partie possible du trajet et offre une information sur les modes individuels uniquement en rabattement, lorsque l'offre de transports en commun est inexistante. Les différents modes ne sont donc pas mis en concurrence sur l'ensemble du trajet à réaliser. Le site TransportDirect propose conjointement l'information sur les véhicules particuliers et sur les transports en commun mais ne permet pas leur combinaison sur un même trajet. Sur le département des Bouches-du-Rhône, le système d'information LePilote (www.lepilote.fr) donne une information en temps réel sur les conditions de circulation routière et sur les perturbations, conjointement à une information théorique sur les transports en commun.

On peut également citer deux initiatives ambitieuses d'information multimodale à l'échelle d'une agglomération : la GMCD à Grenoble et le SGGD à Toulouse. Le projet de GMCD (Gestion Multimodale Centralisée des Déplacements) a vu le jour en 1998. Il a pour mission de mettre à disposition des usagers des services d'information (serveur téléphonique, SMS, site internet) sur les transports en commun, les modes individuels motorisés et les modes doux, de regrouper l'ensemble des acteurs des transports de l'agglomération au sein d'un bâtiment commun (Conseil Général, exploitants des transports en commun, ville de Grenoble, compagnies de taxis...) et de mettre en place un système informatique "...visant à faciliter la coordination de ces acteurs et l'élaboration des informations...". La GMCD propose depuis 2010 un site opérationnel (gmcd.la-metro.org) très prometteur, qui est capable de proposer des itinéraires intermodaux avec une prise en compte de temps de parcours variables selon l'heure de départ. Pour cela, le calculateur tient compte d'un niveau de trafic moyen observé aux différentes périodes de la journée. Ce calculateur permet l'utilisation du véhicule privé uniquement à partir de l'origine du déplacement. À Toulouse, le SGGD (Système Global de Gestion des Déplacements) vise également à regrouper exploitants et systèmes informatiques autour de deux missions : d'une part, l'information des usagers au travers d'une centrale de mobilité et d'autre part, l'étude de la mobilité au moyen d'un observatoire des déplacements. Cette organisation ne propose pas encore à notre connaissance de système d'information opérationnel.

Depuis 2009, le calculateur ItinIsere (www.itinisere.fr) permet de générer des solutions monomodales ou intermodales avec une utilisation conjointe de l'automobile et des transports en commun (application complémentaire de la GMCD couvrant tout le département de l'Isère). Dans ce calculateur également, les véhicules privés ne peuvent être utilisés qu'à partir de l'origine du déplacement.

Un calculateur multimodal avec le même type de fonctionnalités existe sur les agglomérations de Munich et de Berlin². Il est développé par l'université de Munich³.

En Autriche, la région de Vienne s'est lancée dans un projet d'information multimodale baptisé VIP (VerkehrsinformationProject, www.its-viennaregion.at). Celui-ci

2. 129.187.175.46:8888/multimodal_munich/route_planner/ et
129.187.175.46:8888/multimodal_berlin/route_planner/

3. 129.187.175.5/lfkwebsite/index.php?id=167

a pour objectif la construction d'un graphe de référence représentant le réseau de transport, la mise en œuvre d'une solution de calcul d'itinéraires multimodaux de porte-à-porte ainsi qu'une description complète et une prévision de l'état de la circulation à court ou moyen terme. Son déploiement est actuellement en cours.

Sur l'agglomération de Bâle-Mulhouse, le projet Transbale a permis de 2001 à 2004 de mener une expérimentation d'information multimodale afin de mieux cibler les attentes des usagers. Le site www.transbale.com permettait le calcul d'itinéraires intermodaux et bénéficiait d'une mise à jour en temps réel des données de trafic et des temps de parcours des transports en commun.

Bien que les portails Internet constituent généralement le media central de diffusion de l'information mono et multimodale, différents supports sont déclinés pour permettre l'accès à l'information non seulement avant mais également pendant le déplacement. Les systèmes nomades (PDA, téléphones mobiles, ordinateurs embarqués...) permettent aux usagers équipés d'accéder à l'information diffusée sur le web à tout moment. Ils permettent également de recevoir de l'information trafic en temps réel grâce à des services dédiés via le système RDS. Le système d'information MobiVille, en expérimentation à Lyon, diffuse de l'information sur l'offre théorique en transports en commun ainsi que sur la disponibilité des vélos libre-service et propose un calcul d'itinéraire en transports en commun, à vélo ou à pied. On voit également se développer des systèmes spécifiques aux transports en commun, tels que le boîtier mobile *InfoBus* donnant en temps réel le temps d'attente à l'arrêt et les principales perturbations du réseau de bus de Metz ou encore des services d'alertes SMS informant sur les perturbations et les retards. Des radios spécialisées diffusent de l'information sur les conditions de déplacement en temps réel : radio d'information trafic (107.7 FM) sur autoroutes ou encore, disponible d'ici quelques mois dans la région urbaine lyonnaise, une radio d'information multimodale sur la mobilité urbaine, émettant sur la même fréquence (107.7 FM). Les centrales téléphoniques telles que la centrale d'info-mobilité d'Abbeville en France, le 9292 aux Pays-Bas ou encore le 511 aux Etats-Unis diffusent de l'information multimodale (horaires des transports en commun, informations trafic, état des routes...) et permettent parfois de réserver les services de taxis. Enfin, des systèmes d'information dynamiques ponctuels, tels que les panneaux à messages variables et les bornes interactives, diffusent une information mise à jour régulièrement mais non individualisée en certains points du réseau (temps de parcours, temps d'attente d'un transport en commun, incidents, conseils de prudence...). Ils permettent également le jalonnement des parcs de stationnement et la diffusion d'une information sur leur occupation.

Malgré le cadre institutionnel incitant au développement de systèmes d'information multimodale, ils sont encore peu nombreux. D'autre part, les systèmes existants présentent un certain nombre de lacunes qui les rendent moins efficaces dans leur promotion de la multimodalité en général et de l'intermodalité en particulier :

1. La prise en compte des modes individuels et des modes collectifs ainsi que de leurs possibles combinaisons (c'est-à-dire l'intermodalité) est rare au sein d'un même système. On assiste plutôt à des juxtapositions de systèmes destinés aux transports en commun et de systèmes destinés aux modes individuels.
2. Certaines composantes des temps de parcours multimodaux sont négligées. C'est notamment le cas du temps nécessaire à la recherche d'une place de stationnement ou du temps de changement de mode de transport dans les pôles d'échanges.

3. L'estimation des temps de parcours est très souvent statique et ne tient alors pas compte des variations du niveau de trafic.
4. La structuration des déplacements en chaînes ou en boucles ainsi que certaines pratiques correspondant à un usage collectif de véhicules individuels (auto-partage, vélos libre-service...) ne sont pas prises en compte dans les systèmes d'information actuels.
5. La qualité des différentes prévisions de temps de parcours n'est pas évaluée (nombre de mesures ayant permis d'établir la prévision et fiabilité de la méthode de prévision). Par conséquent, la variabilité potentielle du temps de parcours réel par rapport à la valeur prévue n'est pas considérée dans le calcul d'itinéraire. Ainsi, un chemin ayant une prévision de temps de parcours faible de fiabilité faible sera toujours préféré à un chemin de temps de parcours légèrement plus élevé mais dont la prévision a une fiabilité plus importante. Ceci ne correspond pas aux choix qui seraient effectués par des usagers en situation d'aversion au risque (rendez-vous important...).
6. La considération simultanée de plusieurs critères d'optimisation (temps de parcours, nombre de correspondances, fiabilité de la prévision de temps de parcours, coût financier, émission de CO₂...) n'est généralement pas possible dans les systèmes actuels (le projet GéoVélo fait exception puisqu'il considère comme coût généralisé d'un itinéraire cyclable une combinaison du temps de parcours et d'un indicateur de confort de circulation).

Ces manques peuvent être expliqués en partie par des difficultés à mettre en place une coordination et un échange de données entre l'ensemble des acteurs concernés : État, collectivités territoriales, autorités organisatrices des transports urbains, opérateurs privés, etc., mais aussi par la complexité des problèmes posés pour l'élaboration même de l'information. C'est cet aspect méthodologique que nous avons choisi de traiter dans ce travail, en nous intéressant aux points 1 à 4 de l'énumération ci-dessus.

1.3 Problématique de la thèse

Nous nous intéressons à la conception d'un système d'information multimodale basé sur l'information de temps de parcours. En effet, le temps de parcours représente un des principaux critères de décision pour le choix modal, le choix d'itinéraire et le choix de l'heure de départ. De plus, c'est un indicateur commun à l'ensemble des modes⁴.

La mise en œuvre d'un système d'information et de guidage multimodal fondé sur les temps de parcours comprend trois étapes : (1) le traitement et la mise en forme des données sources recueillies sur le terrain, (2) l'estimation des temps de parcours et (3) le calcul d'itinéraires multimodaux.

4. Comme souligné dans le point 6 du paragraphe 1.2, d'autres indicateurs sont intéressants pour l'utilisateur : coût financier du déplacement, émission de CO₂ engendrée, nombre de changements de mode, ... Ces critères peuvent être pris en compte au moyen d'une optimisation multiobjectif ou d'une agrégation au sein d'un coût généralisé du déplacement. Toutefois, ces aspects sortent du cadre de ce travail, dans lequel nous avons choisi de nous concentrer sur les aspects méthodologiques liés à une minimisation du temps de parcours associé aux itinéraires. Des extensions des méthodes proposées pourraient être développées pour tenir compte de ces critères par la suite.

1.3.1 Traitement et mise en forme des données de terrain

Le traitement des données source pose de nombreuses difficultés en raison de la disparité d'équipement des différents opérateurs et de l'absence de référentiels communs et de normes pour les données. Des modèles génériques de données et des formats d'échange ont été développés (notamment Transmodel et Trident pour les transports publics, DATEX II⁵ et Alert-C pour la route...), toutefois ils n'intègrent pas, à notre connaissance, les aspects intermodaux des déplacements et ne sont pas uniformément utilisés par les exploitants. Dans ce travail, nous proposons un modèle de données pour un réseau de transport multimodal intégrant les transports en commun, la voiture et les modes doux. Les différentes déclinaisons des modes *voiture* et *vélo* sont également considérées : véhicules privés, véhicules partagés, véhicules en libre-service.

1.3.2 Estimation dynamique des temps de parcours

L'estimation dynamique des temps de parcours pour l'alimentation d'un calculateur d'itinéraire de porte-à-porte nécessite la définition de méthodes spécifiques pour chacune des composantes des trajets multimodaux.

L'estimation du temps de parcours des voitures particulières sur les voies rapides urbaines peut être réalisée à l'aide de méthodes simples et assez performantes basées sur des mesures de vitesses individuelles ou sur l'estimation d'une vitesse moyenne du flux à partir d'autres mesures de trafic (débit, taux d'occupation). Pour le réseau de surface (notamment la voirie à feux), sur lequel il est nécessaire de prendre en compte le temps de traversée des intersections, l'estimation est plus complexe et les méthodes actuellement opérationnelles sont moins fiables. Tout en ayant conscience des limites de ces méthodes, nous les appliquons dans ce travail car elles permettent de simuler une dynamique réaliste du trafic sur le réseau routier, avec notamment une reproduction des phénomènes de pointe du matin et du soir.

Le temps de recherche d'une place de stationnement, qui peut constituer une part importante du temps de déplacement en voiture, est généralement négligé dans le calcul d'itinéraire. Dans certains cas, un temps forfaitaire de recherche (par exemple 10 minutes sur www.ratp.fr) est ajouté au temps de parcours en voiture. Une estimation plus fine de ce temps et son intégration dans l'estimation du temps global de déplacement est nécessaire pour une mise en concurrence équitable de la voiture particulière et des autres modes. Dans ce travail, le temps de recherche de stationnement sur voirie est estimé à partir de données issues d'une enquête de terrain ayant permis de relever et de mettre en parallèle des données d'occupation sur une zone et des temps de recherche réalisés. L'absence de données disponibles sur les ouvrages de stationnement nous amène à estimer le temps de recherche d'une place de stationnement en ouvrage comme un temps statique et forfaitaire.

Pour les transports en commun, nous nous basons sur l'information théorique de temps de parcours. Elle apporte un bon niveau d'information, les congestions récurrentes étant généralement prises en compte lors de la construction des tables d'horaires.

Le temps de parcours des modes doux est généralement peu soumis aux variations liées au trafic. On peut facilement déduire un temps de parcours de la connaissance d'une vitesse moyenne. Toutefois, les variations de vitesse entre les individus sont importantes et la principale difficulté réside dans l'estimation d'une vitesse de déplacement

5. cf. www.datex2.eu

adaptée à chaque usager. Dans ce travail, on utilise des valeurs de référence sur terrain plat, en ville.

L'estimation des temps de correspondance souffre quant à elle d'une grande imprécision en raison des difficultés d'accès aux données d'architecture des pôles d'échange (description de la voirie interne au pôle, nombre de marches, longueurs de couloir...). Une modélisation simplifiée du réseau de circulation interne aux pôles d'échanges est mise en œuvre dans ce travail.

1.3.3 Calcul d'itinéraires multimodaux

Une fois les temps de parcours associés à chaque mode et chaque section du réseau estimés, la mise en œuvre d'une solution de calcul d'itinéraire pose un certain nombre de difficultés algorithmiques. Jusque dans les années 1980, les itinéraires étaient uniquement planifiés manuellement, à partir de guides regroupant les horaires des transports en commun ou en regardant une carte routière. Depuis cette époque, l'explosion d'Internet et de la puissance de calcul des ordinateurs a permis la mise en œuvre de solutions automatisées de calcul d'itinéraires. Dans leur très grande majorité, ces applications sont basées sur des temps de parcours statiques et ne concernent qu'un seul mode de transport. Elles reposent sur une modélisation des réseaux par une structure de graphe.

Dans un contexte multimodal et dynamique, le calcul d'itinéraire nécessite le développement d'algorithmes ad hoc. La performance de ces algorithmes est étroitement liée à leur codage en machine ainsi qu'au choix de la structure de graphe représentant le réseau. La multiplicité des alternatives modales, le fort maillage des réseaux routiers et le caractère dynamique des temps de parcours amènent à considérer des structures de graphe de grande taille. Par conséquent, un travail est nécessaire pour **rechercher des représentations les plus compactes possibles des réseaux multimodaux et des temps de parcours** afin de limiter la consommation des ressources de la machine.

Un chemin multimodal correspond à une concaténation de sous-chemins monomodaux. L'optimisation d'un sous-chemin monomodal réalisé avec un mode individuel (marche, vélo, voiture) nécessite de **prendre en compte des contraintes sur les mouvements directionnels au niveau des carrefours** (interdiction de tourner ou délai associé à la traversée d'un carrefour). Nous proposons d'étudier le problème de *plus court chemin monomodal sur un réseau routier avec prise en compte de pénalités (délais ou interdictions) sur certains mouvements directionnels*. Les méthodes de résolution proposées pour ce problème peuvent ensuite être intégrées dans un schéma de résolution plus global, pour traiter le problème de *plus court chemin multimodal*.

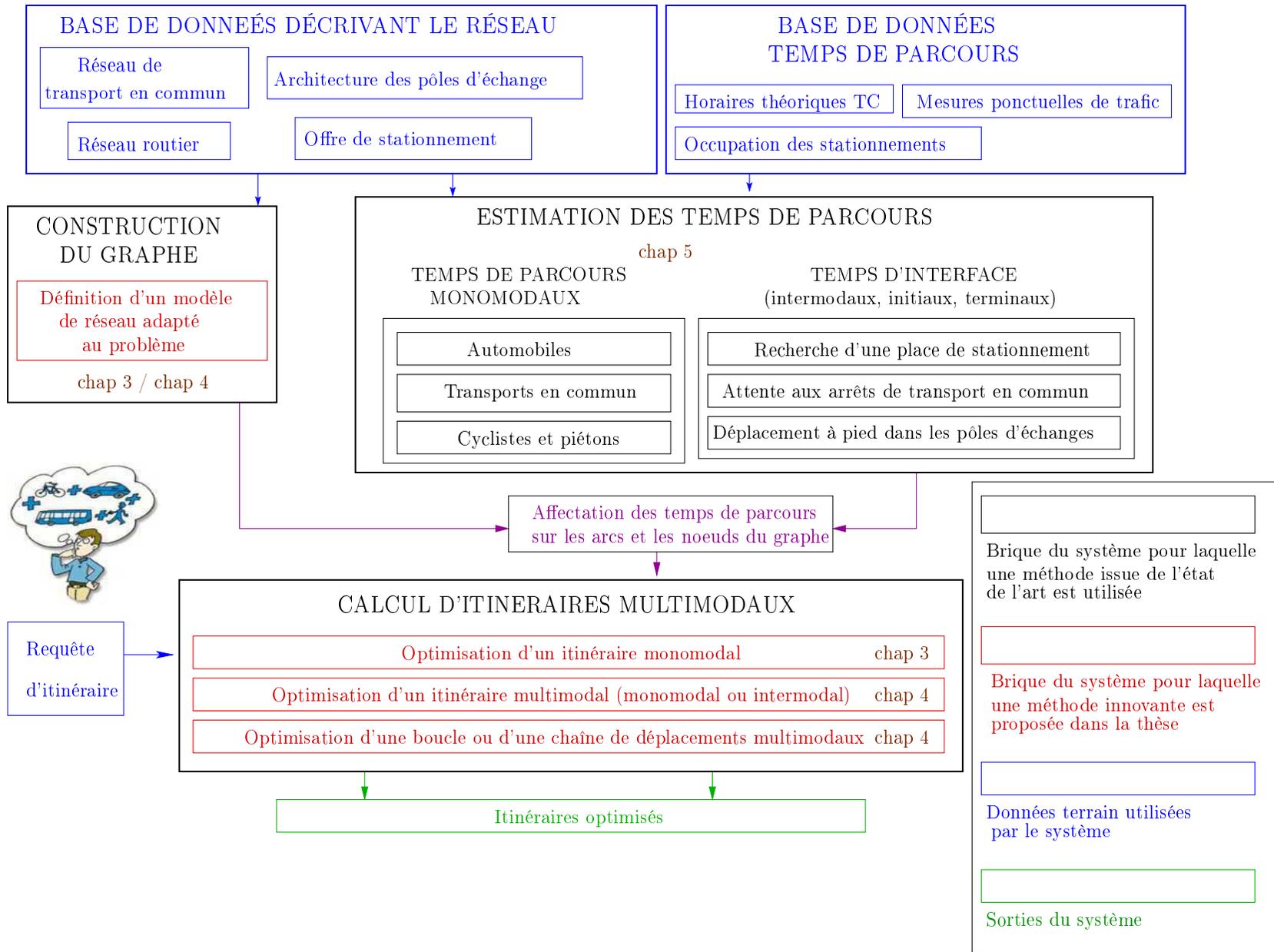
Les choix de modes et d'itinéraires sont généralement effectués par l'utilisateur non pas en fonction d'un déplacement à effectuer mais en fonction d'une chaîne d'activités successives à réaliser. On parle alors de *chaîne de déplacements*, ou encore de *boucle* lorsque l'origine et la destination finale de la chaîne sont identiques. Chaque déplacement de la chaîne est effectué entre une origine et une destination intermédiaires et utilise un ou plusieurs modes de transport. Selon les enquêtes sur la mobilité menées en France [35] [77], le nombre de déplacements par usager et par jour est relativement stable entre les agglomérations et au cours des années et se situe entre 3 et 4. Le nombre moyen de boucles par habitant et par jour était de 1.63 en France en 1999 [61]. Dans la majorité des cas, les boucles effectuées sont des aller-retours.

Lorsqu'une combinaison intermodale (transport en commun + voiture par exemple)

est utilisée dans au moins un déplacement de la chaîne, **une optimisation indépendante des déplacements qui composent la chaîne ne conduit pas forcément à une solution globalement optimale**. Il est donc nécessaire de fournir à l'utilisateur un système d'information permettant la prise en compte de l'ensemble des déplacements qui composent sa chaîne. Ceci lui permet de minimiser le temps passé dans les transports sur l'ensemble de sa chaîne de déplacements. À notre connaissance, les méthodes nécessaires à ce type d'optimisation manquent encore aujourd'hui et nous proposons donc d'étudier ce problème, en tenant compte de la variabilité des temps de parcours selon l'heure de départ.

Les différents aspects que nous venons de présenter sont explorés dans ce manuscrit, dont voici la structure. Le deuxième chapitre est consacré à un état de l'art des méthodes permettant de résoudre le problème classique de plus court chemin dans un graphe, en associant aux arcs des coûts statiques ou des coûts dynamiques. Dans un troisième chapitre, nous nous intéressons à la résolution du problème de plus court chemin sur un réseau routier, avec prise en compte de contraintes sur les mouvements directionnels au niveau des intersections (interdictions de tourner, délai associé à un mouvement directionnel). Dans un quatrième chapitre, l'optimisation des itinéraires est étudiée dans un contexte multimodal. Les problèmes d'optimisation d'un déplacement et d'optimisation d'une chaîne ou d'une boucle de déplacements sont considérés. Le cinquième chapitre est consacré à la mise en œuvre concrète d'un démonstrateur pour ces algorithmes de calcul d'itinéraire sur le cas réel de l'agglomération lyonnaise. Le modèle de données décrivant le réseau multimodal ainsi que les méthodes utilisées pour estimer dynamiquement les temps de parcours en entrée du calculateur d'itinéraires sont présentés. La mise en œuvre des algorithmes décrits dans les chapitres précédents est détaillée et des exemples des résultats obtenus en sortie sont donnés, notamment au travers d'une Interface Homme-Machine développée pour le démonstrateur.

FIGURE 1.1 – Architecture du démonstrateur des algorithmes de calcul d'itinéraires



Chapitre 2

État de l'art des algorithmes de plus court chemin statiques et dynamiques

Notations Dans la suite de ce document, on utilise les notations suivantes dans un graphe orienté $G = (N, A)$ où N est l'ensemble des nœuds, de cardinalité n , et A l'ensemble des arcs, de cardinalité a :

$\delta^+(u) = \{v \in N \mid (u, v) \in A\}$: ensemble des nœuds successeurs du nœud u ,

$\delta^-(u) = \{v \in N \mid (v, u) \in A\}$: ensemble des nœuds prédécesseurs du nœud u ,

$FS(u) = \{(u, v) \in A\}$: ensemble des arcs successeurs du nœud u ,

$BS(u) = \{(v, u) \in A\}$: ensemble des arcs prédécesseurs du nœud u ,

$O(e) = u$: nœud origine de l'arc $e = (u, v)$,

$D(e) = v$: nœud destination de l'arc $e = (u, v)$,

$|S|$: cardinalité de l'ensemble S .

Les problèmes de calcul d'itinéraire sont classiquement traités à l'aide de stratégies de recherche de chemins dans un graphe. La recherche d'un plus court chemin fait partie des problèmes d'optimisation dans les graphes les plus étudiés. Les méthodes pionnières de résolution datent des années 1950. Encore aujourd'hui, le sujet fait l'objet d'une littérature abondante, qui témoigne d'une volonté d'adapter les algorithmes classiques aux spécificités des problèmes rencontrés en pratique, notamment à des structures de graphe particulières, à la nature des coûts (statiques ou dynamiques, discrets ou continus, portant sur les nœuds, sur les arcs ou sur des séquences d'arcs, déterministes ou stochastiques...), au nombre de fonctions objectifs et aux contraintes appliquées au problème.

Ce chapitre est consacré à l'état de l'art sur les problèmes classiques de plus court chemin dans un contexte statique ou dynamique. Dans un premier temps, on présente le problème statique, dans lequel les coûts associés aux arcs sont invariants dans le temps. Les méthodes classiques de résolution qui procèdent par étiquetage des nœuds du graphe ainsi que des méthodes d'accélération de ces algorithmes classiques sont exposées. Dans un second temps, les extensions des méthodes d'étiquetage au cas dynamique sont présentées. On s'intéresse ensuite à un cas particulier du problème dynamique de chemin de coût minimum : le problème de chemin de temps de parcours minimum. Dans ce problème, l'importance de la propriété FIFO sur les temps de parcours est mise en évidence. Pour finir, on évoque la construction de fonctions de temps de parcours dynamiques respectant la propriété FIFO pour le problème de plus court chemin, à partir de différents types de données.

2.1 Problème statique

Dans un graphe $G = (N, A)$, on considère un coût $c_{uv} \in \mathbf{R}$ associé à chaque arc $(u, v) \in A$. Ce coût représente par exemple une distance, un temps de parcours, un coût financier ou un coût généralisé combinant différents critères. Le problème de plus court chemin entre deux nœuds de G cherche un chemin dont la somme des coûts associés aux arcs est minimum.

Les premiers algorithmes de plus court chemin proposés dans la littérature sont basés sur une stratégie d'étiquetage des nœuds du graphe. Ils s'attachent à trouver l'ensemble des plus courts chemins entre un nœud origine o et chaque nœud du graphe, c'est-à-dire à trouver l'arbre G_T de racine o des plus courts chemins, tel que le chemin qui relie o à chaque nœud u dans G_T soit un plus court chemin entre o et u dans G . Ce problème admet une solution si et seulement si le graphe ne comporte aucun cycle de coût négatif. C'est le cas de la plupart des graphes représentant des réseaux de transport, les coûts étant généralement des valeurs positives (distances, temps de parcours).

Le problème de recherche de l'arbre des plus courts chemins peut être écrit sous la forme d'un programme linéaire :

$$(SPT) \begin{cases} \text{Minimiser } \sum_{(u,v) \in A} c_{uv} x_{uv} \\ \text{s.c. } \sum_{v \in \delta^-(u)} x_{vu} - \sum_{v \in \delta^+(u)} x_{uv} = \begin{cases} -(n-1) & \text{si } u = o \\ 1 & \text{sinon} \end{cases} \\ x_{uv} \in \mathbf{R}, \forall (u, v) \in A \end{cases}$$

où x_{uv} correspond au nombre de chemins de G_T empruntant l'arc (u, v) .

À ce problème primal correspond un problème dual (DSPT) qui s'écrit de la façon suivante :

$$(DSPT) \begin{cases} \text{Maximiser } (1-n)\pi_o + \sum_{v \neq o} \pi_v \\ \text{s.c. } \pi_v - \pi_u \leq c_{uv}, \forall (u, v) \in A \end{cases}$$

où les π_u , $u \in N$ sont les variables duales des x_e , $e \in A$.

La contrainte $\pi_v - \pi_u \leq c_{uv}$ est appelée *condition de Bellman*.

2.1.1 Algorithmes à fixation/correction d'étiquettes

Les algorithmes classiques pour résoudre (SPT) suivent une approche primale. Leur schéma consiste à construire itérativement une arborescence couvrante G_T de racine o et à mettre à jour les valeurs de potentiel π_u associées aux nœuds u de G_T . Le potentiel d'un nœud u représente une borne supérieure du coût du plus court chemin de o à u . À chaque itération, la procédure algorithmique examine la condition de Bellman $\pi_v - \pi_u \leq c_{uv}$, pour un nœud u et pour tous les arcs $(u, v) \in FS(u)$ et met éventuellement à jour les potentiels π_v . Cette opération est appelée *exploration du nœud u* . Le nœud u est choisi parmi un ensemble de nœuds candidats Q . Si un arc (u, v) ne respecte pas la condition de Bellman, le potentiel π_v est mis à jour par la valeur $\pi_u + c_{uv}$ et v est inséré dans Q . On dit alors que v est étiqueté depuis u ; $pred_v$, qui donne le prédécesseur du nœud v dans le plus court chemin de o à v trouvé jusqu'ici, pointe alors sur u . La procédure algorithmique s'arrête lorsque les étiquettes de potentiel constituent une solution duale réalisable, c'est-à-dire lorsque la condition de Bellman est vérifiée pour

tous les arcs du graphe. Les étiquettes désignant les prédecesseurs permettent alors de reconstituer l'arbre des plus courts chemins. Les algorithmes suivant ce schéma sont appelés *algorithmes d'étiquetage*. Ils sont basés sur le principe de la programmation dynamique, selon lequel si le plus court chemin entre deux nœuds u et v passe par un nœud w , alors il correspond à la concaténation de deux plus courts chemins, entre u et w et entre w et v . On distingue les méthodes dites à *fixation d'étiquettes* qui à chaque itération choisissent d'examiner le nœud de Q (ensemble de nœuds candidats) ayant le plus petit potentiel, des méthodes dites à *correction d'étiquettes* qui choisissent d'examiner un nœud de Q choisi selon une autre règle.

Le premier algorithme à fixation d'étiquettes a été proposé par Dijkstra [33]. La version la plus simple de cet algorithme implémente Q comme une liste chaînée non ordonnée et a un temps d'exécution en $O(n^2)$. Des modifications de cet algorithme ont été proposées, implémentant par exemple Q comme un tas binaire (algorithme *S-heap* [51]) ou comme une structure de *buckets* (algorithme *S-bucket* [31]). *S-heap* a un temps d'exécution en $O(a \log n)$, tandis que *S-bucket* a un temps d'exécution en $O(a + nc_{max})$, où $c_{max} = \max_{(u,v) \in A} c_{uv}$. Ces méthodes ne permettent de résoudre le problème de plus court chemin que sur des graphes à coûts positifs. Elles présentent en effet la particularité que lorsqu'un nœud est retiré de Q , son potentiel n'est plus modifié au cours de l'algorithme.

Les algorithmes à correction d'étiquettes sélectionnent un nœud candidat au moyen de stratégies diverses. L'algorithme basé sur la règle de sélection FIFO, proposé par Bellman [12], Ford [40] et Moore [64], implémente Q comme une file. Sa complexité est en $O(an)$ et il s'applique quel que soit le signe du coût des arcs. Une structure appelée *deque*, que l'on peut voir comme une pile Q' et une file Q'' connectées en série, peut également être utilisée : la première fois qu'un nœud est inséré dans la structure, il est ajouté à la fin de Q'' ; quand le même nœud, après avoir été retiré de Q , devient candidat à nouveau, il est ajouté à la tête de Q' ; les nœuds sont retirés de la tête de Q' , si Q' n'est pas vide ; sinon, le premier élément de Q'' est retiré. L'algorithme correspondant, appelé *L-deque*, a une complexité au pire des cas en $O(n2^n)$, toutefois, il a prouvé son efficacité en pratique particulièrement sur des graphes peu denses et presque planaires [68], ce qui est le cas de beaucoup de graphes représentant des réseaux de transport.

Les algorithmes classiques d'étiquetage sont conçus pour résoudre le problème *one-to-all*, c'est-à-dire entre une origine et l'ensemble des nœuds destinations possibles dans le graphe. Trois autres types de problèmes de plus court chemin statiques peuvent être considérés. Le problème *all-to-one* cherche l'arbre des plus courts chemins entre tous les nœuds du graphe et une destination. Il peut être résolu en appliquant les algorithmes conçus pour le problème *one-to-all* vers l'arrière, c'est-à-dire en partant de la destination et en inversant le sens des arcs. Le problème *one-to-one* cherche un plus court chemin entre une origine o et une destination d . Il est résolu par les mêmes algorithmes que le problème *one-to-all*. Les algorithmes à *fixation* d'étiquettes sont particulièrement intéressants pour ce problème puisqu'ils peuvent être stoppés après l'exploration du nœud destination d , dont le potentiel est alors définitif. Dans ce cas, l'arbre des plus courts chemins n'est pas construit dans sa totalité et le temps d'exécution de l'algorithme est réduit. Le problème *all-to-all* cherche un plus court chemin entre chaque paire de sommets du graphe et est résolu par des algorithmes spécifiques (algorithme de Floyd par exemple) ou par plusieurs applications (une pour chaque origine) d'un algorithme adapté au problème *one-to-all*.

2.1.2 Accélération des algorithmes d'étiquetage

Comme nous venons de le voir, le problème de plus court chemin statique peut être résolu en temps polynomial par des algorithmes d'étiquetage, dont un état de l'art très complet peut être trouvé dans [68]. Malgré cette complexité polynomiale, les temps d'exécution de ces algorithmes peuvent être importants sur des instances de grande taille et dans le cadre d'applications devant fournir des solutions en temps réel, il peut être souhaitable d'accélérer leur exécution. Les techniques d'accélération proposées dans la littérature concernent, dans leur grande majorité, le problème *one-to-one* entre une origine $o \in N$ et une destination $d \in N$. En effet, les méthodes à fixation d'étiquettes ne sont pas très efficaces pour ce problème, puisqu'elles effectuent une recherche *en cercle* autour de l'origine. L'ajout d'une information heuristique permet de limiter le nombre de nœuds examinés dans le graphe. Fu et al. [41] proposent notamment un état de l'art des méthodes heuristiques appliquées au problème de plus court chemin *one-to-one*. Parmi ces méthodes, certaines peuvent être appliquées directement sur le graphe et d'autres nécessitent un précalcul.

Les méthodes d'accélération qui ne nécessitent aucun précalcul cherchent à réduire la zone explorée en utilisant une information directionnelle ou en décomposant le problème en sous-problèmes qui peuvent être résolus parallèlement et tels que la somme de leurs complexités est moins grande que la complexité du problème.

La stratégie A^* réduit le nombre de nœuds examinés au moyen d'une information directionnelle [42] [43]. L'algorithme alloue aux nœuds candidats une priorité d'autant plus forte que la probabilité qu'ils appartiennent à un plus court chemin est élevée. Dans cet algorithme, les nœuds ne sont plus classés dans Q en fonction de leur potentiel π_u mais en fonction de la valeur $\pi_u + D_{u,d}$, où $D_{u,d}$ est une estimation du coût du plus court chemin entre u et d . Les nœuds u examinés avant l'arrêt de l'algorithme satisfont l'équation :

$$\pi_u + D_{u,d} \leq \pi_d \quad (2.1)$$

A^* fournit une solution optimale si la fonction heuristique $D_{u,d}$ ne surestime jamais le coût minimal d'un chemin entre u et d et respecte la propriété suivante :

$$\forall (u, v) \in A, D_{u,d} - D_{v,d} \leq c_{uv} \quad (2.2)$$

Sedgewick et Vitter [72] proposent une adaptation de l'algorithme A^* pour des graphes euclidiens et prouvent que la complexité moyenne de leur approche est en $O(n)$. Lorsque les coûts correspondent à des temps de parcours, on peut utiliser la distance à vol d'oiseau entre u et d et la vitesse maximale de déplacement observée sur l'ensemble des arcs du graphe pour construire l'estimation $D_{u,d}$.

Une autre stratégie d'accélération est basée sur la recherche bidirectionnelle. Celle-ci décompose le problème de plus court chemin en sous-problèmes. Elle déploie un étiquetage depuis l'origine et la destination simultanément [42]. Le critère d'arrêt de cette méthode est fourni par Nicholson [67] :

$$\pi_u^o + \pi_u^d \leq \min_{v \in N} \{\pi_v^o\} + \min_{v \in N} \{\pi_v^d\} \quad (2.3)$$

où π_v^o et π_v^d représentent respectivement le potentiel du nœud v étiqueté depuis o et depuis d . L'utilisation de nœuds intermédiaires dont on sait qu'ils ont une forte probabilité d'appartenir au plus court chemin permet également d'accélérer les stratégies

d'étiquetage, en considérant plusieurs problèmes de plus court chemin successifs : entre l'origine et le point intermédiaire puis entre le point intermédiaire et la destination [34].

On peut également accélérer les algorithmes de plus courts chemins au moyen d'une recherche par niveau hiérarchique du graphe, basée sur l'opération réalisée naturellement par un conducteur qui cherche sa route sur une carte routière : il cherche d'abord un axe majeur passant à proximité de son origine et de sa destination puis il cherche des connexions secondaires lui permettant de relier cet axe aux points origine et destination. Dans les réseaux de transport, une hiérarchisation naturelle du réseau repose sur les vitesses moyennes pratiquées sur les différents arcs ou encore sur la longueur de ces arcs [23]. La méthode d'étiquetage associée à la hiérarchisation est basée sur une modification de l'algorithme de Dijkstra, qui considère les nœuds de niveau faible uniquement lorsque ceux-ci sont proches de l'origine ou de la destination. Une heuristique de ce type, qui ne garantit plus l'optimalité, peut notamment se révéler intéressante lorsque des stratégies de régulation tendent à favoriser la circulation sur les axes principaux aux dépens des axes secondaires.

Les méthodes qui utilisent un prétraitement cherchent à transférer une partie de la complexité du problème dans une phase initiale de calcul qui peut être relativement longue mais qui ne devra être relancée que lorsque le graphe (structure ou coûts) est modifié. Wagner et Willhalm [82] ont proposé une méthode d'accélération basée sur la notion de *conteneur géométrique*. Les nœuds du graphe sont munis de coordonnées dans le plan. Pour chaque arc, la phase de prétraitement détermine un objet géométrique contenant l'ensemble des nœuds pouvant être atteints par un plus court chemin commençant par cet arc. Au cours du processus d'étiquetage, tout arc dont l'objet géométrique associé ne contient pas le nœud destination est ignoré. La taille des données stockées à l'issue du prétraitement est linéaire par rapport à la taille du graphe.

Möhring et al. [63] proposent, également pour un graphe dont les nœuds sont munis de coordonnées géographiques, de travailler à partir d'une partition géométrique I du graphe. Pour chaque élément i de la partition et pour chaque arc $e = (u, v) \in A$, ils définissent deux valeurs booléennes associées aux deux extrémités de l'arc e : $f_{e,i}^v$ (resp. $f_{e,i}^u$) qui vaut 1 si et seulement s'il existe un plus court chemin partant du nœud v (resp. u) passant par e et par la région i . La taille de l'information stockée est donc de $2|A||I|$ octets. Dans l'algorithme d'étiquetage, l'exploration d'un nœud u est modifiée de la manière suivante : pour tout nœud $v \in \delta^+(u)$, l'étiquetage n'est réalisé que si $f_{(u,v),i^*}^u = 1$, où i^* est la région à laquelle appartient la destination du chemin.

L'algorithme ALT (A^* , *Landmarks with Triangle inequality*), variante de l'algorithme A^* , utilise des bornes inférieures précalculées du temps de parcours entre le nœud courant et des nœuds de référence (*landmarks*) pour modifier le potentiel des nœuds étiquetés. Il a été proposé par Goldberg et Harrelson [42]. Étant donné un petit nombre de nœuds de référence dont l'ensemble est noté $L \subset N$, l'inégalité triangulaire permet de calculer une borne inférieure du coût entre n'importe quel nœud $u \in N$ et la destination $d \in N$. En effet, $\forall l \in L, \forall u, v \in N$ et pour une fonction heuristique $D_{u,v}$ qui soit une borne inférieure du coût minimum d'un chemin entre u et v respectant l'équation 2.2, on a :

$$D_{u,v} + D_{v,l} \geq D_{u,l} \text{ et } D_{l,u} + D_{u,v} \geq D_{l,v} \text{ (inégalité triangulaire)}$$

Par conséquent, pour $v = d$, on obtient que $\max_{l \in L} \{\max(D_{u,l} - D_{d,l}, D_{l,d} - D_{l,u})\}$ est une borne inférieure du coût du plus court chemin entre u et d . La qualité de cette borne inférieure dépend étroitement du choix des nœuds de L , qui peut être réalisé

au moyen de différentes heuristiques présentées notamment par Goldberg [44]. L'idée générale de ces heuristiques est d'utiliser des nœuds de référence dont la dispersion dans le graphe est maximale. La phase de précalcul comprend donc le choix des nœuds de référence $l \in L$ ainsi que le calcul des coûts des plus courts chemins entre u et l , $\forall u \in N$ et $\forall l \in L$.

Gutman [46] propose une méthode d'accélération basée sur un prétraitement du graphe qui hiérarchise le réseau non plus a priori mais à partir d'un concept d'accessibilité (*reach*) des nœuds du graphe par rapport aux possibles couples d'origine-destination. L'attribut d'accessibilité est précalculé pour chaque nœud et permet l'application d'une variante de l'algorithme de Dijkstra qui préserve l'optimalité tout en améliorant significativement le temps d'exécution. Cette méthode peut aisément être combinée à une stratégie A^* et présente l'avantage de s'adapter facilement pour le traitement de plusieurs origines ou plusieurs destinations au sein d'une seule opération d'étiquetage du graphe.

2.2 Problème dynamique

Dans la pratique, la plupart des problèmes à traiter associent des coûts variables au cours du temps aux arcs. On parle alors de problème de *plus court chemin dynamique*. Pour résoudre ce problème, différentes méthodes ont été proposées s'adaptant aux caractéristiques du problème : propriétés de la fonction de coût, possibilité ou non d'attendre au niveau des nœuds... Nous considérons dans un premier temps le problème de chemin de coût minimal, dans lequel à la fois des temps de parcours et des coûts dynamiques sont associés aux arcs, puis un de ses cas particuliers : le problème de *chemin de temps de parcours minimal*, dans lequel les coûts sont considérés égaux aux temps de parcours.

2.2.1 Chemin de coût minimal

Dans la plupart des applications de transport, on se limite à l'étude de systèmes dont la dépendance au temps est modélisée de façon discrète. Le temps t peut alors varier dans un ensemble $T = \{t_1, t_2, \dots, t_h\}$ de cardinalité h , avec $t_i < t_j, \forall i < j$. t_h est donc l'horizon de planification. À chaque arc $(u, v) \in A$ sont associées des fonctions de temps de parcours τ_{uv} et de coût c_{uv} dépendantes du temps. À chaque nœud $u \in N$ où l'attente est autorisée, est associée une fonction de coût w_u dépendante du temps.

Le parcours de l'arc (u, v) en partant de u à un instant $t_i \in T$ nécessite un temps $\tau_{uv}(t_i)$ et a un coût $c_{uv}(t_i)$. La quantité $w_u(t_i)$ représente le coût unitaire de l'attente au nœud u pour une arrivée à l'instant t_i (et un départ à l'instant t_{i+1}).

Le problème de chemin de coût minimal peut être étudié et résolu en réalisant une extension temporelle du graphe, dans laquelle chaque nœud de G est reproduit au plus en $|T| = h$ exemplaires. Le graphe spatio-temporel $G' = (N', A')$ obtenu après l'extension est défini ainsi :

$$\begin{aligned} N' &= \{u_i \mid u \in N, 1 \leq i \leq h\} \\ A' &= \{(u_i, v_j) \mid (u, v) \in A, t_i + \tau_{uv}(t_i) = t_j, 1 \leq i < j \leq h, t_j \leq t_h\} \\ &\quad \cup \{(u_i, u_{i+1}) \mid u \in N, 1 \leq i \leq h - 1\} \end{aligned}$$

Un arc (u_i, v_j) de coût $c_{uv}(t_i)$ représente un parcours de l'arc (u, v) en partant à l'instant t_i avec une arrivée à l'instant $t_j = t_i + \tau_{uv}(t_i)$. Si l'attente est autorisée au

nœud u , l'arc d'attente (u_i, u_{i+1}) de coût $w_u(t_i)$ représente une attente en u de l'instant t_i à l'instant t_{i+1} . G' est un graphe standard comportant $|N'| = nh$ nœuds et $|A'| \leq (a+n)h \leq n(n+1)h$ arcs. Sa taille est donc pseudo-polynomiale par rapport à la taille du graphe original G et il n'a par construction aucun cycle en raison du caractère acyclique de la variable temporelle. En particulier, chaque visite chronologique (c'est-à-dire pour des valeurs non-décroissantes du temps) des nœuds de G' correspond à une visite topologique. Grâce à cette propriété, il est possible de résoudre beaucoup de problèmes dynamiques de plus court chemin par une visite chronologique de G' .

La construction du graphe étendu constitue une approche pertinente pour démontrer des propriétés (exactitude des algorithmes développés par exemple) ou pour réaliser des tests sur de petites instances. Toutefois, l'espace mémoire utilisé, le temps nécessaire à sa construction, le temps nécessaire aux algorithmes pour s'exécuter sur ce graphe ainsi que son caractère peu flexible rendent cette approche non utilisable dans le cas de problèmes réels de grande taille. La construction explicite de G' doit donc être évitée. Des approches représentant la dépendance au temps de manière implicite ont été proposées. C'est notamment le cas de l'algorithme *Chrono-SPT* de Pallottino et Scutellà [68], fondé sur l'utilisation d'une structure de *buckets* $\{B_1, B_2, \dots, B_h\}$, chaque *bucket* B_i contenant l'ensemble des nœuds à visiter à l'instant t_i . Il génère de manière implicite uniquement la partie *utile* du graphe G' , c'est-à-dire les nœuds qu'il est possible d'atteindre pour la ou les date(s) de départ considérée(s) (cf. figure 2.1).

Il est possible de réduire la complexité du problème dans le cas où les fonctions de délai et de coût respectent des propriétés dites de *consistance*. Si un arc (u, v) respecte la propriété de consistance concernant les temps de parcours, encore appelée propriété *FIFO*, alors **quitter u au plus tôt garantit une arrivée au plus tôt en v** . Un arc (u, v) est dit *FIFO* si et seulement si :

$$\forall t_i < t_j, t_i + \tau_{uv}(t_i) \leq t_j + \tau_{uv}(t_j)$$

Par extension, un graphe est dit *FIFO* si tous les arcs qui le composent sont *FIFO*.

Si l'attente au niveau des nœuds est permise, il est possible de définir une propriété de consistance sur les coûts c_{uv} et w_u selon laquelle partir de u à l'instant t pour aller en v ne coûte pas plus que de partir à n'importe quel instant $t' > t$. Un arc est à coût consistant (CC) si et seulement si :

$$\forall i < j, c_{uv}(t_i) \leq c_{uv}(t_j) + \sum_{z=i}^{j-1} w_u(t_z)(t_{z+1} - t_z)$$

Un graphe est CC si et seulement si tous les arcs qui le composent sont CC.

Quand l'arc (i, j) considéré est à la fois FIFO et CC, quitter u en $t_i \in T$ garantit de ne pas arriver plus tard en v et de ne pas payer un coût plus important pour la traversée de l'arc que si l'on était parti en $t_j > t_i$. Considérons deux chemins différents reliant l'origine o à un nœud u . Ces chemins arrivent respectivement en u aux instants t_i et t_j , avec $t_i < t_j$. S'ils ont des coûts tels que $\pi_u(t_i) < \pi_u(t_j)$ et si le graphe est à la fois FIFO et CC, l'extension du second chemin ne peut donner que des chemins de temps de parcours et de coût supérieurs à ceux du premier et se révèle donc inutile. Le concept d'*étiquettes dominées* est introduit par Pallottino et Scutellà [68] dans leur algorithme *Chrono-SPT*, afin d'éviter d'étendre inutilement ce type de chemins. On dit

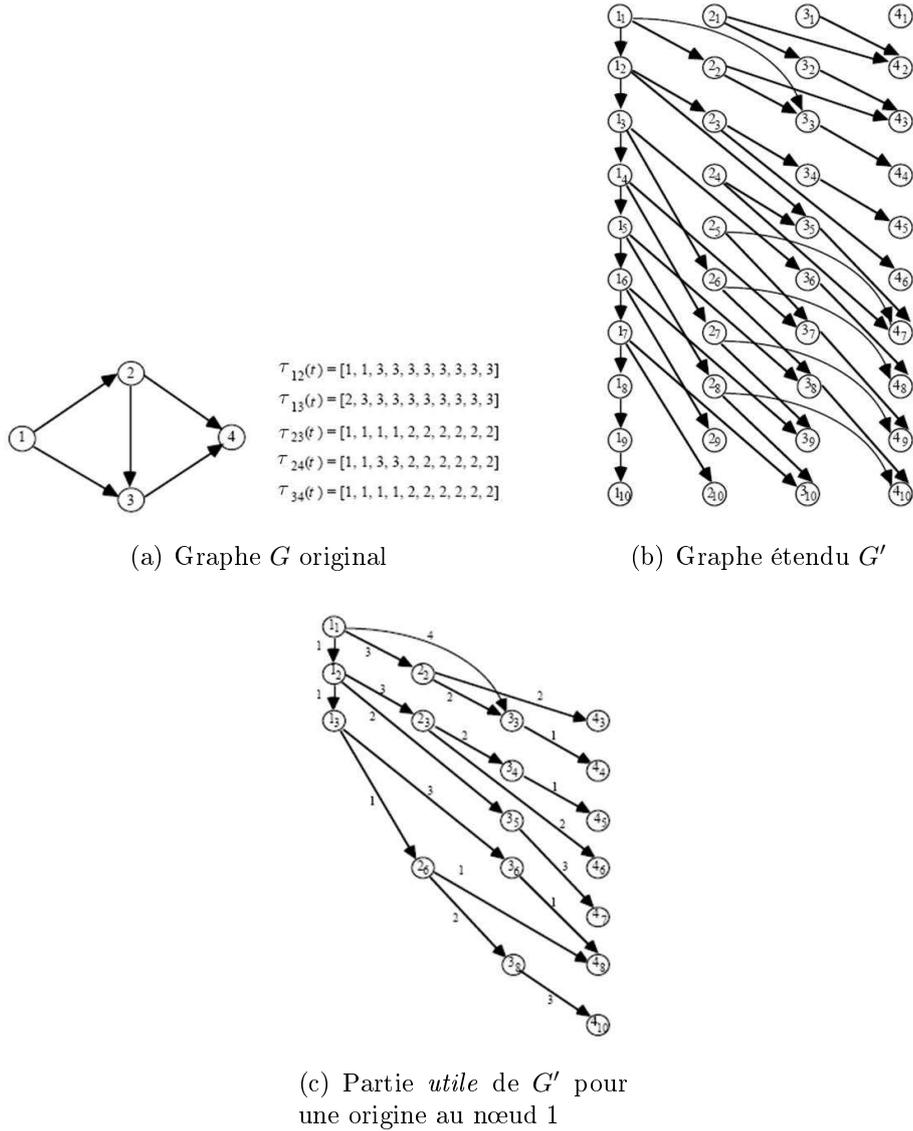


FIGURE 2.1 – Expansion temporelle d'un graphe dynamique, source [68]

que l'étiquette $\pi_u(t_j)$ est *dominée* par l'étiquette $\pi_u(t_i)$ si $t_i < t_j$ et $\pi_u(t_i) < \pi_u(t_j)$. Les algorithmes d'étiquetage peuvent alors être simplifiés pour ne conserver que les étiquettes non dominées $\{\pi_u(t_{i_1}), \dots, \pi_u(t_{i_k})\}$ pour chacun des nœuds u . Si $t_{i_1} < \dots < t_{i_k}$, on a alors la propriété suivante :

$$\pi_u(t_{i_1}) > \dots > \pi_u(t_{i_k})$$

Sur un graphe FIFO et CC, le nombre de nœuds explorés pour résoudre le problème de chemin de coût minimal est donc diminué par rapport au cas général. Toutefois, le problème reste pseudo-polynomial (de complexité dépendant de h), plusieurs nœuds correspondant à un même nœud de G pouvant être conservés dans la partie *utile* de G' . Dans le cas FIFO et CC, l'attente est inutile au niveau des nœuds puisqu'attendre ne peut faire gagner ni temps, ni coût. Les arcs d'attente du graphe étendu sur un graphe FIFO et CC peuvent donc être supprimés.

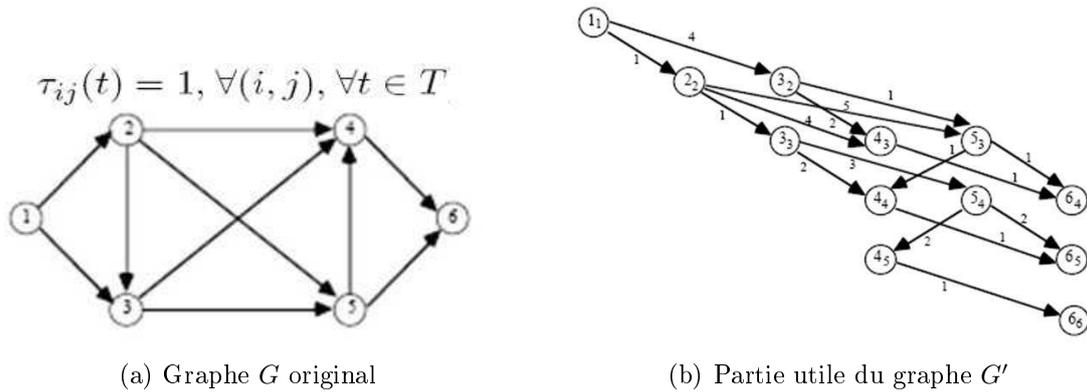


FIGURE 2.2 – Extension temporelle d'un graphe FIFO et CC, source [68]

2.2.2 Chemin de temps de parcours minimal

De nombreux travaux de recherche se sont intéressés à un cas particulier du problème de chemin de coût minimal : la recherche d'un chemin de temps de parcours minimal, dans lequel la fonction de coût est assimilée à la fonction de temps de parcours : $c_{uv} = \tau_{uv}, \forall(u, v) \in A$.

Différentes variantes de ce problème existent, selon le nombre de nœuds origine et de nœuds destination (*one-to-one*, *one-to-all*, *all-to-one* ou *all-to-all*) ainsi que selon la contrainte temporelle imposée (problème d'*arrivée au plus tôt* avec contrainte sur l'heure de départ ou problème de *départ au plus tard* avec contrainte sur l'heure d'arrivée). Dean [28] montre cependant que toutes les variantes du problème de chemin de temps de parcours minimal peuvent être réduites à un des deux problèmes fondamentaux suivants (cf. annexe D.1) :

- le problème *one-to-all* à partir d'un nœud o pour un départ de o à l'instant t ,
- le problème *one-to-all* à partir d'un nœud o pour tous les instants de départ possibles de o .

Conformément à la notation proposée par Dean, on désigne par *EA* (pour *Earliest Arrival*) les problèmes d'arrivée au plus tôt et *LD* (pour *Latest Departure*) les problèmes de départ au plus tard. Deux indices donnent l'origine et la destination considérées et un paramètre entre parenthèses donne l'instant de départ pour les problèmes *EA* et l'instant d'arrivée pour les problèmes *LD*. Lorsqu'un des paramètres est remplacé par une étoile, cela signifie que toutes les valeurs possibles doivent être considérées pour ce paramètre. Les deux problèmes fondamentaux définis par Dean sont donc notés $EA_{o*}(t)$ et $EA_{o*}(*).$

Résoudre $EA_{o*}(t_i)$ consiste à donner, pour tous les nœuds $u \in N$, le plus petit $t_j \in T$ tel qu'il existe un chemin entre o_i et u_j dans le graphe étendu G' . Le graphe G' ne fait alors plus réellement l'objet d'un étiquetage mais d'un simple parcours topologique, les étiquettes étant déjà données par les instants t_j associés aux nœuds u_j .

Si le graphe G satisfait la propriété FIFO, la liste des étiquettes non dominées associées à chaque nœud est de longueur 1 au maximum, c'est-à-dire que chaque nœud est examiné exactement une fois par une stratégie à fixation d'étiquettes. Le problème devient alors polynomial de complexité en $O(a + \min(n \log n, h)) \leq O(a + n \log n)$ [68]. Il admet pour solution un chemin simple, c'est-à-dire ne contenant pas de cycle [28].

Chabini [21] montre que si l'attente est illimitée au niveau des nœuds d'un graphe dont les temps de parcours sont définis de manière dynamique, il est toujours possible de reformuler la fonction de temps de parcours τ_{uv} comme une fonction FIFO τ'_{uv} définie par :

$$t + \tau'_{uv}(t) = \min_{t' \geq t} (t' + \tau_{uv}(t'))$$

La variante la plus difficile du problème de chemin de temps de parcours minimal correspond donc au cas pour lequel le graphe est non FIFO et l'attente n'est pas illimitée au niveau des nœuds. Dans le cas non FIFO, l'attente à un nœud peut être bénéfique et les chemins optimaux peuvent contenir des cycles au niveau des nœuds où se situent les attentes. Les principes de la programmation dynamique ne sont donc plus respectés puisqu'un plus court chemin entre u et v passant par w ne correspond pas nécessairement à la concaténation des plus courts chemins entre u et w et entre w et v .

Remarque : Attention, la propriété FIFO dans le contexte des problèmes de plus court chemin n'a pas une signification tout à fait similaire à celle utilisée en ingénierie du trafic. En ingénierie du trafic, on admet classiquement qu'un flux de véhicules ne respecte pas la propriété FIFO puisqu'un véhicule peut toujours en doubler un autre. Ainsi, un individu A parti plus tôt qu'un individu B pourra arriver plus tard que l'individu B. Dans le contexte du problème de plus court chemin, on cherche à savoir si **pour un individu donné**, attendre avant de s'engager **sur un arc donné** peut lui faire gagner du temps à l'échelle de son déplacement. La propriété FIFO signifie donc que pour un individu donné, il est toujours préférable de partir dès que possible pour arriver au plus tôt à sa destination. Intuitivement, on peut dire que la propriété FIFO est réaliste, puisque pour chaque individu, partir plus tard ne permet pas d'arriver plus tôt.

Comme l'a montré Dean [28] (cf. annexe D.1), le problème $EA_{o*}(\ast)$ est symétrique du problème $LD_{*d}(\ast)$, plus couramment étudié dans la littérature. Ziliaskopoulos et Mahmassani [89] ont proposé un algorithme à correction d'étiquettes pour résoudre $LD_{*d}(\ast)$ avec une complexité en $O(n^3h^2)$ au pire des cas. Le même problème a été résolu par Pallotino et Scutellà [68], en considérant un graphe étendu inversé $(G')^{-1} = (N', (A')^{-1})$ dans lequel les arcs sont représentés par des ensembles de prédecesseurs pour chaque nœud, plutôt que par des ensembles de successeurs. Une fonction délai inverse τ_{uv}^{-1} est attribuée à chaque arc $(u, v) \in A$:

$$\tau_{uv}^{-1}(t) = \{\tau_{uv}(t') \mid t' + \tau_{uv}(t') = t\}$$

Cet ensemble peut être vide, comporter un ou plusieurs éléments. La représentation inverse de G' est obtenue lors d'une étape de prétraitement en un temps $O(ah)$. Un parcours chronologique inverse implicite de $(G')^{-1}$ peut alors être réalisé. À la fin de l'algorithme, l'heure d'arrivée au plus tôt en d est déterminée pour chaque nœud $u \neq d$ et pour chaque heure de départ t pour laquelle un chemin de u à d existe. La complexité de cette approche est en $O(h + |A^{-1}|) \leq O(ah)$. Comme dans *Chrono-SPT*, seule la partie *utile* du graphe est générée. Dean [28] propose une méthode de résolution pour le problème $EA_{o*}(\ast)$ sur les graphes FIFO qui consiste à résoudre pour chaque valeur $t \in T$ le problème $EA_{o*}(t)$ par une stratégie à fixation d'étiquettes. La complexité de l'algorithme associé est en $O(h(a + n \log n))$. Il propose aussi une méthode à fixation d'étiquettes de complexité en $O(ah)$, utilisant une extension temporelle implicite.

2.2.3 Accélération des algorithmes d’étiquetage

Parmi les stratégies d’accélération présentées dans le cas statique, seules certaines ont été étendues au cas dynamique. L’introduction du facteur temps rend par exemple inapplicable la recherche bidirectionnelle, celle-ci nécessitant de connaître l’heure d’arrivée à destination. Une adaptation de cette méthode au cas dynamique fournissant des solutions quasi-optimales a toutefois été proposée par Nannicini et al. [66].

Des adaptations de la stratégie A^* au cas dynamique ont été proposées par Chabini et Lan [22] et par Schulz [70]. Chabini et Lan s’intéressent à un graphe FIFO et proposent d’utiliser comme borne inférieure du temps de parcours jusqu’à la destination le résultat d’une requête de plus court chemin *one-to-all* sur une version statique du graphe. Pour cela, ils considèrent pour chaque arc un coût correspondant au minimum des temps de parcours observés pour toutes les périodes de temps.

Delling et Wagner [30] proposent une adaptation de l’algorithme ALT au cas dynamique, les bornes inférieures des coûts des chemins vers chaque nœud de référence étant déterminées au moyen d’une requête de plus court chemin sur une version statique du graphe. Comme Chabini et Lan [22], ils utilisent un graphe statique avec des coûts correspondant pour chaque arc au minimum des temps de parcours observés pour toutes les périodes de temps.

Schulz et al. [71] utilisent une hiérachisation du graphe dans le contexte d’un réseau de transport en commun dont les temps de parcours sont définis par horaires de passage en station. Leur méthode est basée sur le concept de graphe multi-niveaux. À l’intérieur de chaque niveau construit, ils effectuent un remplacement de certains plus courts chemins par un seul arc, dont le coût correspond au coût du chemin qu’il remplace.

2.3 Définition de fonctions de temps de parcours FIFO pour les plus courts chemins

Dans la plupart des travaux sur les plus courts chemins dynamiques, on considère que les temps de parcours $\tau_e(t)$ sont connus a priori et peuvent être obtenus instantanément $\forall e \in A$ et $\forall t \in T$. Toutefois, comme nous le verrons dans le chapitre 5, les informations relatives au temps de parcours recueillies sur le terrain ou obtenues en sortie des algorithmes d’estimation ont souvent une période de mise à jour bien plus longue (6 minutes par exemple) que la période de discrétisation du problème de plus court chemin (1 seconde par exemple). De plus, les données de terrain ou les données issues des algorithmes d’estimation ne sont pas toujours des valeurs de temps de parcours mais parfois des heures de passage aux arrêts, pour les transports en commun, ou encore des valeurs de vitesses moyennes, pour les modes individuels subissant le trafic.

La problématique est donc double. D’une part, il faut construire à partir des données de terrain une fonction de temps de parcours qui respecte la propriété FIFO. En effet, dans la plupart des applications portant sur des réseaux de transport l’hypothèse FIFO est réaliste, puisqu’en moyenne, partir plus tard ne permet pas à l’usager d’arriver plus tôt. De plus, on a vu qu’elle permet de réduire la complexité du problème de plus court chemin associé.

D’autre part, il faut s’interroger sur le moment où la conversion des données de terrain en une fonction de temps de parcours FIFO doit être réalisée : avant le lancement de l’algorithme dans une phase de précalcul ou au fil de l’algorithme, chaque fois qu’une valeur de temps de parcours est nécessaire pour étiqueter un nouveau nœud. La

2.3. Définition de fonctions de temps de parcours FIFO pour les plus courts chemins

stratégie basée sur un précalcul présente l'avantage d'un accès à la valeur de temps de parcours en un temps $O(1)$ au cours de l'algorithme mais nécessite une grande quantité de mémoire pour stocker des valeurs dont la période de discrétisation est courte. La stratégie de calcul au fil de l'algorithme est plus économe en espace mémoire (une valeur de vitesse moyenne stockée pour chaque période de 6 minutes au lieu d'une valeur de temps de parcours à chaque seconde par exemple) mais nécessite un temps de calcul supplémentaire pour la construction des valeurs de temps de parcours au fil de l'algorithme. Par ailleurs, elle est plus souple que la première stratégie car elle évite de reconstruire les fonctions de temps de parcours chaque fois qu'une mise à jour des données de terrain est réalisée. Cette seconde stratégie peut donc notamment se révéler intéressante dans le contexte de systèmes de guidage mobiles autonomes possédant peu de mémoire vive ou dans le cas de systèmes avec mise à jour en temps réel des données permettant le calcul des temps de parcours.

Dans la littérature, les données source utilisées pour construire des temps de parcours $\tau_e(t)$ FIFO pour les problèmes de plus court chemin sont :

- des horaires de passage au niveau des nœuds, utilisés dans le cadre de la modélisation de réseaux de transport en commun dont les passages aux arrêts sont fixés par des tables horaires ;
- des fonctions de vitesse associées aux arcs, constantes par morceaux sur des intervalles de temps de longueur fixe ou variable, utilisées dans le cadre de la modélisation des réseaux routiers pour les véhicules subissant le trafic ;
- des fonctions de temps associées aux arcs, constantes par morceaux sur des intervalles de temps de longueur fixe ou variable, également utilisées pour des véhicules subissant le trafic.

2.3.1 À partir d'horaires de passage

Dans les réseaux de transports en commun, les informations théoriques de temps de parcours sont généralement données sous la forme d'horaires de passage de chaque véhicule à chaque point d'arrêt desservi. La discrétisation du temps est alors dite *évé- nementielle*. Lorsque l'arrêt en station est long (cas des trains par exemple), on pourra avoir pour chaque passage d'un véhicule, une heure d'arrivée en station et une heure de départ. On considère ce cas plus général dans la suite de ce paragraphe. Revenir à la situation où le passage en station ne fait l'objet que d'un horaire de passage est simple : il suffit de considérer que l'heure de départ est égale à l'heure d'arrivée.

Les connexions entre 2 arrêts u et v du réseau sont décrites par : $(d_{uv}^i, a_{uv}^i, l_{uv}^i)_{i=1}^{H_{uv}}$, où d_{uv}^i représente l'heure de départ de u , a_{uv}^i représente l'heure d'arrivée en v et l_{uv}^i donne le numéro de la i^{eme} course desservant (u, v) au cours de la période considérée dans le problème. H_{uv} désigne le nombre de courses desservant la section d'itinéraire entre u et v dans la période considérée. On suppose que les courses sont classées par horaire de départ croissant : $d_{uv}^i \leq d_{uv}^{i+1}, \forall i = 1, \dots, H_{uv} - 1$.

De la même manière que pour le cas général, il est possible de construire une extension spatio-temporelle G' du graphe initial $G = (N, A)$. Dans ce graphe G' , on insère un arc $(u_{d_{uv}^i}, v_{a_{uv}^i}), \forall (u, v) \in A, \forall i = 1, \dots, H_{uv}$. Chaque nœud u_t représente le passage d'un véhicule à un arrêt $u \in N$, à l'instant t .

Afin de représenter des contraintes sur le temps minimal de correspondance entre deux courses au même arrêt, Schulz ([70], chapitre 4, p. 38) propose d'insérer pour chaque nœud u et pour chaque course l_{uv}^i , un nœud $(u_{d_{uv}^i})^{tr}$ appelé *nœud de transfert*.

On insère alors les arcs suivants :

- $((u_{d_{uv}^i})^{tr}, u_{d_{uv}^i}), \forall (u, v) \in A, \forall i = 1, \dots, H_{uv}$,
- $(u_{a_{wu}^i}, (u_{d_{uv}^j})^{tr}),$ si $d_{uv}^j - a_{wu}^i \geq \Delta C$, où ΔC représente le temps minimum nécessaire pour assurer une correspondance,
- $(u_{a_{wu}^i}, u_{d_{uv}^j}),$ lorsque $l_{uv}^j = l_{wu}^i$.

L'application d'un algorithme d'étiquetage classique sur G' permet de trouver une solution au problème de plus court chemin avec horaires de passage sur les nœuds. Toutefois, de même que dans le cas général, une construction explicite de G' n'est pas une stratégie efficace. Brodal et Jacob [18] prouvent que pour le problème *one-to-one*, l'approche qui consiste à travailler sur la représentation implicite de G' est meilleure du point de vue du nombre d'opérations. Ceci est confirmé par Schulz [70] qui montre au travers d'une comparaison expérimentale que l'approche implicite est plus intéressante que l'approche explicite en termes de temps de calcul.

Dans leurs travaux concernant la recherche d'un chemin de temps de parcours minimal dans un réseau multimodal, Ziliaskopoulos et Wardell [88] choisissent de rester sur une discrétisation temporelle, par opposition à la discrétisation événementielle présentée ci-dessus. Pour chaque nœud représentant un arrêt de transport en commun et pour chaque ligne desservant ce nœud, les temps d'attente sont stockés pour tous les instants t d'arrivée possibles sur ce nœud, y compris pour des lignes aux passages peu fréquents. Ceci conduit à une consommation importante d'espace mémoire mais permet d'accéder aux temps d'attente en $O(1)$.

Si les véhicules ne se doublent jamais sur un même arc, alors le graphe est considéré comme FIFO. Sous cette hypothèse, le nombre de nœuds étiquetés est polynomial et chaque étiquetage d'un nœud v depuis un nœud u nécessite une comparaison avec au maximum H_{uv} valeurs pour trouver l'instant de départ de u immédiatement supérieur à l'heure d'arrivée en u , où H_{uv} désigne le nombre de connexions effectuées entre u et v pendant la période de discrétisation considérée. L'algorithme devient donc pseudo-polynomial.

L'hypothèse FIFO est largement vérifiée en pratique ; en effet un véhicule qui en double un autre effectue généralement une desserte plus rapide et dans ce cas, les deux véhicules ne s'arrêtent pas dans les mêmes stations et ne circulent donc pas sur un même arc.

2.3.2 À partir de fonctions de vitesse constantes par morceaux

Pour les véhicules particuliers, le temps de parcours est une quantité fortement dynamique. Il peut être estimé pour chaque section de route à partir de données fournies par des capteurs ponctuels ou par des véhicules traceurs (cf. chapitre 5). Ces données permettent de construire des estimations de la vitesse moyenne ou du temps de parcours moyen du flot de véhicules sur chaque arc pour des pas de temps fixes ou variables.

Considérons le cas dans lequel des temps de parcours FIFO doivent être déterminés à partir d'une fonction de vitesse constante par morceaux. Soit un graphe $G = (N, A)$, les arcs $(u, v) \in A$ étant munis d'une longueur $L_{uv} \geq 0$. Soient $[f_k, f_{k+1}[$, $k = 0, \dots, H-1$ les intervalles de temps qui partitionnent la période considérée, avec $f_1 = t_1 < \dots < f_H = t_h$. À chacun de ces intervalles $[f_k, f_{k+1}[$ et à chaque arc (u, v) est associée une vitesse moyenne V_{uv}^k , correspondant à la vitesse du flot de véhicules pendant cette période. On choisit souvent des périodes de durée Δt fixe. Dans ce cas, on a $f_k = t_1 + (k-1)\Delta t$.

2.3. Définition de fonctions de temps de parcours FIFO pour les plus courts chemins

Le temps de parcours pour un véhicule entrant sur l'arc (u, v) à l'instant $t \in [f_k, f_{k+1}[$ ne peut pas être calculé naïvement par la formule :

$$\tau_{uv}(t) = \frac{L_{uv}}{V_{uv}^k} \quad (2.4)$$

En effet, comme le montre la figure 2.3, cette fonction de temps de parcours a un comportement non FIFO qui ne correspond pas à la réalité physique selon laquelle, pour un arc donné, plus l'utilisateur part tard de l'extrémité initiale de l'arc plus il arrive tard à l'extrémité finale. Sung et al. [76] proposent une méthode de construction d'une fonction de temps de parcours FIFO à partir de fonctions de vitesse constantes par morceaux. Cette méthode définit pour un véhicule entré à l'instant $t \in [f_k, f_{k+1}[$ sur l'arc (u, v) l'heure de sortie $a_{uv}(t) = t + \tau_{uv}(t) \in [f_l, f_{l+1}[$ au moyen de l'équation suivante :

$$V_{uv}^k(f_{k+1} - t) + \sum_{j=k+1}^{l-1} V_{uv}^j(f_{j+1} - f_j) + V_{uv}^l(a_{uv}(t) - f_l) = L_{uv} \quad (2.5)$$

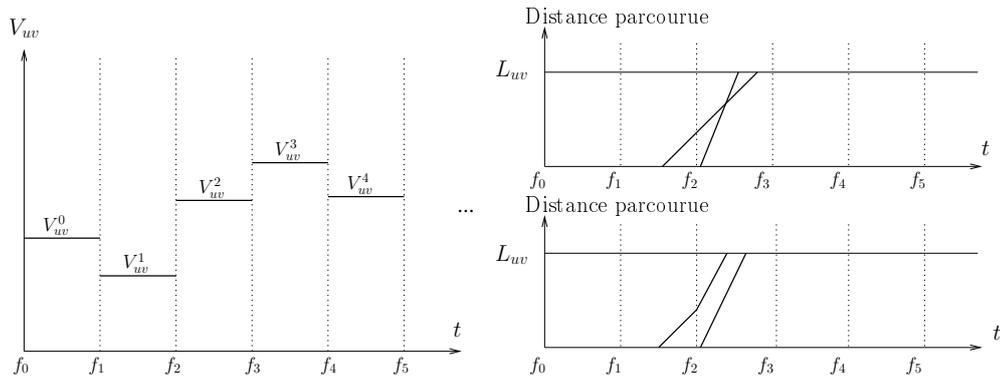


FIGURE 2.3 – Fonction de vitesse constante par morceaux (à gauche) et graphiques espace-temps pour les deux fonctions de temps de parcours : méthode de construction naïve (en haut à droite) et méthode proposée par Sung et al. [76] (en bas à droite)

La procédure peut être appliquée comme un précalcul, avant le lancement de l'algorithme. Elle peut également être appliquée au fil de l'algorithme, déterminant la période de sortie $[f_l, f_{l+1}[$ et la valeur de $a_{uv}(t)$ chaque fois qu'un nœud v est étiqueté depuis un nœud u à l'instant t . La complexité d'un algorithme à fixation d'étiquettes est alors en $O(\mathcal{K} + aH)$, où H est le nombre maximal de périodes temporelles scannées et \mathcal{K} correspond à la complexité du problème lorsque les temps de parcours sont accessibles en $O(1)$. Il est possible d'insérer pour chaque nœud, un index associé à la dernière période temporelle utilisée, de manière à réduire l'étendue de la recherche lors d'un nouvel étiquetage. Sung et al. montrent alors que la complexité de l'algorithme correspondant est réduite à $O(\mathcal{K} + nH)$.

Sung et al. remarquent par ailleurs que l'utilisation de cette fonction de temps de parcours FIFO à la place de la fonction naïve non FIFO amène, dans des conditions de trafic inchangées, à une plus grande stabilité des résultats du problème de plus court chemin face à la modification des périodes $[f_k, f_{k+1}[$ d'agrégation des données.

2.3.3 À partir de fonctions de temps constantes par morceaux

Lorsque les temps de parcours dynamiques sont donnés non plus par une fonction de vitesse constante par morceaux mais par une fonction de temps constante par morceaux, une valeur τ_{uv}^k est associée à chaque période $[f_k, f_{k+1}[$ et chaque arc $(u, v) \in A$. Ce type de fonction est naturellement non FIFO puisqu'en cas de diminution du temps de parcours d'une période à l'autre, l'usager arrivé au début de la seconde période peut parfois arriver avant l'usager parti à la fin de la période précédente. Fleischmann et al. [38] ont proposé une méthode de lissage pour rendre FIFO une telle fonction de temps de parcours. Ils montrent d'abord qu'une fonction de temps de parcours linéaire par morceaux est FIFO si et seulement si la pente des différents morceaux n'est jamais plus petite que -1. Ils en déduisent une règle de lissage de la fonction initiale (cf. figure 2.4) dans laquelle les morceaux créés pour effectuer la transition entre deux périodes consécutives $[f_{k-1}, f_k[$ et $[f_k, f_{k+1}[$ ne sont jamais de pente s_k inférieure à -1. Ce lissage n'est possible que si la propriété suivante est satisfaite :

$$-1 \leq \frac{\tau_{k+1} - \tau_k}{f_{k+1} - f_k} \text{ et } -1 \leq \frac{\tau_{k+1} - \tau_k}{f_k - f_{k-1}} \quad (2.6)$$

Si les périodes $[f_k, f_{k+1}[$ sont de longueur Δt constante pour toutes les valeurs k , l'équation 2.6 se traduit par :

$$\tau_k - \tau_{k+1} \leq \Delta t \quad (2.7)$$

Cette condition est automatiquement satisfaite si $\tau_{k+1} \geq \tau_k$. Lorsque les temps de parcours sont décroissants d'une période à l'autre, l'équation 2.7 est satisfaite s'ils ne chutent pas d'une quantité plus grande que Δt , d'où l'intérêt de ne pas prendre des valeurs de Δt trop faibles.

Lorsque la condition 2.6 est satisfaite, une fonction FIFO de temps de parcours peut être donnée par :

$$\tau(t) = \begin{cases} \tau_k - (f_{k-1} + \delta_{k-1} - t)s_k & \text{si } f_{k-1} - \delta_{k-1} \leq t < f_{k-1} + \delta_{k-1} \\ \tau_k & \text{si } f_{k-1} + \delta_{k-1} \leq t \leq f_k - \delta_k \\ \tau_k + (t - f_k + \delta_k)s_k & \text{si } f_k - \delta_k < t < f_k + \delta_k \end{cases} \quad (2.8)$$

avec $s_k > -1 \forall k$.

Ce chapitre présente un l'état de l'art de la résolution des problèmes de plus court chemins statiques et dynamiques. Les méthodes classiques d'étiquetage ainsi que des heuristiques permettant d'accélérer leur exécution ont été présentées. Dans la suite de ce travail, nous verrons comment ces méthodes peuvent être étendues afin de résoudre des problèmes de plus court chemin monomodal dans un réseau routier et de plus court chemin multimodal.

Nous nous intéressons dans le chapitre qui suit à l'optimisation d'itinéraires monomodaux pour les modes individuels (marche, voiture...). Ces modes utilisent pour support de déplacement le réseau routier, représenté par un graphe. Dans ce réseau, il existe des restrictions de déplacement qui doivent être prises en compte pour l'optimisation des itinéraires : interdiction de tourner à gauche, interdiction de faire demi-tour... Par ailleurs, les mouvements directionnels autorisés font le plus souvent l'objet d'un temps de traversée (temps d'attente aux feux par exemple) qui peut dépendre de la direction du mouvement (vers la gauche, vers la droite ou tout droit) et doit être pris en compte dans le temps de parcours. Nous verrons que le problème de calcul d'itinéraire dans le réseau routier se formule alors comme un problème de *plus court chemin avec séquences d'arcs pénalisés*.

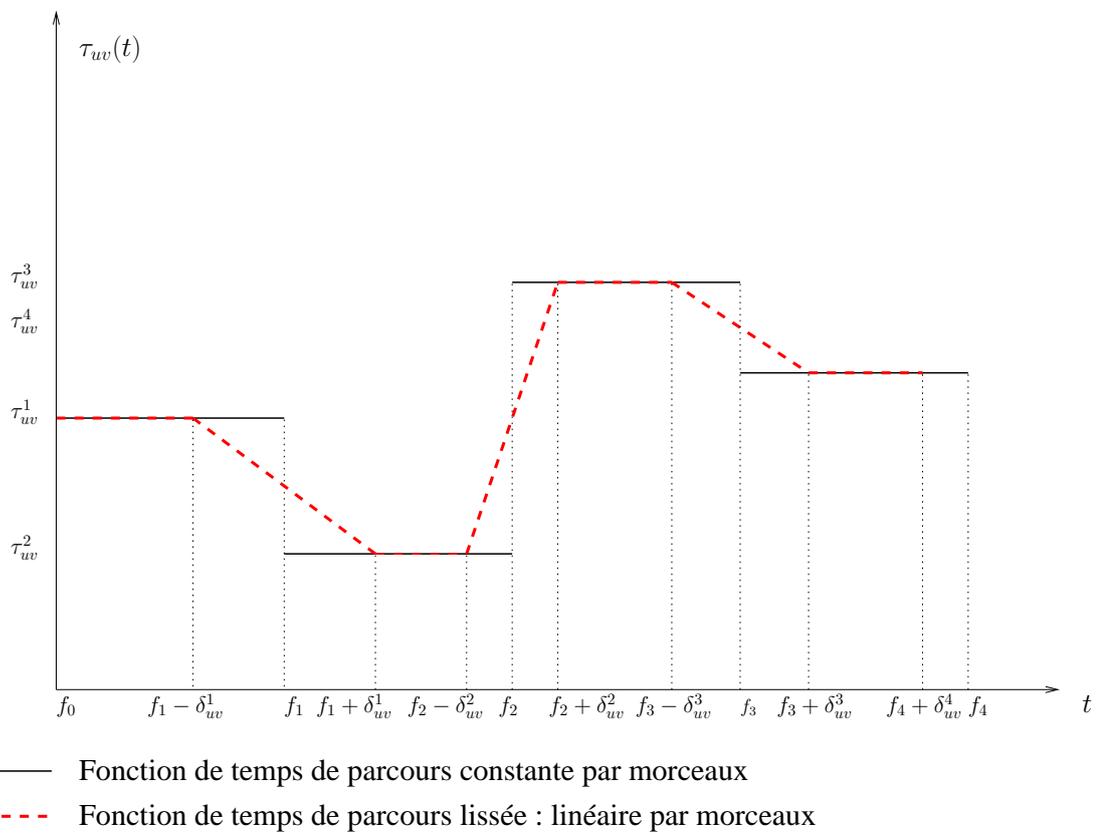


FIGURE 2.4 – Lissage de la fonction de temps de parcours, source [38]

Chapitre 3

Modélisation des mouvements directionnels pour l'optimisation d'itinéraires monomodaux routiers

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à l'optimisation d'un itinéraire monomodal, pour un mode individuel (marche, vélo, voiture). Le graphe servant de support au problème est composé d'arcs représentant les sections de route et de nœuds représentant les intersections. Le critère d'optimisation retenu est la minimisation du temps de parcours. Les variantes statique et dynamique FIFO sont considérées.

Le temps de parcours d'un itinéraire réalisé à l'aide d'un mode individuel correspond à la somme des temps associés au parcours des sections de route et des temps associés à la traversée des intersections, variables selon la nature du mouvement directionnel effectué (tourne-à-gauche, tourne-à-droite, tout-droit...). Dans le graphe, on associe donc des coûts (qui correspondent dans ce chapitre à des temps) :

- aux arcs qui représentent les sections de route,
- à certaines séquences d'arcs qui représentent des mouvements directionnels au niveau des intersections.

Les mouvements directionnels interdits (tourne-à-gauche, demi-tour...) sont représentés par des séquences d'arcs auxquelles on associe un coût infini.

Dans les bases de données géographiques actuellement disponibles pour décrire le réseau routier (Navteq[®], TeleAtlas[®] notamment), la majorité des mouvements directionnels est représentée par des séquences de deux arcs. Toutefois, certains mouvements directionnels complexes (dans les zones d'entrecroisements autoroutiers par exemple) sont codés par des séquences de trois, voire quatre arcs (cf. figure 3.1).

Le problème de plus court chemin avec coûts associés à des séquences de deux arcs a été largement traité dans la littérature. Toutefois, peu de travaux se sont intéressés au cas de séquences de trois arcs et plus. Si l'on utilise les bases de données actuellement disponibles pour décrire le réseau routier, leur prise en compte est pourtant indispensable pour générer des solutions optimales au problème de plus court chemin.

Nous réalisons dans ce chapitre un état de l'art concernant des problèmes spécifiques de plus court chemin, dans lesquels des coûts sont associés aux arcs ainsi qu'à certaines séquences d'arcs. Par la suite, le problème étudié fait l'objet d'une première formulation, entièrement innovante, qui repose sur l'association a priori d'*étiquettes de section* aux arcs du graphe. Le problème est ensuite ramené à un problème de la littérature : le *plus*

3.1. État de l'art des problèmes de plus court chemin avec séquences d'arcs pénalisées

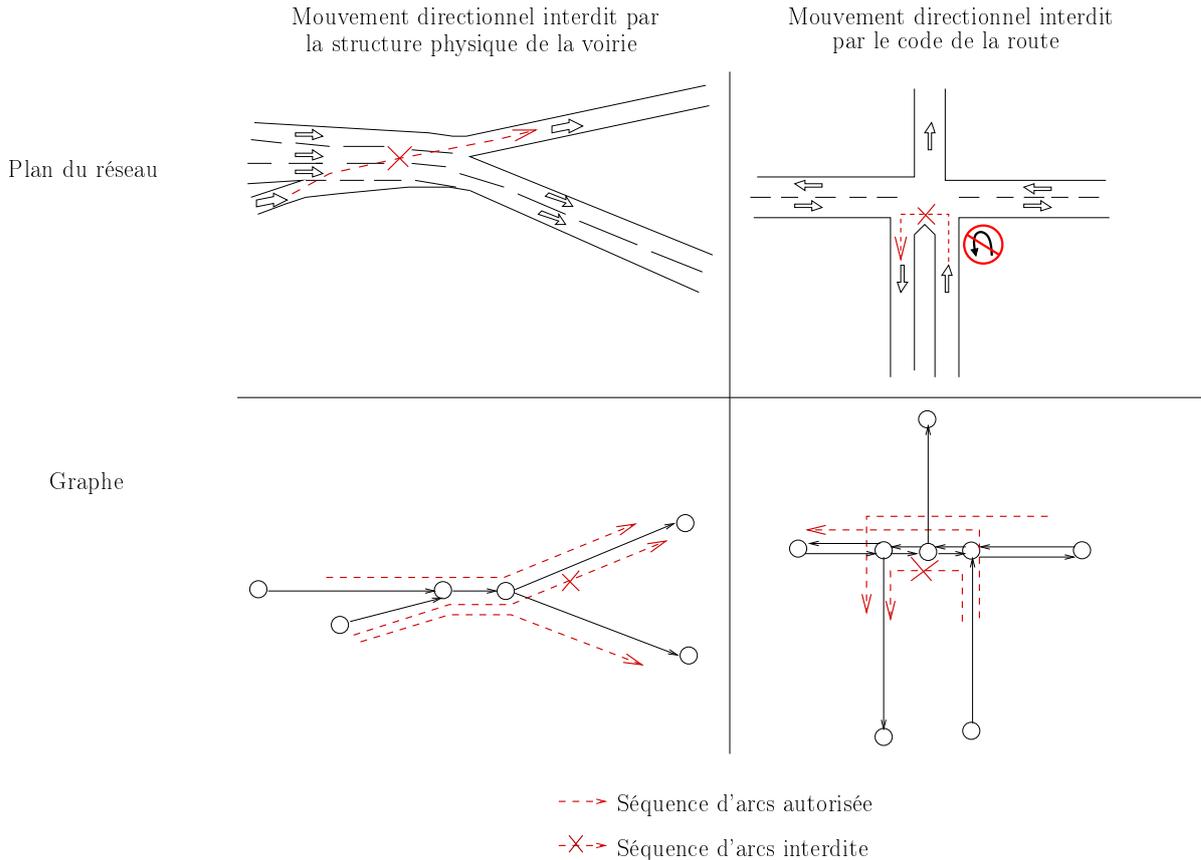


FIGURE 3.1 – Exemples de mouvements directionnels interdits complexes : mouvement d’entrecroisement sur autoroute codé sur 3 arcs (à gauche) et demi-tour interdit sur voirie urbaine codé sur 4 arcs (à droite).

court chemin avec sous-chemins interdits étudié par Villeneuve et Desaulniers [81]. Les efficacités des deux formulations sont comparées théoriquement et numériquement.

3.1 État de l’art des problèmes de plus court chemin avec séquences d’arcs pénalisées

Soit un graphe $G = (N, A)$ dans lequel des coûts c_e sont associés aux arcs $e \in A$. Des coûts $\sigma_l > 0$ sont associés à certaines séquences l d’arcs consécutifs, dont l’ensemble est noté \mathcal{C} . \mathcal{C} est en fait un ensemble de chemins de G . Un chemin $l \in \mathcal{C}$ de coût $\sigma_l = \infty$ est un chemin interdit. Le coût d’un chemin solution p correspond à la somme des coûts des arcs et des coûts associés aux sous-chemins $l \in \mathcal{C}$ tels que $l \subset p$. Un chemin comportant un sous-chemin interdit a donc un coût infini.

Les méthodes classiques d’étiquetage, présentées au chapitre 2, sont uniquement capables de prendre en compte des coûts portant sur les arcs du graphe. Il est donc nécessaire de les modifier pour prendre en compte également les coûts portant sur des séquences d’arcs.

Un chemin $l \in \mathcal{C}$ représente un mouvement dont le parcours est pénalisé. Si l est composée de deux arcs, le mouvement est dit *simple*. Dans le cas de séquences de trois arcs et plus, il est dit *complexe*. On parle de problème de *plus court chemin avec mouvements simples (resp. complexes) pénalisés* lorsque \mathcal{C} comporte uniquement des

chemins l composés de deux arcs (resp. s'il existe $l \in \mathcal{C}$ composé de trois arcs au moins).

3.1.1 Approche de résolution naïve

On s'intéresse dans ce travail au problème de plus court chemin avec sous-chemins pénalisés, sans contraindre le chemin solution à être *élémentaire*. Le chemin solution peut donc comporter plusieurs fois le même nœud. En effet, c'est ce problème qui nous intéresse dans le contexte d'une application de guidage puisque les chemins solution peuvent comporter des cycles (cf. figure 3.2). Szeider [78] montre de plus que lorsqu'on contraint le chemin solution à être élémentaire, le problème de plus court chemin avec sous-chemins interdits est NP-Complet, même pour des sous-chemins interdits composés de deux arcs uniquement.

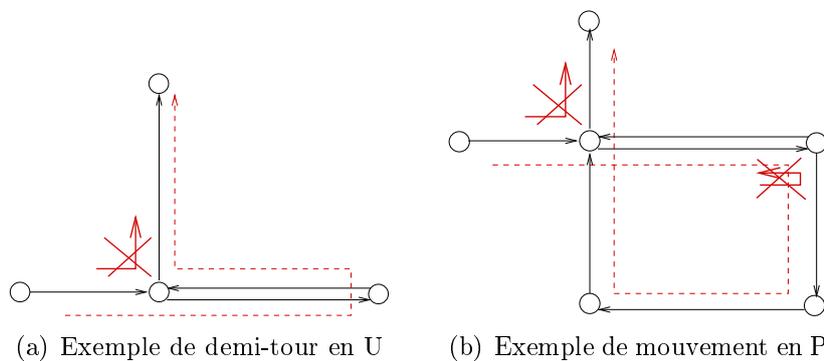


FIGURE 3.2 – Exemple de solutions incluant des cycles

Dans le problème de plus court chemin avec mouvements simples pénalisés, on note σ_{ef} le coût associé au parcours de deux arcs consécutifs $e = (u, v)$ et $f = (v, w)$. Dans ce cas, une approche naïve de résolution du problème consiste à modifier les stratégies classiques d'étiquetage, permettant de trouver un plus court chemin entre un nœud o et tous les nœuds du graphe, de la manière suivante : lors de l'examen d'un nœud v ayant pour prédecesseur le nœud u dans le plus court chemin entre o et v trouvé jusqu'ici, la mise à jour des potentiels des nœuds $w \in \delta^+(v)$ est réalisée grâce à la formule : $\pi_w \leftarrow \min(\pi_w, \pi_v + \sigma_{(u,v)(v,w)} + c_{vw})$, $\forall w \in \delta^+(v)$.

Namkoong et al. [65] mettent en évidence qu'une telle stratégie conduit à la construction d'une structure arborescente, par définition sans cycles. Or, dans le contexte des réseaux routiers, les solutions optimales peuvent comporter des cycles. Un tel algorithme fournit donc des solutions sans garantie d'optimalité.

La stratégie peut être généralisée pour résoudre un problème avec mouvements complexes pénalisés. Cette généralisation a été développée dans l'algorithme *shooting star* intégré à l'outil Open-Source Pgrouting¹. Elle présente les mêmes limites puisqu'elle fournit des solutions sans cycles, donc sans garantie d'optimalité.

3.1.2 Mouvements simples pénalisés

Les méthodes exactes développées dans la littérature pour résoudre le problème de plus court chemin avec coûts associés à des séquences de deux arcs sont de deux

1. cf pgrouting.postlbs.org

natures : les méthodes qui travaillent sur une extension G' du graphe G et celles qui travaillent sur le graphe G_D , dual de G .

Extension du graphe

L'extension du graphe G au niveau des nœuds consiste à construire un graphe G' , dans lequel chaque nœud est reproduit autant de fois qu'il a d'arcs incidents dans G . Des arcs fictifs relient les arcs e et f dont le parcours consécutif est autorisé (c'est-à-dire que $\sigma_{ef} < \infty$) et le coût associé à la séquence qu'ils représentent leur est attribué (cf. figure 3.3). Cette modélisation a été largement utilisée dans les applications sur les réseaux de transport, notamment par Gutierrez et Medaglia [45] pour représenter les délais de traversée des intersections dans un réseau routier ou par Schulz [70] pour représenter les délais de correspondance dans les réseaux de transport en commun. Elle est coûteuse en espace mémoire en raison de la grande taille de G' et en temps de calcul, à la fois pour la construction de G' et pour l'application de l'algorithme d'étiquetage. Elle ne peut donc être utilisée que sur de petites instances de graphe.

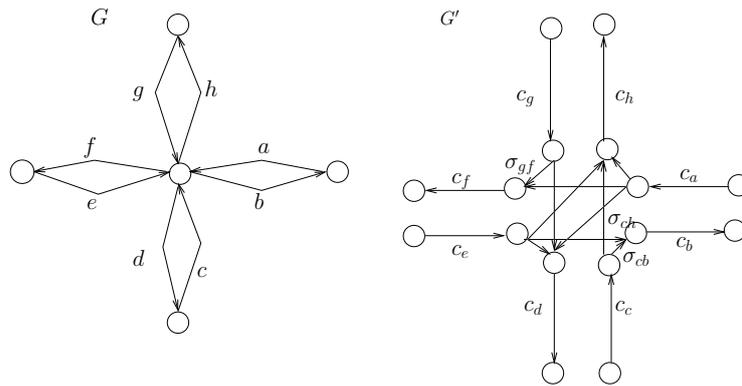


FIGURE 3.3 – Expansion du graphe au niveau d'une intersection, avec interdictions sur les mouvements tournants vers la gauche (c, f) et (g, b).

Passage au graphe dual

D'autres travaux considèrent le graphe dual de G , noté G_D . Les nœuds de G_D correspondent alors aux arcs de G . Les arcs de G_D représentent les séquences de deux arcs de G pouvant être parcourus consécutivement. Le coût associé à un arc (e, f) de G_D , $e, f \in A$, correspond au coût c_f de l'arc f dans G , auquel est ajouté le coût de traversée σ_{ef} . Une séquence de deux arcs interdite dans le primal est modélisée par une absence d'arc dans le dual (ou par la présence d'un arc de coût infini). Un algorithme classique d'étiquetage appliqué sur G_D fournit une solution optimale au problème de plus court chemin avec mouvements simples pénalisés. La structure générée est arborescente sur le dual, le chemin associé dans le primal ne peut donc contenir qu'une seule fois le même arc mais peut contenir plusieurs fois le même nœud. Comme pour la méthode d'extension de G au niveau des nœuds, la construction explicite de G_D amène à manipuler un objet de grande taille par rapport à celle de G , ce qui rend la méthode difficilement applicable pour des instances de grande taille.

Une utilisation implicite du dual, proposée par Kirby et Potts [53], permet de s'affranchir de cette difficulté. Elle consiste à décrire un chemin non plus comme une suite de nœuds mais comme une suite d'arcs et à appliquer la procédure d'étiquetage sur les arcs au lieu des nœuds. Kirby et Potts ont proposé une adaptation duale de la condition d'optimalité de Bellman pour deux arcs consécutifs e et f :

$$\pi_e + \sigma_{ef} + c_f \geq \pi_f$$

où π_e correspond à l'étiquette de l'arc e , représentant le coût du chemin allant de l'origine $o \in N$ jusqu'à l'extrémité finale de l'arc e .

De nombreux algorithmes, dits *d'étiquetage des arcs* sont inspirés de cette formulation des conditions d'optimalité. Ziliaskopoulos et Mahmassani [87] résolvent par exemple le problème *one-to-all* statique avec mouvements simples pénalisés au moyen d'un algorithme à correction d'étiquettes portant sur les arcs. Cette approche est comparée à un algorithme d'étiquetage portant sur les nœuds d'un graphe ayant fait l'objet d'une extension au niveau des nœuds. Les applications numériques montrent que l'approche par étiquetage des arcs présente un temps de calcul inférieur, la différence étant d'autant plus grande que la taille et la densité du graphe sont importants.

Dans leurs travaux portant sur l'optimisation d'un itinéraire multimodal dans un contexte dynamique non FIFO, Ziliaskopoulos et Wardell [88] modélisent également les coûts associés aux mouvements directionnels sur le réseau routier au moyen de séquences de deux arcs et résolvent le problème correspondant par étiquetage des arcs.

Namkoong et al. [65] ont étudié ce même problème et proposé une comparaison entre l'approche d'étiquetage des arcs et une approche algorithmique d'étiquetage des nœuds appelée *vine building algorithm*. Cette méthode propose d'étiqueter non plus le nœud adjacent au nœud courant mais les nœuds situés à une distance de deux arcs du nœud courant. Les auteurs mettent en évidence que cette approche ne garantit pas l'optimalité des solutions et qu'elle est moins performante en termes de temps de calcul et d'espace mémoire nécessaires sur les exemples considérés ; ils montrent ainsi la supériorité de l'approche par étiquetage des arcs.

Un algorithme d'étiquetage hybride nœuds-arcs a été proposé par Della Valle et Tartaro [29] pour le problème de plus court chemin avec mouvements simples interdits. Il permet de limiter le temps de calcul pour des réseaux comportant des interdictions uniquement sur certaines intersections. Il utilise à la fois des étiquettes de nœuds lorsque les intersections considérées sont sans interdictions, et des étiquettes d'arcs pour les autres intersections. Les auteurs montrent sur des réseaux réels que grâce à cette stratégie des économies en temps de calcul et en espace mémoire peuvent être réalisées par rapport à un étiquetage systématique des arcs.

3.1.3 Mouvements complexes pénalisés

Nous nous intéressons maintenant à la généralisation du problème étudié dans le paragraphe précédent : le *plus court chemin avec mouvements complexes pénalisés*. L'approche par étiquetage des arcs n'est alors plus adaptée.

Dans la littérature, deux problèmes de plus court chemin avec des contraintes définies sur des séquences de trois arcs et plus ont été étudiés. Le premier problème est le *plus court chemin avec sous-chemins interdits*, dans lequel on cherche un plus court chemin n'utilisant pas certaines séquences d'arcs interdites qui peuvent être définies a priori ou au fur et à mesure que l'algorithme génère des chemins solutions. D'autre

3.1. État de l'art des problèmes de plus court chemin avec séquences d'arcs pénalisées

part, le problème *plus court chemin avec contraintes d'étiquettes* a été étudié. Dans ce problème, chaque arc est muni d'une étiquette et l'ensemble des séquences d'étiquettes autorisées pour un chemin est défini a priori. On remarque qu'ici, l'instance du problème définit les séquences d'arcs autorisées, tandis que l'instance du premier problème définissait les séquences d'arcs interdites.

Le problème de *plus court chemin avec sous-chemins interdits* a été étudié par Villeneuve et Desaulniers [81] dans sa variante non-élémentaire². En considérant un graphe $G = (N, A)$ sans cycle négatif et un ensemble F de chemins interdits, deux approches sont proposées pour trouver le plus court chemin n'utilisant aucun des chemins de F . La première est une réduction du problème à la recherche des k plus courts chemins. Une énumération par ordre décroissant des plus courts chemins est réalisée jusqu'à trouver un chemin qui satisfait les contraintes posées. Cet algorithme n'est pas polynomial puisque le nombre k de chemins à énumérer avant d'en trouver un satisfaisant les contraintes est au pire des cas exponentiel par rapport à la taille du graphe. La vérification de la validité du chemin est réalisée à l'aide d'un automate fini déterministe construit à partir de l'ensemble des séquences de nœuds interdites en un temps $O(\sum_{f \in F} |f|)$.

Une seconde approche permet une réduction en temps polynomial à un problème classique de plus court chemin dans un graphe augmenté G^* , construit au moyen d'une intégration de l'automate fini déterministe représentant les séquences interdites dans le graphe initial G . Villeneuve et Desaulniers montrent qu'il existe une bijection entre l'ensemble des chemins de G respectant les contraintes de chemins interdits et l'ensemble des chemins du graphe G^* .

Ahmed et Lubiw [5] ont proposé une méthode pour résoudre un problème similaire à celui étudié par Villeneuve et Desaulniers, à ceci près que les sous-chemins faisant l'objet d'une interdiction ne sont pas connus a priori mais découverts au fur et à mesure que des solutions sont retournées par l'algorithme. Chaque solution est testée au moyen d'un oracle qui détermine si elle contient un sous-chemin interdit et retourne ce sous-chemin. Ce problème est appliqué au routage d'informations dans un réseau optique, les paquets pouvant faire l'objet de phénomènes physiques divers, comme l'atténuation, qui les empêchent d'utiliser certains chemins.

Dans l'algorithme proposé, chaque chemin interdit découvert p fait l'objet d'une déviation insérée dans le graphe, selon le principe proposé par Martins [27]. Un arbre de plus courts chemins n'utilisant pas p est déduit de l'arbre de plus courts chemins trouvé à l'itération précédente qui contenait p .

Les auteurs proposent une extension de leur algorithme au cas où F est connu a priori et montre que la complexité est alors diminuée. Toutefois, cette méthode est uniquement adaptée au traitement d'une seule origine-destination, puisque le graphe doit être reconstruit chaque fois que l'origine du déplacement change. Par conséquent, elle s'adapte mal à notre application dans laquelle un graphe est construit une fois et de nombreuses requêtes de plus court chemin d'origines différentes sont ensuite lancées sur ce graphe. Dans ce cas, l'approche de Villeneuve et Desaulniers semble plus adéquate.

Hsu et al. [48] proposent également de résoudre le *plus court chemin non-élémentaire avec sous-chemins interdits*. Ils proposent en fait un raffinement de l'algorithme de

2. Un chemin est dit *élémentaire* s'il est sans cycle (aucun nœud répété).

Villeneuve et Desaulniers permettant de traiter un cas particulier sur lequel cet algorithme ne fonctionne pas : le cas de deux chemins interdits p et p' tels que $p' \subset p$, avec le premier nœud de p différent du premier de p' et le dernier nœud de p différent du dernier de p' . Ce cas ne se présente pas lorsque les chemins interdits représentent des mouvements directionnels interdits sur le réseau routier puisqu'on choisira toujours de modéliser un mouvement directionnel par la plus petite séquence d'arcs possible, c'est-à-dire que tous les chemins interdits ayant un sous-chemin interdit seront retirés de F . Néanmoins, Hsu et al. proposent une structure d'automate permettant de traiter ce cas. Cet automate modélisant l'ensemble des séquences interdites est de plus petite taille que celui utilisé par Villeneuve et Desaulniers. Les auteurs obtiennent donc un graphe G^* résultant de plus petite taille et par conséquent un temps moyen d'exécution plus faible pour l'algorithme de plus court chemin. La complexité au pire des cas reste toutefois identique.

Barrett et al. [9] ont étudié le problème *de plus court chemin avec contraintes d'étiquettes* dans le cadre d'un réseau multimodal. Des étiquettes m_{uv} donnent le mode associé à chaque arc $(u, v) \in A$. Les séquences d'étiquettes admissibles le long d'un chemin sont définies. Elles forment un langage formel L . L'objectif est alors de trouver un plus court chemin dont la séquence d'étiquettes appartient à L . Un automate fini non déterministe \mathcal{A}_L reconnaissant L est créé. Pour des nœuds origine o et destination d donnés, un graphe composite G_L^{od} , produit cartésien de G et de \mathcal{A}_L est construit. Ce graphe représente tous les chemins qui satisfont les contraintes d'étiquettes entre o et d . N'importe quel algorithme habituel d'étiquetage peut être appliqué sur ce graphe composite pour trouver un plus court chemin avec contraintes d'étiquettes.

Au lieu de construire explicitement le graphe composite, Sherali et al. [74] proposent une résolution du même problème, avec un langage L régulier, fondée sur un étiquetage implicite du graphe composite. Le langage régulier peut être représenté au moyen d'un automate fini déterministe dont l'ensemble des états est noté \mathcal{S} . Un processus de programmation dynamique inspiré de la *procédure partitionnée de plus court chemin* proposée par Dial et al. [32] est utilisé pour construire une solution, d'abord dans un contexte statique puis dans un contexte dynamique FIFO, puis non FIFO. Pour cela, des paires $(u, q) \in N \times \mathcal{S}$ sont considérées par l'algorithme à la place de simples nœuds u . De plus, les auteurs proposent différentes heuristiques pour accélérer l'exécution en réduisant l'espace de recherche. Les auteurs soulignent que, de même que pour le problème avec mouvements simples pénalisés, un plus court chemin avec contraintes d'étiquettes peut contenir des cycles. Chaque nœud u peut en effet être étiqueté plusieurs fois pour des états q différents.

Nous verrons par la suite que ces techniques de résolution du problème de plus court chemin avec contraintes d'étiquettes peuvent être utilisées pour représenter les interdictions ou les délais associés à des opérations de changement de mode dans le problème de plus court chemin multimodal. En particulier, les travaux suivants traitent le problème de plus court chemin multimodal au moyen d'un problème de *plus court chemin avec contraintes d'étiquettes* et seront présentés dans le chapitre 4 : Lozano et Storchi [57] [58], Sherali et al. [75] et Bielli et al. [13].

Nous avons vu dans ce paragraphe 3.1 comment les stratégies classiques d'étiquetage ont été adaptées, pour tenir compte de coûts associés non seulement aux arcs du graphe mais aussi à des séquences d'arcs ou à des séquences d'étiquettes des arcs. Nous proposons maintenant de formuler le problème de plus court chemin avec mouvements directionnels complexes pénalisés comme un problème de *plus court chemin avec sous-séquences d'étiquettes pénalisées*. Cette formulation originale est ensuite comparée à une formulation comme un problème de *plus court chemin avec sous-chemins pénalisés*, extension du problème de plus court chemin avec sous-chemins interdits étudié par Villeneuve et Desaulniers [81]. Pour chaque formulation, les algorithmes classiques à fixation d'étiquettes sont adaptés pour résoudre le problème associé. Dans un premier temps, nous présentons la structure de graphe choisie pour représenter le réseau routier et définissons le problème.

3.2 Définition du graphe

Le graphe servant de support au problème représente le réseau routier, c'est-à-dire le réseau accessible à un mode individuel considéré dans le problème (marche, voiture ou vélo...). Le réseau routier est partitionné en un ensemble de sections de route, chacune d'elles correspondant à une portion de voirie homogène (même nombre de voies, même vitesse libre, etc. tout au long de la section) et sans carrefour intermédiaire. Une nouvelle section de route est donc créée dès qu'il y a une intersection mais également dès qu'un des attributs de la voirie change³.

Le réseau routier est représenté par un graphe, appelé *graphe routier principal*, dans lequel chaque arc, appelé *arc routier principal*, représente une section de route dans un sens de circulation. Outre le réseau routier, il est nécessaire de pouvoir représenter des lieux ou des équipements placés le long de certaines sections de route : parcs de stationnement, bâtiments publics ou privés ou encore équipements tels que des panneaux à messages variables (PMV) pouvant servir d'origine pour les requêtes de plus court chemin de pôle à pôle (cf. section 5.10). Dans notre travail, ces lieux ou ces équipements sont appelés des *points d'intérêt* (POI). Ils sont représentés par des nœuds additionnels, reliés au graphe routier principal au moyen d'*arcs routiers de connexion*. Chacun de ces arcs, représentés en pointillés sur la figure 3.4, est donc associé à la même section de route et au même sens de circulation qu'un des arcs du graphe routier principal. Toutefois, un arc routier de connexion représente un parcours partiel de la section, entre une de ses extrémités et la position d'un point d'intérêt ou encore entre les positions de deux points d'intérêt (cf. annexe C pour une explication détaillée du principe de représentation des points d'intérêt dans le graphe).

Le graphe routier principal, les nœuds représentant les points d'intérêt ainsi que les arcs routiers de connexion constituent le graphe $G = (N, A)$ qui représente le réseau accessible au mode individuel choisi dans le problème. Dans ce chapitre, on s'intéresse à l'optimisation d'un itinéraire monomodal entre une origine $o \in N$ et une destination $d \in N$, en tenant compte des interdictions portant sur certains mouvements directionnels ainsi que des délais induits par certains mouvements directionnels autorisés. Au niveau d'un carrefour, les délais diffèrent selon la direction des mouvements effectués.

3. Cette définition est justifiée par la procédure d'estimation des temps de parcours pour les véhicules particuliers, qui doit être appliquée sur des sections dont les caractéristiques sont homogènes (cf. chapitre 5).

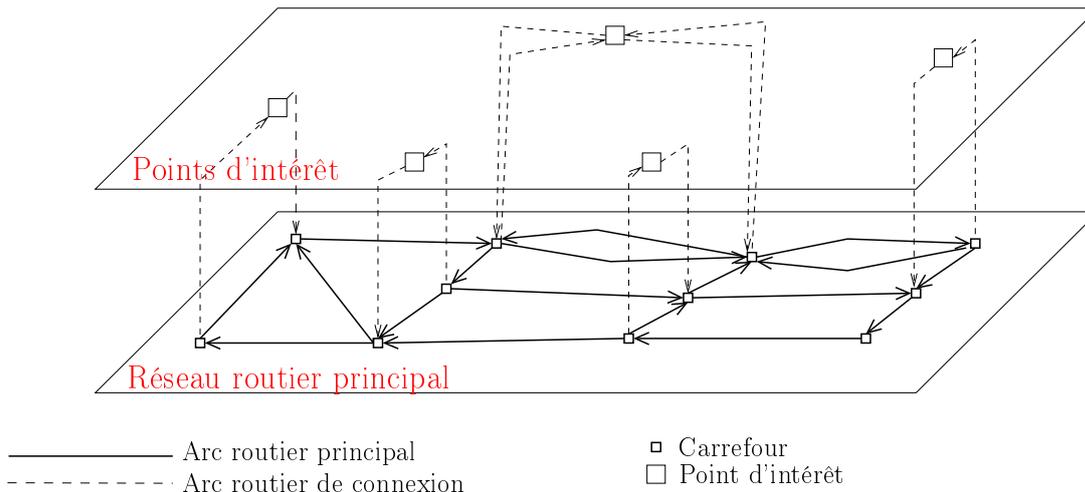


FIGURE 3.4 – Graphe G représentant le réseau routier

On note τ_e le temps de parcours de l'arc e et X_l le délai associé au mouvement directionnel l . Nous verrons par la suite que l peut correspondre, selon la formulation utilisée, à une séquence d'arcs ou à une séquence d'étiquettes associées aux arcs. Une méthode de résolution de la version statique du problème est tout d'abord présentée. Cette méthode est ensuite étendue pour prendre en compte des temps de parcours et des délais définis de manière dynamique.

3.3 Modélisation des mouvements directionnels

Un mouvement directionnel interdit est un mouvement auquel on attribue un délai infini. On désigne par *mouvement directionnel pénalisé* n'importe quel mouvement directionnel soumis à un délai, fini ou infini. On appelle *mouvement directionnel simple*, tout mouvement tournant directionnel défini par le parcours consécutif de deux sections de route et *mouvement directionnel complexe*, tout mouvement directionnel défini par le parcours consécutif de trois sections de route ou plus. Comme nous l'avons vu dans l'état de l'art, l'attribution de pénalités à des mouvements directionnels complexes rend impossible l'application d'une simple stratégie d'étiquetage des arcs.

3.3.1 Plus court chemin avec sous-séquences d'étiquettes pénalisées

Nous proposons de formuler dans un premier temps ce problème comme un plus court chemin avec sous-séquences d'étiquettes pénalisées.

Formulation du problème statique

Dans le graphe $G = (N, A)$ défini au paragraphe 3.2, on munit d'étiquettes de section $\epsilon_e = (r_e, d_e)$ les arcs du graphe $e \in A$:

- r_e donne le numéro de la section de route représentée par l'arc,
- d_e donne le sens de parcours de cette section par l'arc (1 pour un parcours du Sud au Nord, -1 dans le cas contraire).

Les arcs routiers de connexion sont donc munis de la même étiquette de section que l'arc routier principal auquel ils sont associés. De cette manière, les mouvements directionnels pénalisés peuvent être définis par des séquences d'étiquettes de section. Par ailleurs, il est possible d'associer à chaque chemin p sur G , une séquence d'étiquettes $\mathcal{L}(p)$ construite par concaténation des étiquettes de section associées aux arcs qui composent p .

Considérons par exemple le réseau donné par la figure 3.5(a) pour le mode *voiture*. Des interdictions de faire demi-tour sont présentes à chaque arrivée sur le carrefour.

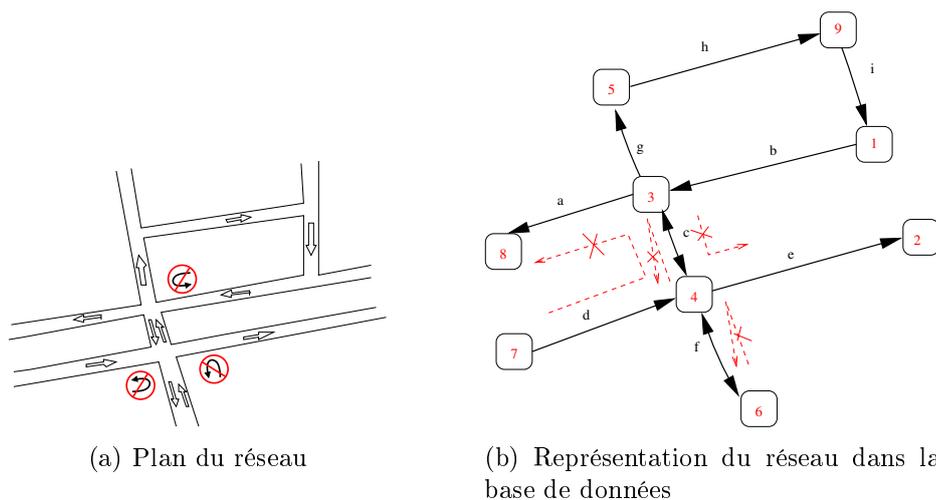


FIGURE 3.5 – Représentation d'un réseau routier en base de données

La figure 3.5(b) donne la modélisation du réseau dans la base de données ayant servi pour construire le graphe. Le graphe routier principal correspondant, muni des étiquettes ϵ_e associées aux arcs $e \in A$, est donné par la figure 3.6. Dans ce graphe, les séquences d'étiquettes $(c, -1)(e, 1)$, $(c, 1)(c, -1)$, $(f, 1)(f, -1)$ et $(d, 1)(c, 1)(a, -1)$ font l'objet d'un délai infini.

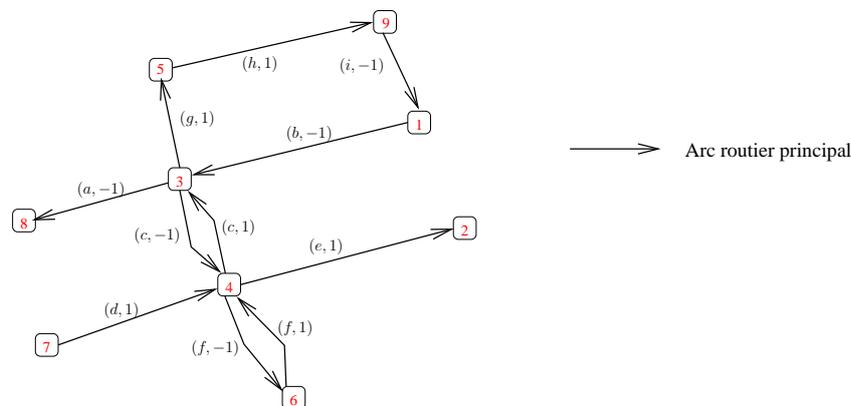


FIGURE 3.6 – Graphe routier principal modélisant le réseau

Si on insère des points d'intérêt sur le réseau routier principal, on pourra être amené à étendre la définition des séquences d'étiquettes faisant l'objet d'une interdiction. Sur la figure 3.7, le nœud 10 représente un point d'intérêt placé le long de la

section de route c . L'insertion du nœud 10 amène à interdire non seulement la séquence $(d, 1)(c, 1)(a, -1)$ mais également la séquence $(d, 1)(c, 1)(c, 1)(a, -1)$.

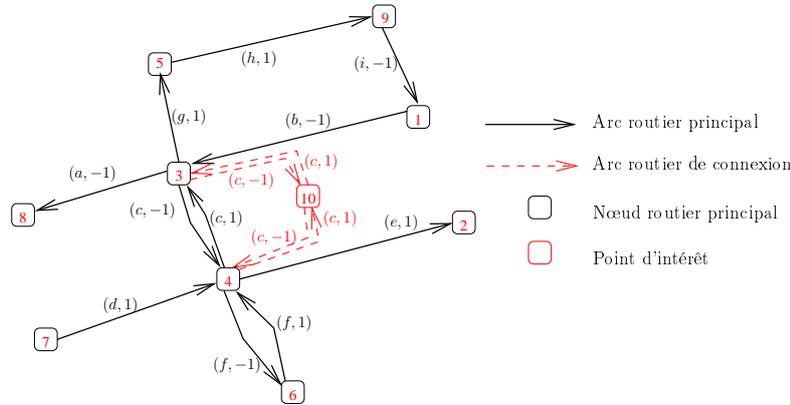


FIGURE 3.7 – Connexion d'un point d'intérêt sur le réseau routier principal

On voit donc que toute représentation dans le graphe d'un point d'intérêt situé sur une section de route appartenant déjà à une séquence pénalisée amène à définir de nouvelles séquences pénalisées, obtenues par la répétition de certaines étiquettes. Pour représenter l'ensemble des séquences d'étiquettes potentielles à interdire, on utilise une expression régulière définie grâce à la notation ϵ^+ , qui signifie que l'étiquette ϵ peut être répétée successivement un nombre quelconque de fois dans la séquence. Ainsi, pour le graphe de la figure 3.6, les séquences $(c, -1)^+(e, 1)^+$, $(c, 1)^+(c, -1)^+$, $(f, 1)^+(f, -1)^+$ et $(d, 1)^+(c, 1)^+(a, -1)^+$ définissent tous les mouvements interdits sur le graphe, quels que soient les points d'intérêt qui pourront être insérés dans le graphe par la suite. L'ensemble de ces expressions régulières forme ce qu'on appelle un *langage formel*. En théorie des langages, un langage composé d'expressions régulières est dit *régulier*. Le problème de plus court chemin avec mouvements directionnels pénalisés se formule alors ainsi :

PLUS COURT CHEMIN AVEC SOUS-SÉQUENCES D'ÉTIQUETTES PÉNALISÉES
(PCC-SSEP)

INSTANCE

- Un graphe $G = (N, A)$
- Des temps de parcours τ_e définis $\forall e \in A$
- Un alphabet Σ ,
- Des étiquettes $\epsilon_e \in \Sigma$ définies $\forall e \in A$
- Un langage régulier L sur l'alphabet Σ composé de l'ensemble des séquences d'étiquettes pénalisées et une série de pénalités $(X_l)_{l \in L}$
- Un nœud origine $o \in N$ et un nœud destination $d \in N$

SOLUTION

Un chemin p reliant o et d

MESURE

$$\sum_{(u,v) \in p} \tau_{uv} + \sum_{l \in L, l \subset \mathcal{L}(p)} X_l.$$

D'après le théorème de Kleene (1956), tout langage régulier peut être représenté par un automate fini (déterministe ou non). Dans le problème PCC-SSEP, chaque mot l du langage régulier L est associé à une pénalité X_l . Il est donc nécessaire d'associer à chaque état final de l'automate représentant L une valeur de sortie (nombre entier représentant la pénalité). On définit donc l'automate par :

- un ensemble d'états \mathcal{S} ,
- un alphabet Σ ,
- un état initial $s_0 \in \mathcal{S}$,
- un état nul $\nu \in \mathcal{S}$,
- un ensemble d'états finaux \mathcal{S}_f ,
- une fonction de transition $\Delta : \mathcal{S} \times \Sigma \rightarrow \mathcal{S}$,
- une fonction de pénalité $\zeta : \mathcal{S} \rightarrow \mathbf{N}$.

À chaque état $s \in \mathcal{S}$, est associée l'expression l ayant été reconnue par l'automate. On note $E(s)$ l'expression associée à l'état s . Arriver dans un état final de l'algorithme signifie qu'une séquence d'étiquettes correspondant à une des expressions régulières qui définissent le langage L a été parcourue en totalité. On a donc :

$$E(s) \in L \Leftrightarrow s \in \mathcal{S}_f$$

La sortie de l'automate se produit lorsque la transition de l'état courant s avec l'étiquette ϵ conduit à l'état nul : $\Delta(s, \epsilon) = \nu$, c'est-à-dire lorsqu'il n'existe aucun état $s' \in \mathcal{S}$, $s' \neq \nu$, tel que $\Delta(s, \epsilon) = s'$.

De plus, chaque transition d'un état s vers un état $s' \neq s$ produit une pénalité $\zeta(s)$ en sortie.

$$\zeta(s) = \begin{cases} X_{E(s)} & \text{si } s \in \mathcal{S}_f \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (3.1)$$

Pour modéliser les pénalités sur les mouvements tournants, chaque chemin p dans le graphe G se voit associer un état $s \in \mathcal{S}$. Si on étend le chemin p avec un arc e ayant pour étiquette ϵ_e , la transition $\Delta(s, \epsilon_e)$ est effectuée dans l'automate. Si $\nu \neq \Delta(s, \epsilon_e)$, le nouveau chemin se voit attribuer l'état $s' = \Delta(s, \epsilon_e)$. Au contraire, si $\nu = \Delta(s, \epsilon_e)$, l'état du nouveau chemin est déterminé par $\Delta(s_0, \epsilon_e)$. Dans les deux cas, si $s \neq s'$ la pénalité $\zeta(s)$ est ajoutée au temps de parcours du nouveau chemin ($\zeta(s) > 0 \Leftrightarrow s \in \mathcal{S}_f$).

Un automate fini déterministe peut être représenté par un graphe, chaque état $s \neq \nu$ étant représenté par un nœud et chaque transition $\Delta(s, \epsilon) = s' \neq \nu$, définissant un arc (s, s') ayant pour étiquette ϵ . On note \mathcal{A}_L le graphe représentant l'automate acceptant le langage L .

Aho et Corasick [6] ont proposé une procédure permettant de construire un automate fini déterministe reconnaissant un nombre fini de mots formant un langage. Dans notre cas, le nombre de mots composant le langage L est infini puisque chaque symbole peut être répété un nombre quelconque de fois. Toutefois, la procédure proposée par Aho et Corasick peut être réutilisée en négligeant d'abord les répétitions de symboles puis en ajoutant sur l'automate obtenu des boucles sur chacun des états.

Reprenons l'exemple ⁴ de la figure 3.5. La figure 3.8 donne le graphe \mathcal{A}_L qui modélise les mouvements directionnels pénalisés définis sur l'alphabet :

$$\Sigma = \{a, b, c, d, e, f, g, h\} \times \{-1, 1\}$$

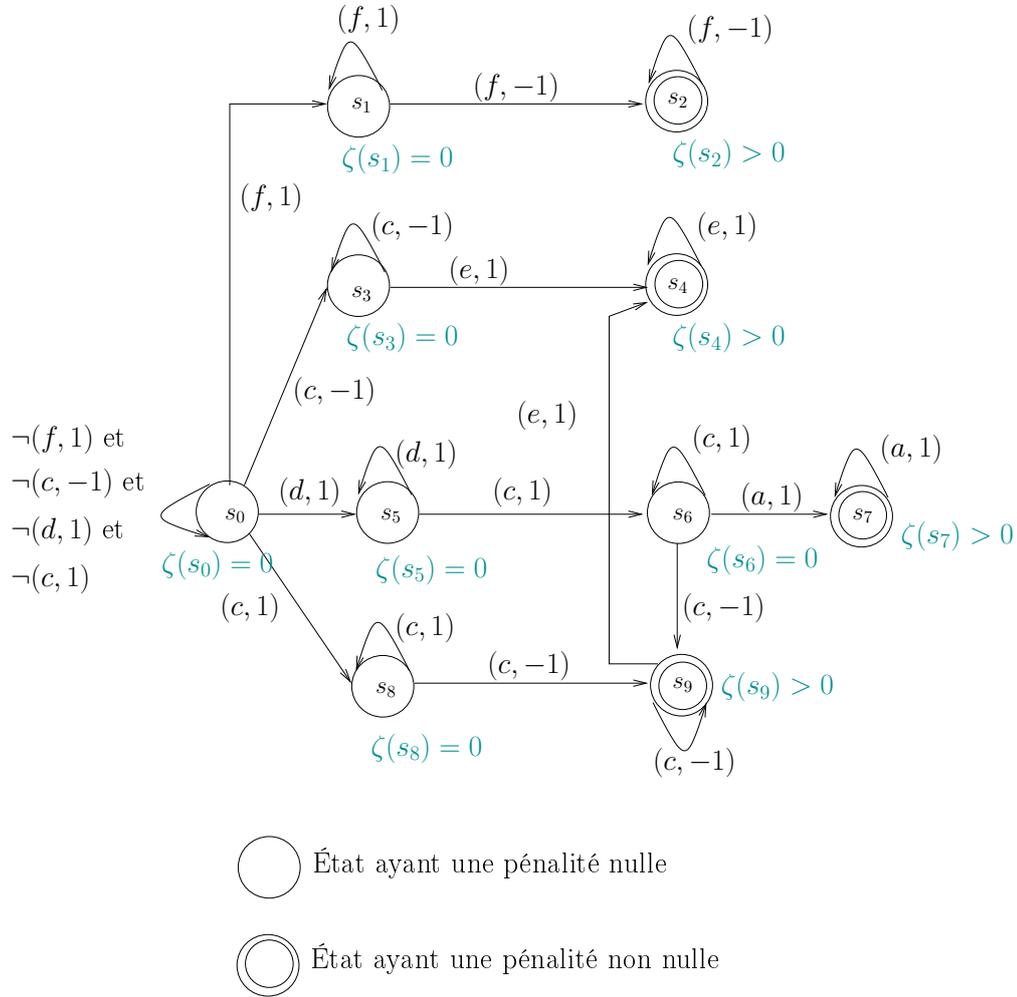


FIGURE 3.8 – Graphe \mathcal{A}_L pour l'exemple de la figure 3.5

Il est possible de résoudre le problème de plus court chemin avec sous-séquences d'étiquettes pénalisées entre $o \in N$ et $d \in N$ en appliquant un algorithme d'étiquetage sur un graphe composite G_L^{od} issu d'un produit entre G et \mathcal{A}_L . Pour un couple de nœuds (o, d) donné, le processus de construction de G_L^{od} est récursif :

- À l'étape 0, G_L^{od} contient uniquement le nœud (o, s_0) .
- À chaque étape q , le graphe G_L^{od} obtenu à l'étape $q-1$ est augmenté de la manière suivante :
Pour chaque nœud $(u, s) \in N \times \mathcal{S}$ inséré dans G_L^{od} à l'étape $q-1$ et pour chaque nœud $v \in \delta^+(u)$ de G :

4. Dans cet exemple, seuls des mouvements directionnels interdits sont représentés, par soucis de clarté. Cependant, le principe est le même pour des mouvements autorisés faisant l'objet d'un délai. La seule différence est que la pénalité ζ_s associée à un état $s \in \mathcal{S}_f$ a alors une valeur finie.

- Si $\Delta(s, \epsilon_{uv}) = s' \neq \nu$, un nœud (v, s') est inséré dans G_L^{od} , s'il n'existe pas déjà. Un arc entre (u, s) et (v, s') est inséré. Si $s \neq s'$, son temps de parcours vaut $\tau_{uv} + \zeta(s)$, sinon il vaut τ_{uv} .
- Si $\Delta(s, \epsilon_{uv}) = \nu$, alors $s' = \Delta(s_0, \epsilon_{uv})$. Un nœud (v, s') est inséré dans G_L^{od} s'il n'existe pas déjà. Un arc entre (u, s) et (v, s') est inséré. Son temps de parcours vaut $\tau_{uv} + \zeta(s)$.

Le problème PCC-SSEP possède des similarités avec le problème de plus court chemin avec contraintes d'étiquettes (PCC-CE), notamment étudié par Barrett et al. [9]. Les deux problèmes peuvent en effet être résolus au moyen d'un produit entre le graphe initial et le graphe représentant l'automate. De plus, comme pour PCC-CE, il n'est pas nécessaire de construire explicitement le graphe composite G_L^{od} pour résoudre PCC-SSEP. Un produit implicite réalisé au cours du processus d'étiquetage permet de résoudre le problème sans stocker en mémoire le graphe G_L^{od} , qui peut être de grande taille. Dans ce cas, uniquement la partie *utile* du graphe composite est générée.

Cependant, il existe des différences importantes entre les problèmes PCC-CE et PCC-SSEP. En effet, PCC-SSEP considère des sous-séquences d'étiquettes pénalisées, alors que PCC-CE considère des séquences d'étiquettes autorisées couvrant la totalité des chemins. Par conséquent dans PCC-CE, un chemin se termine toujours en d dans un état final $s \in \mathcal{S}_f$ et toutes les séquences non reconnues par l'automate sont interdites. Ainsi, aucune fonction de pénalité ζ_s n'a besoin d'être définie.

Lorsqu'une extension implicite du graphe G sur l'ensemble des états \mathcal{S} est réalisée, l'algorithme d'étiquetage doit traiter des paires $(u, s) \in N \times \mathcal{S}$ au lieu de simples nœuds $u \in N$. La file de priorité stockant les paires candidates est notée Q . Le processus d'étiquetage permettant de résoudre PCC-SSEP est le suivant :

```

 $\pi_{u,s} \leftarrow \infty, \forall (u, s) \in N \times \mathcal{S} \setminus \{(o, s_0)\}$ 
 $\pi_{o,s_0} \leftarrow 0$ 
 $Q \leftarrow Q \cup \{(o, s_0)\}$ 
 $(u, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
While  $(u \neq d)$ 
     $Q \leftarrow Q \setminus \{(u, s)\}$ 
    For all  $v \in \delta^+(u)$ ,
        If  $(\Delta(s, \epsilon_{uv}) \neq \nu)$   $s' \leftarrow \Delta(s, \epsilon_{uv})$ 
        Else  $s' \leftarrow \Delta(s_0, \epsilon_{uv})$  EndIf
        If  $(s \neq s')$   $c \leftarrow \tau_{uv} + \zeta(s)$ 
        Else  $c \leftarrow \tau_{uv}$  EndIf
        If  $\pi_{v,s'} > \pi_{u,s} + c$ 
             $\pi_{v,s'} \leftarrow \pi_{u,s} + c$ 
            If  $(v, s') \notin Q, Q \leftarrow Q \cup \{(v, s')\}$  EndIf
        EndIf
    EndFor
     $(u, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
EndWhile
    où  $\text{minLabel}(Q)$  retourne la paire  $(u, s)$  de  $Q$  ayant la plus petite valeur  $\pi_{u,s}$ .
    
```

Le nombre de nœuds dans G_L^{od} est borné par $|\mathcal{S}| \times |N|$. L'algorithme de recherche de chemin proposé reste donc de complexité polynomiale par rapport à $|N|$ et $|\mathcal{S}|$.

Extension à des temps de parcours et délais dynamiques

Le problème PCC-SSEP est présenté ci-dessus dans sa version statique mais peut être aisément étendu au cas de temps de parcours et de délais sur les mouvements directionnels définis de manière dynamique, à condition que les fonctions associées τ_e et ζ_s soient FIFO.

$\tau_e(t)$ donne alors le temps de parcours de l'arc e pour une arrivée au nœud initial à l'instant t , tandis que $\zeta_s(t)$ donne la pénalité⁵ associée à une arrivée sur le nœud à l'instant t dans l'état s . Deux problèmes dynamiques peuvent alors être étudiés :

- le problème d'*arrivée au plus tôt*, dans lequel une contrainte horaire est imposée sur l'origine : *partir de o à ... heures*,
- le problème de *départ au plus tard*, dans lequel une contrainte horaire est imposée sur la destination : *arriver en d à ... heures*.

On a vu dans le chapitre 2 que le premier problème peut être résolu de manière exacte par l'application d'un algorithme similaire à celui défini dans le cas statique en conservant un étiquetage vers l'avant (de l'origine vers la destination), à condition que les fonctions de temps de parcours et de délais soient FIFO. Le second problème peut être résolu de manière exacte par l'application d'un algorithme similaire adapté pour effectuer un étiquetage vers l'arrière (de la destination vers l'origine et en inversant le sens des arcs), également à condition que les fonctions de temps de parcours et de délai soient FIFO. Dans le cas FIFO, le nombre de nœuds étiquetés lors de la résolution reste une fonction polynomiale de $|N|$ et $|S|$ pour les deux problèmes dynamiques.

Si les fonctions de temps de parcours et de délai ne sont pas FIFO, les problèmes correspondants sont NP-complets.

3.3.2 Plus court chemin avec sous-chemins pénalisés

Nous proposons une seconde approche de résolution du problème, inspirée des travaux de Villeneuve et Desaulniers [81]. Comme nous l'avons mentionné dans le paragraphe 3.1, Villeneuve et Desaulniers ont proposé un schéma de résolution polynomial pour le problème de *plus court chemin avec sous-chemins interdits*. Nous proposons ici d'étendre leur approche afin de modéliser non seulement des mouvements interdits mais également des mouvements pénalisés (avec des pénalités $< \infty$) dans les réseaux routiers. On parle alors de *plus court chemin avec sous-chemins pénalisés*.

Formulation du problème

Pour pouvoir formuler notre problème comme un *plus court chemin avec sous-chemins pénalisés*, chaque mouvement directionnel pénalisé doit être défini non plus par une séquence d'étiquettes (comme dans le paragraphe 3.3.1), mais par un chemin dans le graphe G . Soit \mathcal{C} l'ensemble des chemins pénalisés. Le délai $X_{p'}$ associé à chaque chemin $p' \in \mathcal{C}$ doit être ajouté au temps de parcours des chemins p tels que p' est un sous-chemin de p (noté $p' \subset p$). Le problème de plus court chemin avec sous-chemins pénalisés est donné par :

5. La fonction ζ_s est donnée par $X_{E(s)}$ pour les états $s \in \mathcal{S}_f$ et vaut 0 pour les autres états. $X_l(t)$ donne le délai à appliquer au mouvement l pour une arrivée au nœud final du mouvement à l'instant t .

PLUS COURT CHEMIN AVEC SOUS-CHEMINS PÉNALISÉS (PCC-SCP)

INSTANCE

- Un graphe $G = (N, A)$,
- Des temps de parcours τ_e définis $\forall e \in A$,
- Un noeud origine $o \in N$, un noeud destination $d \in N$,
- Un ensemble \mathcal{C} de chemins sur G ,
- Des pénalités $X_{p'}$, définies $\forall p' \in \mathcal{C}$.

SOLUTION

un chemin p reliant o et d

MESURE

$$\sum_{e \in p} \tau_e + \sum_{p' \in \mathcal{C}, p' \subset p} X_{p'}$$

Villeneuve et Desaulniers ont étudié une version statique de ce problème dans laquelle les délais sont tous infinis (i.e. seuls des mouvements interdits sont considérés). Nous déroulons ci-dessous sur le même exemple que précédemment (figure 3.5) leur méthode de résolution et montrons comment elle peut être étendue pour modéliser des délais finis.

Illustration et extension de la méthode de résolution proposée par Villeneuve et Desaulniers

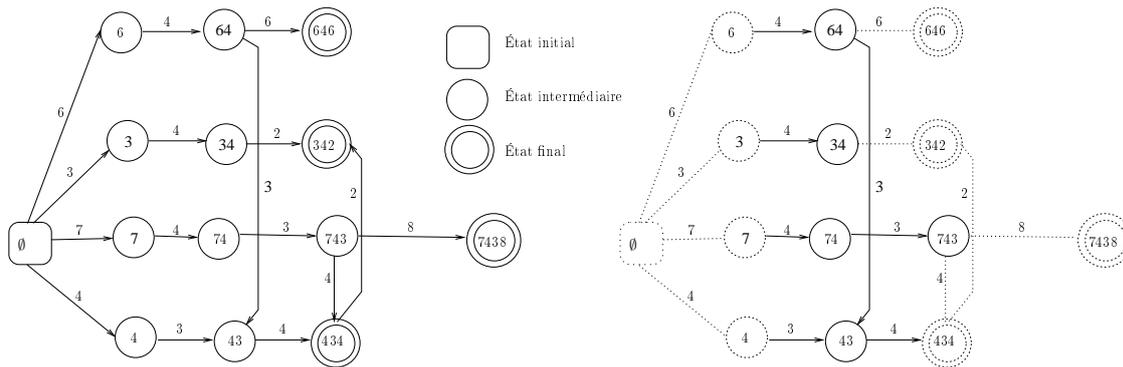
Reprenons l'exemple de la figure 3.5. Les mouvements interdits sont décrits par les séquences de nœuds suivantes : 7-4-3-8, 3-4-2, 4-3-4, 6-4-6.

Le processus de résolution proposé par Villeneuve et Desaulniers [81] consiste à construire un automate fini déterministe représenté par le graphe \mathcal{A}_L de la figure 3.9(a), acceptant ces séquences de nœuds. L'arrivée dans un état final de l'automate signifie qu'une séquence interdite a été parcourue en totalité. Un graphe G^* composite est ensuite créé en insérant dans G une partie de \mathcal{A}_L , correspondant aux transitions qui ne partent pas de l'état initial et qui n'arrivent pas sur un état final. Dans la figure 3.9(b), la partie insérée est représentée en traits pleins. Le graphe augmenté G^* après insertion de \mathcal{A}_L est donné par la figure 3.10⁶.

Villeneuve et Desaulniers montrent qu'il existe une bijection entre l'ensemble des chemins de G^* et l'ensemble des chemins de G ne contenant aucun des sous-chemins interdits. Ainsi, l'application d'un algorithme classique d'étiquetage sur G^* fournit une solution optimale pour le problème de plus court chemin avec sous-chemins interdits. Ils montrent également que la complexité de la construction de G^* au pire des cas est en $O(d_{max}^+ \sum_{p \in \mathcal{C}} |p|)$, où $|p|$ correspond au nombre de nœuds appartenant à un chemin p et d_{max}^+ correspond au demi-degré sortant maximal des nœuds de G . Ainsi la construction de G^* est effectuée en temps polynomial par rapport à la taille de G et de \mathcal{C} sans hypothèse particulière sur la structure des chemins interdits ni sur le degré des nœuds de G .

L'extension de cette méthode pour représenter des sous-chemins non plus interdits,

6. Les procédures détaillées de construction de l'automate fini déterministe et du graphe G^* sont décrites dans [6] et [81] respectivement.



(a) Graphe \mathcal{A}_L représentant les séquences de noeuds interdites

(b) Partie de \mathcal{A}_L insérée dans G^*

FIGURE 3.9 – Automate représentant les mouvements tournants interdits

mais soumis à un délai, est assez simple. On associe pour cela, à chaque état final de l'automate, une pénalité correspondant au délai du chemin qu'il représente. La greffe de l'automate sur le graphe est réalisée de la même manière que précédemment, à l'exception du fait que l'on conserve les arcs de \mathcal{A}_L allant vers un état final $s \in \mathcal{S}_f$. On leur attribue un temps de parcours égal à la somme du temps de parcours de l'arc de G auquel ils sont associés et de la pénalité $\zeta(s)$.

3.3.3 Comparaison des deux approches

Cette adaptation de la méthode proposée par Villeneuve et Desaulniers présente certains inconvénients pour notre problème ciblé vers le guidage des usagers d'un réseau de transport. La plus importante restriction d'utilisation de cette méthode est liée à la structure particulière du graphe G , composé d'arcs routiers principaux et d'arcs routiers de connexion. On a vu que la première formulation pouvait aisément être adaptée de manière à ce que l'insertion d'un nouveau point d'intérêt, relié au graphe routier principal par des arcs routiers de connexion, ne provoque aucune modification de l'automate représentant les mouvements pénalisés. Au contraire, dans la seconde formulation, il est nécessaire de connaître explicitement tous les chemins de G qui font l'objet d'une pénalité. Pour le graphe donné par la figure 3.7, le chemin défini par la séquence de nœuds 7-4-3-8 étant interdit, il est également nécessaire d'interdire celui défini par la séquence de nœuds 7-4-10-3-8. Ainsi, plus le nombre de points d'intérêt placés sur des arcs appartenant à des chemins pénalisés est important, plus l'ensemble \mathcal{C} devient grand. Par conséquent, \mathcal{A}_L et G^* deviennent également de plus en plus grands. De plus, l'insertion d'un nouveau point d'intérêt nécessite de relancer la construction de G^* pour prendre en compte les éventuels nouveaux chemins pénalisés. Ceci est d'autant plus ennuyeux que, comme on le verra dans le chapitre 5, la structure du prototype développé nous amène à insérer ou supprimer très souvent des points d'intérêt dans le graphe.

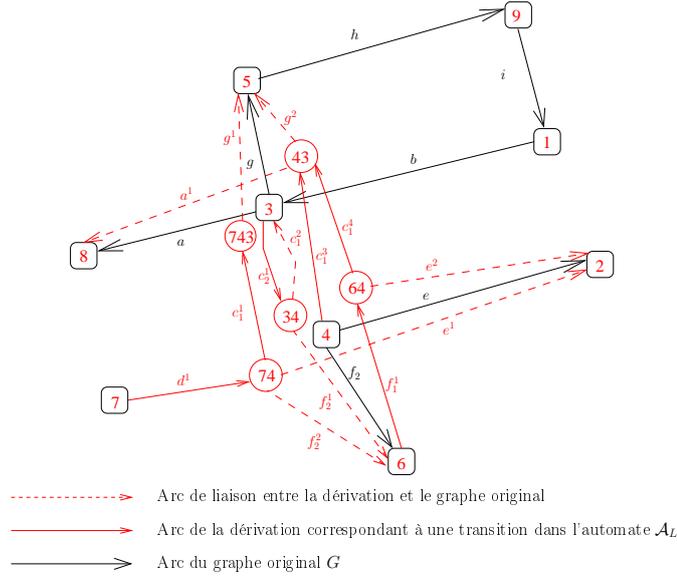


FIGURE 3.10 – Graphe composite G^* dans lequel les mouvements tournants interdits sont rendus impossibles

PCC-SCP

Complexité spatiale : $O(|G| + |\mathcal{A}_L|)$

Complexité temporelle de construction de G^* : $O(d_{max}^+ |\mathcal{A}_L|)$

Complexité temporelle de résolution d'un plus court chemin : $O(S(|G^*|))$

Complexité temporelle de transcription du chemin solution sur G^* dans G : $O(|G^*|)$

où :

- d_{max}^+ est le plus grand demi-degré sortant pour l'ensemble des nœuds du graphe initial G ;
- $S(n)$ est la complexité associée à la recherche d'un plus court chemin entre deux nœuds d'un graphe taille n .

PCC-SSEP

Complexité spatiale : $O(|G| + |\mathcal{A}_L|)$

Complexité temporelle de construction de l'automate : $O(\sum_{l \in L} |l|)$

Complexité temporelle de résolution d'un plus court chemin : $O(S(|G||\mathcal{A}_L|))$.

où :

- $S(n)$ est la complexité associée à la recherche d'un plus court chemin entre deux nœuds d'un graphe taille n ;
- $|l|$ désigne la longueur d'une expression régulière l , c'est-à-dire le nombre de séries de symboles ϵ^+ , $\epsilon \in \Sigma$ successives qui composent l : si $l = \epsilon_1^+ \epsilon_2^+$, alors l est de longueur 2.

La formulation PCC-SSEP paraît donc mieux adaptée à notre problème par sa nature plus flexible devant les opérations d'insertion et de suppression de points d'intérêt dans le graphe. Bien que la complexité temporelle au pire des cas soit moins bonne pour cette formulation, nous verrons par la suite que le temps moyen de calcul est du même ordre voire plus faible que pour la formulation PCC-SCP.

3.3.4 Stratégies d'étiquetage

On rappelle qu'un mouvement simple est modélisé par une séquence de la forme $\epsilon_a^+ \epsilon_b^+$ pour la formulation PCC-SSEP et par une séquence de deux arcs pour la formulation PCC-SCP. Les mouvements définis par des séquences d'étiquettes ou des chemins plus longs sont qualifiés de *complexes*. Jusqu'ici, nous avons représenté les mouvements pénalisés exclusivement à l'aide d'un automate et appliqué un étiquetage sur le graphe produit. Cependant, les mouvements pénalisés sont en grande majorité simples. Par conséquent, leurs pénalités pourraient également être prises en compte au moyen d'une stratégie d'étiquetage des arcs (cf. figure 3.11).

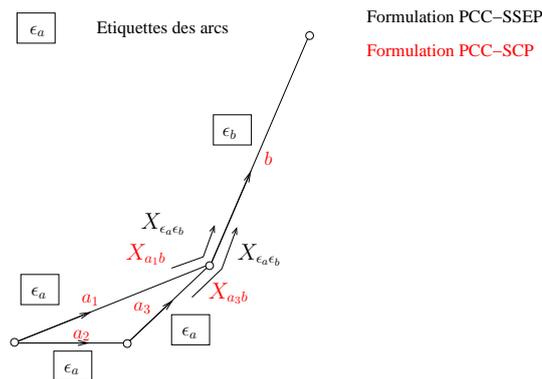


FIGURE 3.11 – L'étiquetage des arcs permet de prendre en compte la séquence d'étiquettes pénalisées $\epsilon_a^+ \epsilon_b^+$ (resp. les chemins pénalisés $a_1 - b$ et $a_3 - b$) dans la formulation PCC-SSEP (resp. PCC-SCP).

Se pose donc naturellement la question d'un possible gain de temps de calcul en introduisant une modélisation différenciée des mouvements simples et des mouvements complexes. Afin d'y répondre, deux stratégies sont proposées et testées :

- modélisation *homogène* : tous les mouvements pénalisés sont représentés au moyen d'un automate ; c'est le modèle qui a été présenté jusqu'ici ;
- modélisation *hétérogène* : seuls les mouvements complexes pénalisés sont représentés au moyen d'un automate, les autres étant pris en compte grâce à l'étiquetage des arcs.

Le modèle hétérogène nécessite d'étiqueter non plus des paires (*nœud, état*) mais des paires (*arc, état*). Ceci amène nécessairement à étiqueter un plus grand nombre d'objets, les arcs étant plus nombreux que les nœuds. Afin de limiter le nombre d'opérations supplémentaires d'étiquetage, nous proposons de raffiner le modèle hétérogène en utilisant une stratégie d'étiquetage mixte nœud - arc inspirée du travail de della Valle et Tartaro [29] (cf. paragraphe 3.1).

Soit $N_0 \subset N$ l'ensemble des nœuds v situés au centre d'un mouvement pénalisé simple, c'est-à-dire :

- pour la formulation PCC-SCP : il existe deux arcs adjacents $e = (u, v)$ et $f = (v, w)$ qui décrivent un mouvement pénalisé simple,
- pour la formulation PCC-SSEP : il existe deux arcs adjacents $e = (u, v)$ et $f = (v, w)$ tels que $\epsilon_e^+ \epsilon_f^+$ décrit un mouvement simple pénalisé.

Quand le processus d'étiquetage arrive sur un nœud v , les arcs $e \in FS(v)$ adjacents sont étiquetés si $v \in N_0$, sinon le nœud v est étiqueté. Cette stratégie, présentée dans la figure 3.12 diminue le nombre d'objets explorés par l'algorithme et donc le temps de

calcul pour les graphes tels que $N_0 \neq N$. Les effets d'une telle stratégie sur le temps de calcul et l'utilisation de la mémoire sont analysés dans la section 3.3.5.

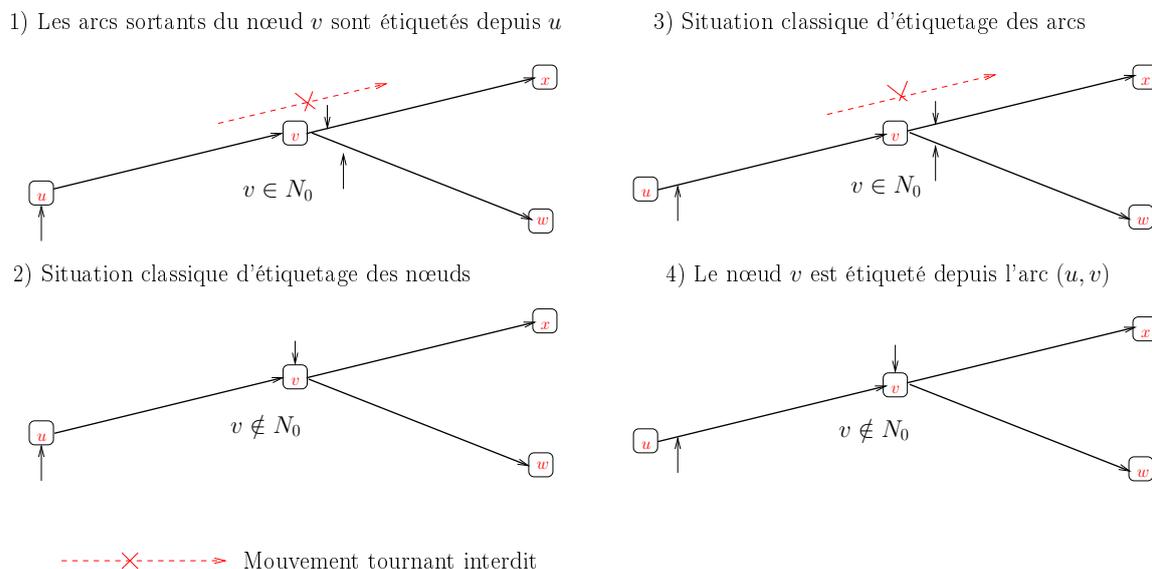


FIGURE 3.12 – Les quatre situations rencontrées lors de la mise en œuvre d'une stratégie d'étiquetage mixte

3.3.5 Tests numériques sur un réseau routier de grande taille

Les algorithmes proposés pour résoudre les formulations PCC-SSEP et PCC-SCP ont été testés sur le réseau routier de l'agglomération lyonnaise. Le graphe correspondant possède environ 50 000 nœuds et 124 000 arcs.

Pour réaliser les tests numériques, nous avons utilisé une fonction de temps de parcours dynamique et modélisé uniquement des mouvements directionnels interdits. Nous n'avons pas considéré de mouvements directionnels soumis à un délai en raison de la non-disponibilité de données nous permettant d'estimer convenablement les temps de traversée des intersections à l'échelle de l'agglomération. 1 613 mouvements directionnels interdits ont été pris en compte. 98 % de ces mouvements sont simples. Les 2 % restants sont des mouvements complexes codés par des séquences de trois étiquettes (ou trois arcs selon la formulation), à l'exception d'un mouvement codé par une séquence de quatre étiquettes (ou quatre arcs). Bien que peu nombreux, les mouvements complexes doivent être pris en compte par une méthode spécifique lors de l'optimisation.

Dans les paragraphes suivants, nous présentons les résultats d'une comparaison entre trois algorithmes exacts différents :

- un algorithme simple de Dijkstra avec une implémentation de la file de priorité comme un tas binaire (HEAP-DIJK),
- une accélération de cet algorithme au moyen de la stratégie A^* (HEAP-ASTAR),
- l'algorithme ALT avec 5 nœuds de référence (HEAP-ALT5).

Les tests sont réalisés sur une machine HP-0A68h 1866MHz avec 2GB de mémoire et un processeur INTEL Core 2 Duo. Les algorithmes sont implémentés sous Windows, avec le langage C++ en utilisant certaines fonctionnalités de la librairie Boost Graph. Ils sont testés sur une série de 300 requêtes aléatoires de plus court chemin sur le

graphe. Les indicateurs relevés sont : le temps de parcours moyen des chemins solutions, le nombre moyen d'arcs des chemins solutions, le nombre moyen de nœuds et d'arcs explorés par l'algorithme, le temps moyen de calcul et le temps moyen de précalcul pour la construction de l'automate et pour le prétraitement nécessaire à l'algorithme HEAP-ALT5. On remarque que les temps de calcul varient avec la machine utilisée mais que le nombre d'objets explorés est une mesure de performance des algorithmes indépendante de la plateforme informatique.

Trois stratégies sont testées :

1. modèle homogène avec étiquetage portant sur les nœuds,
2. modèle hétérogène avec étiquetage portant sur les arcs,
3. modèle hétérogène avec étiquetage mixte portant alternativement sur les nœuds et sur les arcs.

Sur l'ensemble des chemins calculés par les trois algorithmes exacts pour les deux formulations, la moyenne des temps de parcours est de 2 176 secondes, soit 36 minutes et 16 secondes.

Résultats des tests pour la formulation PCC-SSEP

Pour la formulation PCC-SSEP, les valeurs des principaux indicateurs associés à la construction du graphe représentant le réseau de l'agglomération lyonnaise sont consignées dans la table 3.1.

Modèle	Hétérogène	Homogène
Nombre de séquences insérées dans l'automate	33	1613
Nombre d'états dans l'automate	100	3202
Temps moyen de prétraitement : pour construire l'automate (ms)	21	9047

TABLE 3.1 – Indicateurs associés à la construction du graphe représentant le réseau de l'agglomération lyonnaise pour la formulation PCC-SSEP

Les indicateurs numériques illustrent que la stratégie 2 est assez inefficace par rapport aux stratégies 1 et 3.

L'heuristique A^* semble avoir à peu près le même effet de réduction du nombre d'objets (nœuds et arcs) explorés sur les trois stratégies (-22 à -23 % d'objets explorés). L'heuristique ALT avec 5 nœuds de référence réduit quant à elle de 73 % à 76 % le nombre d'objets explorés selon les stratégies choisies.

Le nombre d'objets explorés comme le temps de calcul sont comparables les stratégies 1 et 3. Cependant, le modèle hétérogène utilisé dans la stratégie 3 présente l'avantage d'avoir un temps de précalcul moins important que le modèle homogène utilisé dans la stratégie 1 pour la construction de l'automate.

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions
1	6583	35269	0	35269
2	28823	0	77356	77356
3	6220	33191	2037	35228

TABLE 3.2 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l'algorithme exact HEAP-DIJKSTRA sur la formulation PCC-SSEP

3.3. Modélisation des mouvements directionnels

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions
1	4790 (-27 %)	27360 (-22 %)	0	27360 (-22 %)
2	20355 (-29 %)	0	59534 (-23 %)	59534 (-23 %)
3	4749 (-24 %)	25730 (-22 %)	1784 (-12 %)	27513 (-22 %)

TABLE 3.3 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l’algorithme HEAP-ASTAR sur la formulation PCC-SSEP et variations de ces valeurs moyennes par rapport à l’algorithme HEAP-DIJK

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions	Temps pré-calcul (ms)
1	1584 (-75 %)	9401 (-73 %)	0	9401 (-73 %)	121829
2	5586 (-81 %)	0	19606 (-76 %)	19606 (-76 %)	613626
3	1663 (-73 %)	8816 (-73 %)	816 (-60 %)	9632 (-73 %)	113657

TABLE 3.4 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l’algorithme HEAP-ALT5 sur la formulation PCC-SSEP et variations de ces valeurs moyennes par rapport à l’algorithme HEAP-DIJK

Résultats des tests pour la formulation PCC-SCP

Pour la formulation PCC-SCP, les valeurs des principaux indicateurs associés à la construction du graphe représentant le réseau de l’agglomération lyonnaise sont consignées dans la table 3.5.

Modèle	Hétérogène	Homogène
Nombre de séquences insérées dans l’automate	33	1613
Nombre d’états dans l’automate	133	4548
Temps moyen de prétraitement : pour construire et insérer l’automate dans le graphe (ms)	28	14454
Taille du graphe résultant	49916 nœuds 124442 arcs	53006 nœuds 136556 arcs

TABLE 3.5 – Indicateurs associés à la construction du graphe représentant le réseau de l’agglomération lyonnaise pour la formulation PCC-SCP

Dans la formulation PCC-SSEP, il était uniquement nécessaire de construire l’automate dans la phase de prétraitement. Ici, il faut en plus l’insérer dans le graphe. Ceci explique que le temps moyen de prétraitement soit plus grand dans la formulation PCC-SCP que dans la formulation PCC-SSEP./

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions
1	10426	43181	0	43181
2	58362	0	100078	100078
3	10412	41497	2087	43584

TABLE 3.6 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l’algorithme HEAP-DIJKSTRA sur la formulation PCC-SCP

Les mêmes tendances que pour la formulation PCC-SSEP sont observées. La formulation PCC-SSEP est plus efficace que la formulation PCC-SCP pour les algorithmes HEAP-DIJK et HEAP-ASTAR, à la fois en termes de nombre d’objets explorés et de

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions
1	7887 (- 24 %)	33334 (- 23 %)	0	33334 (- 23 %)
2	46580 (-20 %)	0	76713 (- 23 %)	76713 (- 23 %)
3	7898 (-24 %)	31950 (- 23 %)	1829 (-12 %)	33778 (-22 %)

TABLE 3.7 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l'algorithme HEAP-ASTAR sur la formulation PCC-SCP et variations de ces valeurs moyennes par rapport à l'algorithme HEAP-DIJK

Stratégie	Temps algorithme (ms)	Nombre expansions nœuds	Nombre expansions arcs	Nombre total expansions	Temps pré-calcul (ms)
1	1562 (-85 %)	9446 (-78 %)	0	9446 (-78 %)	118390
2	5466 (-91 %)	0	19617 (-80 %)	19617 (-80 %)	608443
3	1638 (-84 %)	8813 (-79 %)	816 (-43 %)	9629 (-78 %)	112655

TABLE 3.8 – Valeurs moyennes des différents indicateurs pour l'algorithme HEAP-5ALT sur la formulation PCC-SCP et variations de ces valeurs moyennes par rapport à l'algorithme HEAP-DIJK

temps de calcul. Pour l'algorithme HEAP-ALT5, les formulations PCC-SSEP et PCC-SCP ont des comportements similaires, avec un temps de calcul légèrement plus faible en moyenne pour la formulation PCC-SCP.

3.4 Conclusion

Pour optimiser les itinéraires des modes individuels (marche, vélo, voiture...), la nécessité de modéliser des retards ou des interdictions sur certains mouvements directionnels au niveau des intersections nous a amenés à considérer un problème de plus court chemin avec pénalités associées à certaines séquences d'arcs ou à certaines séquences d'étiquettes attribuées aux arcs. Il découle de l'état de l'art que les pénalités (délais ou interdictions) définies par des séquences de deux arcs ou de deux étiquettes peuvent être prises en considération par les algorithmes classiques de plus court chemin en étiquetant non plus les nœuds, mais les arcs du graphe. Pour des pénalités portant sur des séquences d'au moins trois arcs ou trois étiquettes, cette technique conceptuellement facile à mettre en œuvre ne suffit plus. Il est alors nécessaire d'utiliser une structure d'automate pour modéliser les séquences soumises à un coût. Dans la littérature, le problème des séquences soumises à un coût fini, c'est-à-dire pénalisées mais pas interdites, n'avait à notre connaissance pas été traité.

Nous avons proposé une formulation originale de ce problème (PCC-SSEP) de plus court chemin avec mouvements directionnels pénalisés sur un réseau routier. Le problème a également fait l'objet d'une seconde formulation (PCC-SCP) issue d'une extension d'un problème étudié dans la littérature par Villeneuve et Desaulniers [81]. Du point de vue de la modélisation, nous avons montré que PCC-SSEP était plus adaptée à notre application car, contrairement à PCC-SCP, elle permet d'insérer et de supprimer des points d'intérêt dans le graphe sans modifier l'instance du problème. De plus, PCC-SSEP est moins consommatrice de mémoire puisqu'elle évite d'insérer dans l'automate des séquences redondantes et ne requiert pas la construction explicite du graphe produit, contrairement à la formulation PCC-SCP.

Par ailleurs, nous avons proposé de résoudre les deux formulations du problème au moyen de 3 variantes des algorithmes à fixation d'étiquettes. Les algorithmes ont été testés sur un réseau de grande taille et les résultats numériques montrent que les algorithmes HEAP-ASTAR et HEAP-DIJKSTRA proposés sont plus performants sur la formulation PCC-SSEP en termes de temps de calcul. L'algorithme HEAP-ALT5 semble avoir un comportement quasi similaire sur les deux formulations en termes de temps de calcul et du nombre d'objets explorés. Parmi les trois stratégies d'étiquetage, l'étiquetage des nœuds dans un modèle homogène et l'étiquetage mixte dans un modèle hétérogène ont des performances assez similaires. Le temps de prétraitement nécessaire au modèle hétérogène pour la construction de l'automate reste toutefois plus faible. L'étiquetage des arcs dans un modèle hétérogène apparaît comme une stratégie bien moins efficace que les deux autres sur les exemples testés.

Il faut toutefois souligner que les tests numériques ont été réalisés sur un seul réseau, pour des raisons de disponibilité des données. Il serait nécessaire, pour confirmer les tendances observées, d'étendre les tests en considérant les réseaux de d'autres agglomérations, de topologies différentes.

Nous proposons dans le chapitre suivant d'intégrer la méthode proposée au sein d'un algorithme plus général permettant l'optimisation d'itinéraires multimodaux. En effet, un chemin multimodal est une simple concaténation de chemins monomodaux, dont certains peuvent être des chemins réalisés grâce à un mode individuel utilisant le réseau routier, et nécessitent donc la modélisation de pénalités sur les mouvements directionnels.

Chapitre 4

Optimisation d'itinéraires multimodaux simples ou chaînés

Dans ce chapitre, nous nous intéressons à l'optimisation d'itinéraires dans un contexte multimodal. Une mise en concurrence de l'ensemble des modes disponibles sur la totalité du déplacement est alors nécessaire. Pour cela, on étudie le problème de *chemin multimodal de temps de parcours minimum*, extension du problème étudié au chapitre précédent. Dans ce problème, les solutions réalisables peuvent par exemple combiner un trajet en voiture et un trajet en métro, après stationnement du véhicule dans un parc-relais. Les algorithmes d'optimisation d'itinéraire doivent être capables de prendre en compte des véhicules individuels stationnés en des lieux particuliers du réseau, différents de l'origine du déplacement (ex : optimisation du déplacement retour alors qu'un véhicule privé a été stationné dans un parc-relais au cours du déplacement aller).

Dans un second temps, nous nous intéressons à un problème plus général : l'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements. En effet, les chaînes d'activités des usagers les amènent à effectuer leurs choix de modes et d'itinéraires, non seulement en fonction du déplacement au départ du domicile mais aussi des déplacements suivants. Il est donc nécessaire de leur offrir des outils d'aide à la décision prenant en compte l'ensemble de la chaîne de déplacements à effectuer.

4.1 Optimisation d'un itinéraire multimodal

La modélisation des délais de changement de mode présente de fortes similarités avec la modélisation des délais associés aux mouvements directionnels dans le réseau routier (cf. chapitre 3). Il s'agit en effet dans les deux cas de pénalités ou délais associés à des séquences d'arcs ou d'étiquettes des arcs (étiquette de mode ou étiquette de section associée à l'arc).

Lorsque les délais et interdictions sur les changements de mode sont définis au moyen de séquences de deux modes, on dit qu'il s'agit de contraintes *locales* : seul le dernier mode et le dernier nœud ou le dernier arc du chemin conditionnent les modes qui peuvent être utilisés pour le poursuivre. **Les contraintes sont locales lorsque l'instance du problème précise uniquement les modes que l'utilisateur est prêt à utiliser ainsi que les points où chaque changement de mode est autorisé.**

Lorsque les délais et interdictions sont définis par des séquences de trois modes et

plus, on dit qu'il s'agit de contraintes *globales* : plusieurs des modes précédemment utilisés peuvent conditionner les modes autorisés pour continuer le chemin. Voici quelques exemples de contraintes globales :

- n'utiliser qu'une seule fois le mode *métro* dans chaque chemin solution,
- utiliser une séquence modale prédéfinie, par exemple : *voiture + marche + métro + marche*.

Les techniques de modélisation de contraintes *locales* sur les changements de mode sont similaires à celles utilisées pour les contraintes sur des mouvements directionnels *simples*. De la même manière, les techniques de modélisation de contraintes *globales* sur les changements de mode sont proches de celles utilisées pour les contraintes sur des mouvements directionnels *complexes*. C'est pourquoi nous proposons ici uniquement un rappel de l'état de l'art présenté au chapitre 3, éclairé par quelques précisions sur le problème spécifique de chemin multimodal de temps de parcours minimum.

4.1.1 État de l'art

Modélisation de contraintes locales

Comme pour la modélisation des contraintes sur des mouvements directionnels simples, la modélisation de contraintes locales de changement de mode fait appel à des techniques d'extension du graphe initial G par explosion des nœuds : si plusieurs modes, dont l'ensemble est noté \mathcal{M} , sont autorisés à circuler sur le graphe G , alors l'extension du graphe G consiste à insérer dans le graphe étendu G' :

- un nœud (u, m) , pour chaque nœud $u \in N$ et pour chaque mode m autorisé sur le nœud u ,
- un arc entre deux nœuds (u, m) et (v, m) , s'il existe un arc $(u, v) \in A$ autorisé au mode m : le temps de parcours τ_{uv}^m de cet arc correspond au temps de parcours de l'arc (u, v) avec le mode m ,
- un arc de transfert entre deux nœuds (u, m) et (u, m') , chaque fois que le passage du mode m vers le mode m' est autorisé au nœud u : le temps de parcours de cet arc correspond au temps de transfert du mode m vers le mode m' au nœud u .

Les algorithmes classiques d'étiquetage des nœuds du graphe appliqués sur G' génèrent un chemin multimodal de temps de parcours minimal.

Il faut noter que l'extension peut également être considérée de manière implicite, sans construire réellement le graphe G' . Pour cela, le produit entre le graphe initial G et l'ensemble des modes autorisés \mathcal{M} est réalisé au fur et à mesure de l'étiquetage, les étiquettes étant attribuées à des paires (*nœud, mode*) plutôt qu'à de simples nœuds.

L'outil GraphServer¹ permet de réaliser des calculs d'itinéraires multimodaux, en s'appuyant sur une extension explicite du graphe G sur l'ensemble des modes \mathcal{M} . Par conséquent, plusieurs arcs existent pour représenter une même section de route, chacun étant associé à un mode différent (vélo, marche et voiture par exemple) et la structure de graphe stockée en mémoire est donc assez volumineuse. L'algorithme utilisé est un simple algorithme de Dijkstra appliqué sur le graphe étendu G' . À notre connaissance, aucune évaluation des performances de cette solution logicielle n'existe. Toutefois, on peut déduire de la technique utilisée que la consommation de mémoire sera importante en raison de la grande taille du graphe manipulé. Le temps de calcul risque également

1. bmander.github.com/graphserver/

d'être plus élevé que celui d'un algorithme tenant compte des contraintes de changement de mode de manière implicite, au moyen d'un graphe plus condensé.

Ziliaskopoulos et Wardell [88] ont proposé une modélisation conjointe de contraintes locales sur les changements de mode et de contraintes sur des mouvements directionnels simples : la pénalité $\xi_{uvw}^{mm'}$ désigne un temps de changement de mode (qui peut être infini s'il est interdit) au niveau du nœud v , lorsque l'on arrive avec l'arc (u, v) et le mode m et que l'on repart avec l'arc (v, w) et le mode $m' \neq m$. Leur modélisation part donc du principe que la pénalité de transfert du mode m vers le mode m' au nœud v dépend de l'arc entrant et de l'arc sortant. Lorsque $m = m'$ et lorsque m est un mode individuel, $\xi_{uvw}^{mm'}$ représente la pénalité attribuée au mouvement directionnel entre les arcs (u, v) et (v, w) avec le mode m . La modélisation des changements de mode est donc réalisée grâce à une extension implicite du graphe G sur l'ensemble des modes \mathcal{M} , complétée par un étiquetage des arcs. Afin de diminuer le volume de données stockées, les auteurs ont limité le nombre de modes pouvant desservir un nœud à 8, chaque ligne de transport en commun étant considérée comme un mode distinct. Ceci permet de ne pas stocker inutilement des délais infinis pour les mouvements directionnels et les transferts modaux impossibles. L'étiquetage des arcs permet aux auteurs de trouver un plus court chemin multimodal en tenant compte de pénalités associées aux changements de mode et aux mouvements directionnels. Le problème de plus court chemin associé est considéré dans le cas dynamique non FIFO et n'est donc pas polynomial.

Des contraintes locales de changement de mode ont également été parfois prises en compte au moyen de métaheuristiques. C'est le cas d'Abbaspour et Samadzadegan [3], qui ont proposé un algorithme génétique pour résoudre le problème de plus court chemin multimodal dans un réseau de transport prenant en compte les bus, les métros et la marche à pied. Les chemins sont codés comme des séries de nœuds et de modes associés. Les auteurs montrent que l'algorithme génétique proposé converge. Toutefois, il n'est pas possible de comparer a priori leur résultats à ceux qui pourraient être obtenus au moyen d'une méthode exacte, de type Dijkstra, puisqu'ils ne donnent pas de temps de calcul ni la taille du graphe sur lequel l'algorithme a été testé. Le graphe utilisé est faiblement maillé, la marche à pied ne pouvant être utilisée que pour effectuer une jonction entre deux arrêts proches. Ceci contribue probablement au bon comportement de l'algorithme génétique proposé et on peut s'interroger sur son comportement sur un graphe plus maillé dans lequel le réseau routier, support de la marche à pied, serait représenté en totalité.

Modélisation de contraintes globales

La modélisation de contraintes relatives aux changements de modes définies à une échelle globale est plus complexe et fait généralement appel à des structures d'automates ; le problème correspondant peut être formulé comme un plus court chemin avec contraintes d'étiquettes (PCC-CE). On rappelle que Barrett et al. [9] et Sherali et al. [74] ont été parmi les premiers auteurs à traiter ce problème (cf. paragraphe 3.1.3).

Bielli et al. [13] ont proposé de résoudre le problème dynamique de plus court chemin multimodal comme un plus court chemin avec contraintes d'étiquettes. Le graphe support est partitionné et hiérarchisé : on différencie le réseau urbain du réseau interurbain qui connecte les différents réseaux urbains. Des précalculs de plus courts chemins sont effectués dans chaque sous-réseau entre les nœuds servant d'interface entre les deux niveaux hiérarchiques du graphe. Les contraintes sur le chaînage des modes, appelées dans ce travail les contraintes de *viabilité* d'un chemin, sont définies à l'échelle globale :

le mode *véhicule privé* ne peut être utilisé qu'une seule fois dans un déplacement et toujours à partir de l'origine, les modes *métro* (urbain) et *train* (interurbain) ne peuvent eux aussi être utilisés qu'une seule fois dans le déplacement. Un algorithme de k-plus courts chemins est utilisé pour déterminer des solutions optimales au sens de Pareto pour les deux objectifs suivants : minimisation du temps de parcours et minimisation du nombre de transferts. Les performances de l'algorithme proposé sont testées sur des réseaux de taille modeste : jusqu'à 1000 nœuds et 2830 arcs.

Lozano et Storchi [57] [58] ont également utilisé un produit implicite entre un automate fini déterministe et le graphe initial pour définir les séquences réalisables de modes. Dans leur travail, un chemin est considéré comme réalisable si et seulement s'il ne contient qu'un seul sous-chemin utilisant le mode *métro* et s'il utilise les véhicules privés (*voiture, vélo, moto*) uniquement au départ de l'origine o . L'état d'un chemin est défini par les modes ayant déjà été utilisés depuis le départ de o . On note \mathcal{S} l'ensemble des états de l'automate. Une relation de préférence entre les états de \mathcal{S} est introduite pour indiquer lesquels sont les plus prometteurs en termes de temps de parcours. Un potentiel $\pi_{u,s}$ est associé à chaque couple (u, s) , avec $u \in N$ et $s \in \mathcal{S}$. Un couple (u, s) est dit *dominé* par un couple (u, s') si et seulement si $\pi_{u,s} < \pi_{u,s'}$ et si l'état s est préféré à l'état s' . Il est alors inutile d'étendre un chemin arrivant en (u, s') .

Sherali et al. [75] ont proposé un algorithme pour le plus court chemin dynamique avec à la fois des coûts associés à des mouvements simples et des contraintes d'étiquettes. Il s'agit d'une combinaison de la modélisation des délais associés à des mouvements directionnels simples et de la modélisation des séquences modales autorisées par un automate. L'application visée par les auteurs est proche de la notre, puisqu'il s'agit de résoudre le problème de plus court chemin multimodal avec interdictions ou délais sur certains mouvements directionnels du réseau routier. Toutefois, ils utilisent uniquement des mouvements directionnels simples, alors que nous devons traiter de mouvements directionnels complexes dans notre application.

4.1.2 Représentation du réseau multimodal

Nous avons vu précédemment par quelle structure de graphe modéliser le réseau routier. Nous nous intéressons maintenant à la modélisation du réseau multimodal, dont le réseau routier est un sous-ensemble. Pour cela, nous définissons une structure de graphe représentant l'ensemble des alternatives multimodales possibles, de la manière la plus compacte possible. En effet, la taille importante du réseau routier et du réseau de transport en commun rend nécessaire leur représentation condensée, pour limiter la consommation de mémoire et le temps de calcul des algorithmes appliqués au graphe.

On définit un *trajet* comme un sous-ensemble maximal monomodal d'un déplacement multimodal. Ainsi, on dit qu'un déplacement utilisant la combinaison modale *Voiture + Marche + Métro + Marche* est composé de 4 trajets.

Classification des modes de déplacement

Nous avons souhaité représenter de manière la plus complète possible l'ensemble des alternatives modales qui s'offrent aux usagers des transports dans une agglomération urbaine : transports en commun, véhicules privés (vélo, voiture, moto), véhicules individuels à usage partagé (auto-partage, vélos libre-service, voitures libre-service, taxis) ou la marche, le roller, ... Les modes sont regroupés par catégories définies en fonction

des contraintes qu'introduit leur utilisation sur la suite de l'itinéraire ainsi que de la manière dont leur temps de parcours est estimé.

On note \mathcal{M} l'ensemble des modes de déplacement (cf. figure 4.1). On définit tout d'abord les sous-ensembles \mathcal{M}_I et \mathcal{M}_C qui représentent respectivement les modes de déplacement individuels et les modes de transport en commun. L'offre de transport associée aux modes individuels se différencie de celle des transports en commun par le fait qu'elle n'a ni horaires, ni itinéraires prédéfinis. On appelle *mode* de \mathcal{M}_C , une ligne de transport en commun : une ligne correspond à une séquence donnée d'arrêts qui peut être desservie par un véhicule plusieurs fois dans la journée.

Un mode $m \in \mathcal{M}_I$ peut avoir un temps de parcours soumis aux conditions de trafic, par conséquent défini de manière dynamique (ex : voiture ou moto) ; il peut avoir un temps de parcours insensible aux conditions de trafic, dépendant uniquement de la distance parcourue (ex : marche ou vélo), par conséquent défini de manière statique. On note \mathcal{M}_T l'ensemble des modes individuels dont le temps de parcours est soumis aux conditions de trafic.

Au sein des modes individuels, certains nécessitent la conduite d'un véhicule (ex : voiture, moto ou vélo) et sont donc soumis à des contraintes de stationnement. On note \mathcal{M}_V leur sous-ensemble. La réalisation d'un trajet au moyen d'un mode à contrainte de stationnement nécessite la disponibilité d'un véhicule au départ et d'un stationnement pour ce véhicule à l'arrivée.

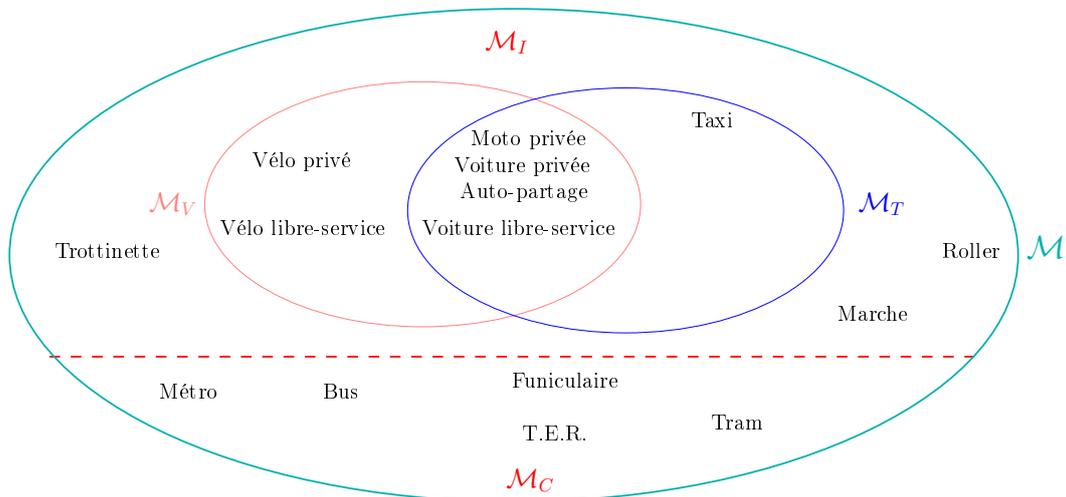


FIGURE 4.1 – Classification des modes

Dans notre application, les contraintes de changement de mode considérées sont *locales*. En effet, dans un calculateur d'itinéraire, l'utilisateur ne souhaite généralement pas imposer *a priori* une séquence modale mais plutôt connaître la meilleure séquence modale réalisable, après avoir spécifié les modes qu'il est prêt à utiliser et la position des véhicules individuels (voiture, vélo...)

Définition du graphe multimodal

Le réseau de transport multimodal peut être représenté comme une superposition de sous-réseaux. Au sous-graphe représentant le réseau routier défini dans le chapitre précédent et noté ici $G_I = (N_I, A_I)$, nous ajoutons maintenant un sous-graphe $G_C = (N_C, A_C)$ représentant le réseau de transport en commun. Celui-ci sert de support aux modes de \mathcal{M}_C . Chaque nœud de G_C correspond à un point d'arrêt et chaque arc correspond à une liaison élémentaire entre deux arrêts. Plusieurs lignes peuvent desservir un même arc, à condition qu'elles appartiennent à la même famille de véhicule (métro, tram, bus, TER, ...) afin que la propriété FIFO sur les temps de parcours soit respectée (les véhicules ne se doublent pas sur un même arc).

Pour chaque arc $e \in A$, l'ensemble $\mathcal{M}(e) \subset \mathcal{M}$ donne les modes autorisés à circuler sur e . Si $e \in A_I$, alors $\mathcal{M}(e) \subset \mathcal{M}_I$. Si $e \in A_C$, alors $\mathcal{M}(e) \subset \mathcal{M}_C$.

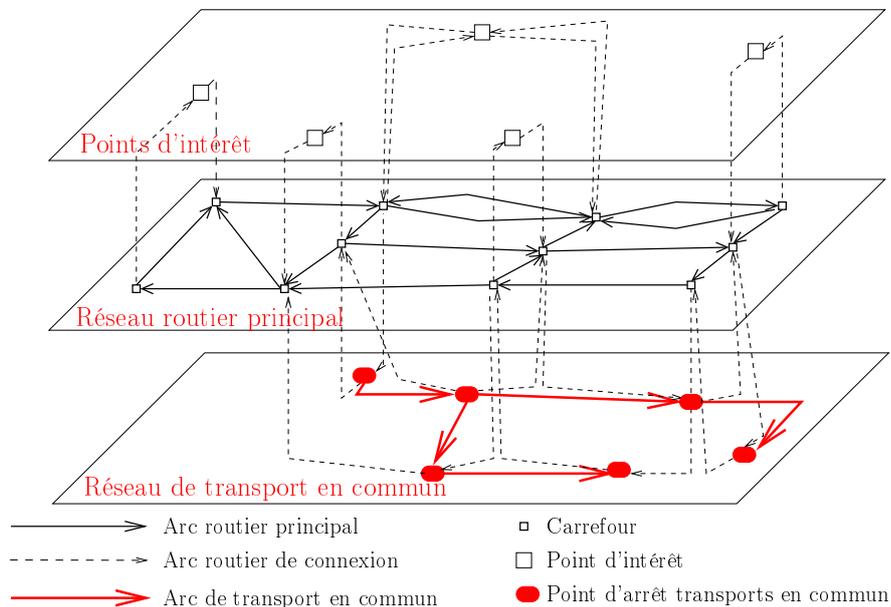


FIGURE 4.2 – Représentation du réseau de transport multimodal par un graphe

Le graphe $G = (N, A)$ représentant le réseau de transport multimodal est donc composé de deux sous-graphes : un sous-graphe de transport individuel G_I et un sous-graphe de transport en commun G_C , les nœuds représentant les arrêts des transports en commun assurant la jonction entre G_C et G_I , puisqu'ils peuvent être atteints au moins par un mode individuel (la marche) et par un mode collectif. Comme les points d'intérêt (cf. chapitre 3), ces nœuds sont reliés au réseau routier principal via des arcs routiers de connexion (cf. figure 4.3). Lors de la fusion des deux sous-graphes, il convient donc de n'insérer qu'une seule fois ces nœuds appartenant à la fois à G_C et à G_I .

Le réseau de transport multimodal est donc modélisé par un *graphe multi-niveaux*. Ce type de structure a été fréquemment utilisé pour représenter les réseaux multimodaux [9] [74], chaque niveau étant généralement associé à un mode de transport et les niveaux étant reliés entre eux afin de représenter les possibles changements de mode.

L'approche choisie ici est un peu différente, puisque chaque niveau sert de support de déplacements à plusieurs modes. L'extension du graphe G sur l'ensemble des modes

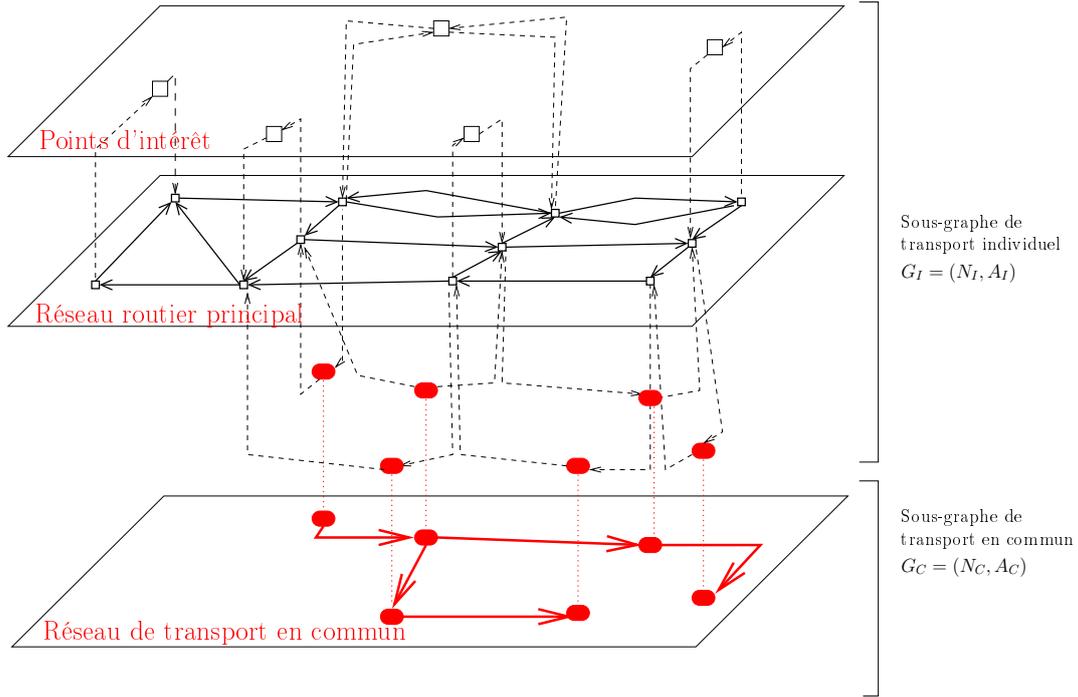


FIGURE 4.3 – Définition des deux sous-graphes du graphe multimodal

\mathcal{M} sera considérée implicitement au moyen de l'étiquetage de paires $(u, m) \in N \times \mathcal{M}$ au lieu de simples nœuds. On a vu dans l'état de l'art que la considération implicite du graphe produit permet de gagner de l'espace mémoire, du temps de calcul et de la souplesse dans la manipulation du graphe.

Définition des temps de parcours et des délais

Les arcs $e \in A_I$ sont munis d'une longueur L_e . On définit pour chaque mode $m \in \mathcal{M}_I$ et pour chaque arc $e \in A_I$, une vitesse moyenne de déplacement V_e^m . Si $m \in \mathcal{M}_T$, on définit également une fonction de vitesse $V_e^m(t)$ constante par morceaux.

Les arcs $e = (u, v) \in A_C$ sont munis d'une série de valeurs $(d_e^i, a_e^i, l_e^i)_{i=1}^{H_e}$ qui désignent respectivement l'heure de départ de u , l'heure d'arrivée en v et le numéro de la ligne pour une connexion réalisée en transport en commun entre deux arrêts u et v .

La fonction dynamique τ_e^m donne, pour tout arc $e \in A$ et pour tout mode $m \in \mathcal{M}$, le temps de parcours de l'arc e avec le mode m . Cette fonction est définie de la manière suivante :

$$\tau_e^m(t) = \begin{cases} \min_{i=1, \dots, H_e} \{a_e^i \mid d_e^i \geq t \text{ et } l_e^i = m\} - t & \text{si } e \in A_C \text{ et } m \in \mathcal{M}_C \\ \frac{L_e}{V_e^m} & \text{si } e \in A_I \text{ et } m \in \mathcal{M}_I \setminus \mathcal{M}_T \\ a_e(t) - t & \text{si } e \in A_I \text{ et } m \in \mathcal{M}_T \\ \infty & \text{sinon} \end{cases}$$

où $a_e(t)$ satisfait l'équation (2.5).

Soit L^m le langage qui définit les séquences d'étiquettes² représentant les mouve-

2. On formule les contraintes sur les mouvements tournants au moyen des étiquettes de section attribuées aux arcs (PCC-SSEP), qui a montré sa supériorité dans le contexte de notre application au cours du chapitre précédent.

ments directionnels soumis à un délai dans le réseau routier pour le mode $m \in \mathcal{M}_I$. On utilise la fonction X_l^m qui donne, pour toute séquence d'étiquettes $l \in L$ et pour tout mode $m \in \mathcal{M}_I$, le délai associé au mouvement directionnel représenté par l avec le mode m .

Comme nous l'avons précisé plus haut, les contraintes relatives aux changements de mode sont locales. L'utilisateur définit uniquement les modes $\mathcal{M}' \subset \mathcal{M}$ qu'il autorise pour réaliser son déplacement ainsi que les véhicules privés disponibles et leur position initiale sur le réseau.

Par ailleurs, les pénalités de changement de mode au niveau d'un nœud u ne varient pas en fonction de l'arc entrant et de l'arc sortant; on suppose par exemple que le transfert d'un véhicule individuel vers la marche dans un ouvrage de stationnement prend le même temps, que l'on arrive et que l'on reparte par un bout ou par l'autre de la rue qui mène à ce parking. Pour cette raison, nous n'associons pas les délais de changement de mode à deux paires (*arc entrant, mode entrant*) et (*arc sortant, mode sortant*) comme c'est le cas dans certains travaux (cf. Ziliaskopoulos et Wardell [88] par exemple), mais à un nœud $u \in N$, un mode entrant $m \in \mathcal{M}$ et un mode sortant $m' \in \mathcal{M}$. On note $\xi_u^{mm'}$ la fonction donnant le délai de passage du mode m au mode m' au nœud $u \in N$.

Deux ensembles $\mathcal{V}_m \subset N$ et $\mathcal{P}_m \subset N$ sont définis pour chaque mode $m \in \mathcal{M}_V$. Ils représentent respectivement les nœuds où un véhicule de mode m est initialement disponible et les nœuds où il est possible de stationner un véhicule de mode m . On a donc $\mathcal{V}_m \subset \mathcal{P}_m$.

Si $m = m'$, $\xi_u^{mm'} \equiv 0$. Sinon, $\xi_u^{mm'}$ représente la somme de deux composantes :

- La première composante correspond au temps nécessaire pour quitter le mode m .
 - Si $m \in \mathcal{M}_V$, elle représente un temps de recherche de stationnement (valeur finie si $u \in \mathcal{P}_m$, infinie sinon).
 - Sinon, elle vaut 0.
- La seconde composante correspond au temps nécessaire pour commencer à utiliser le mode m' .
 - Si $m' \in \mathcal{M}_V$, elle représente un temps de prise en main d'un véhicule (valeur finie si $u \in \mathcal{V}_{m'}$, infinie sinon).
 - Si $m' \in \mathcal{M}_C$, elle représente un temps d'attente minimal exigé à un arrêt de transport en commun pour passer du mode m à la ligne de transport en commun m' . Si $m \in \mathcal{M}_C$, alors il s'agit d'un temps de correspondance entre deux lignes de transport en commun, sinon il s'agit d'un temps d'attente initial minimal, généralement forfaitaire quelle que soit la ligne m' , destiné à fiabiliser le chemin en évitant un transfert "trop serré" vers un mode de transport en commun.
 - Sinon, elle vaut 0.

Si $\xi_u^{mm'} = \infty$, alors le transfert du mode m vers le mode m' est interdit au nœud u .

Si les fonctions τ_e^m , X_l^m et $\xi_u^{mm'}$ sont définies de manière dynamique, on impose qu'elles respectent la propriété FIFO pour des raisons de réalisme ainsi que pour limiter la complexité du problème de plus court chemin associé.

4.1.3 Plus court chemin multimodal

Le problème de plus court chemin multimodal est tout d'abord présenté sans prise en compte des contraintes portant sur les mouvements directionnels pour les modes individuels. Dans un second temps, deux types de contraintes sont considérées conjointement : délais et interdictions portant sur les changements de mode et délais et interdictions portant sur des mouvements directionnels pour les modes individuels. Le problème est présenté dans un premier temps dans le cas statique.

Modélisation des contraintes de changement de mode sans contraintes sur les mouvements directionnels

Le problème de plus court chemin multimodal peut être résolu en utilisant un étiquetage modifié dans lequel des paires (*nœud*, *mode entrant*) sont étiquetées au lieu de simples nœuds. De cette manière, on considère implicitement le produit du graphe G et de l'ensemble des modes $m \in \mathcal{M}$.

Ceci permet de gagner du temps de calcul (construction du graphe) et de l'espace mémoire. L'actualisation du potentiel d'une paire $(v, m') \in N \times \mathcal{M}$ depuis une paire $(u, m) \in N \times \mathcal{M}$ est réalisée grâce à la formule suivante :

$$\pi_{v,m'} \leftarrow \min(\pi_{v,m'}, \pi_{u,m} + \xi_u^{mm'} + \tau_{uv}^{m'}) \quad (4.1)$$

Si la pénalité ξ dépendait des arcs entrant et sortant, cette stratégie d'actualisation pourrait conduire à des solutions sous-optimales et il serait alors nécessaire d'étiqueter les arcs au lieu des nœuds. Ici la pénalité ξ dépend uniquement des modes entrant et sortant et du nœud u sur lequel le changement de mode se produit. On sait donc qu'un chemin optimal ne peut comporter plusieurs fois le même couple (u, m) . Par conséquent, la mise à jour des potentiels réalisée selon 4.1 conduit bel et bien à une solution optimale.

L'objectif du problème est de trouver un chemin multimodal (concaténation de chemins monomodaux) entre deux nœuds o et d du graphe G , ayant un temps de parcours minimal. Pour résoudre ce problème, un nœud destination fictif d' est ajouté dans N_I , ainsi qu'un arc $(d, d') \in A_I$ de temps de parcours nul. Sur cet arc, seule la marche (notée m_0) est autorisée. On attribue à cet arc un temps de parcours nul. L'algorithme cherche alors un plus court chemin entre (o, m_0) et (d', m_0) , plutôt que (d, m) , où m serait un mode quelconque (cf. figure 4.4). Ceci permet de s'assurer que l'ensemble des véhicules individuels ont été stationnés au plus tard au niveau du nœud d et que leur temps de recherche de stationnement a été pris en compte dans le temps de parcours du chemin.

Modélisation conjointe des contraintes de changement de mode et des contraintes sur les mouvements directionnels

Puisque parmi les modes de \mathcal{M} , des modes individuels sont utilisés, il est nécessaire de prendre en compte d'éventuelles contraintes sur les mouvements directionnels pour ces modes. Pour cela, nous faisons appel à la modélisation proposée dans le chapitre précédent. Si la formulation PCC-SSEP est utilisée, alors des triplets (*nœud*, *mode*, *état*) ou (*arc*, *mode*, *état*) sont étiquetés par l'algorithme, selon le modèle retenu (homogène ou hétérogène). La pénalité associée à une séquence d'étiquette l parcourue avec le mode m est notée X_l^m . On note L l'ensemble des séquences faisant l'objet d'une

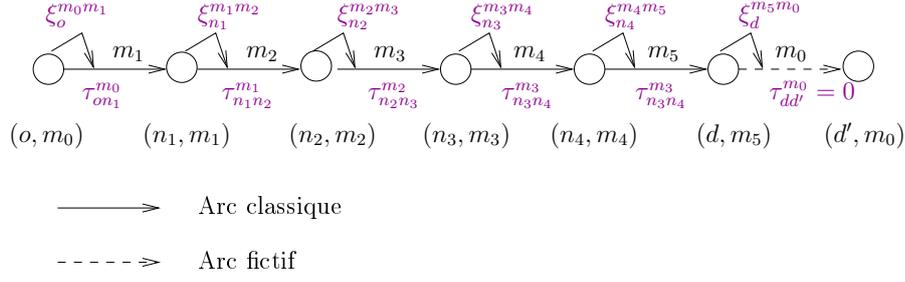


FIGURE 4.4 – Exemple de chemin multimodal

pénalité pour au moins un des modes $m \in \mathcal{M}_I$ et $L^m \subset L$ l'ensemble des séquences faisant l'objet d'une pénalité pour le mode $m \in \mathcal{M}_I$. L'automate reconnaissant L est représenté par le graphe \mathcal{A}_L et défini par :

- un ensemble d'états \mathcal{S} ,
- un alphabet Σ ,
- un état initial $s_0 \in \mathcal{S}$,
- un état nul $\nu \in \mathcal{S}$,
- un ensemble d'états finaux pour chaque mode $m \in \mathcal{M}_I : \mathcal{S}_f(m) \subset \mathcal{S}$,
- une fonction de transition : $\Delta : \mathcal{S} \times \mathcal{M} \times \Sigma \longrightarrow \mathcal{S}$,
- une fonction de pénalité : $\zeta : \mathcal{S} \times \mathcal{M} \longrightarrow \mathbf{N}$.

On note $E(s)$ l'expression régulière associée à l'état s . On a :

$$E(s) \in L^m \Leftrightarrow s \in \mathcal{S}_f(m)$$

On définit la fonction de pénalité de la manière suivante :

$$\zeta(s, m) = \begin{cases} X_{E(s)}^m & \text{si } s \in \mathcal{S}_f(m) \\ 0 & \text{sinon} \end{cases} \quad (4.2)$$

L'algorithme d'étiquetage est donné ici pour le cas où l'on étiquette vers l'avant des triplets (*nœud*, *mode*, *état*) pour trouver un plus court chemin entre $o \in N$ et $d \in N$. Il retourne un chemin multimodal p et le temps de parcours τ associé.

Algorithme PCC_statique_avant(o, d) $\rightarrow (p, \tau)$

$\pi_{u, m, s} \leftarrow \infty, \forall u \in N, \forall m \in \mathcal{M}, \forall s \in \mathcal{S}$

$\pi_{o, m_0, s_0} \leftarrow 0$

$Q \leftarrow Q \cup \{(o, m_0, s_0)\}$

$(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$

While ($u \neq d'$)

$Q \leftarrow Q \setminus \{(u, m, s)\}$

For all $v \in \delta^+(u)$,

For all $m' \in \mathcal{M}((u, v))$ (*)

If ($\Delta(s, m', \epsilon_{uv}) \neq \nu$) $s' \leftarrow \Delta(s, m', \epsilon_{uv})$

Else $s' \leftarrow \Delta(s_0, m', \epsilon_{uv})$ **EndIf**

If ($s \neq s'$) $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'} + \zeta(s, m)$

Else $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'}$ **EndIf**

If $\pi_{v, m', s'} > \pi_{u, m, s} + \xi_u^{m m'} + c$

```

     $\pi_{v,m',s'} \leftarrow \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$ 
    If  $((v, m', s') \notin Q)$   $Q \leftarrow Q \cup \{(v, m', s')\}$  EndIf
EndIf
EndFor
EndFor
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
EndWhile

```

où $\text{minLabel}(Q)$ retourne le triplet (u, m, s) de Q de valeur $\pi_{u,m,s}$ minimale et $\zeta(s, m)$ désigne la pénalité de sortie de l'état $s \in \mathcal{S}$ avec le mode m .

Variantes des algorithmes d'étiquetage

Nous proposons ici différentes variantes sur l'algorithme de base présenté ci-dessus. Ces variantes seront notamment utiles pour l'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements. Les principes des variantes sont donnés ici, la réécriture des algorithmes est proposée en annexe (annexe D.3).

- Il est possible d'imposer que le chemin solution se termine avec un véhicule de mode $\hat{m} \in \mathcal{M}_V$ disponible en d . Pour cela, nous empêchons l'étiquetage du nœud d avec un mode $m \neq \hat{m}$. L'algorithme étiquette donc un triplet (v, m', s') seulement si le test suivant est vrai : $(v \neq d \text{ ou } m' = \hat{m})$ (test à introduire après la ligne (*) de l'algorithme précédent). L'algorithme correspondant est appelé avec un troisième paramètre qui donne le mode \hat{m} : $\text{PCC_statique_avant}(o, d, \hat{m})$.
- Il est également possible d'obtenir un arbre de plus courts chemins entre un nœud o et un ensemble de nœuds $W \subset N$. Dans ce cas, l'algorithme est appelé ainsi : $\text{PCC_statique_avant}(o, W)$. Pour traiter ce problème, des nœuds w' et des arcs (w, w') fictifs de temps de parcours nul sont insérés pour chaque nœud destination $w \in W$. Chaque fois qu'un nœud fictif w' est retiré de Q , le nœud w associé est retiré de W . La condition d'arrêt de l'algorithme devient : $(W = \emptyset)$.
- De la même manière que pour un plus court chemin avec une seule destination, il est possible d'imposer à l'algorithme qu'un véhicule de mode $\hat{m} \in \mathcal{M}_V$ soit disponible à la fin de chaque chemin entre o et un nœud $w \in W$. L'étiquetage d'un triplet (v, m', s') ne doit alors être réalisé que si le test suivant est vrai : $(v \notin W \text{ ou } m' = \hat{m})$. L'algorithme correspondant est appelé par : $\text{PCC_statique_avant}(o, W, \hat{m})$.

Les quatre versions de l'algorithme d'étiquetage vers l'avant pour le problème de plus court chemin multimodal peuvent facilement être adaptées à un étiquetage vers l'arrière, en inversant le sens de parcours du graphe. Les appels correspondants sont :

- $\text{PCC_statique_arriere}(d, o)$,
- $\text{PCC_statique_arriere}(d, o, \hat{m})$,
- $\text{PCC_statique_arriere}(d, W)$,
- $\text{PCC_statique_arriere}(d, W, \hat{m})$.

Pour les mêmes raisons que précédemment, lors d'un étiquetage vers l'arrière, un nœud origine fictif $o' \in N_I$ doit être ajouté, ainsi qu'un arc fictif $(o', o) \in A_I$ de temps

de parcours nul sur lequel uniquement la marche est autorisée. On étiquette alors le graphe de (d, m_0) vers (o', m_0) . Ceci garantit que les éventuels véhicules utilisés à partir du nœud o étaient effectivement disponibles et que leur temps de prise en main a bien été pris en compte dans le temps de parcours du chemin.

Extension à des temps de parcours et des délais dynamiques

L'extension au cas dynamique est quasi immédiate, à condition que les temps de parcours et les délais soient donnés par des fonctions FIFO. Dans ce cas, des algorithmes similaires à ceux développés pour le cas statique peuvent être utilisés et leur complexité reste similaire à celle observée dans le cas statique. Le nombre de triplets (*nœud*, *mode*, *état*) ou (*arc*, *mode*, *état*) examinés reste en effet borné par une fonction polynomiale de $|N|$, $|\mathcal{S}|$ et $|\mathcal{M}|$.

L'extension dynamique du problème de plus court chemin présenté ci-dessus amène, comme dans le chapitre précédent, à considérer deux problèmes différents : le problème d'*arrivée au plus tôt* et le problème de *départ au plus tard*. Pour le problème d'arrivée au plus tôt, un étiquetage vers l'avant est appliqué. Pour le problème de départ au plus tard, l'étiquetage doit être appliqué depuis la destination vers l'arrière, c'est-à-dire en parcourant les arcs de leur nœud final vers leur nœud initial.

Les huit variantes de l'algorithme (quatre dans chaque sens d'étiquetage) sont appelées dans un contexte dynamique en ajoutant un paramètre t , qui donne l'heure de départ souhaitée lorsqu'on étiquette le graphe vers l'avant et l'heure d'arrivée souhaitée lorsqu'on étiquette le graphe vers l'arrière (cf. annexe D.3).

Dès que des modes collectifs ($\in \mathcal{M}_C$) sont pris en compte, la résolution des problèmes de départ au plus tard ou d'arrivée au plus tôt nécessite d'appliquer l'étiquetage une fois dans chaque sens, en raison de la discrétisation événementielle du temps résultant de la définition des temps de parcours au moyen des horaires de passage.

Ceci permet, lorsque :

- $t < t'$,
- $\text{PCC_statique_avant}(o, d, t) \rightarrow (p, \tau)$,
- $\text{PCC_statique_avant}(o, d, t') \rightarrow (p', \tau')$,
- $t + \tau = t' + \tau'$,

de ne pas conseiller à l'utilisateur de partir avant $t^* = \max\{t' | t + \tau = t' + \tau'\}$.

Pour résoudre les deux problèmes dynamiques on procède alors de la façon suivante :

- *problème d'arrivée au plus tôt* : recherche de l'heure d'arrivée au plus tôt h_a pour un départ de o à l'instant t (étiquetage vers l'avant), puis de l'heure de départ au plus tard de o pour arriver en d à l'instant h_a (étiquetage vers l'arrière) ;
- *problème de départ au plus tard* : recherche de l'heure h_d de départ de o au plus tard pour arriver en d à l'instant t (étiquetage vers l'arrière), puis de l'heure d'arrivée au plus tôt en d pour un départ de o à l'instant h_d (étiquetage vers l'avant).

4.2 Optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements

Comme nous l'avons vu dans le chapitre 1, les déplacements urbains sont souvent enchaînés au cours d'une journée et forment des boucles au départ du domicile. Ces déplacements correspondent souvent à des chaînes activités dont l'ordre ne peut être modifié (ex : déposer les enfants à l'école, aller au travail, repasser chercher les enfants à l'école, rentrer chez soi). Dans cette situation, il est nécessaire d'optimiser une série de chemins interconnectés, desservant une liste ordonnée de nœuds, chaque chemin possédant une contrainte horaire fixant l'heure de départ ou l'heure d'arrivée souhaitée pour le déplacement. Dans le cas monomodal, ce problème peut être résolu par une optimisation séquentielle des chemins associés à chaque déplacement et par une concaténation des résultats obtenus. Lorsque la variante multimodale est considérée, le principe de la programmation dynamique selon lequel une chaîne de déplacements optimaux est composée d'une concaténation de chemins optimaux, n'est plus respecté. En effet, des contraintes supplémentaires sur les modes de transport utilisés lient entre eux les différents déplacements et il faut utiliser des méthodes optimisant la chaîne de manière globale.

4.2.1 État de l'art

Nous faisons ici un état de l'art des travaux ayant traité de problèmes de plus courts chemins chaînés.

Le problème de *tour de temps de parcours minimum* a été étudié dans un contexte monomodal et statique par Festa [37]. Dans ce problème, des ensembles de nœuds E_1, E_2, \dots, E_k sont définis. L'objectif est alors de trouver une séquence de chemins interconnectés C_1, C_2, \dots, C_k telle que chaque chemin C_i soit un plus court chemin entre un nœud $n_i \in E_i$ et un nœud $n_{i+1} \in E_{i+1}$ et telle que le temps de parcours cumulé de l'ensemble des chemins qui composent la séquence soit minimum.

Bérubé et al. [19] ont étudié un problème dynamique de chemin de temps de parcours minimum desservant une séquence fixée de nœuds dans le contexte d'une application de planification de voyages. Une liste de villes, un temps minimal de séjour dans chaque ville ainsi qu'un coût du séjour par unité de temps dans chaque ville sont donnés. L'objectif est alors de déterminer un plan de voyage qui permette de desservir l'ensemble des villes en y restant au moins le temps minimum spécifié, en minimisant le coût total du voyage, composé du coût des trajets entre les villes et du coût de séjour dans chacune d'elles. Dans ce problème, l'ordre de visite des villes est défini a priori, ce qui le différencie d'un problème de voyageur de commerce. L'algorithme proposé résout séquentiellement les sous-problèmes de plus court chemin entre deux villes consécutives au moyen d'un algorithme à fixation d'étiquettes.

Baumann et al. [10] ont mis en évidence la nécessité d'optimiser globalement les aller-retours dans un contexte multimodal sans toutefois proposer de méthode de résolution pour ce problème. En effet, lorsqu'un véhicule privé est utilisé au cours du trajet aller, le lieu de stationnement de ce véhicule introduit une contrainte sur le trajet retour qu'il faut prendre en compte. Nous avons étudié le problème de plus court chemin multimodal aller-retour dans [16]. Nous avons également présentée la généralisation de ce problème dans [15]. Nous proposons ici de formaliser et d'étendre les méthodes évoquées dans ces deux publications pour le problème de chaîne de temps de

parcours minimum dans un contexte multimodal. Les méthodes proposées sont testées ici numériquement.

4.2.2 Classification des modes

Au sein de l'ensemble des modes individuels, nous avons précédemment défini le sous-ensemble des modes à contraintes de stationnement (\mathcal{M}_V). Lorsque l'on considère l'optimisation de plusieurs déplacements multimodaux successifs, il est nécessaire de distinguer également parmi les modes appartenant à \mathcal{M}_V :

- **ceux dont l'usage est limité à un seul déplacement** : c'est généralement le cas des véhicules en libre-service permettant les allers simples, en raison du coût relativement important de la location longue durée³ et de la forte densité de stations qui ne rend pas nécessaire pas de conserver le véhicule d'un déplacement sur l'autre ; on note M_V^U leur sous-ensemble ;
- **ceux dont l'usage peut s'étendre sur plusieurs déplacements de la chaîne** : c'est notamment le cas des véhicules privés et des véhicules partagés permettant uniquement des locations en boucle ; on note M_V^P leur sous-ensemble (cf. figure 4.5).

L'utilisation d'un mode appartenant à M_V^P introduit des contraintes d'un déplacement sur l'autre, le véhicule devant être finalement ramené à un point de stationnement déterminé a priori (lieu de location pour un véhicule partagé ou domicile pour un véhicule privé). Nous exposons dans la suite de ce chapitre la façon de traiter le problème d'optimisation associé.

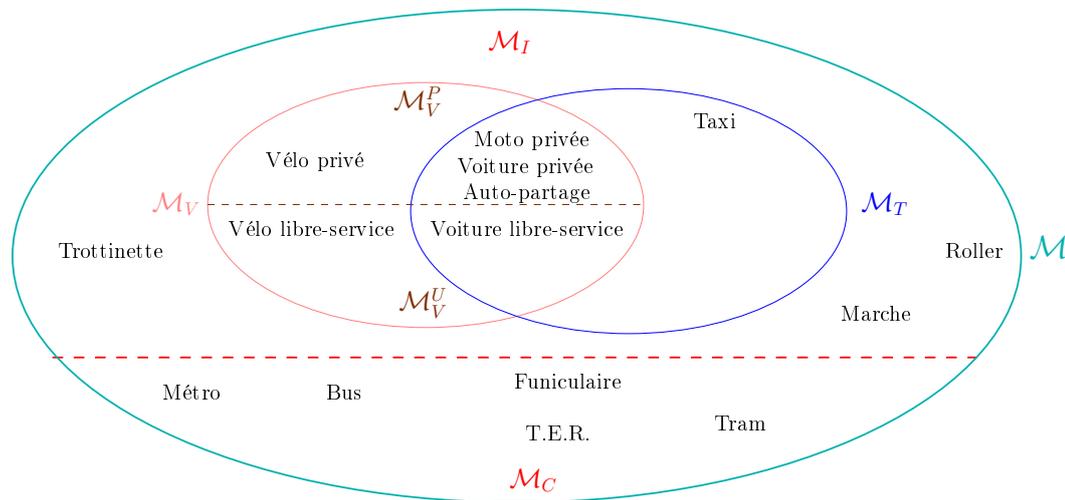


FIGURE 4.5 – Classification des modes de transport

3. A Lyon, par exemple, le système tarifaire du réseau Vélo'V repose sur la gratuité de la première demi-heure, le tarif des demi-heures suivantes incitant les usagers à n'emprunter le vélo que pour un unique trajet en le remettant en station dès l'arrivée à proximité de la destination. Ceci permet d'assurer une bonne rotation des vélos.

4.2.3 Chaîne multimodale de temps de parcours minimal

La résolution du problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimal apporte une aide à la décision sur le choix de mode et d'itinéraire afin de répondre à une préoccupation importante de l'utilisateur : passer le moins de temps possible dans les transports à l'échelle de plusieurs déplacements successifs.

Dès que l'utilisateur utilise un véhicule privé ou un véhicule partagé à usage en boucle, le choix du stationnement de ce véhicule à la fin de chaque étape aura une influence sur le temps de parcours des étapes suivantes.

On appelle *chaîne multimodale* toute série ordonnée de déplacements multimodaux interconnectés. On appelle *boucle multimodale* une chaîne multimodale dans laquelle l'origine du premier déplacement et la destination du dernier déplacement sont identiques.

Nous cherchons à optimiser une chaîne multimodale composée de M déplacements, définis par une série ordonnée de $M + 1$ nœuds. Une contrainte horaire est fixée pour chaque déplacement, elle porte soit sur l'heure de départ (problème d'arrivée au plus tôt), soit sur l'heure d'arrivée (problème de départ au plus tard) souhaitée par l'utilisateur. L'objectif est de minimiser le temps de parcours total de la chaîne, en respectant les contraintes horaires de chaque déplacement. Nous proposons dans ce paragraphe une méthode exacte pour résoudre ce problème. De manière à diminuer sa complexité, nous supposons toutefois qu'au plus un véhicule dont l'usage peut s'étendre sur plusieurs étapes est utilisé durant toute la chaîne. On note $\hat{m} \in \mathcal{M}_V^P$ ce mode.

Notations Soit p un chemin multimodal réalisable utilisant au maximum un mode $\hat{m} \in \mathcal{M}_V^P$. On note $I(p)$ le nœud du graphe correspondant à la position du véhicule associé au mode \hat{m} avant le parcours de p et $F(p)$ celui correspondant à sa position une fois le chemin p parcouru.

Une chaîne multimodale composée de M chemins $(p_k)_{k=1}^M$ est réalisable si et seulement si :

$$I(p_{k+1}) = F(p_k), \forall k = 1, \dots, M - 1 \quad (4.3)$$

c'est-à-dire si la position à laquelle le véhicule de mode \hat{m} est stationné à la fin d'un chemin p_k correspond à la position initiale de ce véhicule dans le chemin p_{k+1} . On appelle cette contrainte la *connectivité des déplacements*. Elle ne signifie pas forcément que le mode \hat{m} sera utilisé dans chaque chemin p_k . Si ce n'est pas le cas pour un chemin p_k , on a $I(p_k) = F(p_k)$.

Définition du problème et principe général de résolution

Nous définissons dans un premier temps le problème de chaîne de temps de parcours minimum dans un contexte statique. Le même problème sera étudié dans un second temps dans un contexte dynamique. On utilise les notations \mathcal{P}_m et \mathcal{V}_m définies dans le paragraphe 4.1.2 qui désignent respectivement l'ensemble des nœuds où le stationnement d'un véhicule de mode m est possible et l'ensemble des nœuds où un véhicule de mode m est initialement disponible. Le problème peut alors être formulé ainsi :

CHAÎNE MULTIMODALE DE TEMPS DE PARCOURS MINIMUM (CMTPM)

INSTANCE

- Un vecteur de noeuds $(n_k)_{k=1}^{M+1} \subset N$
- Un mode $\widehat{m} \in M_V^P$
- $P_1, P_{M+1} \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$, resp. nœud initial et nœud final souhaités pour le stationnement du véhicule de mode \widehat{m}

SOLUTION

Une chaîne multimodale réalisable $(p_k)_{k=1}^M$ telle que :

- $\forall k = 1, \dots, M$, p_k est un chemin multimodal réalisable entre n_k et n_{k+1} ,
- $I(p_1) = P_1$ et $F(p_M) = P_{M+1}$.

MESURE

$\sum_{k=1}^M \tau_{p_k}$ où τ_p désigne le temps de parcours d'un chemin multimodal p .

Remarquons que pour une boucle de déplacements, on a $n_1 = n_{M+1}$. Dans ce cas, on souhaite généralement le retour du véhicule privé à son point de stationnement initial et on a donc également $P_1 = P_{M+1}$.

La figure 4.6 présente un exemple de solution réalisable pour un problème de boucle multimodale à 4 déplacements ($n_1 = n_5$ et $P_1 = P_5$) et 7 points possibles de stationnement pour le véhicule de mode $\widehat{m} \in \mathcal{M}_V^P$. Cet exemple pourrait par exemple correspondre à la chaîne d'activités suivante :

1. être au travail à 8h,
2. rendez-vous professionnel à l'extérieur à 15h,
3. récupérer les enfants à l'école à 17h,
4. rentrer au domicile à partir de 17h.

Pour les trois premiers déplacements, les contraintes d'horaire portent sur la destination (problème de *départ au plus tard*), tandis que pour le dernier, la contrainte porte sur l'origine (problème d'*arrivée au plus tôt*).

L'application d'un processus de programmation dynamique sur ce problème consisterait à optimiser la première étape, c'est-à-dire trouver le chemin de temps de parcours minimal entre n_1 et n_2 pour le nœud initial de stationnement P_1 fixé par l'instance. On pourrait alors en déduire un nœud de stationnement final optimal P_2 qui serait utilisé comme nœud de stationnement initial pour l'étape suivante etc. Un tel schéma de résolution suppose que le principe d'optimalité est respecté, la position initiale du véhicule étant systématiquement imposée par les étapes précédentes de résolution. Or, en pratique, l'application de ce principe peut générer une solution globale sous-optimale. En effet, le choix d'un point de stationnement à la fin d'un déplacement influence le temps de parcours des autres déplacements. Par conséquent, il peut être souhaitable de choisir une solution sous-optimale pour un des déplacements pour diminuer le temps de parcours global de la chaîne. La résolution du problème doit donc être globale, c'est-à-dire considérer conjointement l'ensemble des déplacements de la chaîne.

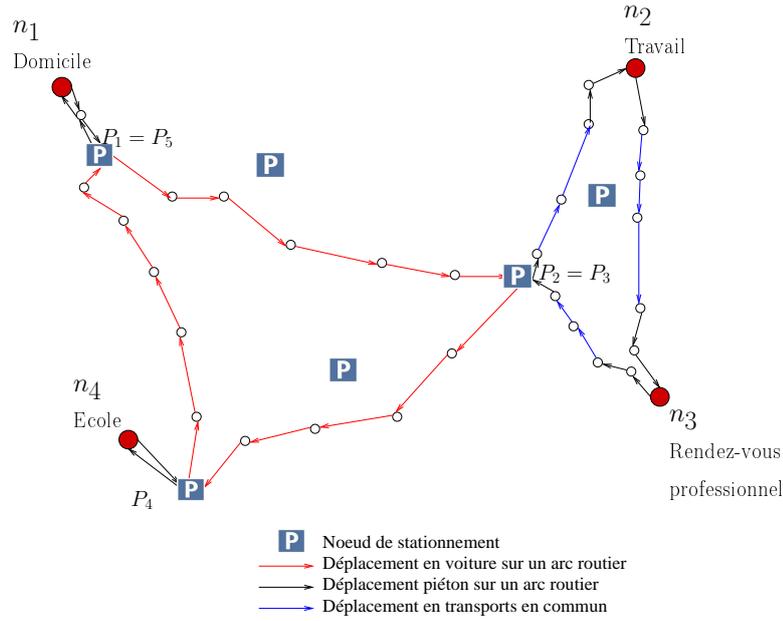


FIGURE 4.6 – Exemple de solution réalisable pour le problème de boucle multimodale de temps de parcours minimum

Baumann et al. [10] mettent en évidence ce phénomène sur un aller-retour. Ils montrent sur un exemple que le choix d'un parc relais optimal pour le trajet aller peut faire perdre du temps au retour, le temps de parcours entre deux nœuds du graphe étant variable en fonction du sens de parcours et de l'heure de départ. Nous généralisons le problème posé par Baumann et al. au cas d'une chaîne composée d'un nombre $M > 2$ d'étapes et nous proposons une méthode de résolution pour ce problème dans le cas statique. Nous étendons ensuite la méthode afin de traiter le cas dynamique.

Pour chaque étape k , nous avons besoin de connaître le plus court chemin multimodal entre n_k et n_{k+1} , noté p_{uv}^k , pour chaque paire $(u, v) \in \mathcal{P}_{\hat{m}} \times \mathcal{P}_{\hat{m}}$ de nœuds de stationnement initial et final possibles pour le véhicule de mode $\hat{m} \in \mathcal{M}_V^P$. Quand ces chemins sont tous déterminés, résoudre le problème de chaîne multimodale de coût minimal consiste à résoudre le problème d'optimisation suivant : choisir pour chaque déplacement k , des nœuds u et v qui respectent la contrainte de connectivité des déplacements pour la chaîne ainsi formée, l'objectif étant de minimiser la somme des temps de parcours des chemins p_{uv}^k choisis. Ce problème est lui-même un problème de plus court chemin sur un nouveau graphe \hat{G} , appelé *graphe de connectivité* et construit ainsi :

- Ajouter deux nœuds $N_{P_1}^1$ et $N_{P_{M+1}}^{M+1}$ dans \hat{G} .
 $\forall u \in \mathcal{P}_{\hat{m}}, \forall k = 2, \dots, M$, ajouter un nœud N_u^k dans \hat{G} .
- $\forall u, v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}, \forall k = 2, \dots, M - 1$, ajouter un arc entre N_u^k et N_v^{k+1} .
 $\forall u \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$, ajouter un arc entre $N_{P_1}^1$ et N_u^2 , et entre N_u^M et $N_{P_{M+1}}^{M+1}$.

Le graphe de connectivité associé à l'instance présentée dans la figure 4.6 est donné par la figure 4.7. Dans \hat{G} , Un arc (N_u^k, N_v^{k+1}) représente un chemin optimal entre n_k et n_{k+1} dans G avec le véhicule de mode \hat{m} initialement stationné en $u \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$ et finalement stationné en $v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$. Son coût dans \hat{G} est donné par le temps de parcours τ_{uv}^k du che-

min p_{uv}^k qu'il représente dans G . **Résoudre le problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimal consiste alors à trouver le plus court chemin entre $N_{P_1}^1$ et $N_{P_{M+1}}^{M+1}$ dans \widehat{G} .** Pour cela, il n'est a priori pas nécessaire de connaître absolument tous les coûts des arcs de \widehat{G} , c'est-à-dire de calculer les chemins optimaux p_{uv}^k pour tous les $k = 1, \dots, M$ et pour tous les $u, v \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$. En effet, si on applique un algorithme à fixation d'étiquettes sur \widehat{G} pour trouver le plus court chemin entre $N_{P_1}^1$ et $N_{P_{M+1}}^{M+1}$, la recherche s'arrête dès que le nœud $N_{P_{M+1}}^{M+1}$ a été exploré. Par conséquent, tous les arcs de \widehat{G} ne sont pas nécessairement parcourus. Afin d'économiser du temps de calcul, le coût d'un arc de \widehat{G} n'est calculé que lorsque cela est nécessaire, au fur et à mesure de l'avancée du processus d'étiquetage. Ainsi, la recherche de plus court chemin sur \widehat{G} devient le **problème principal**, tandis que la recherche de plus court chemin sur G devient un **sous-problème**.

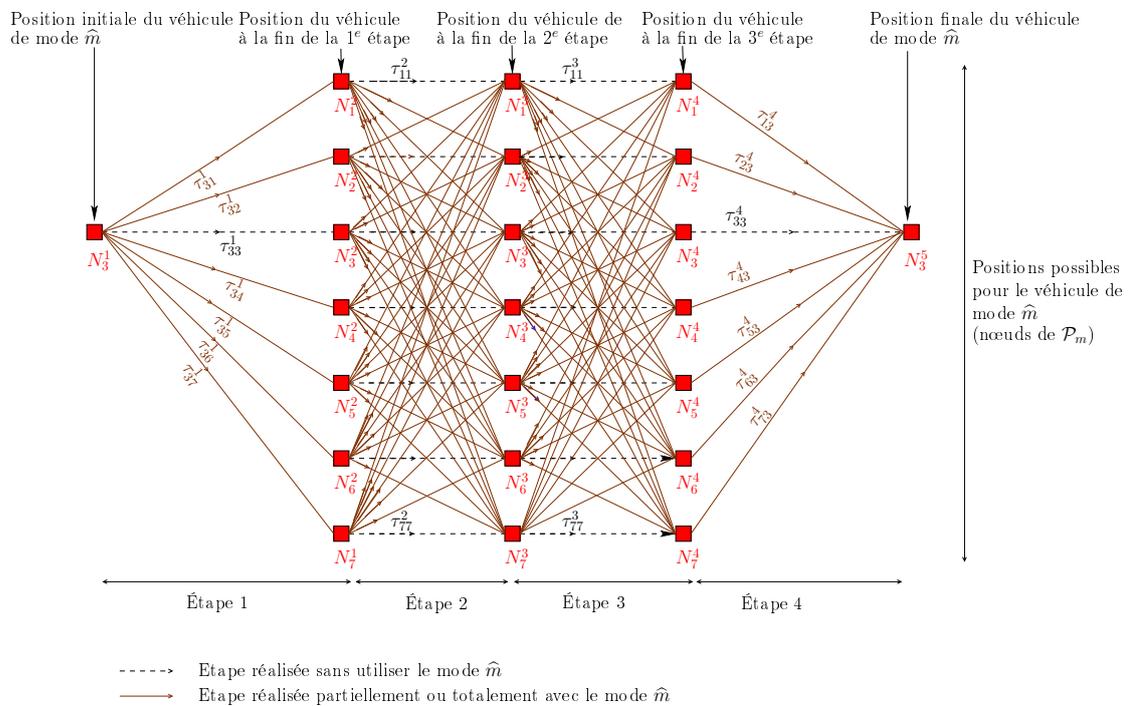


FIGURE 4.7 – Exemple de graphe de connectivité pour 4 étapes et 7 nœuds de stationnement

Résolution du sous-problème

Le processus de résolution du sous-problème utilise et combine deux procédures fondamentales appelées A et B.

La procédure A cherche, pour une origine o , une destination d et une position initiale $u \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$ du véhicule de mode \widehat{m} , les $|\mathcal{P}_{\widehat{m}}|$ plus courts chemins de o à d ayant chacun pour nœud de stationnement final du véhicule de mode \widehat{m} un des nœuds de $\mathcal{P}_{\widehat{m}}$. Elle est illustrée dans la figure 4.8.

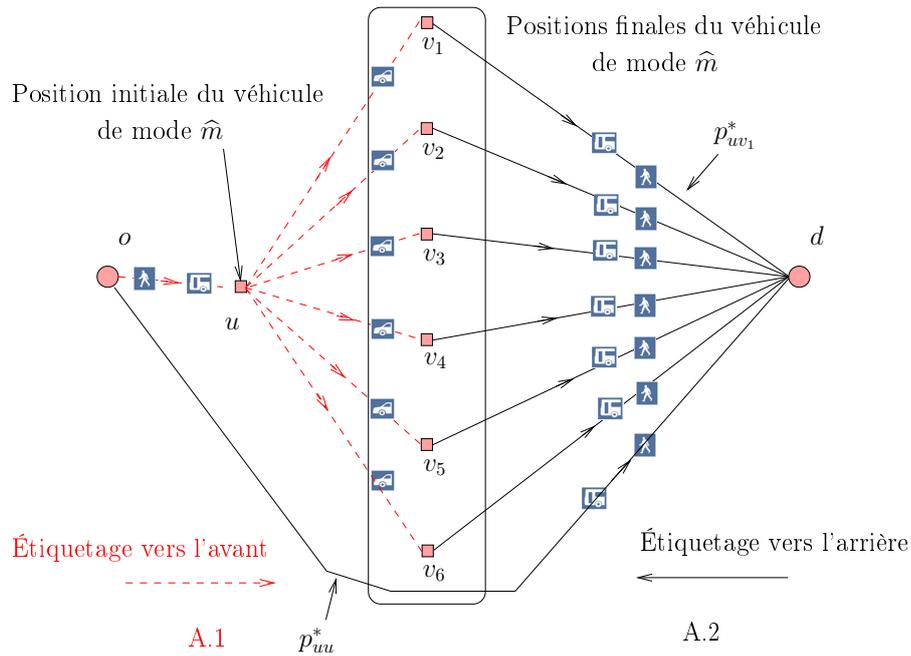
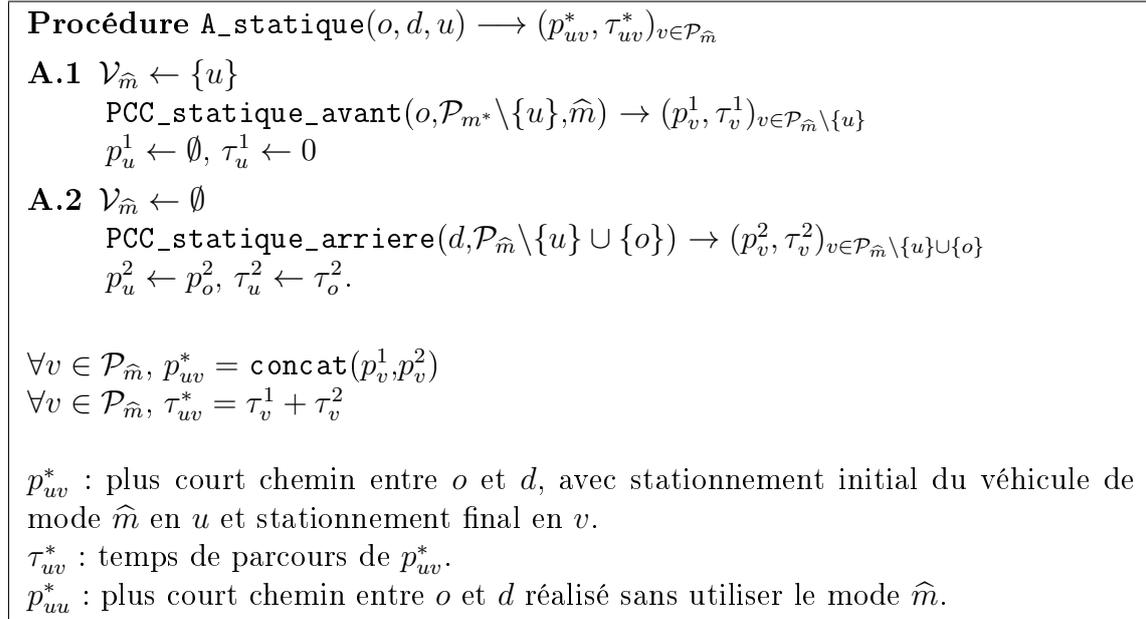


FIGURE 4.8 – Représentation schématique de la procédure A

La procédure B cherche pour une origine o , une destination d , un nœud initial de stationnement $u \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$ et un nœud final de stationnement $v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$, le plus court chemin entre o et d . Elle est illustrée dans la figure 4.9.

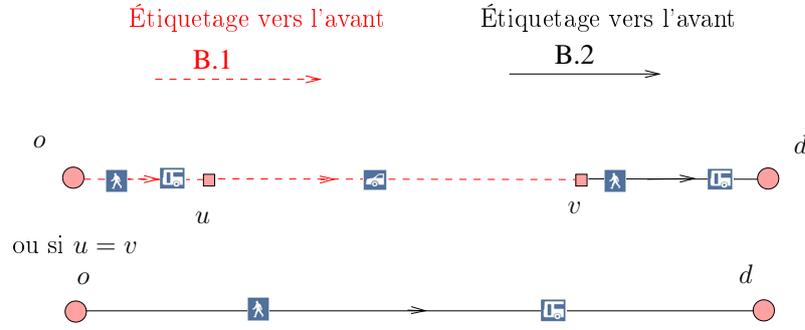
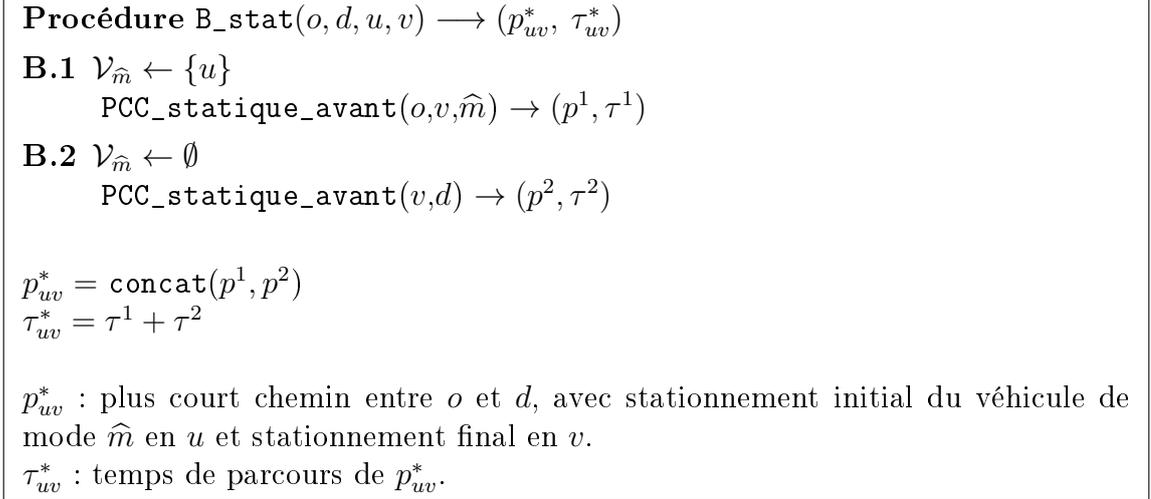


FIGURE 4.9 – Représentation schématique de la procédure B

Les procédures A et B sont composées chacune de deux sous-procédures qui, dans le cas statique, peuvent facilement être parallélisées, puisqu'elles sont totalement autonomes.

Résolution du problème principal

Pour résoudre le problème principal, on utilise un algorithme classique à fixation d'étiquettes avec une file de priorité structurée sous la forme d'un tas binaire.

L'exploration d'un nœud N_u^k , $k < M$ par l'algorithme d'étiquetage nécessite l'application de la procédure A avec les paramètres (n_k, n_{k+1}, N_u^k) , qui renvoie $(p_{uv}^k, \tau_{uv}^k)_{v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}}$. Les valeurs de temps de parcours τ_{uv}^k donnent les coûts des arcs (N_u^k, N_v^{k+1}) et permettent donc d'étiqueter les nœuds N_v^{k+1} , $v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$.

Lors de l'exploration d'un nœud N_u^M , les nœuds de stationnement initial et final sont connus pour l'étape M . Par conséquent, on applique la procédure B avec les paramètres $(n_M, n_{M+1}, u, P_{M+1})$, qui renvoie $(p_{uP_{M+1}}^k, \tau_{uP_{M+1}}^k)$. Le temps de parcours $\tau_{uP_{M+1}}^k$ donne le coût de l'arc $(N_u^M, N_{P_{M+1}}^{M+1})$ et permet donc d'étiqueter le nœud destination $N_{P_{M+1}}^{M+1}$. Le processus s'arrête lorsque ce nœud $N_{P_{M+1}}^{M+1}$ est retiré de la file de priorité puisqu'il possède alors une valeur de potentiel définitive.

L'étiquetage de \hat{G} nécessite de lancer au maximum $|\mathcal{P}_{\hat{m}}| \times (M - 2) + 1$ fois la procédure A et $|\mathcal{P}_{\hat{m}}|$ fois la procédure B. On note $S(|G|, |\mathcal{M}|)$ la complexité de l'algorithme de plus court chemin multimodal sur le graphe G muni d'un ensemble de modes \mathcal{M} . La

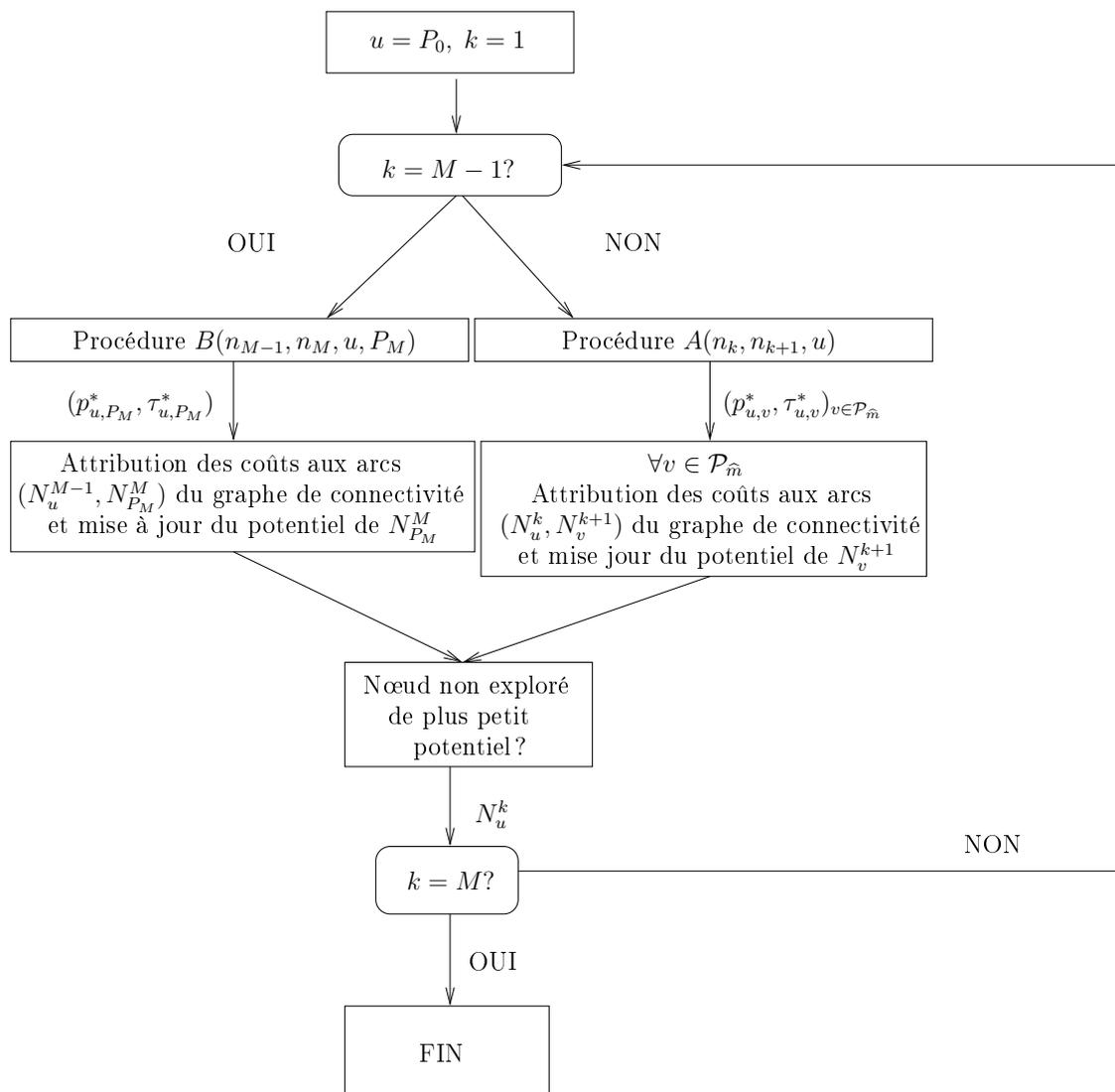


FIGURE 4.10 – Schéma de l’algorithme de résolution du problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimum

procédure A est alors de complexité $2S(|G|, |\mathcal{M}|)$ de même que la procédure B, puisque le problème *one-to-one* et le problème *one-to-all* ont la même complexité théorique. La complexité de la procédure de résolution du problème de chaîne de temps de parcours minimal est donc de $2S(|G|, |\mathcal{M}|) (|\mathcal{P}_{\hat{m}}|(M - 1) + 1)$.

Extension dynamique du problème

D'un point de vue opérationnel, le problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimal prend tout son sens dans un contexte dynamique, les variations des conditions de trafic entre les différentes périodes de la journée pouvant introduire des différences notables dans les résultats obtenus en sortie de l'algorithme. Toutefois, l'extension de la méthode de résolution proposée pour le cas statique est moins immédiate que pour les précédents algorithmes et introduit une complexité supplémentaire dans le problème, liée à l'introduction de contraintes sur l'heure de départ ou d'arrivée dans la procédure A.

Pour le problème d'arrivée au plus tôt, la procédure A.2 doit être modifiée. En effet, le graphe ne peut plus faire l'objet d'un étiquetage vers l'arrière si l'heure d'arrivée en d est inconnue. La modification de A.2 consiste à optimiser séparément chaque chemin entre un nœud de stationnement v et d pour chaque heure d'arrivée en v enregistrée en sortie de A.1. La procédure A pour le problème dynamique d'arrivée au plus tôt a été réécrite ci-dessous. t_0 donne l'heure de départ souhaitée pour l'étape.

Procédure A_dyn_avant $(o, d, u, t_0) \longrightarrow (p_{uv}^*, \tau_{uv}^*)_{v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}}$

A.1 $\mathcal{V}_{\hat{m}} \leftarrow \{u\}$

$\text{PCC_dyn_avant}(o, \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\}, \hat{m}, t_0) \rightarrow (p_v^1, \tau_v^1)_{v \in \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\}}$

$p_u^1 \leftarrow \emptyset, \tau_u^1 \leftarrow 0$

A.2 $\mathcal{V}_{\hat{m}} \leftarrow \emptyset$

$\forall v \in \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\} \cup \{o\}, \text{PCC_dyn_avant}(v, d, t_0 + \tau_v^1) \rightarrow (p_v^2, \tau_v^2)$

$p_u^2 \leftarrow p_o^2, \tau_u^2 \leftarrow \tau_o^2.$

Au contraire, pour le problème de départ au plus tard, le graphe ne peut plus faire l'objet d'un étiquetage vers l'avant car l'heure de départ de o est inconnue. Par conséquent, l'ordre de A.1 et A.2 doit être inversé et la procédure A.1 doit être modifiée de la manière suivante : optimiser séparément chaque chemin allant de o vers un nœud de stationnement v , pour chaque heure de départ de v trouvée en sortie de A.2. La procédure A pour le problème dynamique de départ au plus tard a été réécrite ci-dessous. t_f est l'heure d'arrivée souhaitée pour l'étape.

Procédure A_dyn_arriere $(o, d, u, t_f) \longrightarrow (p_{uv}^*, \tau_{uv}^*)_{v \in \mathcal{P}_{\hat{m}}}$

A.2 $\mathcal{V}_{\hat{m}} \leftarrow \emptyset$

$\text{PCC_dyn_arriere}(d, \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\} \cup \{o\}, t_f) \rightarrow (p_v^2, \tau_v^2)_{v \in \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\} \cup \{o\}}$

$p_u^2 \leftarrow p_o^2, \tau_u^2 \leftarrow \tau_o^2$

A.1 $\mathcal{V}_{\hat{m}} \leftarrow \{u\}$

$\forall v \in \mathcal{P}_{\hat{m}} \setminus \{u\}, \text{PCC_dyn_arriere}(v, o, \hat{m}, t_f - \tau_v^2) \rightarrow (p_v^1, \tau_v^1)$

$p_u^1 \leftarrow \emptyset, \tau_u^1 \leftarrow 0.$

L'application de la procédure A nécessite donc dans le cas dynamique de lancer $|\mathcal{P}_{\hat{m}}| + 1$ fois l'algorithme de plus court chemin multimodal de complexité $S(|G|, |\mathcal{M}|)$ pour un graphe G muni d'un ensemble de mode \mathcal{M} . La complexité de la procédure globale est donc donnée par :

$$S(|G|, |\mathcal{M}|) [(M - 2)|\mathcal{P}_{\hat{m}}|^2 + (M + 3)|\mathcal{P}_{\hat{m}}| + 1]$$

Par conséquent, le nombre de nœuds de stationnement pour le mode \widehat{m} a une influence quadratique sur le temps de calcul de l'algorithme global. De plus, la parallélisation des procédures A.1 et A.2 n'est plus possible de manière simple dans le cas dynamique. Il en est de même pour les procédures B.1 et B.2.

Remarque 1 : Utilisation de plusieurs véhicules dont l'usage s'étale sur plusieurs déplacements Dans la version présentée ici, un seul mode de \mathcal{M}_V^P peut être utilisé dans la chaîne de déplacements. Si deux véhicules de modes $m_1 \in \mathcal{M}_V^P$ et $m_2 \in \mathcal{M}_V^P$ peuvent être utilisés conjointement dans une même chaîne de déplacements, le problème est extrêmement complexe à résoudre et nous avons choisi de ne pas l'étudier dans ce travail. Toutefois, il est possible avec la méthode proposée ici de répondre à une question du type : "*Quelle est la meilleure combinaison modale et le meilleur itinéraire pour ma chaîne de déplacements, sachant que je souhaite utiliser ma voiture ou mon vélo dans la chaîne mais pas les deux ?*". Dans ce cas, on résout le problème ci-dessus une fois pour chaque mode de \mathcal{M}_V^P considéré et on retient la solution optimale ayant le temps de parcours le plus faible.

Remarque 2 : Utilisation des véhicules libre-service sur plusieurs déplacements Si l'on souhaite qu'un véhicule partagé permettant les locations en aller-simple (par exemple un vélo libre-service) puisse être utilisé sur plusieurs déplacements, il suffit de le considérer comme un mode de \mathcal{M}_V^P . Toutefois, pour ce type de mode, le retour du véhicule est moins contraint que pour les modes considérés jusqu'ici dans \mathcal{M}_V^P , puisqu'il peut se faire dans n'importe quelle borne de location. Le graphe de connectivité permet de modéliser cette situation en ajoutant, pour chaque déplacement k , un nœud représentant la situation où aucun véhicule n'est loué (N_0^k). Le nœud origine et le nœud destination sont alors N_0^0 et N_0^{M+1} puisqu'au départ comme à l'arrivée de la chaîne, aucun véhicule n'est loué.

La figure 4.11 donne un exemple de graphe de connectivité associé à l'optimisation d'une chaîne à 4 étapes avec un véhicule libre-service (vélo par exemple) qu'il est possible de stationner dans 6 lieux différents (hors des bornes de location). Un stationnement du véhicule à une borne de location revient à le rendre et on se trouve alors dans la situation où aucun véhicule n'est loué (nœud N_0^k).

Remarque 3 : Prise en compte de contraintes spécifiques Il est possible de tenir compte de certains souhaits de l'utilisateur. Par exemple, celui-ci peut souhaiter ramener son véhicule en fin de chaîne en un point de stationnement différent de celui où il était initialement stationné. Ceci est possible en construisant un graphe de connectivité avec $P_{M+1} \neq P_1$.

Il est également possible de contraindre à ce qu'un point d'étape précis de la chaîne n_k soit desservi par le véhicule de mode \widehat{m} , à condition que $n_k \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$. Dans ce cas, on supprime dans \widehat{G} tous les nœuds N_v^k tels que $v \neq n_k$ ainsi que tous les arcs entrant et sortant de ces nœuds. Ceci peut permettre de répondre à une question du type : "*Quelle est la meilleure combinaison modale et le meilleur itinéraire pour ma chaîne de déplacements, sachant que je souhaite utiliser ma voiture pour la desserte du point n_k car j'ai des objets lourds à aller y chercher ?*".

Remarque 4 : Prise en compte d'un véhicule d'auto-partage La prise en compte d'un mode $\widehat{m} \in \mathcal{M}_V^P$ correspondant à l'auto-partage nécessite de considérer un

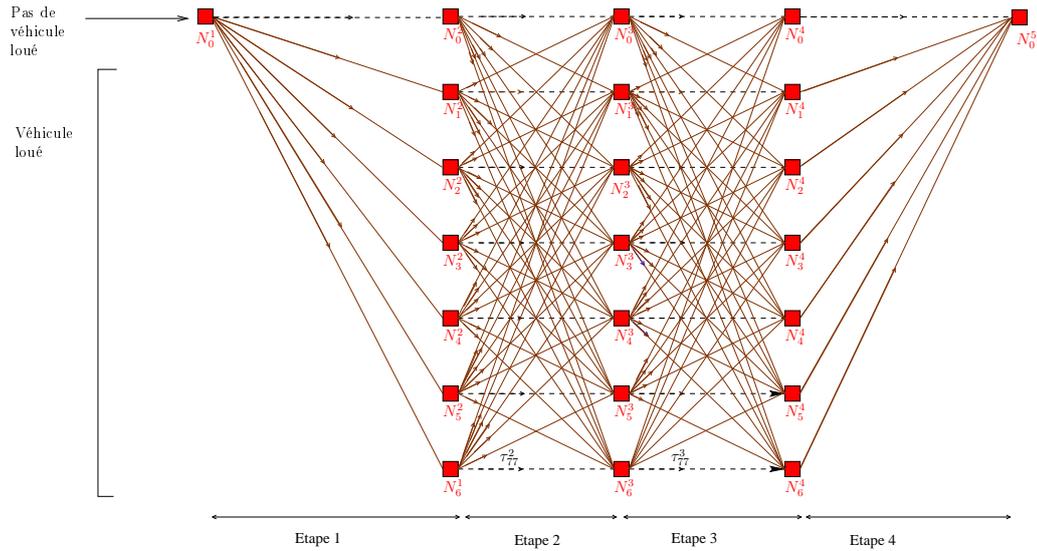


FIGURE 4.11 – Graphe de connectivité associé à l’usage d’un véhicule libre-service sur plusieurs déplacements

problème principal un peu différent de celui considéré avec une voiture privée. En effet, pour la voiture privée on connaît la position initiale et la position finale du véhicule. Dans un système d’auto-partage, plusieurs stations permettent la location de véhicules et il existe une contrainte sur le retour du véhicule qui doit se faire au même point de stationnement que l’emprunt. Par conséquent, on est amené à chercher plusieurs plus courts chemins sur le graphe de connectivité, un correspondant à chaque point de location possible. La figure 4.12 montre la situation dans laquelle on cherche une chaîne multimodale optimale avec le mode \hat{m} correspondant à l’auto-partage et où on dispose de 7 points intermédiaires de stationnement possibles, dont 3 stations de location (nœuds 1, 2 et 3). Dans ce cas, les plus courts chemins sur les trois graphes proposés doivent être cherchés respectivement entre N_1^1 et N_1^5 , N_2^1 et N_2^5 , N_3^1 et N_3^5 . Finalement, la meilleure des trois solutions doit être retenue comme solution optimale du problème. Ceci revient à chercher un plus court chemin entre N^1 et N^5 sur le schéma de la figure 4.12.

4.2.4 Heuristique de choix des points de stationnement

Comme nous l’avons montré précédemment, le nombre de points de stationnement dans le graphe a une influence théorique quadratique sur la complexité du problème dynamique de chaîne multimodale de temps de parcours minimum. Par conséquent, pour diminuer le temps de calcul, il est essentiel de définir des heuristiques de choix des points de stationnement à considérer. Ces heuristiques doivent être définies en cherchant à conserver les points de stationnement ayant a priori la plus forte probabilité d’être utilisés. Intuitivement, on imagine que, pour une étape, il s’agit de points ne s’éloignant pas trop à la fois de l’origine et de la destination. Géométriquement, ceci correspond à la définition de l’intérieur d’une ellipse dont les deux foyers sont l’origine et la destination de l’étape. L’ensemble des points M situés à l’intérieur d’une ellipse de foyers A et B satisfait l’équation : $AM + BM < K \times AB$, où K est une constante strictement supérieure à 1.

Nous savons par ailleurs qu’un point de stationnement final pour un déplacement

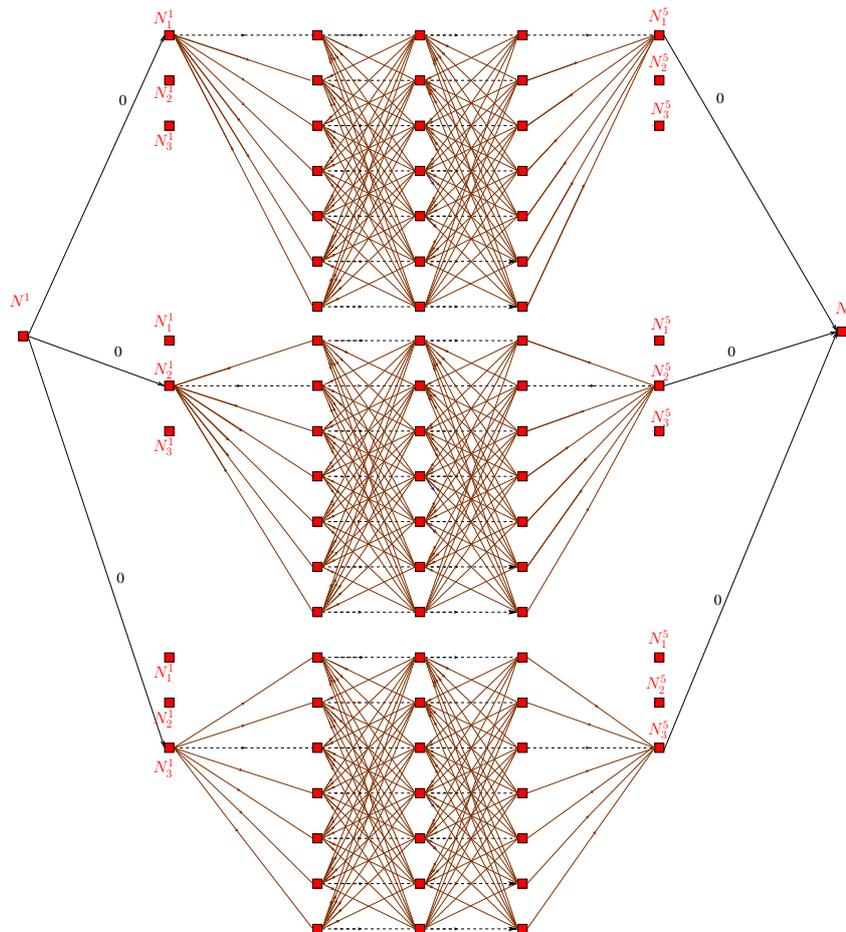


FIGURE 4.12 – Graphe de connectivité associé à l'usage de l'auto-partage

est un point de stationnement initial pour un déplacement ultérieur de la chaîne. Par conséquent, on peut également imaginer que seuls les points situés dans la zone d'intersection d'au moins deux des ellipses associées à chaque déplacement de la chaîne seront utilisés comme points de stationnement.

Nous proposons donc une heuristique de choix des points de stationnement qui consiste à ne considérer que les points situés dans la réunion de toutes les intersections entre deux des ellipses associées à chacun des déplacements de la chaîne (cf. figure 4.13). La constante K devient alors le seul paramètre de contrôle du nombre de points choisis par l'heuristique.

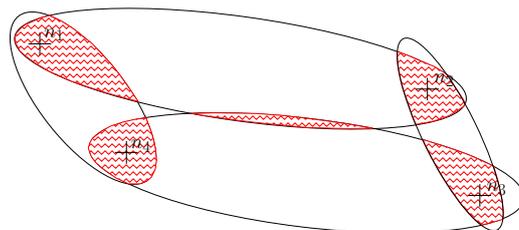


FIGURE 4.13 – Zones de sélection des points de stationnement pour une chaîne composée de 4 étapes

4.2.5 Résultats numériques sur un réseau de grande taille

Nous connaissons l'influence théorique du nombre de nœuds de stationnement et du nombre de déplacements sur la complexité du problème, nous cherchons dans cette partie expérimentale à observer son influence effective sur le temps de calcul.

Contrôle de la taille du problème principal

Les figures 4.14 et 4.15 présentent le lien entre la valeur de K , le nombre d'arcs dans le graphe de connectivité et la distance à vol d'oiseau entre les points d'une boucle respectivement de 2 et de 3 déplacements. Ces résultats ont été obtenus à partir de requêtes aléatoires. On constate que, même pour des valeurs faibles de K , le nombre de points de stationnement choisis par l'heuristique augmente rapidement avec la longueur à vol d'oiseau de la chaîne. Par conséquent, le nombre d'arcs du graphe de connectivité augmente également rapidement.

À distance à vol d'oiseau et valeur de K égales, on constate que le nombre d'arcs est beaucoup plus important pour une boucle de deux déplacements que pour une de trois déplacements : ceci découle directement du nombre de nœuds de stationnement retenus dans chacun des cas. Pour 2 déplacements, on a un strict recouvrement des deux ellipses et l'intersection retient donc un grand nombre de nœuds de stationnement, tandis que pour 3 déplacements, les intersections entre les ellipses sont plus petites.

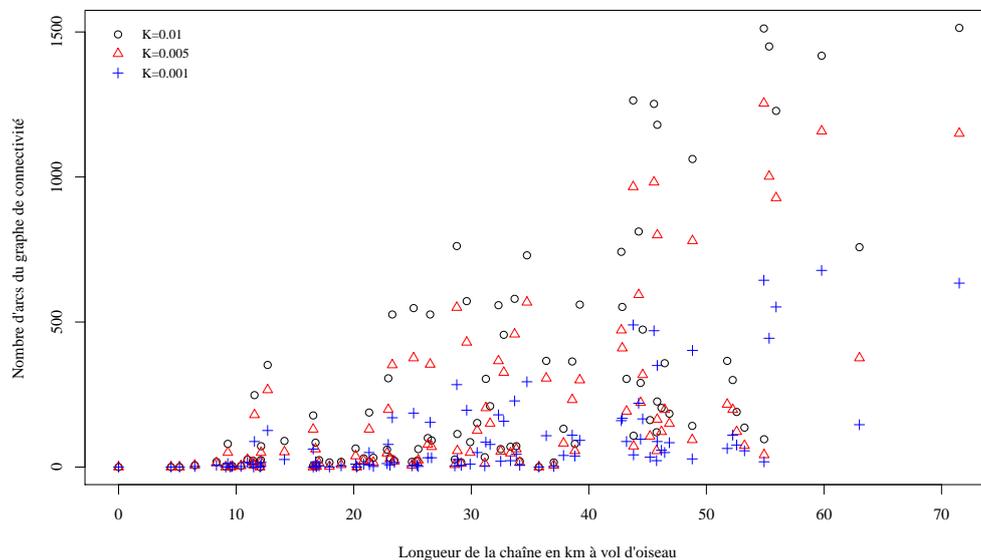


FIGURE 4.14 – Influence de la distance à vol d'oiseau entre les points de la chaîne sur le nombre d'arcs du graphe de connectivité, à K constant, pour des boucles de deux déplacements

La solution retenue consiste donc à déterminer itérativement la valeur de K maximale pour que le nombre d'arcs du graphe de connectivité soit inférieur à une constante fixée, que l'on juge raisonnable par rapport aux performances de la machine. Le seul

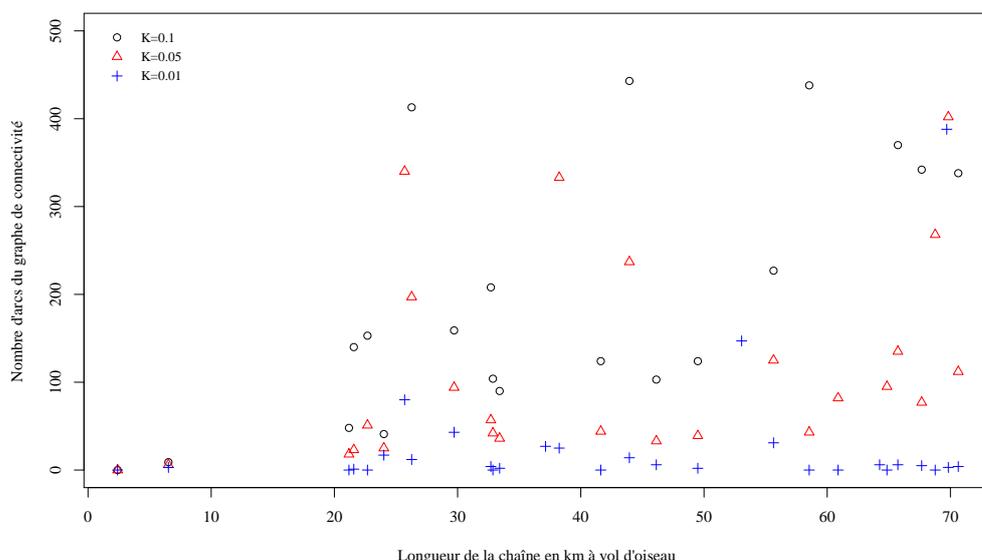


FIGURE 4.15 – Influence de la distance à vol d’oiseau entre les points de la chaîne sur le nombre d’arcs du graphe de connectivité, à K constant, pour des boucles de trois déplacements

paramètre de contrôle de l’heuristique de choix devient alors le nombre maximal d’arcs dans le graphe de connectivité.

Par exemple, si on fixe à 50 le nombre maximal d’arcs dans le graphe de connectivité, on sera en mesure de traiter des chaînes de 2 déplacements avec 25 nœuds de stationnement, des chaînes de 3 déplacements avec 6 nœuds de stationnement ou encore des chaînes de 4 déplacements avec 4 nœuds de stationnement.

Résultats obtenus sur un problème principal de taille bornée

Nous présentons ici quelques indicateurs obtenus à partir de l’exécution de 30 requêtes aléatoires, pour un nombre d’arcs du graphe de connectivité allant de 10 à 60. L’algorithme HEAP-ASTAR est utilisé pour la résolution des sous-problèmes.

Sur l’ensemble des requêtes aléatoires, les arcs du graphe de connectivité ayant été effectivement parcourus par l’algorithme représentent en moyenne 67 % du nombre total d’arcs. Il y a donc bien un intérêt à ne pas calculer les coûts du graphe de connectivité a priori, mais au fur et à mesure de son étiquetage, en fonction des besoins.

La figure 4.16 montre expérimentalement que le nombre de requêtes de plus court chemin multimodal traitées à l’aide des algorithmes présentés dans le paragraphe 4.1 pour un arc exploré dans le graphe de connectivité augmente avec le nombre de déplacements de la boucle. Ceci est en accord avec les valeurs théoriques présentées dans le tableau 4.1, qui correspondent au cas où la totalité du graphe de connectivité est exploré. En effet, le ratio r augmente avec le nombre de déplacements. Ceci confirme également qu’en limitant le nombre d’arcs du graphe de connectivité, on agit bien sur le temps de calcul du processus d’optimisation.

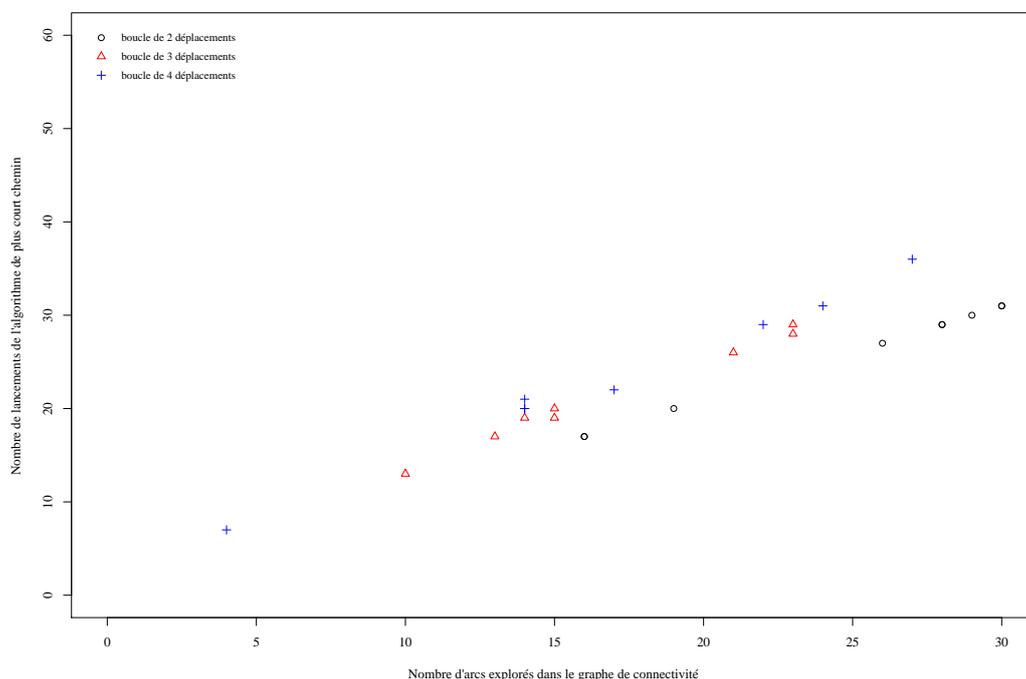


FIGURE 4.16 – Nombre de requêtes de plus court chemin multimodal traitées en fonction du nombre d'arcs du graphe de connectivité parcourus

La figure 4.17 donne le nombre d'arcs explorés dans le graphe de connectivité pour chaque requête, en fonction du nombre de points de stationnement retenus. Ce graphique illustre là aussi que le nombre d'arcs explorés augmente d'autant plus vite que le nombre de déplacements de la boucle est élevé.

La figure 4.18 illustre que plus la boucle comporte de déplacements, plus son temps de parcours est élevé, avec un nombre d'arcs explorés dans le graphe de connectivité équivalent.

Ce résultat se retrouve dans la figure 4.19 qui donne le temps d'exécution du processus d'optimisation en fonction du temps de parcours minimum de la boucle. On observe bien une différence majeure entre les boucles de 2 déplacements et celles de 3 et 4 déplacements, pour lesquelles, à temps de parcours égal, le nombre d'arcs explorés dans le graphe de connectivité est beaucoup plus faible.

Les temps de calcul rendent l'algorithme peu applicable dans un contexte d'information des usagers via un site internet. Il serait donc nécessaire de limiter plus fortement le nombre d'arcs dans le graphe de connectivité pour des chaînes composées de deux déplacements que pour des chaînes composées de trois déplacements et plus. Par ailleurs, le développement de stratégies plus efficaces que A^* doit être envisagé pour le traitement des sous-problèmes.

4.3 Conclusion

Nous avons proposé dans ce chapitre l'étude des problèmes de chemin multimodal et de chaîne multimodale de temps de parcours minimum.

# déplacements dans la boucle	# arcs du graphe de connectivité	# lancements de l'algorithme de plus court chemin	Ratio r donnant le nombre de lancements par arc
2	$3 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1$	$2 \mathcal{P}_{\hat{m}} $	$\frac{3 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1}{2 \mathcal{P}_{\hat{m}} }$
3	$ \mathcal{P}_{\hat{m}} (\mathcal{P}_{\hat{m}} + 2)$	$ \mathcal{P}_{\hat{m}} ^2 + 4 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1$	$\frac{ \mathcal{P}_{\hat{m}} ^2 + 4 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1}{ \mathcal{P}_{\hat{m}} (\mathcal{P}_{\hat{m}} + 2)}$
4	$2 \mathcal{P}_{\hat{m}} (\mathcal{P}_{\hat{m}} + 1)$	$2 \mathcal{P}_{\hat{m}} ^2 + 5 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1$	$\frac{2 \mathcal{P}_{\hat{m}} ^2 + 5 \mathcal{P}_{\hat{m}} + 1}{2 \mathcal{P}_{\hat{m}} (\mathcal{P}_{\hat{m}} + 1)}$

TABLE 4.1 – Calcul du nombre théorique de lancements de l'algorithme de plus court chemin multimodal par arc du graphe de connectivité exploré

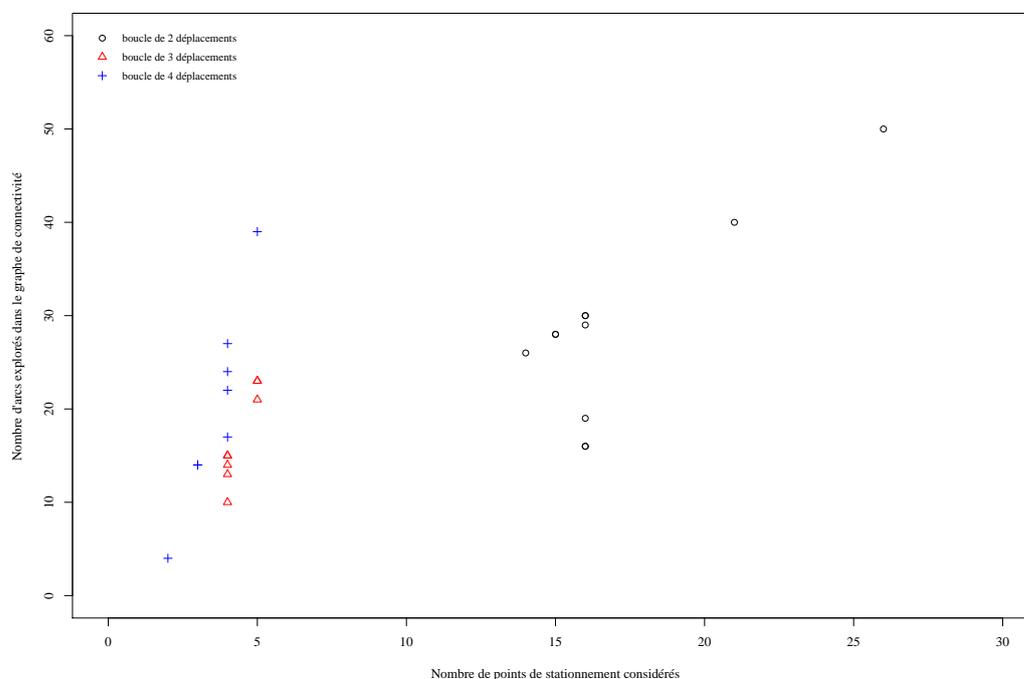


FIGURE 4.17 – Nombre d'arcs explorés dans le graphe de connectivité en fonction du nombre de points de stationnement

Le problème de chemin multimodal est résolu par une méthode combinant l'approche proposée dans le chapitre précédent pour le problème de chemin monomodal de temps de parcours minimum sur le réseau routier et une approche permettant de modéliser les pénalités associées aux transferts de mode. La combinaison des deux méthodes amène à appliquer un algorithme d'étiquetage sur des triplets (*nœud*, *mode*, *état*) ou (*arc*, *mode*, *état*), ce qui revient à considérer de manière implicite une extension du graphe G sur l'ensemble des modes \mathcal{M} et sur l'ensemble des états \mathcal{S} . Les différentes variantes de la stratégie d'étiquetage (étiquetage des nœuds, étiquetage des arcs ou étiquetage mixte) restent applicables pour la résolution de ce problème.

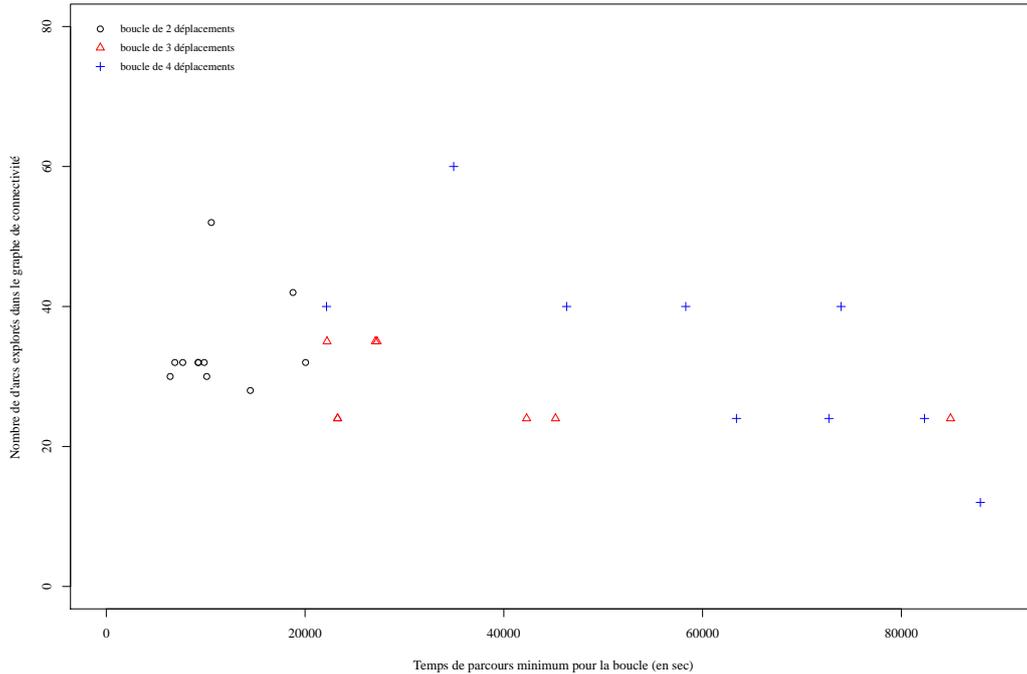


FIGURE 4.18 – Nombre d’arcs explorés dans le graphe de connectivité en fonction du temps de parcours minimum de la boucle

L’algorithme proposé pour la résolution du problème de chemin multimodal de temps de parcours minimum est ensuite utilisé comme sous-procédure par le schéma de résolution du problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimum. Nous avons vu que pour ce problème, l’utilisation d’un mode à contrainte de stationnement dont l’usage s’étend potentiellement sur plusieurs déplacements de la chaîne, $\hat{m} \in \mathcal{M}_V^P$, introduit une complexité importante. Pour cette raison, nous avons limité le problème au cas où un seul véhicule appartenant à \mathcal{M}_V^P est utilisé dans la chaîne. Les différentes positions de ce véhicule à la fin de chaque déplacement de la chaîne sont représentées par le graphe de connectivité, dont chaque nœud N_u^k représente le stationnement du véhicule en $u \in \mathcal{P}_{\hat{m}}$ au début du déplacement k . Le problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimum est résolu en cherchant un plus court chemin sur le graphe de connectivité, les coûts des arcs de ce graphe étant déterminés grâce à l’algorithme proposé pour le problème de chemin multimodal de temps de parcours minimum. La notion de graphe de connectivité a montré sa souplesse et sa robustesse pour la représentation de contraintes variées sur l’usage du mode \hat{m} ainsi que de contraintes posées par l’usager.

Bien que lourde en temps de calcul, la méthode de résolution proposée reste polynomiale par rapport à la taille du graphe G et par rapport au nombre de déplacements (qui est borné par la taille de G), à condition que l’algorithme utilisé pour déterminer un plus court chemin multimodal soit lui même polynomial.

Lorsque le problème est défini de manière dynamique, la complexité augmente de manière quadratique avec le nombre de nœuds de stationnement autorisés pour le mode $\hat{m} \in \mathcal{M}_V^P$ considéré. Ainsi, dans une application opérationnelle, il est judicieux de li-

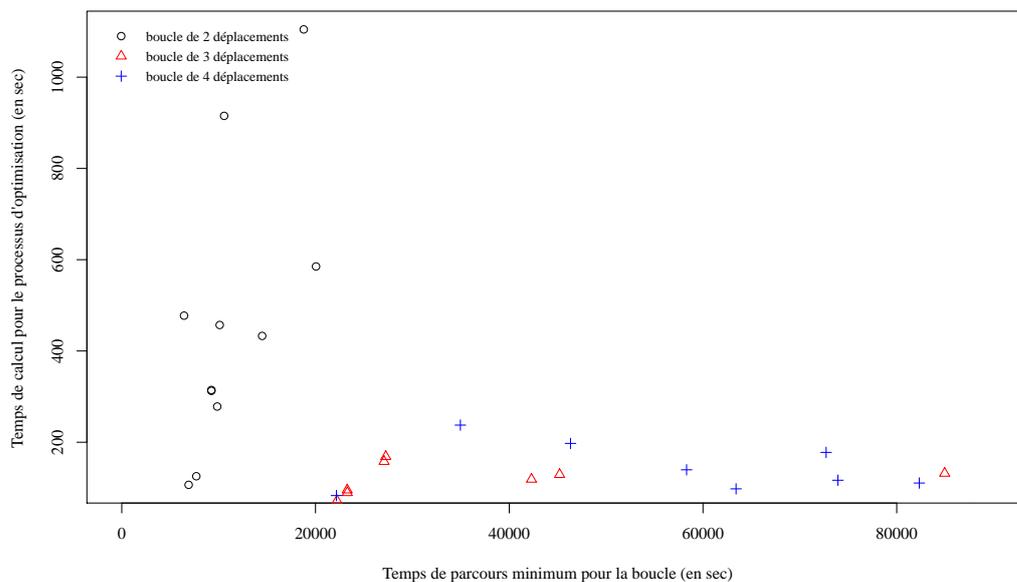


FIGURE 4.19 – Temps de calcul en fonction du temps de parcours minimum trouvé pour la boucle

imiter fortement le nombre de points où le stationnement est autorisé. Par conséquent, nous proposons une heuristique de choix des points de stationnement à considérer qui repose sur le tracé d'ellipses dont les foyers sont les points origine et destination de chaque déplacement. Toutefois, limiter trop fortement le nombre de points de stationnement autorisés dégrade potentiellement la qualité de la solution obtenue. Par conséquent, pour accélérer encore l'algorithme d'optimisation d'une chaîne de déplacement, il serait nécessaire de jouer aussi sur le temps de résolution du sous-problème. La mise en œuvre de méthodes d'accélération plus puissantes que celle utilisée dans ce travail (A^*) pour la résolution du sous-problème permettrait de gagner encore du temps de calcul sans dégrader la qualité de la solution obtenue.

Dans le cas statique, une parallélisation des procédures A.1 et A.2 ainsi que des procédures B.1 et B.2 est très naturelle et pourrait également permettre d'accélérer l'exécution de la procédure globale. Dans le cas dynamique, les possibilités de parallélisation sont moins évidentes, puisque les contraintes d'horaire posées suppriment l'indépendance qui existait dans le cas statique entre A.1 et A.2 et entre B.1 et B.2.

Nous proposons maintenant de nous intéresser à la mise en œuvre des algorithmes proposés dans les chapitres 3 et 4 au sein d'un démonstrateur. Les temps de parcours sont estimés de manière dynamique pour les modes individuels dont le temps de parcours est soumis aux conditions de trafic et à partir des tables d'horaires théoriques pour les transports en commun. Le modèle de données associé au système, les méthodes d'estimation des temps de parcours et l'architecture du moteur de calcul d'itinéraires sont présentés dans le prochain chapitre.

Chapitre 5

Mise en œuvre des algorithmes de calcul d'itinéraire multimodal

Les algorithmes de calcul d'itinéraires multimodaux présentés dans les chapitres précédents ont été mis en œuvre au sein d'un démonstrateur couvrant une zone d'étude qui correspond au Grand Lyon, agglomération composée de 57 communes, couvrant 51 000 hectares et accueillant une population d'environ 1 300 000 habitants.

Ce chapitre a pour objectif de traiter les grandes problématiques liées à la mise en œuvre du démonstrateur. Le calcul d'itinéraire repose sur une minimisation du temps de parcours¹. Le temps de parcours est en effet un indicateur majeur pour les usagers des transports, quel que soit leur mode de déplacement. Sa connaissance apporte une aide à la décision (choix de modes, d'itinéraires ou d'heure de départ) et un confort de déplacement.

Dans ce travail, on ne cherche pas à élaborer des méthodes innovantes d'estimation du temps de parcours, mais plutôt à valider les solutions algorithmiques de calcul d'itinéraires proposées en utilisant les méthodes d'estimation du temps de parcours les plus couramment utilisées de manière opérationnelle. Ces méthodes souffrent de limites identifiées en termes de fiabilité de l'estimation², liées à leur conception mais aussi au caractère lacunaire des données (faible couverture du réseau routier par des données dynamiques de trafic). Toutefois, nous avons veillé à développer un cadre méthodologique ainsi que des composants logiciels modulaires qui permettront facilement, par la suite, l'intégration de nouvelles données dynamiques ainsi que de nouvelles méthodes d'estimation du temps de parcours.

On distingue deux situations d'information de l'utilisateur auxquelles nous associons deux applications d'information spécifiques :

- La première permet la planification d'itinéraires avant le déplacement. Dans ce cas, les estimations de temps de parcours sont réalisées à partir d'un historique des données de trafic. Elle a pour objectif d'optimiser un itinéraire de porte-à-

1. D'autres critères (nombre de transferts, émission de CO₂...) pourraient faire l'objet d'une optimisation multiobjectif dans une version ultérieure du démonstrateur. Ils sont à l'heure actuelle estimés pour chaque chemin solution proposé mais ne font pas l'objet d'une optimisation.

2. Ceci est d'autant plus vrai pour l'estimation des temps de parcours des véhicules particuliers sur le réseau urbain de surface. Ce champ fait toujours l'objet de recherches et à ce jour, il n'existe à notre connaissance aucune technique opérationnelle qui permet l'estimation des temps de parcours avec un degré de précision comparable à celui des méthodes utilisées sur les voies rapides urbaines ou sur les autoroutes.

porte avant le déplacement et pourrait constituer un service mis à disposition des usagers via un site Internet.

- La seconde permet la diffusion de temps de parcours ou de conseils d'itinéraires en cours de déplacement. On fait alors appel à des données mesurées en temps réel pour estimer les temps de parcours. Elle a pour objectif d'optimiser à chaque pas de temps des itinéraires de pôle-à-pôle. Cette fonctionnalité pourrait alimenter un système diffusant une information multimodale dynamique sur les axes routiers structurants via des supports tels que les panneaux à messages variables ou les radios d'information sur le trafic.

La première partie de ce chapitre est consacrée à la description de la structure de la base de données décrivant le réseau de transport. Nous précisons ensuite les outils mis en œuvre pour l'estimation dynamique des temps de parcours au sein du démonstrateur. Ces outils sont déclinés mode par mode et type de réseau par type de réseau. Dans la deuxième partie de ce chapitre, nous nous intéressons aux méthodes couramment utilisées de manière opérationnelle pour l'estimation du temps de parcours des voitures particulières. L'estimation du temps de recherche de stationnement est traitée dans la troisième partie. Cette composante, largement négligée dans les calculateurs d'itinéraires actuellement disponibles, permet la mise en concurrence objective des différents modes de déplacement avec la voiture particulière. La quatrième partie est consacrée au cœur de l'application, constitué par le moteur de calcul d'itinéraires. Ce moteur de calcul repose sur les algorithmes décrits dans les chapitres 3 et 4.

5.1 Modèle de données

Le réseau de transport et les informations de temps de parcours sont décrits au moyen de données de natures différentes :

- des informations géographiques qui permettent la représentation cartographique des objets qui composent le réseau (sections de route, sections d'itinéraire de transport en commun, points d'intérêt...),
- des informations logiques qui permettent d'établir des liens entre les objets de la base (liens entre nœuds et arcs qui composent le graphe par exemple),
- des informations attributaires qui associent à chaque objet de la base un certain nombre de caractéristiques ; on associe notamment aux sections de route des caractéristiques nécessaires à l'estimation de temps de parcours comme le nombre de voies et la vitesse libre,
- des informations numériques permettant de reconstituer les temps de parcours (heures de passage aux arrêts, données de trafic mesurées...).

Ces données sont stockées dans une base, résultat du rassemblement et de l'intégration de données aux formats multiples, issues d'entrepôts différents :

- une base de données vectorielle éditée par Navteq[®] pour décrire le réseau routier principal et les ouvrages de stationnement pour les véhicules particuliers³,
- des données issues du service chargé des modes doux au Grand Lyon, décrivant les stationnements pour vélos et les stations de location de vélos en libre-service,

3. Navstreets Premium de Navteq : www.navteq.com

- une base de données fournie par le SYTRAL⁴ décrivant le réseau de transport en commun urbain et les horaires théoriques associés,
- une base de données constituée par le CETE⁵ de Lyon décrivant le réseau des TER et des autocars départementaux et les horaires théoriques associés, pour un jour moyen de semaine,
- une base de données issue du service circulation du Grand Lyon décrivant la position des capteurs de trafic sur le réseau urbain de surface et les données de trafic associées recueillies au cours du mois de mai 2008,
- une base de données issue du service de régulation et de coordination du trafic de l'agglomération lyonnaise, CORALY⁶, décrivant la position des panneaux à messages variables et des capteurs de trafic sur le réseau de voies rapides urbaines (VRU) ainsi que les données trafic recueillies par ces capteurs au cours du mois de mai 2008.

Le premier travail a donc consisté à définir un modèle de données homogène et à intégrer l'ensemble de ces données au sein d'une base unique. Un système Open Source de gestion de bases de données relationnelles (PostgreSQL avec l'extension géographique PostGIS) a été utilisé. Nous présentons ici les grandes lignes du modèle de données.

5.1.1 Représentation du réseau de voirie

Le réseau de voirie utilisé est décrit au moyen de deux tables principales qui fournissent des informations géographiques, logiques et attributaires. Les tables *section_route* et *noeud_route* sont liées par une relation logique qui détermine pour chaque section de route les deux nœuds routiers qui constituent ses extrémités. Le nœud le plus au Sud est appelé *nœud de référence*. On rappelle qu'une section de route est homogène du point de vue de ses attributs (nombre de voies, vitesse libre...) et ne possède pas de point de bifurcation intermédiaire. Un attribut donne le sens de circulation sur la section qui peut être un sens unique partant du nœud de référence, un sens unique allant vers le nœud de référence ou un double sens. La description géographique des sections de route et des nœuds routiers est respectivement donnée par des objets linéaires et ponctuels qui permettent leur affichage sur une carte numérique.

5.1.2 Représentation d'objets ponctuels le long de la voirie

Pour le calcul d'itinéraires multimodaux, de nombreux objets ponctuels doivent être considérés. Il s'agit :

- d'arrêts de transport en commun (table *points_arrets_tc*),
- de points de stationnement (table *point_stationnement*) : ouvrages destinés aux voitures, stations de location de vélo/voiture libre-service ou arceaux de stationnement pour vélos,
- de panneaux à messages variables (table *pmv*) qui servent d'origines pour le calcul des plus courts chemins vers des pôles d'attraction de l'agglomération, ou encore

4. Le SYTRAL (SYndicat des TRansports de l'Agglomération lyonnaise) est l'autorité organisatrice des transports en commun de l'agglomération Lyonnaise

5. Centre d'Etudes Techniques de l'Equipement

6. Gestionnaire du réseau de voies rapides urbaine de l'agglomération lyonnaise

- de lieux publics ou privés (table *adresse*) servant également d’origine ou de destination aux itinéraires.

Ces objets sont localisés sur une des sections du réseau routier au moyen d’une abscisse curviligne entre 0 et 100, l’abscisse 0 correspondant au nœud de référence de la section de route et l’abscisse 100 à l’autre nœud. Le rattachement des objets ponctuels à une section de route et l’attribution de l’abscisse curviligne peuvent être réalisés de manière automatique à l’aide des fonctions de recherche de proximité géographique prédéfinies dans un SIG.

5.1.3 Représentation du réseau de transport en commun

La structure du réseau de transport en commun est décrite de façon similaire au réseau routier par deux tables *section_tc* et *point_arret_tc*. Ces tables contiennent les informations logiques, géographiques et attributaires sur le réseau. En l’absence de données précises sur le tracé exact des sections du réseau de transport en commun dans la version actuelle du démonstrateur, les points d’arrêt sont considérés comme reliés par des lignes droites. Ceci a uniquement une influence sur l’affichage des cartes, les temps de parcours étant déterminés grâce aux horaires théoriques de passage. .

Les informations permettant de représenter la desserte du réseau de transport en commun par les différents modes sont représentées au moyen de six tables différentes, dont la structure est inspirée du modèle de données utilisé par le SYTRAL pour stocker les horaires théoriques. La table *ligne* définit les lignes qui desservent le réseau. À chaque ligne sont ensuite associés plusieurs itinéraires (aller, retour, variantes de desserte...) stockés dans la table *itineraire_ligne*. À chaque ligne sont également associés plusieurs types d’horaires qui correspondent chacun à un type de jour (jour de semaine, dimanche, fête...). Une table *calendrier* permet d’associer chaque date calendaire et chaque ligne de transport en commun à un type d’horaire. Les itinéraires sont composés d’une série ordonnée de points d’arrêt successifs stockés dans la table *point_sur_itineraire*. À chaque itinéraire et à chaque type d’horaire, on associe des courses stockées dans la table *course*. Enfin, à chaque course et à chaque section desservie par la course est associée une information sur les horaires stockée dans la table *temps_parcours_tc*.

5.1.4 Représentation des pôles d’échange

Les pôles d’échange sont des lieux permettant les transferts d’un mode vers un autre. Ils possèdent leur propre réseau de voirie permettant généralement la circulation des piétons mais également parfois des véhicules (gares, stations de métro notamment). Ce réseau n’est pas représenté dans les bases de données fournies classiquement par les éditeurs de données géographiques. N’ayant pas eu accès à une description précise des pôles d’échange sur l’agglomération lyonnaise, nous les avons modélisés de manière simplifiée, en représentant les entrées-sorties (bouches de métro, entrées de parcs relais...) et les liens qui existent entre ces entrées-sorties, les points d’arrêt des transports en commun et les points de stationnement du pôle. En l’absence de données plus précises, chacun de ces liens est géographiquement représenté par une ligne droite⁷.

7. Notons qu’un projet de la PREDIM dénommé CAMERA, portant sur la modélisation des pôles d’échange est en cours - www.camera-tp.org. Les résultats de ce projet permettraient une modélisation fine du réseau interne aux pôles d’échanges.

Dans le graphe de transport individuel G_I , chaque pôle d'échanges est représenté par un sous-graphe, relié au graphe routier principal au moyen de nœuds représentant les points d'accès aux pôles (entrées et sorties) et parfois au moyen de certains nœuds représentant des points d'arrêt de transports en commun situés le long d'une section du réseau routier principal. Les nœuds représentant les points d'arrêt constituent par ailleurs les entrées sur le graphe de transport en commun G_C . Au sein du sous-graphe associé à un pôle d'échange, peuvent donc figurer des nœuds représentant :

- des points d'arrêts des transports en commun (table *point_arret_tc*);
- des points de stationnement pour les véhicules individuels (table *point_stationnement*);
- des points d'accès au pôle (table *point_acces_pole*);
- des points de bifurcation internes au pôle (table *point_interne_pole*).

Les sections internes aux pôles, dont une description géographique figure dans la table *section_pole*, relient ces points entre eux. Les liens logiques entre ces sections et les différents types de points cités ci-dessus figurent dans 5 tables de lien (*section_pole_point_interne*, *section_pole_point_stationnement*, *section_pole_point_acces* et *section_pole_point_arret*).

Les figures 5.1 et 5.2 donnent respectivement la structure géographique et la modélisation d'un pôle d'échanges réel entre métro, TER, bus urbains, véhicules particuliers et marche.



FIGURE 5.1 – Vue aérienne de la gare de Vénissieux (source : maps.live.com)

5.1.5 Typologie des modes de transport et règles de circulation

Les modes de transport sont classifiés selon leurs caractéristiques (sous-ensembles de modes définis dans les chapitres 3 et 4). Toutefois, parmi les modes individuels, certains possèdent des règles de circulation similaires (mêmes sections interdites, mêmes mouvements tournants interdits) sur la voirie alors qu'ils appartiennent à des sous-ensembles différents. Pour éviter d'avoir à redéfinir les règles de circulation pour chaque nouveau mode considéré, nous associons une règle de circulation à chaque mode individuel. Cette règle, ainsi que l'appartenance du mode aux différents sous-ensembles définis dans les chapitres 3 et 4, sont spécifiées dans la table *mode_transport*.

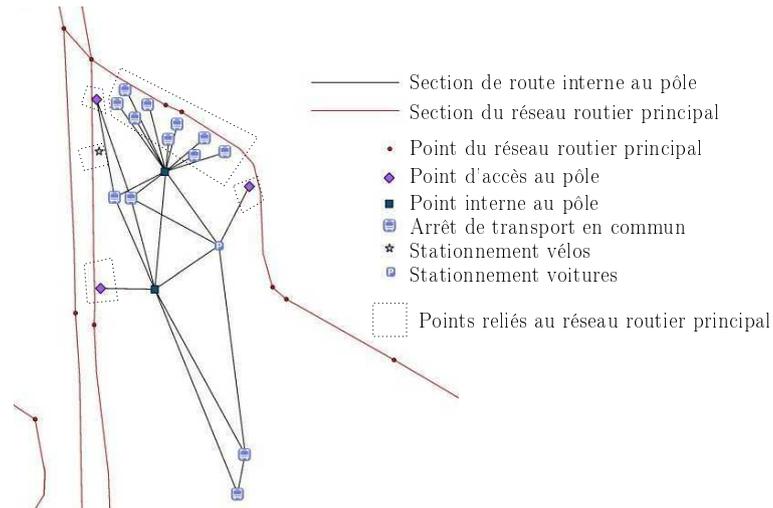


FIGURE 5.2 – Modélisation du pôle d'échanges de la gare de Vénissieux dans la base de données géographiques

Il existe actuellement quatre règles de circulation différentes dans le démonstrateur associées respectivement aux piétons, aux deux-roues non motorisés, aux voitures particulières et aux taxis (règles différentes des voitures particulières, notamment en raison de la possibilité de circuler sur les voies de bus). Ainsi, deux modes tels que *vélo privé* et *vélo libre-service* ont une règle de circulation commune, définie une seule fois dans la base de données. Lors de l'ajout d'un nouveau mode individuel dont la règle de circulation est déjà définie dans le démonstrateur, les informations à insérer dans la base sont donc mineures et concernent essentiellement d'éventuels nouveaux points de stationnement ou des informations nécessaires pour construire les temps de parcours.

5.1.6 Représentation des données de trafic

Comme nous le verrons dans la suite du chapitre, l'estimation dynamique des temps de parcours des modes routiers nécessite la disponibilité de données de trafic collectées sur le réseau routier par des capteurs ou par des véhicules traceurs. Les tables *capteur* et *donnee_trafic*⁸ sont liées entre elles, puisqu'elles décrivent respectivement les objets capteurs et les mesures recueillies par chacun d'eux.

La mise en œuvre opérationnelle du démonstrateur nécessite le calcul des temps de parcours ainsi que des temps intermodaux. Nous allons décrire dans la suite de ce chapitre comment chaque composante du temps de parcours multimodal peut être estimée.

8. Au sein du démonstrateur, nous disposons d'un mois de données recueillies en mai 2008 sur l'ensemble des capteurs de trafic de l'agglomération lyonnaise.

5.2 Estimation du temps de parcours des véhicules particuliers

Nous présentons, dans le paragraphe ci-dessous, les méthodes d'estimation et de mesure directe des temps de parcours opérationnelles dans les zones urbaines.

5.2.1 État de la pratique de l'estimation du temps de parcours

L'estimation du temps de parcours sur les réseaux routiers qu'ils soient urbains ou périurbains repose le plus souvent sur la conversion de données de trafic issues de stations de mesures. Les boucles électromagnétiques sont de loin le moyen le plus simple et le plus couramment utilisé pour obtenir des données de trafic.

Toutefois, l'apparition de nouveaux moyens de mesure (caméras, localisation par satellites, localisation de téléphones cellulaires...) permet un accès de plus en plus facile à des données d'une autre nature. Il s'agit de mesures directes de temps de parcours (ex : véhicules traceurs) qui sont utilisées dans l'objectif de compléter l'information fournie par les boucles électromagnétiques et donc d'améliorer la qualité de l'estimation du temps de parcours. Lorsque des mesures directes sont utilisées conjointement avec les données issues des boucles, l'estimation du temps de parcours devient un problème de fusion de données [36].

Les techniques présentées dans ce paragraphe sont essentiellement celles utilisées de manière opérationnelle pour l'estimation des temps de parcours. Les techniques restées au stade de propositions ne sont donc pas traitées ici. Dans un premier temps, les principales variables macroscopiques du trafic sont introduites.

Principales variables macroscopiques de trafic

Les capteurs de trafic mesurent localement quatre variables temporelles : le débit Q (nombre de véhicules passés sur le capteur par unité de temps), le taux d'occupation TO (pourcentage du temps pendant lequel le capteur a été occupé pendant une période temporelle) et dans le cas d'un capteur composé de deux boucles électromagnétiques successives, la vitesse individuelle V des véhicules ainsi que leur longueur L .

Les stations au standard SIREDO (Système Informatisé de Recueil des Données) fournissent les valeurs individuelles mais sont également en mesure de calculer une agrégation des valeurs mesurées sur une période donnée dans chaque sens de circulation (typiquement $\Delta t = 1$ minute, 6 minutes ou 15 minutes) [39].

Le *débit* exprime le nombre de véhicules passés en un point x par unité de temps :

$$Q(x, t \rightarrow t + \Delta t) = \frac{N(x, t \rightarrow t + \Delta t)}{\Delta t}$$

où $N(x, t \rightarrow t + \Delta t)$ représente le nombre de véhicules observés au point x pendant l'intervalle de temps $[t, t + \Delta t]$.

La *vitesse moyenne temporelle* peut être calculée en réalisant une moyenne arithmétique des vitesses individuelles V_i des véhicules observés au point x pendant l'intervalle de temps $[t, t + \Delta t]$.

$$\bar{V}_t(x, t \rightarrow t + \Delta t) = \frac{1}{N(x, t \rightarrow t + \Delta t)} \times \sum_{i=1}^{N(x, t \rightarrow t + \Delta t)} V_i$$

À partir de ces mesures temporelles, l'objectif des méthodes d'estimation du temps de parcours est de reconstituer les caractéristiques spatiales du trafic sur une section de longueur Δx à un instant t . La *concentration* est la variable spatiale duale du débit. Elle exprime à un instant t , le nombre de véhicules présents sur une section de route.

$$K(x \rightarrow x + \Delta x, t) = \frac{M(x \rightarrow x + \Delta x, t)}{\Delta x}$$

où $M(x \rightarrow x + \Delta x, t)$ représente le nombre de véhicules observés à l'instant t sur la portion de route de longueur $[x, x + \Delta x[$.

La *vitesse moyenne spatiale* est la variable spatiale duale de la vitesse moyenne temporelle. Elle est égale à la moyenne arithmétique des vitesses individuelles V_j des véhicules observés sur la portion de route de longueur Δx à l'instant t .

$$\bar{V}_s(x \rightarrow x + \Delta x, t) = \frac{1}{M(x \rightarrow x + \Delta x, t)} \times \sum_{j=1}^{M(x \rightarrow x + \Delta x, t)} V_j$$

Elle correspond à la vitesse moyenne du flot de véhicules présents sur une section de route à un instant t et c'est par conséquent cette vitesse que nous cherchons à estimer.

On se place dans le cas d'un écoulement uniforme (stable dans l'espace) et stationnaire (stable dans le temps), sur une section $[x - \frac{\Delta x}{2}, x + \frac{\Delta x}{2}[$ et sur une période de temps $[t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}[$ telles que la vitesse du flot $V = \frac{\Delta x}{\Delta t}$:

$$\begin{aligned} N(x, t - \frac{\Delta t}{2} \rightarrow t + \frac{\Delta t}{2}) &= M(x - \frac{\Delta x}{2} \rightarrow x + \frac{\Delta x}{2}, t) \\ \Rightarrow Q &= \frac{N}{\Delta t} = \frac{M}{\Delta t} = K \Delta x \cdot \frac{V}{\Delta x} = KV \end{aligned}$$

On définit par extension la vitesse moyenne d'un flot de véhicules dans le cas non uniforme et non stationnaire par :

$$V(x, t) = \frac{Q(x, t - \frac{\Delta t}{2} \rightarrow t + \frac{\Delta t}{2})}{K(x - \frac{\Delta x}{2} \rightarrow x + \frac{\Delta x}{2}, t)}$$

La formule de Wardrop (cf. [24]) permet de relier la vitesse moyenne temporelle à la vitesse moyenne spatiale :

$$V_t(x, \Delta t) = V_s(\Delta x, t) + \frac{\sigma_s^2}{V_s(\Delta x, t)}$$

où σ_s^2 représente la variance des vitesses spatiales. La vitesse moyenne temporelle est donc supérieure à la vitesse moyenne spatiale et donc à la vitesse du flot. Il y a seulement égalité lorsque $\sigma_s^2 = 0$, c'est à dire lorsque les vitesses individuelles sont uniformément réparties au niveau spatial.

Cohen [24] montre que la vitesse du flot au point x pendant la période $[t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}[$ est égale à la moyenne harmonique temporelle des vitesses individuelles V_i mesurées ponctuellement :

$$\frac{1}{\bar{V}(x, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2})} = \frac{1}{N(x, t - \frac{\Delta t}{2} \rightarrow t + \frac{\Delta t}{2})} \sum_{i=0}^{N(x, t - \frac{\Delta t}{2} \rightarrow t + \frac{\Delta t}{2})} \frac{1}{V_i}$$

Le taux d'occupation TO , mesure ponctuelle, peut alors être vu comme une approximation de la densité locale du trafic sur la section de route considérée. Moyennant la connaissance de la longueur moyenne des véhicules (\bar{L}), cette mesure permet d'obtenir une concentration exprimée en nombre de véhicules par kilomètre pour une section de route :

$$K(t \rightarrow t + \Delta t) = \frac{TO(t \rightarrow t + \Delta t) \times n}{\overline{LE}(t \rightarrow t + \Delta t)}$$

où $\overline{LE}(t \rightarrow t + \Delta t) = \bar{L}(t \rightarrow t + \Delta t) + l$ représente la longueur électrique moyenne des véhicules, c'est à dire la longueur moyenne des véhicules $\bar{L}(t \rightarrow t + \Delta t)$ pendant la période $[t, t + \Delta t]$, augmentée de la largeur l du capteur, et n représente le nombre de files de la section de route considérée.

Le temps de parcours moyen d'un flux de véhicules sur un itinéraire pendant une période de temps Δt correspond à la moyenne arithmétique des temps de parcours des véhicules sortis de l'itinéraire pendant Δt . Toutefois, il n'y a pas dans le cas général d'égalité stricte entre le temps de parcours moyen de l'itinéraire et la somme des temps de parcours moyens des sections qui le composent. L'égalité n'est vérifiée qu'avec des vitesses parfaitement stationnaires et uniformes sur chacune des sections, ce qui n'est jamais réalisé en pratique. L'estimation des temps de parcours à partir des mesures de trafic nécessite donc un sectionnement du réseau et du temps sur lequel les conditions de trafic sont les plus homogènes et les plus stationnaires possibles [7]. La longueur des véhicules est également supposée constante sur chaque période et sur chaque section.

Sur le réseau urbain et périurbain, on définit généralement une section élémentaire pour l'estimation du temps de parcours comme la zone d'influence d'un capteur. Dans l'idéal, pour garantir une certaine homogénéité du trafic, ce capteur doit être situé au centre et la section doit être de capacité constante et ne comporter aucune entrée ni sortie intermédiaires (cf. figure 5.3).

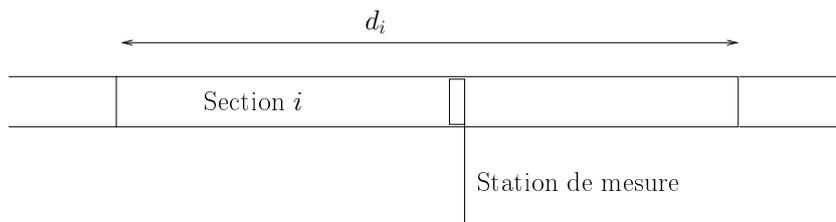


FIGURE 5.3 – Sectionnement du réseau généralement utilisé pour l'estimation de temps de parcours sur les réseaux urbains et périurbains

Au sein d'une agglomération urbaine, on rencontre principalement deux types de voiries équipées de capteurs de trafic : les voies rapides urbaines (VRU) et le réseau de surface à feux. L'estimation des temps de parcours à partir des données mesurées par les capteurs fait appel à des méthodes spécifiques sur chacun de ces deux types de voirie.

Estimation sur les voies rapides urbaines à partir de capteurs de trafic

Les voies rapides urbaines (VRU) sont des voiries à chaussées séparées de type autoroutier, sur lesquelles les distances entre deux échangeurs sont faibles - parfois moins d'un kilomètre. Elles sont le plus souvent de type *périphérique* ou *en étoile*

et permettent alors l'accès à la ville centre depuis les banlieues plus éloignées. À titre d'exemple, le boulevard périphérique parisien est équipé d'un capteur tous les 500 mètres.

L'estimation du temps de parcours sur les voies rapides urbaines est presque exclusivement réalisée à l'aide de la méthode dite de *la vitesse moyenne*. Cette méthode permet d'extrapoler la vitesse mesurée localement par un capteur à la section de route centrée sur ce capteur. Malgré sa rusticité, elle donne de bons résultats lorsqu'elle est appliquée sur un réseau possédant une forte densité de capteurs (au moins un entre deux échangeurs consécutifs) et avec une agrégation glissante des données (par exemple $\Delta t = 6$ minutes avec une mise à jour toutes les minutes) [7]. Un tronçon de route entre deux échangeurs successifs peut comporter plusieurs sections lorsqu'il est équipé de plusieurs capteurs.

Sur une section i de longueur d_i équipée d'une station de mesure double (qui mesure les vitesses individuelles), le temps de parcours pendant la période $[t, t + \Delta t[$ est estimé par :

$$\tau_i(t \rightarrow t + \Delta t) = \frac{d_i}{\overline{V}_i(t \rightarrow t + \Delta t)}$$

où $\overline{V}_i(t \rightarrow t + \Delta t)$ représente la moyenne harmonique des vitesses individuelles mesurées par la station pendant la période $[t, t + \Delta t[$.

Sur une section i équipée d'une station de mesure simple, la vitesse doit être estimée à partir des valeurs de débit et de taux d'occupation fournies par la boucle. En effet, la vitesse du flot peut être estimée par :

$$\frac{Q_i(t \rightarrow t + \Delta t)}{K_i(t \rightarrow t + \Delta t)}$$

et $K_i(t \rightarrow t + \Delta t)$ peut être estimée par : $\frac{TO_i(t \rightarrow t + \Delta t) \times n_i}{\overline{LE}_i(t \rightarrow t + \Delta t)}$.

Ainsi, la vitesse du flot pendant la période $[t, t + \Delta t[$ est finalement estimée par :

$$\widehat{V}_i(t \rightarrow t + \Delta t) = \frac{Q_i(t \rightarrow t + \Delta t) \times \overline{LE}_i(t \rightarrow t + \Delta t)}{TO_i(t \rightarrow t + \Delta t) \times n_i} \quad (5.1)$$

La principale difficulté pour la mise en œuvre de cette méthode est liée à l'estimation de la longueur électrique moyenne des véhicules pour les sections équipées uniquement de capteurs simples. Lorsqu'une section voisine est équipée d'une station double, on peut prendre la longueur électrique moyenne mesurée par ce capteur comme approximation de la longueur électrique moyenne des véhicules sur la section équipée uniquement d'un capteur simple.

Si on ne dispose d'aucun capteur double à proximité, il est également possible d'estimer la longueur électrique moyenne pour chaque section à l'aide de l'équation 5.2 en considérant des régimes de trafic pour lesquels on connaît les valeurs de débit, de taux d'occupation et de vitesse du flot. C'est le cas du régime fluide, c'est-à-dire lorsque le taux d'occupation est inférieur au taux critique TO_i^{crit} . La vitesse correspond alors à la vitesse libre V_i^l et on a la formule d'estimation suivante :

$$\widehat{LE}_i(t \rightarrow t + \Delta t) = V_i^l \times \frac{TO_i(t \rightarrow t + \Delta t)}{Q_i(t \rightarrow t + \Delta t)} \quad \text{pour } TO_i(t \rightarrow t + \Delta t) \leq TO_i^{crit} \quad (5.2)$$

Si ζ_f désigne l'ensemble des sous-périodes fluides de la période d'étude, alors on définit une estimation de \overline{LE}_i valable aussi en congestion par :

$$\widehat{LE}_i = V_i^l \times \frac{1}{\text{card}(\zeta_f)} \sum_{[t, t+\Delta t] \in \zeta_f} \frac{TO_i(t \rightarrow t + \Delta t)}{Q_i(t \rightarrow t + \Delta t)} \quad (5.3)$$

L'estimation de la vitesse du flot lorsque les données de débit et de taux d'occupation fournies par la boucle simple sont $Q_i(t \rightarrow t + \Delta t)$ et $TO_i(t \rightarrow t + \Delta t)$ est la suivante :

$$V_i(t \rightarrow t + \Delta t) = \begin{cases} V_i^0 & \text{si } [t, t + \Delta t] \in \zeta_f \\ \widehat{LE}_i \times \frac{Q_i(t \rightarrow t + \Delta t)}{TO_i(t \rightarrow t + \Delta t)} & \text{si } [t, t + \Delta t] \notin \zeta_f \end{cases}$$

où V_i^0 est la vitesse libre sur la section i .

Dans son principe, cette méthode a tendance à sous-estimer les longueurs électriques des véhicules car la discrimination entre situation fluide et situation congestionnée se fait uniquement sur le taux d'occupation. Elle conduit par conséquent à l'exclusion de poids-lourds ayant parcouru le chaînon en situation fluide mais ayant engendré de forts taux d'occupation du fait de leur longueur. Ce biais peut être considéré comme négligeable sur des chaînons à faible taux de poids-lourds (cas des voiries urbaines).

La méthode de la vitesse moyenne est utilisée opérationnellement sur le Boulevard Périphérique parisien et sur les VRU autour de Paris, Lyon et Marseille. Lorsque l'on compare l'estimation de temps de parcours, notée $\hat{\tau}$, à la moyenne des temps de parcours effectivement réalisés (temps de parcours de référence, noté $\bar{\tau}$), les résultats en terme de précision sont les suivants [47] [54] :

- pour une situation stationnaire et sur des trajets de moins de 10 km, l'Écart Quadratique Moyen Relatif⁹ (EQMR) est inférieur à 10 % ;
- pour une situation stationnaire et sur des trajets allant jusqu'à 25 km, l'EQMR est inférieur à 20 % ;
- lors des périodes transitoires, l'Écart Algébrique Relatif¹⁰ (EAR) est supérieur à 30 %.

On identifie l'estimation de la longueur électrique moyenne comme la principale source d'erreur de cette méthode. Les approximations commises sur la composition du trafic et sur la mesure de la distance entre les boucles pour les stations de comptage doubles, peuvent détériorer la qualité du résultat. Une autre source d'erreur est liée à la méthode elle-même qui suppose la vitesse constante sur un voisinage de la station. Une étude du SIER [60] a montré qu'avec cette hypothèse, la précision des temps de parcours obtenus était correcte pour des stations espacées de moins de 1000 mètres et qu'elle restait acceptable pour 1500 mètres, valeur au-delà de laquelle la qualité de l'estimation se trouve dégradée. Lorsqu'on a des stations trop espacées, il est possible d'extrapoler les vitesses en considérant une variation linéaire entre deux stations de mesure. Enfin, la précision de l'estimation peut être dégradée lorsque l'hypothèse de

9. Cet écart caractérise l'écart type relatif d'une méthode d'estimation du temps de parcours par rapport au temps de parcours de référence : $EQMR = \sqrt{\frac{|\hat{\tau} - \bar{\tau}|^2}{|\bar{\tau}|^2}}$.

10. Cet écart caractérise la précision relative d'une méthode d'estimation du temps de parcours par rapport au temps de parcours de référence : $EAR = \frac{\hat{\tau} - \bar{\tau}}{\bar{\tau}}$

stationnarité du trafic n'est pas respectée.

La méthode de la vitesse moyenne a été adaptée par les Autoroutes du Sud de la France sur des tronçons interurbains équipés d'un capteur tous les 5 à 10 km. Comme on l'a vu, la précision de la méthode de la vitesse moyenne est alors dégradée en raison de la distance importante entre les capteurs. Pour compenser cette distance, les tronçons de grande taille sont fractionnés en sections de petite taille sur lesquelles la vitesse moyenne est estimée par interpolation linéaire des vitesses des stations qui les encadrent, proportionnellement à la distance entre chaque section et ces stations. On parle alors de la *méthode d'extrapolation des vitesses*.

Estimation sur le réseau de surface à feux à partir de capteurs de trafic

La voirie à feux peut faire l'objet de plans de feux fixes ou adaptatifs, tenant alors compte du trafic et/ou de priorités données aux véhicules de transport en commun. Le système est le plus souvent régulé par des capteurs de trafic situés au droit des feux, destinés à détecter la présence de véhicules.

Une des principales difficultés pour l'estimation des temps de parcours tient à l'emplacement du capteur qui n'est pas idéal puisque le capteur est occupé par un véhicule la majorité du temps et ne permet donc d'estimer ni la concentration sur la section, ni la longueur de la file d'attente se formant au niveau du carrefour.

Sur ce type de voirie, le travail pionnier d'Abours [4] a mis en évidence une liaison linéaire entre les temps de parcours et les taux d'occupation. Partant de cette hypothèse, Bonvallet et Robin-Prévalée [14] ont proposé l'indicateur de vitesse BRP. Cet indicateur empirique utilisé initialement pour le suivi global du niveau de service du réseau de voiries urbaines de la ville de Paris, a montré son utilité opérationnelle pour l'estimation du temps de parcours sur voirie à feux.

Sur le réseau de surface, la grande majorité des capteurs est composée d'une seule boucle et ne permet donc pas de mesurer la vitesse. Par conséquent, il est nécessaire de l'estimer à partir des données disponibles que sont le débit et le taux d'occupation. À chacun des points de mesure disponibles est associée une section, dans l'idéal centrée sur le capteur. Sur voirie urbaine à feux, on définit généralement une section élémentaire pour l'estimation du temps de parcours comme la portion de voirie qui sépare deux carrefours à feux. Les entrées et sorties latérales sont souvent considérées comme négligeables lorsqu'elles ne sont pas soumises à une régulation par feux tricolores.

La construction de l'indicateur BRP est fondée sur l'hypothèse de l'existence d'une relation de la forme :

$$\tau_i = a_i \times TO_i + b_i \quad (5.4)$$

La spécificité du BRP est de reposer sur une hypothèse statistique (relation linéaire précédente) dont les paramètres ne sont pas, contrairement à l'usage, estimés à partir d'une procédure de type moindres carrés ordinaires, mais calibrés à partir de considérations physiques. En effet, les deux paramètres a_i et b_i de la relation linéaire sont identifiés en fonction de considérations physiques, grâce aux conditions aux limites :

- En situation de fluidité maximale, c'est à dire quand $TO_i \rightarrow 0$:

$$\tau_i \rightarrow b_i = \tau_i^0$$

où τ_i^0 représente le temps de parcours libre de la section i .

- En situation de congestion complète, c'est à dire quand $TO_i \rightarrow 1$ et $Q_i \rightarrow 0$, le tronçon est considéré comme entièrement saturé et le temps total passé par unité de temps dans le tronçon est égal au nombre de véhicules que celui-ci peut contenir, à savoir N_i^{max} :

$$Q_i \tau_i = N_i^{max}$$

On a donc :

$$a_i = \frac{N_i^{max}}{Q_i} - \tau_i^0 \quad (5.5)$$

$$b_i = \tau_i^0 \quad (5.6)$$

La formule 5.4 s'écrit finalement :

$$Q_i \tau_i = N_i^{max} TO_i + Q_i \tau_i^0 (1 - TO_i) \quad (5.7)$$

Elle correspond au lissage par le taux d'occupation de deux valeurs extrêmes, l'une correspondant à la situation fluide et l'autre à la situation congestionnée. Le calcul de la valeur N_i^{max} s'effectue à l'aide de la formule suivante :

$$N_i^{max} = \frac{d_i \times n_i}{\bar{L}_i}$$

où n_i est le nombre de files de la section i , d_i est la longueur de la section i et \bar{L}_i est la longueur moyenne des véhicules sur la section i . On peut alors écrire la vitesse moyenne sur la section i comme :

$$V_i = \frac{d_i}{\tau_i} = \frac{Q_i}{TO_i \times \frac{n_i}{L_i} + \frac{Q_i}{v_i^0 (1 - TO_i)}} \quad (5.8)$$

On peut enrichir la formule de base du BRP par un jeu de coefficients $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ pour prendre en compte la précision des mesures du débit et du taux d'occupation ou encore pour nuancer les deux termes de l'équation 5.7 selon la présence ou non de feux sur le tronçon. La formule suivante a par exemple été utilisée dans les Hauts-de-Seine [60] :

$$\tau_i = \alpha (\beta TO_i \times N_i^{max} + \gamma Q_i \tau_i^0 (1 - \beta TO_i))$$

avec les coefficients :

- α pour tenir compte de la fréquence de mise à jour des données,
- $0.1 < \beta < 2$ pour corriger la valeur du taux d'occupation,
- $0 < \gamma < 2$ pour corriger la valeur du débit et pour équilibrer l'importance des deux termes de la formule en fonction de la présence de feux sur le tronçon.

Les paramètres sont calibrés grâce à des campagnes de mesure par des véhicules flottants. Cependant le calibrage de ces coefficients reste une véritable difficulté opérationnelle, du fait de leur forte variabilité en fonction du lieu.

La principale source d'erreur dans cette méthode réside dans l'hypothèse de base de linéarité entre le taux d'occupation et le temps de parcours. L'évaluation de l'indicateur BRP montre qu'en pratique, la corrélation entre les taux d'occupation et la vitesse du flux est d'autant plus forte que le taux d'occupation est inférieur au taux critique (c'est-à-dire en régime fluide) [14]. La seconde source d'erreur est liée à la position du

capteur sur la section. Pour une bonne précision de l'estimation, les capteurs doivent être localisés de telle sorte que la vision qu'ils donnent du trafic n'est pas gênée par l'interruption du flot par le feu rouge (pas trop près de la ligne de feu). Une troisième source d'erreur est liée à l'incomplétude spatiale de l'information, certains tronçons n'étant pas équipés d'une densité suffisante de capteurs.

Bien que la fiabilité de cet indicateur reste limitée [59], il présente l'avantage d'être simple à mettre en œuvre et connu et utilisé par les exploitants. De plus, il permet, dans le cadre du démonstrateur des algorithmes de guidage, de reproduire les phénomènes de baisse de la vitesse moyenne correspondant aux périodes de pointes du matin et du soir.

Estimation du temps d'attente au niveau des intersections

Le BRP intègre le temps d'attente au niveau d'un carrefour à feux dans l'estimation de temps de parcours de la section. Toutefois, d'autres méthodes d'estimation décomposent ce temps en un temps de déplacement sur la section et un temps d'attente au niveau de l'intersection. Notamment, le *Highway Capacity Manual* (HCM) [79] tient compte du temps d'attente au niveau d'un feu tricolore dans son estimation du temps de parcours, en s'appuyant sur la formule classique de Webster [83].

Nous soulignons ici que, bien que de telles méthodes n'aient pas été mise en œuvre dans le cadre de ce travail, les algorithmes proposés dans les chapitres 3 et 4 offrent la possibilité de tenir compte de manière dissociée des temps de parcours associés aux sections et des délais associés à la traversée des intersections dans le processus d'optimisation d'itinéraire. Les algorithmes proposés sont capables de prendre en compte des délais directionnels, c'est-à-dire des temps d'attente différents pour tourner à gauche, tourner à droite ou aller tout droit.

Mesure directe des temps de parcours

Les équipements permettant la mesure directe des temps de parcours réalisés par les véhicules reposent sur deux types de techniques : d'une part l'identification des véhicules au passage à proximité de points fixes de la voirie et d'autre part la localisation *hors-sol* des véhicules à intervalles réguliers de temps ou de distance parcourue.

Les systèmes de télépéage permettent notamment l'identification des véhicules équipés d'un badge électronique au passage devant une barrière de péage. Ils fournissent les horodates d'entrée et de sortie des véhicules sur un réseau autoroutier ou sur un réseau de voies rapides urbaines à péage. Les données issues des péages classiques peuvent également être utilisées, sans perdre de vue que les temps mesurés comprennent alors également un temps d'attente au péage. Des points de mesure intermédiaires, positionnés par exemple au niveau des panneaux à messages variables peuvent être ajoutés. Les données doivent dans tous les cas être filtrées pour éliminer les valeurs aberrantes, correspondant par exemple à des arrêts sur les aires d'autoroute. Malgré les corrections de valeurs aberrantes, l'exploitation des données péage a toujours tendance à surestimer les temps de parcours réalisés, par rapport à la méthode de la vitesse moyenne souvent mise en place sur les autoroutes (cf. section 5.2.1). En effet, sur des trajets longs, les usagers font parfois des pauses de durée faible qui ne sont pas détectées par la méthode

de correction des données. Cette méthode n'offre de plus aucune garantie qu'un nombre suffisant de données seront retournées par le système pour obtenir une représentativité statistique et que les temps de parcours seront remis à jour à une bonne fréquence. De plus, la couverture de ce type de données est limitée à la voirie à péage.

Ce type de données est utilisé notamment sur le réseau Escota dans le Sud de la France (autoroute A8) et par Autostrade en Italie [73]. Après filtrage, une moyenne des temps de parcours mesurés sur 6 minutes est diffusée.

Des systèmes automatisés de lecture de plaques minéralogiques par caméra permettent également d'obtenir des mesures de temps de parcours entre deux points d'un réseau. Les données sont extraites au moyen d'un logiciel de traitement d'images. Il s'agit d'une technique d'un coût relativement élevé, nécessitant des capteurs vidéos haute résolution éventuellement équipés de projecteurs infra-rouges. Même si le traitement d'image peut être entaché d'erreur en cas de mauvaise lisibilité des plaques, la représentativité est meilleure que pour la lecture de badge. Cette méthode peut être utilisée sur tous les types de voiries, toutefois le coût d'installation des équipements empêche sa généralisation. Elle est généralement utilisée uniquement dans un but d'évaluation des systèmes d'estimation des temps de parcours existants ou sur des zones très localisées (zone de travaux par exemple).

Plus récemment, des méthodes fondées sur la signature électromagnétique des véhicules lors de passages sur des boucles ont également été testées. Des solutions opérationnelles semblent être prêtes pour la mesure directe des temps de parcours (cf. système Sensys www.sensysnetworks.com) [49] [50].

Les systèmes *hors-sol* permettent de localiser des véhicules à intervalles de temps réguliers, quelle que soit leur position dans le réseau. Ils sont bien plus prometteurs pour l'estimation de temps de parcours dans le cadre d'un système de guidage dynamique des usagers. En effet, si des véhicules en nombre suffisant sont équipés, la couverture potentielle du système est très large et peut concerner tous les types de voiries. Deux types de technologies sont utilisées pour le suivi des véhicules : la localisation satellitaire et la localisation par ondes radio (par exemple la localisation des téléphones mobiles embarqués à bord des véhicules). Les véhicules faisant l'objet d'un suivi sont appelés *véhicules traceurs*.

De plus en plus de flottes de véhicules professionnels (taxis, véhicules de livraison, véhicules de transport en commun...) sont équipés de systèmes de localisation satellitaire, qui permettent d'une part aux conducteurs d'avoir accès à un service de navigation et d'autre part à l'entreprise d'optimiser l'exploitation de sa flotte, grâce à la connaissance en temps réel de la position de chaque véhicule. Puisque les véhicules équipés d'un tel système sont capables via une communication radio avec un système informatique central de transmettre à intervalles de temps réguliers (classiquement une minute) leur position, il est possible de connaître le temps de parcours qu'ils ont réalisé sur chaque section de route empruntée. Le traitement des données par le système informatique comprend trois étapes : une mise en correspondance des positions géographiques transmises par chaque véhicule avec les sections du réseau routier est tout d'abord réalisée (on parle de *map-matching*) ; ensuite, le système convertit les positions et les horodates transmises en un temps de parcours associé à chaque section parcourue ; enfin, les données obtenues sont filtrées et redressées pour tenir compte des spécificités du temps de parcours des véhicules traceurs (arrêts en station pour des bus urbains, circulation sur voie réservée pour les bus et les taxis...) ; une estimation du temps de parcours des voitures particulières en est alors déduite.

Le premier obstacle au déploiement d'un système de mesure directe des temps de parcours par localisation satellitaire est constitué par le coût important nécessaire à la mise en œuvre initiale de l'équipement de recueil. En revanche, une fois mis en place, le système offre des données dont le coût unitaire est faible et permet un recueil automatisé et continu. Ce type de technique présente l'avantage majeur de ne nécessiter aucun équipement au sol et de couvrir potentiellement toutes les zones du réseau routier à condition d'avoir suffisamment de véhicules équipés.

Liu et al. [56] démontrent l'intérêt d'utiliser une flotte de taxis comme véhicules traceurs. En effet, ce type de flotte permet une large couverture du réseau et la dynamique des véhicules est similaire à celle des voitures particulières. De plus, les besoins d'équipement sont souvent très limités puisque les flottes sont déjà équipées de systèmes de localisation satellitaire. Un biais est malgré tout introduit en raison de la circulation potentielle des taxis sur des voies réservées. Les auteurs soulignent également que les trajets des taxis se concentrent le plus souvent sur certains axes, par exemple entre les gares et les aéroports. Schaefer et al. [69] présentent les systèmes de mesure des temps de parcours par suivi de flottes de taxis à Vienne, Nuremberg et Berlin. Toutefois, les auteurs ne donnent pas d'éléments pour évaluer la fiabilité des temps de parcours mesurés. Liu et al. [56] mettent en évidence sur des données réelles concernant la ville de Nagoya au Japon, que la taille de la flotte de taxis est un élément critique du point de vue de la fiabilité des temps de parcours mesurés. Le nombre de véhicules équipés doit donc être suffisant pour assurer une bonne représentativité statistique.

Uno et al. [80] étudient la possibilité d'utiliser des bus urbains comme véhicules traceurs. Ils soulignent que cette technique donne lieu à moins d'imprécisions que l'utilisation des taxis, étant donné que les bus circulent de manière répétée le long d'itinéraires prédéfinis. L'échantillon est donc meilleur sur ces itinéraires, toutefois, le réseau couvert est assez limité. Le suivi des campagnes de récolte dans le temps permet en revanche d'obtenir des informations sur la variabilité des temps de parcours sur les axes empruntés et donc de quantifier le niveau de service de chacune des sections. Cette technique est donc mieux adaptée à un suivi des performances du réseau hors-ligne qu'à l'estimation dynamique des temps de parcours. De plus, les temps de parcours récoltés sont surestimés par rapport à ceux des véhicules particuliers, en raison des arrêts et de la dynamique différente entre les bus et les véhicules légers. Les auteurs proposent une méthode de correction des temps de parcours mesurés pour éliminer les effets sur le temps de parcours des arrêts en stations (décélération, accélération et arrêt).

Bien que la couverture globale des systèmes de mesure par localisation satellitaire soit bonne, il peut exister des difficultés de mesure. Ceci est notamment observé dans certaines zones très urbanisées avec de fortes hauteurs de bâtiments qui constituent des *canyons urbains* pour la localisation satellitaire. De plus, la répartition des temps de parcours mesurés est inégale sur le réseau et donc la fiabilité associée à l'estimation est variable. Pour tenter de solutionner ces deux problèmes, d'autres méthodes d'estimation peuvent être utilisées en complément, notamment l'estimation à partir des données issues des capteurs de trafic.

La majorité des usagers des réseaux routiers est équipée d'un ou même de plusieurs téléphones mobiles. Même en veille, les téléphones peuvent être localisés par les récepteurs du réseau et ces données de localisation peuvent être utilisées pour la mesure des temps de parcours. Les téléphones mettent à jour leur positionnement selon une période spécifique à la cellule à laquelle ils sont rattachés, pouvant être abaissée de 3 heures à 6 minutes, avec toutefois une augmentation considérable des débits de communication

(environ +9300 % [84]). De plus, la localisation d'un téléphone ne peut être effectuée à l'heure actuelle qu'à 100 ou 200 mètres près. La corrélation de cette information à une représentation du réseau routier permet d'améliorer la précision de la localisation. La localisation imprécise des véhicules pose des problèmes pour l'estimation de la vitesse et donc du temps de parcours ainsi que pour le repérage d'un véhicule, qui est parfois localisé sur une voie parallèle à celle sur laquelle il circule effectivement. Étant donnée la précision actuelle de localisation des téléphones mobiles, cette méthode semble réservée aux zones interurbaines et périurbaines dans lesquelles les voies de circulation sont espacées et donc facilement identifiables. L'intégration d'un module GPS dans les téléphones permettrait d'obtenir une meilleure précision, toutefois elle amène un surcoût pour les opérateurs et les usagers qui n'y voient pas forcément d'intérêt pour eux-mêmes. En raison du manque de précision des données mesurées, de l'importance du flux de communication à transmettre et des problèmes liés au respect de l'anonymat des données de localisation, cette méthode de mesure est restée uniquement expérimentale jusqu'à aujourd'hui. À notre connaissance, seul le projet STRIP (System for TRaffic Information and Positioning), dont l'objectif était d'évaluer les performances d'un suivi des téléphones portables sur le réseau autoroutier de la vallée du Rhône, a testé cette méthode de façon opérationnelle. Dans les expérimentations menées, 10 à 20 % des téléphones ont été localisés. La méthode a tendance à sous-estimer d'environ 25 % la vitesse par rapport à celle estimée à partir des mesures fournies par les capteurs ponctuels de trafic [84].

Une fois redressées, les mesures de temps de parcours doivent être segmentées à l'échelle des sections de route définies par les arcs du graphe modélisant le réseau, puis un indicateur de tendance centrale (moyenne ou médiane) de l'ensemble des observations doit être retenu pour estimer le temps de parcours de la section.

Parmi les techniques de suivi de véhicules traceurs, seule la localisation satellitaire semble aujourd'hui adaptée à l'alimentation d'un système d'estimation dynamique des temps de parcours sur l'ensemble d'un réseau urbain et périurbain. En effet, c'est la seule technique en mesure d'offrir une bonne couverture spatiale à un coût raisonnable.

5.2.2 Association de fonctions de vitesses aux arcs du graphe

Correspondance entre sections et arcs

Les sections définies pour l'estimation du temps de parcours ne sont pas nécessairement en correspondance directe avec les arcs du graphe représentant le réseau de transport. Par conséquent, lorsqu'un arc est associé à plusieurs sections, la vitesse de déplacement sur l'arc est calculée comme la moyenne harmonique des vitesses sur chacune de ces sections, pondérée par la distance parcourue sur chacune d'elles. Pour l'exemple donné dans la figure 5.4(b), l'arc b est muni d'une vitesse V_b telle que

$$\frac{1}{V_b} = \frac{\frac{d_{i-1}}{V_{i-1}} + \frac{d_i}{V_i}}{d_{i-1} + d_i}$$

Nous allons maintenant voir comment les fonctions de vitesse sont définies pour les sections équipées de capteurs ainsi que comment des fonctions de vitesse sont attribuées aux arcs qui ne sont couverts par aucune section définie pour l'estimation des temps de parcours, en raison de l'absence de capteurs.

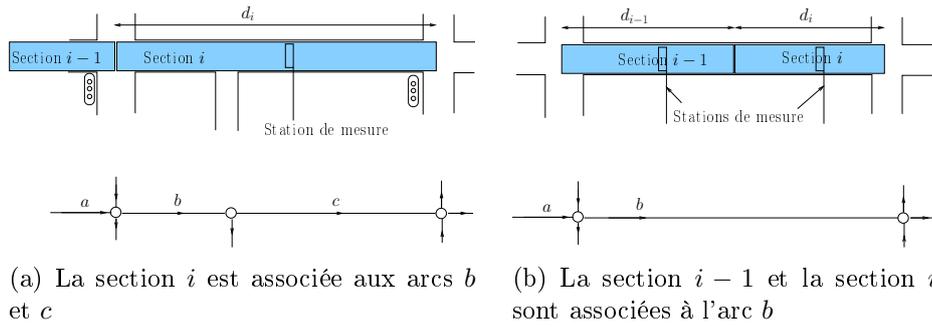


FIGURE 5.4 – Exemples d’associations entre sections définies pour l’estimation du temps de parcours et arcs du graphe

Mise en œuvre sur le réseau de voies rapides équipé de capteurs

Sur le réseau de voies rapides et d’autoroutes équipées de capteurs, la méthode de la vitesse moyenne est mise en œuvre. Lorsqu’un axe est équipé partiellement de capteurs, les sections sans capteurs sont rattachées, au cas par cas, au capteur qui a priori les représente le mieux (le plus proche ou celui qui est situé sur le même tronçon entre deux échangeurs).

Sur ce type de réseau, la densité de capteurs est bonne (cf. figure 5.5), permettant donc une bonne fiabilité des estimations de temps de parcours. La plupart des capteurs sont composés de deux boucles électromagnétiques et donnent donc directement des mesures de vitesses individuelles. Une moyenne harmonique des vitesses individuelles sur la période d’agrégation des données est utilisée pour estimer la vitesse moyenne du flot. Lorsque les vitesses ne sont pas mesurées, elles sont reconstituées à l’aide de la formule 5.1 (cf. paragraphe 5.2.1). Une agrégation glissante est réalisée sur 30 minutes, la valeur étant rafraîchie toutes les 6 minutes.

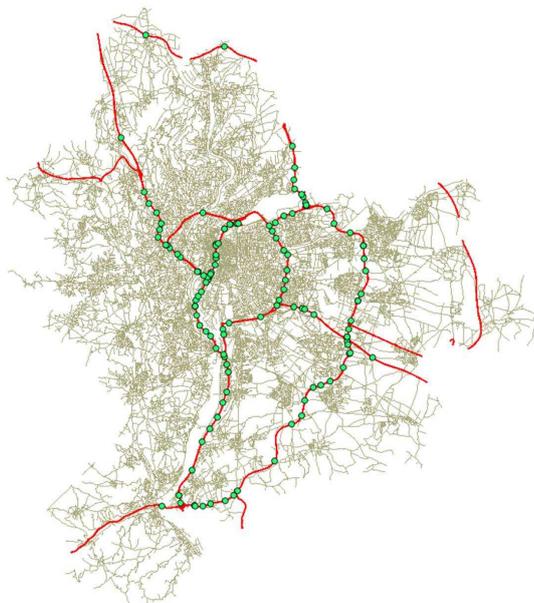


FIGURE 5.5 – Position des capteurs sur le réseau de voies rapides urbaines autour de Lyon

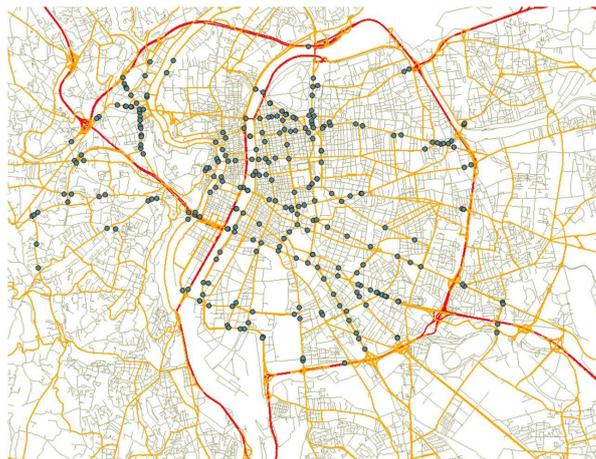


FIGURE 5.6 – Position des capteurs sur le réseau de surface de Lyon et Villeurbanne

Des profils de vitesse sont créés pour chaque jour du mois de mai 2008, puis un profil moyen est déterminé pour chaque type de jour : lundi, mardi, mercredi, jeudi, vendredi, samedi, dimanche ou jour férié. Des exemples de ces profils sont présentés en annexe (paragraphe E.1).

Mise en œuvre sur le réseau de surface équipé de capteurs

Sur le réseau de surface, la grande majorité des capteurs est composée d'une seule boucle, ce qui ne permet pas d'accéder à des mesures directes de la vitesse. On estime alors la vitesse à l'aide de l'indicateur BRP. Seuls les axes principaux du centre urbain sont équipés de capteurs (cf. figure 5.6). Lorsqu'un axe est équipé partiellement de capteurs, les sections sans capteurs sont rattachées, au cas par cas, au capteur qui a priori les représente le mieux (le plus proche ou celui qui est situé sur le même tronçon entre deux carrefours à feux).

Là encore, des profils moyens de débit et de taux d'occupation sont établis et stockés pour chaque type de jour. Des exemples de ces profils sont présentés en annexe (paragraphe E.2).

Mise en œuvre sur le réseau non équipé de capteurs

Dans le contexte d'une application de calcul d'itinéraire fondée sur une information de temps de parcours dynamique, des estimations doivent être disponibles sur l'ensemble du réseau. En effet, si le temps de parcours des axes secondaires non équipés de capteurs est estimé de manière statique (par exemple à partir de la vitesse libre), tandis que le temps de parcours des axes principaux bénéficie d'une estimation dynamique, il existe un risque de délestage systématique du trafic vers le réseau secondaire en cas de congestion. Pour une information et un guidage efficace des usagers sur le réseau, il est donc absolument nécessaire d'étendre le réseau de capteurs de trafic ou de mettre en place un dispositif de mesure directe des temps de parcours à partir de véhicules traceurs. La première solution a un coût élevé de mise en place des capteurs et de maintenance et nécessite un calibrage des méthodes d'estimation pour chaque site. La seconde solution, mise en œuvre au travers d'un suivi de véhicule par localisation satellitaire, paraît plus abordable et assure potentiellement une plus large couverture (d'autant plus importante que la flotte de véhicules traceurs est grande).

La situation idéale pour l'estimation ou la prévision des temps de parcours à l'échelle du réseau routier d'une agglomération correspond donc à la disponibilité sur l'ensemble du réseau de mesures directes de temps de parcours en nombre suffisant, telles que les véhicules fournisseurs des données constituent un échantillon représentatif de la population des véhicules visés par l'information. Même si les progrès technologiques récents permettent plus facilement qu'il y a une dizaine d'années l'accès ce type de mesures, cette situation n'est quasiment jamais réalisée en pratique.

Toutefois, cette technique de mesure doit donc dans l'idéal être complétée localement par un réseau de capteurs de trafic, notamment dans les zones où la localisation satellitaire échoue pour des raisons de densité du bâti. Les mesures ponctuelles de trafic peuvent également renforcer la fiabilité des estimations basées sur des mesures directes de temps de parcours lorsque celles-ci sont peu nombreuses. Pour cela, des techniques de fusion des données doivent être utilisées.

Dans notre cas, sur la zone de mise en œuvre du démonstrateur, nous avons eu uniquement accès à des mesures ponctuelles issues de capteurs de trafic, offrant donc une couverture très partielle du réseau. En particulier, les capteurs équipent uniquement les voies rapides urbaines et les grands axes du réseau de surface. L'estimation sur le réseau de surface secondaire ainsi que sur les bretelles d'entrée-sortie sur autoroute et voies rapides urbaines se heurte donc à l'indisponibilité de mesures ponctuelles de trafic. En effet, il n'existe pas à l'heure actuelle de système de recueil de données par mesure directe des temps de parcours. Toutefois, un projet¹¹ en cours de déploiement permettra de disposer à court terme de telles mesures sur la zone urbaine lyonnaise.

Pour simuler une situation de trafic réaliste reproduisant les phénomènes de pointe du matin et du soir, nous proposons d'établir une stratégie de propagation spatiale des données mesurées par les capteurs, afin de disposer de vitesses dynamiques sur l'ensemble du réseau. Ainsi, nous considérons que la zone de représentativité d'un capteur est bien plus large que la zone définie traditionnellement pour l'estimation des temps de parcours. La conséquence de la propagation des données de trafic est évidemment une perte de qualité des estimations. Toutefois, cette stratégie nous permet de tester les algorithmes de calcul d'itinéraire avec une dynamique de trafic réaliste (reproduction des heures de pointe du matin et du soir), pour un jour moyen de semaine. Il est évident qu'à terme, le calculateur d'itinéraires ne pourra réellement avoir un intérêt pour le grand public qu'à condition d'avoir une couverture plus grande du réseau par des données dynamiques.

Les informations dynamiques sont propagées par proximité géographique et par type de réseau. Pour définir les règles de propagation, nous utilisons une hiérarchisation du réseau en 5 classes distinctes¹² :

- classe 1 : réseau autoroutier hyper-structurant assurant les liaisons longue distance (autoroutes interurbaines),
- classe 2 : réseau routier structurant assurant les liaisons moyennes distances (voies rapides urbaines),
- classe 3 : réseau de surface principal (grands boulevards urbains),
- classe 4 : réseau de surface secondaire,

11. INTRALYS - Information trafic en temps réel fondée sur les véhicules traceurs sur l'agglomération lyonnaise : projet piloté par le LICIT en association avec une coopérative de taxis lyonnais.

12. Cette hiérarchisation est fournie directement par la base de données que nous avons utilisée (Navstreets de Navteq).

– classe 5 : réseau de desserte locale.

Pour une section dépourvue de capteur, on cherche le capteur le plus proche situé sur une section de même classe. Le profil de données moyen pour le jour considéré est utilisé, après un réajustement en fonction de la vitesse libre sur la section¹³. Les voies de classe 1 sont très peu présentes. Sur les voies de classe 2 et 3, la densité d'équipement en capteurs est bonne. La densité est faible sur les voies de classe 4 et quasi nulle sur les voies de classe 5. Cependant, sur les axes de classe 5, cela n'est pas trop problématique puisqu'on y observe rarement de congestion (vitesse libre de l'ordre de 30 km/h).

5.2.3 Agrégation des temps de parcours à l'échelle d'un chemin

Au delà du problème de l'estimation à proprement parler, le problème de la prévision vient s'ajouter lors de la mise en œuvre d'une information de temps de parcours pour les voitures particulières entre deux points du réseau. En effet, si l'on cherche un chemin de temps de parcours minimal entre o et d en partant de o à l'instant t , on doit disposer de temps de parcours prédictifs pour les différentes sections parcourues. Dans le cadre de ce travail, nous suggérons deux types d'agrégation temporelle des temps de parcours, chacune d'elle étant associée à une méthode de prévision : le temps de parcours instantané et le temps de parcours propagé.

Prévision du temps de parcours en cours de déplacement : temps de parcours instantané

La prévision du temps de parcours d'un chemin par un temps de parcours instantané est basée sur une hypothèse de stationnarité des conditions de trafic entre le départ et l'arrivée du chemin. Le temps de parcours instantané est défini pour une entrée à l'instant t sur l'itinéraire I par :

$$\tau_I(t) = \sum_{i \in I} \tau_i(t) \quad (5.9)$$

où l'itinéraire I est composé de la suite des sections (i_1, i_2, \dots, i_k) .

L'utilisation d'un temps de parcours instantané pour l'optimisation d'itinéraires en voiture amène à résoudre un problème de plus court chemin statique. En effet, pour chaque recherche de chemin avec un départ de l'origine à l'instant t , une valeur unique de temps de parcours est utilisée pour chaque arc, quelle que soit l'heure d'arrivée à l'origine de l'arc : $\forall (u, v) \in A, \tau_{uv} \leftarrow \tau_{uv}(t)$.

Cette stratégie d'agrégation temporelle convient bien pour l'information en temps réel des usagers sur un déplacement en cours, à condition que les conditions de trafic ne varient pas trop fortement à l'échelle du temps nécessaire au déplacement. Les informations de temps de parcours utilisées sont basées sur des données recueillies et traitées en temps réel, éventuellement complétées par un historique de données qui pourra se substituer à la donnée en temps réel si celle-ci est absente.

Prévision du temps de parcours avant le déplacement : temps de parcours propagé

Au contraire du temps de parcours instantané, le temps de parcours propagé prend en considération le fait que les conditions de trafic ont pu évoluer au cours du parcours

13. Les limites de vitesse sur deux sections de même classe ne sont pas nécessairement égales.

de l'itinéraire. Le temps de parcours propagé est défini pour une entrée à l'instant t sur l'itinéraire I par :

$$\tau_I(t) = \tau_{i_1}(t) + \tau_{i_2}(t + \tau_{i_1}(t)) + \dots + \tau_{i_k}(t + \tau_{i_1}(t) + \tau_{i_2}(t + \tau_{i_1}(t)) + \dots + \tau_{i_{k-1}}(t + \dots))$$

L'heure d'arrivée à la fin de l'itinéraire peut être calculée récursivement :

$$a_{i_j} = a_{i_{j-1}} + \tau_{i_j}(a_{i_{j-1}}) \quad (5.10)$$

où a_{i_j} désigne l'heure d'arrivée à la fin du tronçon i_j , avec l'initialisation $a_{i_0} = t$.

On utilise alors une base historique de données de trafic pour effectuer la prévision de temps de parcours. Ainsi, chaque jour faisant l'objet d'une requête d'itinéraire est associé à une moyenne de plusieurs jours de l'historique sélectionnés pour leurs similarités avec le jour considéré. Le temps de parcours est alors estimé à partir de la chronique de l'évolution des données de trafic sur ce jour moyen.

L'utilisation d'un temps de parcours propagé pour l'optimisation d'itinéraires en voiture amène à résoudre un problème de plus court chemin dynamique, puisque le temps de parcours d'un arc est dépendant de l'heure d'arrivée à l'origine. Cette stratégie est pertinente pour l'information des usagers avant le déplacement. Il est alors possible de tenir compte des variations saisonnières du trafic (phénomènes de pointe du matin et du soir notamment).

Agrégation pondérée des temps de parcours

Certains auteurs (voir par exemple [26]) préconisent l'introduction de pondérations pour l'agrégation des temps de parcours associés aux différentes sections qui composent un itinéraire. Par exemple, on pourra estimer le temps de parcours instantané d'un itinéraire I en pondérant le temps de parcours de chaque section par les débits observés :

$$\tau_I(t) = \left(\sum_{i \in I} d_i \right) \times \frac{\sum_{i \in I} \frac{d_i \times Q_i(t)}{\bar{V}_i(t)}}{\sum_{i \in I} d_i \times Q_i(t)} \quad (5.11)$$

Cette agrégation pondérée par les débits correspond plutôt à la vision de l'exploitant pour le suivi des performances de son réseau et l'évaluation du niveau de service. En effet, ce temps de parcours reflète les conditions moyennes sur l'itinéraire rencontrées par l'ensemble des usagers, en tenant compte de l'importance relative du nombre d'usagers sur chaque section. Pour l'utilisateur, la pondération des temps de parcours par les débits n'a pas de sens et risque même d'entraîner une distorsion de l'estimation. En effet, l'utilisateur n'est sensible qu'à son propre temps de parcours et de son point de vue, toutes les sections traversées ont la même importance.

Application	Type d'agrégation	Problème de plus court chemin
Information avant le déplacement via un site Internet	Temps de parcours propagé	Dynamique
Information pendant le déplacement via des panneaux à messages variables ou une radio trafic	Temps de parcours instantané	Statique

5.3 Estimation du temps de recherche d'une place de stationnement

Le travail relatif à l'estimation du temps de recherche de stationnement vise à identifier les variables explicatives du temps moyen de recherche puis à élaborer une relation fonctionnelle simple pour une utilisation opérationnelle. Une telle relation ne peut qu'être de nature statistique et devra donc être calibrée à partir de données opérationnelles. Compte tenu de l'absence de données exploitables, nous avons été amenés à réaliser une enquête de terrain spécifique sur voirie permettant de mettre en relation des temps de recherche réalisés et certains indicateurs d'occupation de la voirie.

Le choix modal entre transport en commun et véhicule particulier est influencé à la fois par le temps de parcours, le motif du déplacement, la disposition d'un véhicule à proximité de l'origine, mais aussi par le temps de recherche de stationnement pressenti à la destination. Une meilleure estimation de ce temps de recherche ainsi que du temps de marche à pied nécessaire pour rejoindre la destination depuis le point de stationnement et leur prise en compte dans le temps de parcours des voitures particulières permettra une comparaison équitable des temps de parcours des différents modes.

5.3.1 État de l'art

La modélisation des phénomènes liés au stationnement est rendue complexe en raison de la multiplicité des facteurs influant sur les comportements des usagers en recherche d'une place. Le temps de recherche d'une place de stationnement dépend de nombreux facteurs : motif du déplacement, disposition d'une place réservée, heure d'arrivée, type de tarif recherché, connaissance du quartier... D'autre part, il se comporte différemment :

- pour chaque type de stationnement : sur voirie gratuit, sur voirie payant, en ouvrage gratuit (stationnement commercial ou sur le lieu de travail) ou en ouvrage payant,
- pour chaque type de quartier : à dominante résidentielle, à dominante de bureaux, à dominante commerciale, mixte...

Lichère et al. [55] estiment le temps de recherche d'une place de stationnement par le temps nécessaire pour parcourir la longueur de voirie qui sépare deux places libres. Ils considèrent une vitesse moyenne de recherche v_R de 10 km/h. Finalement, ils utilisent la formule suivante pour estimer le temps moyen de recherche τ_R à partir du nombre de stationnements licites occupés de la zone, noté O , et de la capacité de stationnements licites de la zone, notée K :

$$\tau_R = \frac{\lambda}{v_R} \times \frac{O}{K - O}$$

λ étant un paramètre spécifique à chaque site qui donne la distance moyenne entre deux emplacements de stationnement licites. Le temps terminal pour aller à pied de l'emplacement de stationnement jusqu'à la destination τ_M est estimé par le temps nécessaire pour parcourir à pied la moitié de la distance qui sépare deux places libres :

$$\tau_M = \frac{\lambda}{2v_M} \times \frac{O}{K - O}$$

v_M correspondant à la vitesse moyenne de marche.

Axhausen [8] souligne que la recherche de stationnement est un processus de décision complexe et que l'ordre dans lequel se présentent les opportunités au décideur joue un rôle important sur la décision finale. Axhausen cherche à dégager des règles qui régissent une stratégie de recherche de stationnement, après avoir mis en évidence qu'il ne s'agit en aucun cas d'un processus aléatoire. Parmi les stratégies observées à partir de données d'enquêtes portant sur deux villes de Grande-Bretagne, celles qui sont le plus fréquemment utilisées sont les suivantes :

1. "Je me rends toujours au même emplacement de stationnement qui est quasiment toujours disponible" (*tuyau interne*), utilisée par respectivement 33 et 39 % des usagers dans les deux villes enquêtées,
2. "Je me rends au parking le plus proche de ma destination" (*stationnement en ouvrage*), utilisée par respectivement 26 et 18 % des usagers dans les deux villes enquêtées,
3. "Je me rends à ma destination, puis je commence à chercher" (*stationnement sur voirie*), utilisée par 18 % des usagers dans les deux villes enquêtées.

L'auteur souligne qu'en cas d'échec d'une stratégie au bout d'un certain temps, l'usager pourra basculer vers une autre stratégie. Il propose également une formule non linéaire pour estimer le temps de recherche de stationnement τ_R dans un ouvrage de stationnement en fonction de l'occupation :

$$\tau_R = \frac{\alpha}{1 - \frac{O}{K}}$$

où O et K sont respectivement le nombre de places occupées et le nombre total de places de l'ouvrage et α est un paramètre structurel de la relation de performance du stationnement.

Beltran et al. [11] estiment la vitesse de recherche de stationnement comme une fonction non linéaire de la vitesse du flux, pour un niveau d'occupation donné, au moyen d'un modèle flou.

La société JMJ Conseils a réalisé en 2003 pour le compte du ministère français en charge des transports [25] une étude basée sur des enquêtes de rotation et des enquêtes de temps de recherche de stationnement dans les zones centrales de trois villes françaises (Dijon, Lyon et Grenoble). Cette étude montre un lien très net entre taux de rotation (nombre de véhicules stationnant sur une place au cours d'une journée) d'une zone de stationnement et distance parcourue à la recherche d'une place. Les auteurs montrent au moyen d'un ajustement linéaire entre distance parcourue et temps de recherche que la vitesse des véhicules en recherche tourne autour de 10 km/h dans les zones étudiées, ce qui confirme l'hypothèse avancée par Lichère et al. [55]. Ils proposent également un ajustement linéaire décroissant entre taux de rotation et distance parcourue. En effet, plus le taux de rotation est faible, plus la distance parcourue est importante. Cet ajustement tend à montrer que chaque fois qu'une collectivité améliore la rotation d'une zone d'une unité par jour, elle réduit de 150 mètres environ la longueur parcourue par un automobiliste recherchant une place sur cette zone. L'augmentation de la rotation peut être provoquée notamment par l'instauration d'une tarification plus élevée en particulier pour la longue durée mais également par un meilleur contrôle des durées de stationnement.

5.3.2 Estimation du temps de recherche sur voirie

Nous cherchons à estimer le temps de recherche pour les usagers ayant choisi la troisième stratégie décrite par Axhausen [8] : la recherche de stationnement sur voirie.

Notre travail est basé sur une enquête réalisée en décembre 2008 sur les communes de Lyon et Villeurbanne. Cette enquête contient deux volets. Le premier concerne l'enquête sur le temps de recherche de place de stationnement. Le second est relatif à l'enquête d'occupation et de stationnement illicite. Chacun de ces deux volets a été réalisé sur 3 jours à raison de 3 périodes horaires par jour et sur 10 quartiers. L'enquête a porté sur plusieurs quartiers de Lyon sélectionnés selon le type de stationnement (gratuit, payant, mixte). Elle a permis de mettre en relation les temps de recherche réalisés avec le taux d'occupation.

Pour l'enquête de temps de recherche de stationnement, une méthodologie du type de celle des enquêtes au standard CERTU [20] a été utilisée. Un point de destination précis est défini pour chaque site d'enquête. Un périmètre autour de ce point destination, renfermant tous les points situés à moins de 250 mètres à pied, est défini. Les enquêtes sont réalisées pendant les périodes horaires suivantes :

- le matin entre 9h30 et 11h45,
- l'après-midi entre 14h15 et 16h30,
- le soir entre 17h et 18h20.

L'enquêteur commence sa recherche au point de destination et relève le compteur de son véhicule ainsi que l'heure de départ. Il doit ensuite essayer de trouver une place dans le périmètre établi en essayant de s'éloigner le moins possible de sa destination. Une fois le véhicule stationné, il note l'heure, relève le compteur et localise sur le plan l'emplacement du stationnement. Il repart ensuite vers son point de départ afin d'effectuer une nouvelle mesure. Cette nouvelle recherche sera effectuée si possible en prenant une direction de recherche différente de la fois précédente. Si en arrivant pour la première fois au point de départ, il a en permanence sous les yeux pendant plus de 5 minutes, plusieurs places autorisées disponibles, il n'effectue pas la mesure, mentionne *dispo* et arrête l'enquête sur le site. Si l'enquêteur n'a pas trouvé de place au bout de 20 minutes, il s'arrête et note *échech*. Si l'enquêteur trouve une place avant de commencer la recherche, moins de 50 mètres avant d'arriver au point de départ, il s'arrête et note un temps de recherche et une distance parcourue nuls.

A l'issue de l'enquête nous disposons d'un tableau de données d'une centaine de mesures relatives aux 3 périodes horaires de l'enquête.

On cherche à estimer le temps moyen de recherche d'une place de stationnement (τ_R) ainsi que le temps moyen de parcours terminal qui correspond au temps de marche à pied pour rejoindre le point visé (τ_M). La donnée d'entrée exploitable pour notre modèle est le taux d'occupation de la zone *TO* (nombre de places légales occupées / offre). Nous ne prenons pas en compte (faute de données disponibles) les conditions de trafic au moment de la recherche et l'homogénéité spatiale de l'offre (distance moyenne à parcourir entre deux emplacements de la zone).

Dans le but de trouver une relation fonctionnelle entre le temps moyen de recherche et le taux d'occupation, nous avons choisi une adaptation de la relation non linéaire

proposée par Axhausen [8] pour estimer le temps de recherche en ouvrage.

$$\tau_R = \frac{\alpha}{1 - TO}$$

où $TO = \frac{O}{K}$ est le taux d'occupation et α est un paramètre structurel à ajuster. L'ajustement statistique du paramètre α utilise une procédure des moindres carrés. Le résultat de cet ajustement pour l'ensemble des jours et pour toutes les périodes de l'enquête est le suivant : $\alpha = 0.37$.

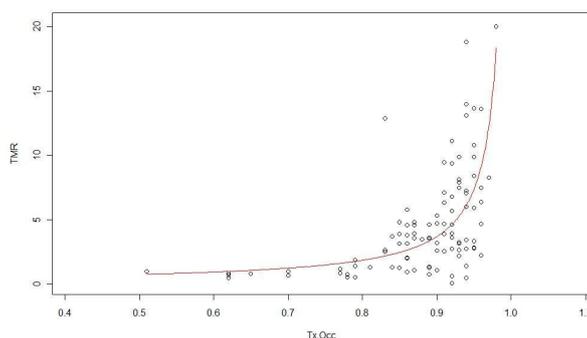


FIGURE 5.7 – Temps moyen de recherche en fonction du taux d'occupation, relation globale $\alpha = 0.3667$

La fonction non linéaire proposée par Axhausen pour le stationnement en ouvrage s'adapte donc également à la modélisation de la relation fonctionnelle entre le taux d'occupation et le temps de recherche sur voirie, sur les données de terrain dont nous disposons.

D'autres ajustements ont par ailleurs été conduits par type de stationnement (gratuit, payant et mixte). Les résultats associés sont donnés en annexe E.3. Ces analyses montrent une certaine stabilité des valeurs estimées de α . En effet, sur l'ensemble des cas traités, on trouve $0.244 \leq \alpha \leq 0.435$. Le paramètre α peut ainsi s'interpréter, comme l'a suggéré Axhausen, comme un indicateur de performance du stationnement.

Ces analyses ont été complétées par l'estimation de la vitesse de recherche. Pour cela, nous avons utilisé une régression linéaire (sans constante) entre le temps moyen de recherche et la distance parcourue. Le coefficient de détermination de l'ajustement R^2 vaut 0.73.

Le coefficient de régression obtenu est de 0.165 ce qui correspond à une vitesse de recherche de 9.87 km/h. Cette valeur est cohérente avec la valeur de 10 km/h usuellement utilisée dans la littérature.

Une borne supérieure du temps de marche pour rejoindre la destination depuis le stationnement peut être calculée en considérant, pour chaque valeur de temps de recherche, la distance parcourue (à une vitesse de 10 km/h) et en calculant le temps de parcours à pied correspondant.

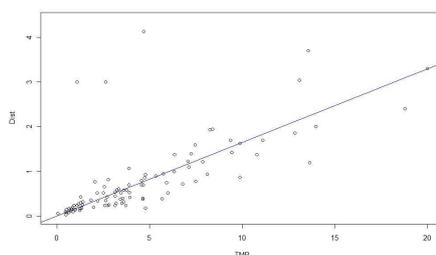


FIGURE 5.8 – Distance parcourue en fonction du temps moyen de recherche

5.4 Moteur de calcul d'itinéraire

Le moteur de calcul constitue le cœur de l'application puisqu'il permet le calcul des itinéraires. Ce moteur a été développé en C++ en intégrant certaines fonctions de la bibliothèque BGL (*Boost Graph Library*)¹⁴. Une structure de tas binaire a été redéveloppée pour le codage de la file de priorité des algorithmes d'étiquetage. Les calculs ont été réalisés sur un ordinateur HP-0A68h 1866MHz, avec 2 Go de mémoire vive et un processeur INTEL Core 2 Duo et utilisant le système d'exploitation Windows XP.

5.4.1 Définition dynamique des temps de parcours et des délais multimodaux

Niveaux d'information sur les temps de parcours

Les estimations et les prévisions de temps de parcours peuvent être alimentées par des données de différents niveaux :

- *les données théoriques* : ce sont celles sur lesquelles se basent la plupart des calculateurs actuellement disponibles sur le marché, pour les automobiles (vitesse limite légale) comme pour les transports en commun (fiches horaires) ;
- *les données historiques* : elles permettent d'affiner les données théoriques en tenant compte de variations saisonnières des conditions de trafic ; elles peuvent être utilisées pour optimiser un déplacement futur, afin anticiper le comportement du trafic ;
- *l'information en temps réel* ; elle permet d'affiner les données historiques en tenant compte des dernières valeurs observées ; elles peuvent être utilisées seules ou en combinaison avec les données historiques pour l'optimisation d'un déplacement en cours ou devant être réalisé dans un futur proche.

Dans ce travail, le temps de parcours des transports en commun est estimé à partir d'une information théorique (niveau 1). Pour l'application de guidage avant le déplacement, le temps de parcours des voitures particulières est estimé à partir d'un historique de données de trafic (niveau 2). Pour l'application de guidage en cours de déplacement, on suppose que ces mêmes données de trafic sont rendues disponibles en temps réel et reflètent l'état du trafic au moment de la prévision (niveau 3). Le temps de recherche de stationnement est estimé à partir de données historiques sur voirie (niveau 2) et à partir de données théoriques en ouvrage (niveau 1).

14. cf. www.boost.org

Niveau d'information	Transports en commun	Stationnement		Voitures particulières
		Ouvrages	Voie	
3 Temps réel	Mesures de temps de parcours Volumes de passagers aux arrêts Événements	Occupation Rotation		Mesures ponctuelles de débit, taux d'occupation, vitesses et longueur de véhicules Mesures de temps de parcours Événements
2 Historique	Mesures de temps de parcours Volumes de passagers aux arrêts	Occupation Rotation	Occupation Rotation Taux d'illicites	Mesures ponctuelles de débit, taux d'occupation, vitesses et longueur de véhicules Mesures de temps de parcours
1 Théorique	Horaires théoriques	Temps moyen par ouvrage	Temps moyen par quartier	Limites de vitesse
0	Données géographiques de description du réseau			

FIGURE 5.9 – Types de données pouvant alimenter les estimations et les prévisions de temps de parcours

Les vitesses moyennes couramment utilisées pour la marche sur terrain plat en ville oscillent entre 1 m/s et 1.2 m/s. Nous utilisons une vitesse moyenne de 1.1 m/s dans le démonstrateur. Pour les vélos, la vitesse moyenne en ville sur terrain plat donnée par la Fubicy¹⁵ est utilisée : 3.9 m/s.

Le délai à appliquer à un mouvement tournant l est donné par une fonction $X_l : T \rightarrow \mathbf{N}$ qui retourne, pour une heure d'arrivée t à la fin du dernier arc de la séquence qui définit le mouvement tournant, le délai $X_l(t)$ associé. Les délais X_l obtenus en sortie des algorithmes d'estimation prennent le plus souvent la forme d'une fonction de temps constante par morceaux, qui peut être lissée, par exemple au moyen de la méthode proposée par Fleischmann et al. [38] (cf. chapitre 2), afin d'obtenir une fonction FIFO.

Dans notre application, nous ne disposons pas d'estimation fiable du temps d'attente aux intersections et nous avons choisi d'utiliser la méthode du BRP sur le réseau de surface qui inclut le temps d'attente dans le temps de parcours global de la section. Ainsi, les fonctions X_l utilisées sont toutes de valeur infinie, représentant uniquement des mouvements tournants interdits.

Les algorithmes d'estimation du temps de recherche de stationnement fournissent également des fonctions de temps constantes par morceaux. Ces fonctions doivent donc également être lissées pour obtenir une fonction FIFO selon la méthode proposée par Fleischmann et al. [38]. Les temps de prise en main d'un véhicule sont généralement définis par des valeurs constantes.

5.4.2 Initialisation de l'application

Construction du graphe

Le graphe multimodal est construit une seule fois au lancement de l'application et stocké en mémoire vive. La construction est réalisée en plusieurs étapes :

- construction du réseau routier principal et insertion des attributs des nœuds et des arcs (étiquettes, longueur, limite de vitesse...),
- insertion des nœuds de stationnement avec un attribut booléen *activation* initialisé à *faux* et création des liens entre ces nœuds et le réseau routier principal,

15. Fédération française des usagers de la bicyclette www.fubicy.org

- définition, pour chaque mode $m \in \mathcal{M}_V$ des ensembles \mathcal{P}_m et \mathcal{V}_m donnant respectivement les nœuds où il est possible de stationner un véhicule de mode m et les nœuds où un véhicule de mode m est initialement disponible,
- insertion des pénalités associées aux mouvements tournants dans le réseau routier principal,
- création du réseau des transports en commun et création des liens entre les nœuds représentant les points d'arrêt et le réseau routier principal,
- création des sous-graphes associés aux pôles d'échanges et création des liens entre les nœuds représentant les points d'accès aux pôles et le réseau routier principal.

Chargement de l'information de temps de parcours

Les informations théoriques de temps de parcours des transports en commun sont ensuite insérées. La quantité de données à stocker en mémoire qui en résulte est considérable. C'est pourquoi différentes stratégies de chargement de ces informations ont été testées. La première consistait à ne charger aucun horaire en mémoire et à aller chercher l'information nécessaire au moyen d'une requête envoyée à la base de données, chaque fois que cela était nécessaire pour le calcul d'un temps de parcours. Cette stratégie a très fortement alourdi le temps de calcul de l'algorithme d'étiquetage, le rendant peu compatible avec une utilisation fluide de l'application et a donc été abandonnée. Une seconde stratégie a été testée. Elle consistait à charger uniquement les horaires associés au type de jour demandé par l'utilisateur au début du traitement de chaque requête. Cela aboutissait également à un temps de chargement relativement long avant de pouvoir lancer l'algorithme de recherche de chemin. Afin de garantir une plus grande fluidité de l'application, nous avons finalement choisi de charger tous les horaires au lancement de l'application, procédure consommatrice de temps de calcul mais réalisée une seule fois. Toutefois, cette stratégie est également très consommatrice d'espace mémoire et nécessite de disposer d'une machine ayant une importante quantité de mémoire vive dédiée à l'application.

Pour les voitures particulières, la stratégie de chargement des informations de temps de parcours dépend étroitement du type d'agrégation temporelle utilisé pour les temps de parcours et donc du moment où on utilise l'application de guidage : avant ou pendant le déplacement. L'utilisation d'un temps de parcours instantané (optimisation de l'itinéraire en cours de déplacement) amène à mettre à jour le temps de parcours de chaque arc du graphe au moment où la requête d'itinéraire est lancée par l'utilisateur. Au contraire, l'utilisation d'un temps de parcours propagé nécessite de charger en mémoire vive l'ensemble des valeurs permettant l'estimation du temps de parcours au moment de la construction du graphe. En effet, il n'est pas souhaitable d'y accéder au cours de l'algorithme d'étiquetage via une requête sur la base de données puisque le temps d'accès ralentit alors fortement l'algorithme de calcul d'itinéraire, de même que pour l'accès aux horaires des transports en commun.

5.5 Applications d'information des usagers

5.5.1 Information avant le déplacement : optimisation d'itinéraires individuels de porte-à-porte

Une fois l'application initialisée, la structure de graphe et les informations de temps de parcours sont disponibles en permanence en mémoire vive et peuvent être interrogées par l'algorithme de calcul d'itinéraire.

Saisie des requêtes

Une *Interface Homme-Machine* permet la saisie des requêtes (cf. figure F.1, annexe F), c'est-à-dire qu'elle permet de spécifier pour une ou plusieurs étapes :

- un point origine (choix dans une liste ou clic sur la carte),
- un point destination (choix dans une liste ou clic sur la carte),
- un type de contrainte horaire (*départ au plus tard* ou *arrivée au plus tôt*),
- un jour et une heure associés à la contrainte horaire,
- les modes de transport autorisés,
- pour chaque mode utilisant un véhicule privé, la position du véhicule au départ du chemin,
- le souhait d'avoir un véhicule disponible à destination (ne peut être coché que pour un des véhicules privés).

Les points de stationnement peuvent être activés ou désactivés à chaque nouvelle requête, par l'utilisateur (choix manuel des points à activer, cf. figure F.2, annexe F) ou par le système (points dans l'intersection de deux des ellipses définies par la chaîne de déplacements). L'utilisateur peut utiliser des adresses intégrées au système ou en définir de nouvelles comme origines et destinations pour sa requête. Des stationnements privés peuvent être définis pour certains modes et certaines adresses.

Les résultats d'une requête sont présentés sous forme d'une feuille de route et sous forme cartographique. Des captures d'écran sont présentés en annexe F.

5.5.2 Information pendant le déplacement : optimisation d'itinéraires de pôle-à-pôle

Réseau de panneaux à messages variables de l'agglomération lyonnaise

Les panneaux à message variable sont généralement situés en amont de points de choix offerts aux usagers du réseau routier. Ils permettent dans leur version la plus simple de diffuser une information textuelle. Celle-ci peut permettre de donner notamment un temps de parcours entre la localisation du PMV et un des pôles de l'agglomération ou un des points de bifurcation du réseau. Dans certains cas, ils peuvent diffuser une information plus complexe au moyen de diagrammes sur lesquels la vitesse moyenne sur chaque tronçon est représentée au moyen d'une couleur.

À l'heure actuelle, l'utilisation faite des PMV sur les réseaux urbains est quasi exclusivement monomodale et destinée aux automobilistes. Toutefois, une utilisation multimodale de ces PMV est tout à fait envisageable et pourrait permettre d'inciter au rabattement des automobilistes vers les transports en commun en cas de congestion, comme l'illustre la figure 5.10. Ce type d'informations pourrait également être diffusé via une radio d'information sur le trafic.



FIGURE 5.10 – Exemple de PMV diffusant une information multimodale de temps de parcours

Nous avons appliqué les algorithmes de calcul d'itinéraires multimodaux, en supposant que le mode initial correspond à la voiture, à partir des PMV de l'agglomération lyonnaise et vers des pôles d'attraction : gare de la Part-Dieu, Hôtel de Ville de Lyon, place Bellecour... Pour un vendredi, à l'heure de pointe du soir, nous avons notamment obtenu les solutions intermodales présentées dans la figure 5.11.

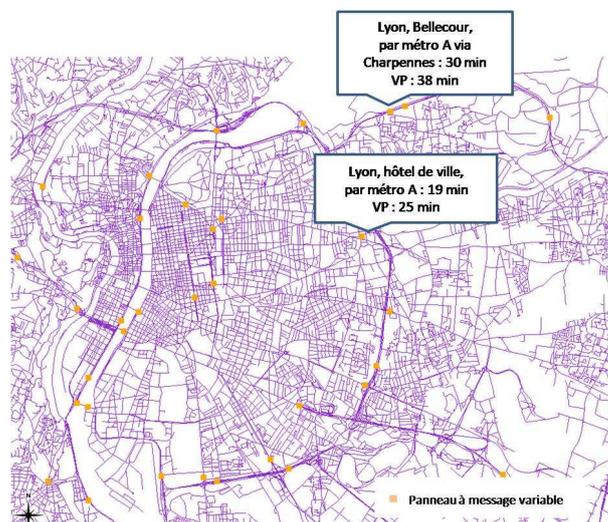


FIGURE 5.11 – Exemples de solutions intermodales générées au départ de certains PMV de la zone couverte par le démonstrateur

5.6 Conclusion

Ce chapitre a permis de présenter les différents aspects relatifs à la mise en œuvre concrète du démonstrateur de calculateur d'itinéraire : la définition du modèle de données et la création de la base de données servant de support à l'application, la définition de méthodes d'estimation des temps de parcours, par mode et par type de réseau ainsi que la construction du graphe représentant le réseau de transport et le traitement des requêtes d'itinéraire.

L'intérêt pratique des algorithmes proposés a été montré au travers de deux applications d'information et de guidage, une première destinée à la diffusion d'une information individualisée avant le déplacement et une seconde destinée à la diffusion d'une information collective de pôle-à-pôle pendant le déplacement.

Chapitre 6

Conclusion et perspectives de recherche

6.1 Travail réalisé

Les travaux réalisés durant cette thèse se sont concentrés sur le développement d'une algorithmique adaptée à l'optimisation d'itinéraires multimodaux au sein d'un système d'information destiné aux usagers des réseaux de transport. Les recherches se sont focalisées sur trois problèmes d'optimisation d'itinéraires imbriqués :

1. l'optimisation d'un déplacement monomodal avec prise en compte d'interdictions et de délais associés à certains mouvements directionnels,
2. l'optimisation d'un déplacement multimodal,
3. l'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements.

L'étude des deux premiers problèmes a permis de dégager des grands principes de modélisation des contraintes s'appliquant sur des séquences d'arcs ou d'attributs des arcs dans les problèmes de plus courts chemins. En particulier, une distinction a été réalisée entre les contraintes portant sur deux arcs ou étiquettes successifs, que l'on peut qualifier de *locales*, et les contraintes définies à une échelle globale, au moyen de séquences d'au moins trois arcs ou étiquettes successifs. Des méthodes ont été proposées pour traiter ces deux types de contraintes. Les algorithmes proposés sont compatibles avec une application de calcul d'itinéraire devant fournir rapidement une réponse à une requête portant sur un itinéraire simple entre une origine et une destination.

L'étude du troisième problème a permis de dégager sa structure et de le décomposer en deux problèmes portant sur deux graphes différents : un problème principal qui consiste à chercher un plus court chemin sur un graphe que nous avons baptisé *graphe de connectivité* et un sous-problème qui consiste à déterminer les coûts associés aux arcs du graphe de connectivité en résolvant des problèmes de plus court chemins multimodaux sur le graphe initial modélisant le réseau de transport. Lorsque les temps de parcours et les délais sont définis de manière dynamique, la complexité du problème augmente de manière quadratique avec le nombre de points de stationnement considérés. Les expérimentations numériques de la méthode de résolution ont mis en évidence sa lourdeur du point de vue du temps de calcul, malgré les méthodes d'accélération utilisées pour résoudre le sous-problème et le développement d'une heuristique pour limiter le nombre de points de stationnement dans le problème principal.

Les algorithmes proposés ont été développés au sein d'un démonstrateur couvrant l'agglomération lyonnaise. Ce démonstrateur est alimenté par des estimations dynamiques de temps de parcours pour les modes soumis aux conditions de trafic. L'objectif était de reproduire les variations de la vitesse moyenne du trafic au cours de la journée, en particulier les phénomènes de pointe du matin et du soir. Deux méthodes d'estimation ont été mises en œuvre, une adaptée au réseau de voies rapides urbaines et une seconde adaptée au réseau urbain de surface. Les temps de parcours des transports en commun sont estimés à partir des horaires théoriques de desserte fournis par l'exploitant. Finalement, une méthode de construction d'une fonction de temps de parcours respectant la propriété FIFO à partir des données de terrain (vitesses moyennes, heures de passage) est proposée.

La mise en œuvre concrète des algorithmes au sein du démonstrateur a permis de mettre en évidence leur intérêt pratique pour l'information des usagers, aussi bien au sein d'un système d'information individualisé diffusé via un site Internet que pour une information de pôle-à-pôle diffusée via des panneaux à messages variables ou des radios d'information sur le trafic.

Les retombées attendues de la mise en œuvre d'un système d'information et de guidage tel que celui décrit dans ce travail concernent d'une part la revalorisation de l'image des transports en commun et des modes doux (vélo en particulier). En effet, il peut aider l'utilisateur à réaliser l'inefficacité de la voiture dans les zones denses, notamment en raison de la forte contrainte de stationnement. D'autre part, la diffusion d'une information dynamique de temps de parcours pourrait permettre une meilleure répartition de la demande de déplacement entre les modes de transport et donc une régulation dynamique des congestions : si on parvient, grâce à un conseil de redirection vers un parc-relais, à dissuader un usager qui circule sur un axe structurant de s'engager dans le centre-ville lorsqu'il est congestionné, on contribue à diminuer les problèmes de congestion du centre.

Les algorithmes développés pourraient également servir d'outils de diagnostic pour déterminer si l'organisation du réseau de transport se prête ou non à l'intermodalité (coordination des horaires de transport en commun, accessibilité des parcs-relais...). En effet, sur un certain nombre d'itinéraires test bien choisis, si le taux de solutions intermodales proposées est faible, on peut en déduire que le réseau ne se prête pas beaucoup à l'intermodalité. Toutefois, avant de tirer de telles conclusions, il faut s'assurer de la fiabilité des estimations de temps de parcours utilisées en entrée du système. Dans la version actuelle du démonstrateur, la faible couverture du réseau par des données dynamiques ne rend pas possible une telle utilisation des algorithmes.

6.2 Perspectives

Les perspectives de recherche pour l'amélioration du système développé sont diverses. Elles concernent à la fois la diminution des temps de calcul des itinéraires, l'ajout de nouvelles fonctionnalités au système et l'amélioration de la fiabilité des informations diffusées.

6.2.1 Parallélisation et répartition des algorithmes de calcul d'itinéraire

Afin de limiter les temps de calcul et de permettre une utilisation plus fluide du système d'information par les usagers, l'optimisation d'itinéraires multimodaux pourrait faire l'objet d'une parallélisation des calculs entre plusieurs processeurs. La méthode proposée pour résoudre le problème statique de chaîne multimodale de temps de parcours minimal se prête naturellement à la parallélisation de par ses modules indépendants. L'introduction de temps de parcours définis de manière dynamique rend toutefois moins évidentes les possibilités de parallélisation.

Par ailleurs, un système d'information à l'échelle d'une agglomération reposant sur les algorithmes décrits dans ce travail pourrait être intégré dans un système d'information plus global, regroupant plusieurs agglomérations proches qui échangent beaucoup entre elles (Lyon et Saint Etienne par exemple), voire même couvrant l'ensemble du territoire national ou européen. En connectant l'ensemble des systèmes d'information des agglomérations et en les complétant par l'offre de transport interurbaine (train, TGV, avion, route) au sein d'un système national ou européen, on permet à chaque opérateur de garder la main sur les données concernant son réseau et de développer son propre service local d'optimisation d'itinéraires. Par ailleurs, il s'agit d'une solution naturelle de parallélisation des calculs entre plusieurs serveurs. Des solutions opérationnelles de calcul réparti d'itinéraires existent en Allemagne (projets Delfi et Netzwerk) et au Royaume Uni (Journey Web). Des travaux de recherche ont déjà été menés sur ce sujet [86] [52] [85].

6.2.2 Optimisation multi-objectif d'itinéraires multimodaux

Une extension très naturelle de ce travail consisterait à s'intéresser à des problèmes similaires à ceux étudiés ici dans un contexte multi-objectif. Différents critères pourraient alors faire simultanément l'objet d'une minimisation : coût financier du déplacement, nombre de correspondances, indicateur de la variabilité du temps de parcours associé au chemin, volume de gaz à effet de serre émis ou encore par exemple nombre de kilomètres parcourus en vélo sur des voiries non protégées de la circulation automobile.

La résolution d'un problème multiobjectif peut être réalisée en agrégeant les critères au sein d'une seule fonction objectif. C'est notamment l'approche choisie par Modesti et Sciomachen [62] qui résolvent un problème de plus court chemin sur un réseau multimodal en agrégeant le temps de parcours, le coût financier et les préférences de l'utilisateur au sein d'une seule fonction d'utilité.

Si on choisit de traiter le problème au moyen d'une méthode exacte en conservant plusieurs fonctions objectifs, la complexité du problème théorique augmente fortement et le nombre de solutions optimales au sens de Pareto augmente théoriquement de façon exponentielle par rapport à la taille de l'instance. Pour ce type de problème, des métaheuristiques sont fréquemment utilisées, notamment des algorithmes évolutionnistes [17].

6.2.3 Amélioration des estimations de temps de parcours

Les travaux sur l'estimation du temps de parcours doivent évidemment être poussés plus loin pour établir des méthodes d'estimation plus fiables, en particulier pour les

voitures. La question du raccordement de différents types de réseaux, sur lesquels les estimations sont réalisées au moyen de méthodes différentes se pose également. Les temps de parcours sur les zones de raccordement entre les réseaux routiers (bretelles d'autoroute par exemple) sont en effet particulièrement difficiles à estimer.

D'un point de vue opérationnel, la plateforme expérimentale développée dans le cadre de ce travail pourra bientôt être enrichie par des données de temps de parcours dynamiques issues de véhicules traceurs qui offriront plus de fiabilité dans l'estimation et une meilleure couverture.

Le temps de parcours est un indicateur soumis à une forte variabilité entre les individus. De plus, selon la fiabilité des méthodes d'estimation, une variation de la moyenne observée autour de la valeur annoncée peut se produire en pratique. Il serait donc nécessaire de développer des indicateurs permettant de résumer la variabilité du temps de parcours et la fiabilité de la méthode d'estimation. La connaissance de ces éléments est encore plus importante pour l'utilisateur si son trajet est intermodal : lors d'un déplacement combinant par exemple voiture et transports en commun, la variabilité du temps de parcours sur le trajet réalisé en voiture pourra entraîner une rupture de correspondance. Les indicateurs de variabilité et de fiabilité, dans la mesure où ils peuvent être rendus additifs le long d'un chemin, pourraient devenir de nouveaux critères d'optimisation dans le cadre d'un problème multi-objectif. L'utilisateur ne chercherait plus alors le chemin ayant le plus faible temps de parcours moyen annoncé mais le chemin représentant le meilleur compromis entre temps de parcours moyen annoncé et probabilité de variation par rapport à cette valeur. Le choix parmi les solutions optimales au sens de Pareto proposées serait alors réalisé en fonction du niveau d'aversion au risque de l'utilisateur.

Bibliographie

- [1] Pour un développement de l'information multimodale en agglomération. Rapport technique, Groupe de projet ITS France - ATEC, 2002.
- [2] Le point sur : les coûts et les avantages des vélos en libre-service. Rapport technique, Commissariat général au développement durable, Ministère de l'Écologie, de l'Énergie, du Développement Durable et de la Mer, 2010.
- [3] R.A. ABBASPOUR et F. SAMADZADEGAN : A solution for time-dependent multimodal shortest path problem. *Journal of Applied Sciences*, 9(21):3804–3812, 2009.
- [4] S. ABOURS : Estimation de temps de parcours sur un axe urbain à partir de taux d'occupation. Rapport de recherche 76, IRT, 1985.
- [5] Mustaq AHMED et Anna LUBIW : Shortests paths avoiding forbidden subpaths. *In Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science (Freiburg)*, pages 63–74, 2009.
- [6] A. V. AHO et M. J. CORASICK : Efficient string matching : An aid to bibliographic search. *Communications of the ACM*, 18:333–340, June 1975.
- [7] L. ALIBERT, P. LACHAUD, C. BUISSON et N.-E. EL FAOUZI : Guide des temps de parcours. Rapport technique, CETE du Sud-Ouest, 2002.
- [8] K. AXHAUSEN : Besoins en stationnement et caractéristiques. *Les cahiers du ministère wallon de l'Équipement et des Transports, Maitriser la mobilité, 5e partie : matrice O/D, demande*, 1994.
- [9] C. BARRETT, R. JACOB et M. MARATHE : Formal language constrained path problems. *In Scandinavian Workshop on Algorithm Theory*, pages 234–245, 1998.
- [10] D. BAUMANN, A. TORDAY et A.-G. DUMONT : Approach for computing optimum intermodal roundtrips in multi-modal transport networks. *In 10th World Congress on Intelligent Transport Systems (ITS)*, 2003.
- [11] B. B. BELLES, S. CARRESE et E. NEGRENTI : Parking search model. *In Proceedings of the sixth triennial symposium on transportation analysis (TRISTAN)*, 2007.
- [12] R. BELLMAN : On a routing problem. *Quarterly of Applied Mathematics*, 16(1):87–90, 1958.
- [13] M. BIELLI, A. BOULMAKOUL et H. MOUNCIF : Object modeling and path computation for multimodal travel systems. *European Journal of Operational Research*, 175:1705–1730, 2006.
- [14] F. BONVALET et Y. ROBIN-PRÉVALLÉE : Mise au point d'un indicateur permanent des conditions de circulation en Ile-de-France. *TEC*, 84-85, sept-dec 1987.

- [15] A. BOUSQUET : Routing strategies minimizing travel times within multimodal urban transport networks. *In Proceedings of the Young Researchers Seminar, Torino, 2009.*
- [16] A. BOUSQUET, S. CONSTANS et N.-E. EL FAOUZI : On the adaptation of a label-setting shortest path algorithm for one-way and two-way routing in multimodal urban transport networks. *In Proceedings of the International Network Optimization Conference, Pisa, Italy, 2009.*
- [17] M BOUSSEDJRA : *Contribution à la résolution du problème du plus court chemin multi-objectif par algorithmes évolutionnistes : application aux systèmes de transport intermodal.* Thèse de doctorat, Université de Franche-Comté et Université de Technologie de Belfort-Montbéliard, 2005.
- [18] G. S. BRODAL et R. JACOB : Time-dependent networks as models to achieve fast exact timetable queries. *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, 92:3–15, 2004.
- [19] J.-F. BÉRUBÉ, J.-Y. POTVIN et J. VAUCHÉ : Time-dependent shortest paths through a fixed sequence of nodes : application to a travel planning problem. *Computers and Operations Research*, 33:1838–1856, 2006.
- [20] CERTU. *Les enquêtes de stationnement*, 2000.
- [21] I. CHABINI : A new algorithm for shortest paths in discrete dynamic networks. *In Proceedings of the 8th IFAC Symposium on Transport Systems, Chania, Greece, 1997.*
- [22] I. CHABINI et S. LAN : Adaptations of the A* algorithm for the computation of fastest paths in deterministic discrete-time dynamic networks. *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, 3:61–74, 2002.
- [23] Y.-L. CHOU, H. E. ROMEIJN et R. L. SMITH : Approximating shortest paths in large-scale networks with an application to intelligent transportation systems. *INFORMS Journal on Computing*, 10(2):163–179, 1998.
- [24] S. COHEN : *Ingénierie du trafic routier - Éléments de théorie du trafic et applications.* Presses Nationales des Ponts et Chaussées, 1990.
- [25] JMJ CONSEIL : Impact des politiques de stationnement sur la circulation et l'environnement. Rapport technique, Ministère de l'Équipement, des Transports, du Logement, du Tourisme et de la Mer, 2003.
- [26] M. DANECH-PAJOUH : Le temps de parcours et ses deux variantes de calcul. *TEC*, 192, nov-déc 2000.
- [27] E. de QUEIROS VIEIRA MARTINS : An algorithm for ranking paths that may contain cycles. *European Journal of Operational Research*, 18(1):123–130, Octobre 1984.
- [28] B. C. DEAN : Shortest paths in FIFO time-dependent networks : Theory and algorithms. Rapport technique, Massachusetts Institute of Technology, 2004.
- [29] G. della VALLE et D. TARTARO : Ricerca dei percorsi di minimo costo mediante un algoritmo ibrido in presenza di penalità di svolta. *Ricerca Operativa*, 72:5–38, 1994.
- [30] D. DELLING et D. WAGNER : Landmark based routing in dynamic graphs. *Lecture Notes in Computer Science*, 4525:52–65, 2007.

- [31] E. V. DENARDO et B. L. FOX : Shortest-route methods : 1. reaching, pruning and buckets. *Operations Research*, 27:161–186, 1979.
- [32] R. DIAL, F. GLOVER, D. KARNEY et D. KLINGMAN : A computational analysis of alternative algorithms and labeling techniques for finding shortest path trees. *Networks*, 9:215–248, 1979.
- [33] E. W. DIJKSTRA : A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, 1959.
- [34] J.-F. DILLENBURG et P.-C. NELSON : Improving search efficiency using possible subgoals. *Mathematical and Computer Modelling*, 22:397–414, 1995.
- [35] DREIF : Les principaux résultats de l'enquête globale transports 2001-2002. Rapport technique, Direction Régionale de l'Équipement d'Île-de-France, 2002.
- [36] N.-E. EL-FAOUZI : Fusion de données pour l'estimation des temps de parcours via la théorie de l'évidence. *Recherche Transports et Sécurité*, 68, 2000.
- [37] P. FESTA : The shortest path tour problem : problem definition, modeling and optimization. In *Proceedings of INOC 2009, Pisa*, April 2009.
- [38] B. FLEISCHMANN, M. GIETZ et S. GNUTZMANN : Time-varying travel times in vehicle routing. *Transportation Science*, 38:160–173, 2004.
- [39] C. FOLLIN et B. INCHINGOLO : Information sur le trafic routier : le système SIREDO. *RGRA*, 782, 2000.
- [40] L. R. FORD : Network flow theory. *RAND*, 1956.
- [41] L. FU, D. SUN et L.R. RILETT : Heuristic shortest path algorithms for transportation applications : State of the art. *Computers and Operations Research*, 33:3324–3343, 2006.
- [42] A. GOLDBERG et C. HARRELSON : Computing the shortest path : A* search meets graph theory. Rapport technique, Microsoft Research, mars 2003.
- [43] A. GOLDBERG, H. KAPLAN et R. WERNECK : Reach for A* : efficient point-to-point shortest path algorithms. Rapport technique, Microsoft Research, Octobre 2005.
- [44] A. V. GOLDBERG : Point-to-point shortest path algorithms with preprocessing. *LCNS*, 4362:88–102, 2007.
- [45] E. GUTIÉRREZ et A. L. MEDAGLIA : Labeling algorithm for the shortest path problem with turn prohibitions with application to large-scale road networks. *Annals of Operations Research*, 157:169 – 182, 2008.
- [46] R. J. GUTMAN : Reach-based routing : a new approach to shortest path algorithms optimized for road networks. In *Proceedings of the Sixth Workshop on Algorithm Engineering and Experiments and the First Workshop on Analytic Algorithmics and Combinatorics, New Orleans, LA, USA, January 10, 2004*, 2004.
- [47] J. HETZEL : Méthodologie d'élaboration des temps de parcours et leur fusion en agglomération urbaine dense. Rapport de DEA, Extraction des Connaissances à partir des Données, Université de Lyon 2, 2004.
- [48] Chiun-Chieh HSU, Da-Ren CHEN et Hua-Yuan DING : An efficient algorithm for the shortest path problem with forbidden paths. *LNCS*, 5574:638–650, 2009.
- [49] S. S. IENG, J. BERTRAND, A. BAXELAR et J. NOUVIER : Travel time by using widespread inductive loops network. In *Transport Research Arena Europe 2008, Ljubljana*, 2008.

- [50] S. S. IENG, M. PITHON et J. BERTRAND : Suivi des véhicules par leur signature électromagnétique : application à la mesure des temps de parcours. *In 4e Journées des Sciences de l'Ingénieur. Les plénières du LCPC, Marne-la-Vallée, 2006.*
- [51] D. B. JOHNSON : On shortest paths and sorting. *In Proceedings of the 25th ACM Annual conference*, pages 510–517, 1972.
- [52] A. KAMOUN : *Conception d'un système d'information pour l'aide au déplacement multimodal : une approche multi-agents pour la recherche et la composition des itinéraires en ligne.* Thèse de doctorat, Ecole Centrale de Lille et Université des Sciences et Technologies de Lille, 2007.
- [53] R. F. KIRBY et R. B. POTTS : The minimum route problem for networks with turn penalties and prohibitions. *Transportation Research*, 3:397–408, 1969.
- [54] J.-B. LESORT et H. MONGEOT : Etude d'implantation de stations de mesures sur le réseau de surface dans le cadre de l'expérimentation CARMINAT/CITIES. Rapport de convention, INRETS, 1994.
- [55] V. LICHÈRE, C. RAUX et R. PETIOT : Modélisation des contraintes de stationnement. Rapport technique, Laboratoire d'Economie des Transports, ENTPE, 2000.
- [56] K. LIU et T. MORIKAWA : Feasibility of using taxi dispatch system as probes for collecting traffic information. *Journal of Intelligent Transportation Systems*, 13(1):16 – 27, 2009.
- [57] A. LOZANO et G. STORCHI : Shortest viable path algorithm in multimodal networks. *Transportation Research, part A*, 35:225–241, 2001.
- [58] A. LOZANO et G. STORCHI : Shortest viable hyperpath in multimodal networks. *Transportation Research, part B*, 36:853–874, 2002.
- [59] N. MEDDAH : Estimation des temps de parcours en urbain par la méthode du BRP. Rapport de stage de DEA, LICIT-INRETS, 2009.
- [60] P. MEILLON : Spécification détaillée, modélisation du réseau de production d'information routière. Rapport technique, Département des Hauts-de-Seine, direction générale des services techniques, 1997.
- [61] E. MINVIELLE : Nouveaux regards sur la mobilité : boucles de déplacement, le domicile au cœur de la mobilité quotidienne. *Transports urbains*, 102, 2000.
- [62] MODESTI et SCIOMACHEN : A utility measure for finding multiobjective shortest paths in urban multimodal transportation networks. *European Journal of Operational Research*, 111(3):495–508, december 1998.
- [63] R. H. MÖHRING, H. SCHILLING, B. SCHÜTZ, D. WAGNER et T. WILLHALM : Partitioning graphs to speed-up dijkstra's algorithm. *J. Exp. Algorithmics*, 11, 2006.
- [64] E. F. MOORE : The shortest path through a maze. *In Harvard University PRESS, éditeur : Proceedings of international symposium on theory of switching, part 2*, pages pp. 285–292, 1959.
- [65] S. NAMKOONG, J.H. RHO et J.U. CHOI : Development of the tree-based link labeling algorithm for optimal path-finding in urban transportation networks. *Mathematical and computer modelling*, 27:51–65, 1998.
- [66] G. NANNICINI, D. DELLING, D. SCHULTES et L. LIBERTI : Bidirectional A* search on time-dependent road networks. *Lecture Notes in Computer Science*, 5038:334–346, 2008.

- [67] J.A. T. NICHOLSON : Finding the shortest route between two points in a network. *Computer Journal*, 9:275–280, 1966.
- [68] S. PALLOTTINO et M. G. SCUTELLÀ : *Equilibrium and Advanced Transportation Modelling*, chapitre Shortest path algorithms in transportation models : classical and innovative aspects, pages 245 – 281. Kluwer Academic Publishers, 1998.
- [69] R. P. SCHAEFER, K. U. THIESSENHUSEN et P. WAGNER : A traffic information system by means of real-time floating-car data. *In Proceedings of the 9th World Congress on ITS, Chicago, 2002.*
- [70] F. SCHULZ : *Timetable information and shortest paths*. Thèse de doctorat, Fakultät für Informatik der Universität Fridericiana zu Karlsruhe, January 2005.
- [71] F. SCHULZ, D. WAGNER et C. ZAROLIAGIS : Using multilevel graphs for timetable information in railway systems. *In Proceedings of the 4th workshop on algorithms engineering and experiments (ALENEX), volume 2409 of LCNS*, pages 43–59. Springer, 2002.
- [72] R. SEDGEWICK et J. S. VITTER : Shortest paths in euclidean graphs. *Algorithmica*, 1(1):31–48, 1986.
- [73] SERTI Project. *Travel time estimation european workshop, organised by the SERTI project, Avignon, Novembre 2001.*
- [74] H. D. SHERALI, Antoine G. HOBEIKA et S. KANGWALKLAI : Time-dependent, label-constrained shortest path problems with applications. *Transportation Science*, 37(3):278–293, 2003.
- [75] H. D. SHERALI, C. JEENANUNTA et A. G. HOBEIKA : The approach-dependent, time-dependent, label-constrained shortest path problem. *Networks*, 2006.
- [76] K. SUNG, M. G. H. BELL, M. SEONG et S. PARK : Shortest paths in a network with time-dependent flow speeds. *European Journal of Operational Research*, 121(1):32 – 39, 2000.
- [77] SYTRAL : Enquête ménages déplacements 2006 de l’aire urbaine lyonnaise, scot de l’agglomération lyonnaise, principaux résultats. Rapport technique, SYTRAL, 2007.
- [78] Stefan SZEIDER : Finding paths in graphs avoiding forbidden transitions. *Discr. Appl. Math.*, 126(2-3):239–251, 2003.
- [79] Transportation Research Board. *Highway Capacity Manual*, National Research Council, Washington D.C. édition, 2000.
- [80] N. UNO, F. KURAUCHI, H. TAMURA et Y. IIDA : Using bus probe data for analysis of travel time variability. *Journal of Intelligent Transportation Systems*, 13(1):2–15, 2009.
- [81] D. VILLENEUVE et G. DESAULNIERS : The shortest path problem with forbidden paths. *European Journal of Operational Research*, 165(1):97–107, 2005.
- [82] D. WAGNER et T. WILLHALM : Geometric speed-up techniques for finding shortest paths in large sparse graphs. *In 11th European Symposium on Algorithms (ESA 2003)*, 2003.
- [83] F.V. WEBSTER : Traffic signal settings. Road research. Technical paper 39, Great Britain Road Research Laboratory, London, 1958.

- [84] J. L. YGNACE : Travel time/speed estimates on the french rhone corridor network using cellular phones as probes : STRIP project. final report, european community research program serti. Rapport technique, INRETS LESCOT, Lyon (France), 2001.
- [85] A. ZGAYA : *Conception et optimisation distribuée d'un système d'information d'aide à la mobilité urbaine : une approche multi-agent pour la recherche et la composition des services liés au transport.* Thèse de doctorat, Ecole centrale de Lille, 2007.
- [86] K. ZIDI : *Système interactif d'aide au déplacement multimodal (SIADM).* Thèse de doctorat, École centrale de Lille, université des Sciences et Technologies de Lille, 2006.
- [87] A. ZILIASKOPOULOS et H. S. MAHMASSANI : A note on least time path computation considering delays and prohibitions for intersection movements. *Transportation Research Part B*, 30(5):359 – 367, 1996.
- [88] A. ZILIASKOPOULOS et W. WARDELL : An intermodal optimum path algorithm for multimodal networks with dynamic arc travel times and switching delays. *European Journal of Operational Research*, 125(3), 2000.
- [89] A. K. ZILIASKOPOULOS et H. S. MAHMASSANI : Time-dependent shortest path algorithm for real-time intelligent vehicle highway system applications. *Transportation Research Record : Journal of the Transportation Research Board*, 1408:94–100, 1993.

Annexe A

Rappel des notations

G	Graphe
N	Ensemble des nœuds de G
A	Ensemble des arcs de G
T	Ensemble discret de valeurs temporelles sur lesquelles sont définies les fonctions de coût, de temps de parcours
n	Cardinal de N
a	Cardinal de A
h	Cardinal de T
o	Nœud origine du plus court chemin
d	Nœud destination du plus court chemin
c_{uv}	Fonction de coût de l'arc $(u, v) \in A$
τ_{uv}	Fonction de temps de parcours de l'arc $(u, v) \in A$
w_u	Fonction de coût unitaire (pour une unité de temps) de l'attente en un nœud u
π_u / π_e	Potentiel du nœud $u \in N$ / de l'arc $e \in A$
$\delta^+(u)$	$\{v \in N \mid (u, v) \in A\}$
$\delta^-(v)$	$\{u \in N \mid (u, v) \in A\}$
$FS(u)$	$\{(u, v) \in A\}$
$BS(v)$	$\{(u, v) \in A\}$
Q	File de priorité pour les algorithmes d'étiquetage
$D_{u,v}$	Coût estimé du plus court chemin de u à v
$dist(u, v)$	Distance euclidienne entre u et v
$EA_{od}(t)$	Problème d'arrivée au plus tôt en d pour un départ de o après t . Une * remplaçant un des paramètres o , d ou t signifie que toutes les valeurs possibles doivent être prises en compte pour ce paramètre.

$LD_{od}(t)$	Problème de départ au plus tard de o pour une arrivée en d avant t . Une * remplaçant un des paramètres o , d ou t signifie que toutes les valeurs possibles doivent être prises en compte pour ce paramètre.
\mathcal{M}	Ensemble des modes de transport
\mathcal{M}_I	Sous-ensemble des modes de transport individuels
\mathcal{M}_C	Sous-ensemble des modes de transport en commun
\mathcal{M}_T	Sous-ensemble des modes individuels soumis au trafic
\mathcal{M}_V	Sous-ensemble des modes individuels à contrainte de stationnement
\mathcal{M}_V^U	Sous-ensemble des modes à contraintes de stationnement dont le véhicule ne peut pas être utilisé sur plusieurs déplacements successifs d'une chaîne multimodale
\mathcal{M}_V^P	Sous-ensemble des modes à contraintes de stationnement dont le véhicule peut être utilisé sur plusieurs déplacements successifs d'une chaîne multimodale
G_I	Sous-graphe de transport individuel
N_I	Ensemble de nœuds de G_I
A_I	Ensemble d'arcs de G_I
G_C	Sous-graphe de transport en commun
N_C	Ensemble de nœuds de G_C
A_C	Ensemble d'arcs de G_C
L_{uv}	Longueur de l'arc (u, v)
V_{uv}^m	Vitesse moyenne du mode $m \in \mathcal{M}_I$ sur l'arc (u, v) (fonction constante pour les modes $m \in \mathcal{M}_I \setminus \mathcal{M}_T$ et constante par morceaux pour les modes $m \in \mathcal{M}_T$)
d_{uv}^i	Heure de départ du i° passage d'un véhicule de transport en commun sur l'arc $(u, v) \in A_C$
a_{uv}^i	Heure d'arrivée du i° passage d'un véhicule de transport en commun sur l'arc $(u, v) \in A_C$
l_{uv}^i	Numéro de la ligne associée au i° passage d'un véhicule de transport en commun sur l'arc $(u, v) \in A_C$
X_l^m	Délai associé au mouvement tournant l réalisé avec le mode m
G_I^m	Sous-graphe de G_I accessible au mode $m \in \mathcal{M}_I$
N_I^m	Ensemble des nœuds de G_I^m
A_I^m	Ensemble des arcs de G_I^m
$\mathcal{M}(e)$	Ensemble des modes ayant l'autorisation de circuler sur l'arc $e \in A$

$\epsilon_e = (r_e, d_e)$	Étiquette de l'arc e donnant le numéro de la section de route s_e dont il est issu et le sens de circulation d_e sur cette section
ϵ^+	Expression régulière qui désigne tous les mots composés d'une répétition du symbole ϵ un nombre quelconque de fois
$\mathcal{L}(p)$	Séquence d'étiquettes associée à un chemin monomodal p
\mathcal{C}	Ensemble des chemins monomodaux soumis à un retard (fini ou infini)
\mathcal{A}_L	Graphe représentant un automate acceptant le langage L
S	Ensemble d'états d'un automate
S_f	Ensemble d'états finaux d'un automate
Σ	Alphabet (ensemble de symboles)
s_0	État initial de l'automate
ν	État nul de l'automate
$\zeta(s)$	Pénalité de sortie de l'automate dans l'état s (cas monomodal)
$\zeta(s, m)$	Pénalité de sortie de l'automate dans l'état s et le mode m
N_0	Ensemble des nœuds qui sont au centre d'un mouvement tournant simple pénalisé
\mathcal{P}_m	Ensemble des nœuds où un véhicule de mode $m \in \mathcal{M}_V$ est autorisé à stationner
\mathcal{V}_m	Ensemble des nœuds où un véhicule de mode $m \in \mathcal{M}_V$ est disponible au moment du lancement de la requête d'optimisation d'itinéraire
$\xi_u^{mm'}$	Délai de changement de mode au nœud $u \in N_I$ du mode $m \in \mathcal{M}$ vers le mode $m' \in \mathcal{M}$
$\pi_{u,s}$	Potentiel associé à la paire (nœud, état) (u, s)
$\pi_{u,m,s}$	Potentiel associé au triplet (nœud, mode, état) (u, m, s)
\widehat{G}	Graphe de connectivité
\widehat{m}	Mode appartenant à \mathcal{M}_V^P pouvant être utilisé pendant une chaîne multimodale de déplacements.
$I(p)$	Pour un chemin multimodal p , nœud initial de stationnement du véhicule de mode $\widehat{m} \in \mathcal{M}_V^P$ utilisé dans le problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimum
$F(p)$	Pour un chemin multimodal p , nœud final de stationnement du véhicule de mode $\widehat{m} \in \mathcal{M}_V^P$ utilisé dans le problème de chaîne multimodale de temps de parcours minimum

N_u^k	Nœud du graphe de connectivité \widehat{G} qui représente le stationnement du véhicule de mode \widehat{m} au nœud $u \in N$ dans le graphe initial G , au début de l'étape k
n_k	Nœud du graphe G , point origine du déplacement k
τ_{uv}^k	Temps de parcours minimal pour le déplacement k avec le véhicule de mode \widehat{m} initialement stationné en $u \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$ et finalement stationné en $v \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$
p_{uv}^k	Chemin de temps de parcours minimal pour le déplacement k avec le véhicule de mode \widehat{m} initialement stationné en $u \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$ et finalement stationné en $v \in \mathcal{P}_{\widehat{m}}$

Annexe B

Lexique

On rappelle ici les définitions adoptées pour certains termes utilisés dans ce mémoire.

Multimodalité : offre de plusieurs moyens de transport pour un déplacement entre une origine et une destination (ITS France [1]).

Intermodalité : enchaînement de plusieurs modes de transport pour un déplacement entre deux points, une origine et une destination (ITS France [1]).

Monomodalité : utilisation d'un mode de transport unique pour un déplacement entre deux points, une origine et une destination.

Déplacement : mouvement réalisé par un usager entre deux points, une origine O et une destination D, sur lequel on pose comme une contrainte l'heure de départ de O ou l'heure d'arrivée en D souhaitée.

Trajet : sous-partie monomodale d'un déplacement. Un déplacement intermodal entre O et D réalisé à pied puis en voiture puis à pied puis en métro puis à pied est composé de 4 trajets. Un déplacement monomodal est composé d'un seul trajet.

Chaîne de déplacements : succession de plusieurs déplacements, chaque déplacement (à partir du second) ayant pour origine la destination du déplacement précédent.

Boucle de déplacements : chaîne de déplacements telle que l'origine du premier déplacement et la destination du dernier déplacement soient identiques.

Mode de transport individuel : mode de transport pour lequel les horaires de départ et les itinéraires ne sont jamais imposés à l'utilisateur.

Mode de transport collectif : mode de transport pour lequel les horaires de départ (ou les fréquences de passage), les points d'entrée sur le réseau, les points de sortie du réseau ainsi que les itinéraires sont prédéfinis par une autorité organisatrice.

Mode de transport individuel à contrainte de stationnement : mode de transport individuel utilisant un véhicule pour lequel un stationnement est nécessaire au départ et à l'arrivée du trajet réalisé. La marche, le roller et la trottinette sont par exemple des modes individuels mais sans contrainte de stationnement.

Mode de transport privé : mode de transport individuel à contrainte de stationnement pour lequel le véhicule appartient directement à l'utilisateur.

Mode de transport partagé : mode de transport individuel à contrainte de stationnement pour lequel le véhicule utilisé est propriété d'une structure collective.

Véhicule partagé dont l'usage est limité à un déplacement : véhicule partagé

dont le retour peut être réalisé en n'importe quel autre point d'emprunt de véhicule du réseau.

Véhicule partagé dont l'usage n'est pas limité à un déplacement : véhicule partagé dont le retour doit être réalisé au point d'emprunt initial.

Annexe C

Structure du graphe multimodal

C.1 Représentation des points d'intérêt dans le graphe de transport individuel

Le graphe $G_I = (N_I, A_I)$ sert de support aux modes de transport individuels : marche, vélo privé, vélo libre-service, voiture privée, auto-partage, rollers... Il est composé de :

- un graphe routier principal qui représente le réseau de voirie,
- un ensemble de nœuds représentant des points d'intérêt (points de stationnement, lieux servant d'origine ou de destination pour les requêtes de chemin), chacun de ces nœuds étant relié au moyen d'*arcs routiers de connexion* au graphe routier principal.

Deux nœuds représentant deux points d'intérêt situés le long d'une même section de route sont reliés, non seulement au graphe routier principal au moyen d'arcs routiers de connexion, mais également entre eux par un ou deux arcs routiers de connexion selon que la section est à sens unique ou à double sens (cf. figure C.1). Ceci permet par exemple de représenter dans le graphe le parcours entre deux arrêts de bus situés à une centaine de mètres de distance, le long de la même section de route, sans avoir à repasser par un des deux carrefours extrêmes de la section.

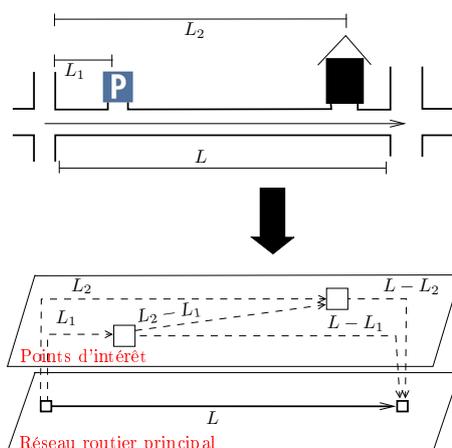


FIGURE C.1 – Représentation de 2 points d'intérêt situés sur la même section de route

Annexe D

Algorithmes de plus court chemin

D.1 Classification des problèmes dynamiques de chemin de temps de parcours minimal

Nous donnons ici l'ensemble des problèmes dynamiques de plus court chemin qui peuvent être envisagés et comment on peut se ramener à une des deux variantes fondamentales définies par Dean [28] pour les résoudre. On rappelle que EA désigne un problème d'arrivée au plus tôt, LD désigne un problème de départ au plus tard, les indices o et d donnent l'origine et la destination du chemin recherché, t donne l'heure de départ souhaitée pour les problèmes EA et l'heure d'arrivée souhaitée pour les problèmes LD . Lorsqu'un paramètre est remplacé par une étoile, cela signifie que l'ensemble des valeurs possibles pour ce paramètre doivent être considérées.

$EA_{o*}(t)$ $EA_{o*}(*)$	Ce sont les deux problèmes fondamentaux en fonction desquels peuvent être exprimées toutes les autres variantes.
$EA_{od}(t)$ $EA_{sd}(*)$	Ces deux problèmes peuvent être résolus par les mêmes algorithmes que les deux problèmes fondamentaux et sont de même complexité.
$EA_{**}(t)$ $EA_{**}(*)$	Ces deux problèmes sont résolus en lançant n fois les algorithmes permettant de résoudre $EA_{o*}(t)$ et $EA_{o*}(*)$ respectivement.
$EA_{*d}(t)$	Résoudre ce problème revient à résoudre $EA_{**}(t)$.
$LD_{od}(*)$ $LD_{o*}(*)$ $LD_{*d}(*)$ $LD_{**}(*)$	Ces problèmes sont résolus par l'intermédiaire des problèmes EA correspondants en inversant les fonctions d'heures d'arrivée à la fin.
$LD_{o*}(t)$	Ce problème est aussi complexe à résoudre que $LD_{**}(t)$.
$LD_{*d}(t)$	Résoudre ce problème revient à résoudre $EA_{o*}(t)$ en inversant le sens de parcours du graphe.
$LD_{od}(t)$	Ce problème a la même complexité au pire des cas que le problème plus général $LD_{*d}(t)$.
$LD_{**}(t)$	Résoudre ce problème revient à résoudre $LD_{*d}(t)$ pour chaque d .
$EA_{*d}(*)$	En réalisant une inversion du graphe, on retrouve le problème $LD_{o*}(*)$.

TABLE D.1 – Réduction des problèmes dynamiques à deux variantes fondamentales, Dean 2004 [28]

D.2 Construction d'une fonction de temps de parcours FIFO pour les modes subissant le trafic

Le calcul de valeurs de temps de parcours respectant la propriété FIFO pour un arc $e = (u, v) \in A$ et un mode $m \in \mathcal{M}_T$, à partir d'une fonction de vitesse constante par morceaux, est réalisé au moyen de la procédure proposée par Sung et al. [76]. Nous donnons ici l'algorithme correspondant, où les valeurs successives de la fonction de vitesse sont données par $(V_{uv}^m)^j$ pour chaque période $[f_j, f_{j+1}[$. La k^e période $[f_k, f_{k+1}[$ contient l'instant t d'arrivée sur l'arc.

Algorithme `heure_arrivee`(e, m, k) $\rightarrow a$
 $L \leftarrow L_{uv} - (V_{uv}^m)^k (f_{k+1} - t)$
While $L > 0$
 $k \leftarrow k + 1$
 $L \leftarrow L - (V_{uv}^m)^k (f_{k+1} - f_k)$
EndWhile
Return $\left(f_{k+1} + \frac{L}{V_{uv}^k} \right)$

D.3 Algorithmes développés pour le calcul d'itinéraires multimodaux

Les algorithmes développés pour l'optimisation d'un itinéraire multimodal avec prise en compte de pénalités sur les mouvements tournants sont présentés ici. On rappelle que $\text{minLabel}(Q)$ est une fonction qui retourne le triplet (u, m, q) de Q de valeur $\pi_{u,m,q}$ minimale.

D.3.1 Algorithmes statiques

Algorithme `PCC_statique_avant`(o, d) $\rightarrow (p, \tau)$

$\pi_{u,m,s} \leftarrow \infty, \forall u \in N, \forall m \in \mathcal{M}, \forall s \in \mathcal{S}$
 $\pi_{o,m_0,s_0} \leftarrow 0$
 $Q \leftarrow Q \cup \{(o, m_0, s_0)\}$
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$
While $(u \neq d)$
 $Q \leftarrow Q \setminus \{(u, m, s)\}$
 For all $v \in \delta^+(u)$,
 For all $m' \in \mathcal{M}((u, v))$
 If $(\Delta(s, m', \epsilon_{uv}) \neq v)$ $s' \leftarrow \Delta(s, m', \epsilon_{uv})$
 Else $s' \leftarrow \Delta(s_0, m', \epsilon_{uv})$ **EndIf**
 If $(s \neq s')$ $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'} + \zeta(s, m)$
 Else $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'}$ **EndIf**
 If $\pi_{v,m',s'} > \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$
 $\pi_{v,m',s'} \leftarrow \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$
 If $((v, m', s') \notin Q)$ $Q \leftarrow Q \cup \{(v, m', s')\}$ **EndIf**
 EndIf
 EndFor
 EndFor

EndFor
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$
EndWhile

Algorithme PCC_statique_avant(o, d, \hat{m}) $\rightarrow (p, \tau)$

$\pi_{u,m,s} \leftarrow \infty, \forall u \in N, \forall m \in \mathcal{M}, \forall s \in \mathcal{S}$
 $\pi_{o,m_0,s_0} \leftarrow 0$
 $Q \leftarrow Q \cup \{(o, m_0, s_0)\}$
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$
While ($u \ll d'$)
 $Q \leftarrow Q \setminus \{(u, m, s)\}$
For all $v \in \delta^+(u)$,
For all $m' \in \mathcal{M}((u, v))$
If ($v \neq d$) **or** ($m' = \hat{m}$)
If ($\Delta(s, m', \epsilon_{uv}) \neq \nu$) $s' \leftarrow \Delta(s, m', \epsilon_{uv})$
Else $s' \leftarrow \Delta(s_0, m', \epsilon_{uv})$ **EndIf**
If ($s \neq s'$) $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'} + \zeta(s, m)$
Else $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'}$ **EndIf**
If $\pi_{v,m',s'} > \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$
 $\pi_{v,m',s'} \leftarrow \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$
If ($(v, m', s') \notin Q$) $Q \leftarrow Q \cup \{(v, m', s')\}$ **EndIf**
EndIf
EndFor
EndFor
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$
EndWhile

Algorithme PCC_statique_avant(o, W) $\rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$

$\pi_{u,m,s} \leftarrow \infty, \forall u \in N, \forall m \in \mathcal{M}, \forall s \in \mathcal{S}$
 $\pi_{o,m_0,s_0} \leftarrow 0$
 $Q \leftarrow Q \cup \{(o, m_0, s_0)\}$
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$
While ($W \neq \emptyset$)
If ($u \in W$)
 $W \rightarrow W \setminus \{u\}$
EndIf
 $Q \leftarrow Q \setminus \{(u, m, s)\}$
For all $v \in \delta^+(u)$,
For all $m' \in \mathcal{M}((u, v))$
If ($\Delta(s, m', \epsilon_{uv}) \neq \nu$) $s' \leftarrow \Delta(s, m', \epsilon_{uv})$
Else $s' \leftarrow \Delta(s_0, m', \epsilon_{uv})$ **EndIf**
If ($s \neq s'$) $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'} + \zeta(s, m)$
Else $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'}$ **EndIf**
If $\pi_{v,m',s'} > \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$

```

     $\pi_{v,m',s'} \leftarrow \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$ 
    If  $((v, m', s') \notin Q)$   $Q \leftarrow Q \cup \{(v, m', s')\}$  EndIf
EndIf
EndFor
EndFor
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
EndWhile

```

Algorithme PCC_statique_avant(o, W, \hat{m}) $\rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$

```

 $\pi_{u,m,s} \leftarrow \infty, \forall u \in N, \forall m \in \mathcal{M}, \forall s \in \mathcal{S}$ 
 $\pi_{o,m_0,s_0} \leftarrow 0$ 
 $Q \leftarrow Q \cup \{(o, m_0, s_0)\}$ 
 $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
While  $(W \neq \emptyset)$ 
    If  $(u \in W)$ 
         $W \rightarrow W \setminus \{u\}$ 
    EndIf
     $Q \leftarrow Q \setminus \{(u, m, s)\}$ 
    For all  $v \in \delta^+(u)$ ,
        For all  $m' \in \mathcal{M}((u, v))$ 
            If  $(v \neq d)$  or  $(m' = \hat{m})$ 
                If  $(\Delta(s, m', \epsilon_{uv}) \neq v)$   $s' \leftarrow \Delta(s, m', \epsilon_{uv})$ 
                Else  $s' \leftarrow \Delta(s_0, m', \epsilon_{uv})$  EndIf
                If  $(s \neq s')$   $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'} + \zeta(s, m)$ 
                Else  $c \leftarrow \tau_{uv}^{m'}$  EndIf
                If  $\pi_{v,m',s'} > \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$ 
                     $\pi_{v,m',s'} \leftarrow \pi_{u,m,s} + \xi_u^{mm'} + c$ 
                    If  $((v, m', s') \notin Q)$   $Q \leftarrow Q \cup \{(v, m', s')\}$  EndIf
                EndIf
            EndIf
        EndFor
    EndFor
     $(u, m, s) \leftarrow \text{minLabel}(Q)$ 
EndWhile

```

Des algorithmes similaires sont définis pour un étiquetage vers l'arrière. Les appels sont les suivants :

- PCC_statique_arriere(d, o) $\rightarrow (p, \tau)$
- PCC_statique_arriere(d, o, \hat{m}) $\rightarrow (p, \tau)$
- PCC_statique_arriere(d, W) $\rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$
- PCC_statique_arriere(d, W, \hat{m}) $\rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$

On utilise des algorithmes similaires à ceux utilisés pour l'étiquetage vers l'avant, mais on parcourt les arcs à l'envers, c'est-à-dire du nœud final vers le nœud initial.

D.3.2 Algorithmes dynamiques

Les huit algorithmes présentés dans le cas statique peuvent être appliqués pour le cas dynamique FIFO, après une petite modification : le potentiel du premier nœud n'est pas

initialisé à 0 mais à t , paramètre d'entrée de l'algorithme. Les algorithmes étiquetant le graphe vers l'avant sont en mesure de résoudre des problèmes d'arrivée au plus tôt (EA) tandis que les algorithmes étiquetant le graphe vers l'arrière sont en mesure de résoudre des problèmes de départ au plus tard (LD). Les appels correspondant sont :

- $\text{PCC_dynamique_avant}(o,d,t) \rightarrow (p, \tau)$
- $\text{PCC_dynamique_avant}(o,d,\hat{m},t) \rightarrow (p, \tau)$
- $\text{PCC_dynamique_avant}(o,W,t) \rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$
- $\text{PCC_dynamique_avant}(o,W,\hat{m},t) \rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$
- $\text{PCC_dynamique_arriere}(d,o,t) \rightarrow (p, \tau)$
- $\text{PCC_dynamique_arriere}(d,o,\hat{m},t) \rightarrow (p, \tau)$
- $\text{PCC_dynamique_arriere}(d,W,t) \rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$
- $\text{PCC_dynamique_arriere}(d,W,\hat{m},t) \rightarrow (p_w, \tau_w)_{w \in W}$

Annexe E

Estimation dynamique des temps de parcours

E.1 Exemples de données de trafic sur voies rapides urbaines

La figure E.1 donne la relation débit-taux d'occupation d'un capteur situé sur une voie rapide urbaine.

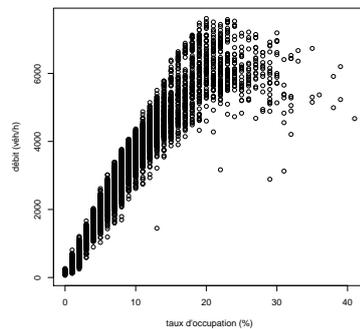
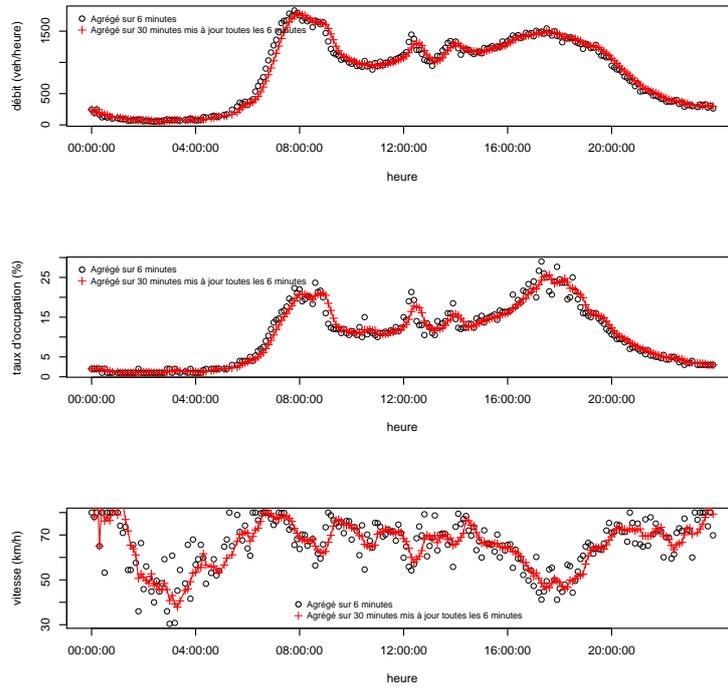
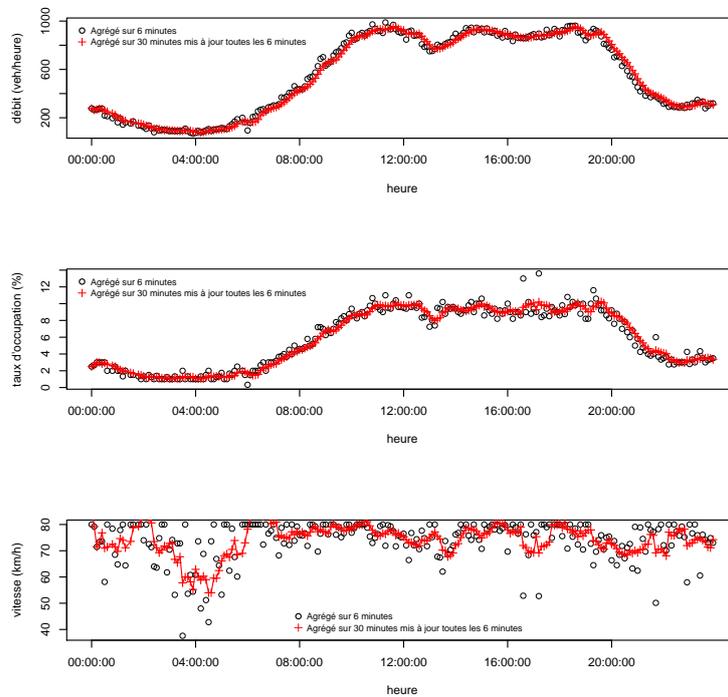


FIGURE E.1 – Relation débit-taux d'occupation pour un capteur situé sur une section du boulevard périphérique lyonnais de vitesse libre 80 km/h

Pour la section couverte par ce capteur, la figure E.2 donne un exemple d'évolution des profils pour un vendredi et un samedi moyens. Les données sont agrégées sur 30 minutes avec une mise à jour toutes les 6 minutes (agrégation glissante). La vitesse est estimée par la méthode de la vitesse moyenne.



(a) Profil d'un vendredi moyen



(b) Profil d'un samedi moyen

FIGURE E.2 – Évolution moyenne du trafic sur une section du boulevard périphérique de vitesse libre 80 km/h

E.2 Exemples de données de trafic sur le réseau de surface

La figure E.3 donne la relation débit-taux d'occupation d'un capteur situé sur une voie rapide urbaine.

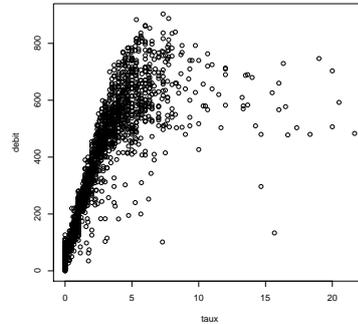
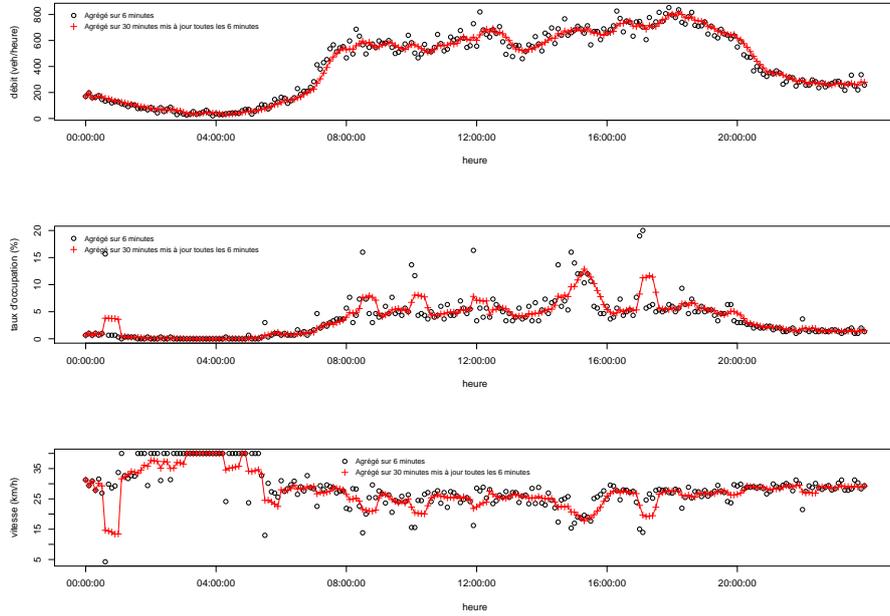
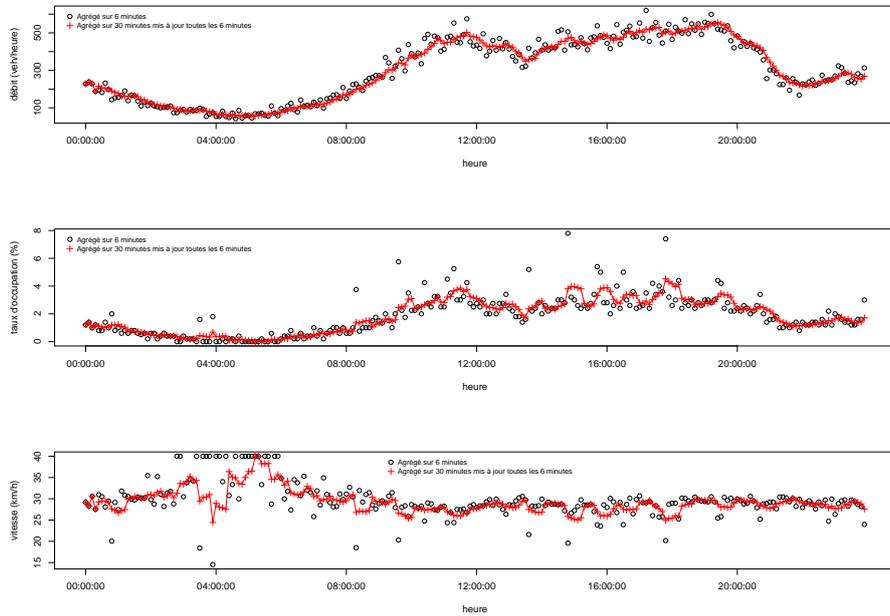


FIGURE E.3 – Relation débit-taux d'occupation pour un capteur situé sur une section d'un axe urbain à feux de Villeurbanne, de vitesse libre 39 km/h

Pour la section couverte par ce capteur, la figure E.5 donne un exemple d'évolution des profils pour un vendredi et un samedi moyens. Les données sont agrégées sur 30 minutes avec une mise à jour toutes les 6 minutes (agrégation glissante). La vitesse est estimée par la méthode du BRP.



(a) Profil d'un vendredi moyen

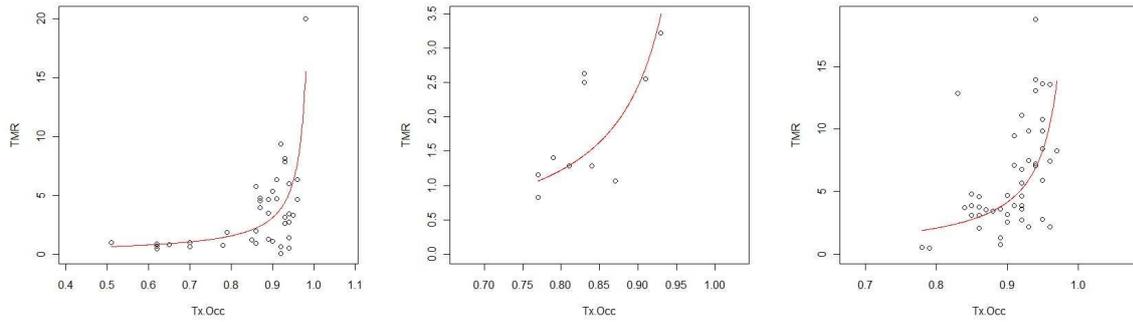


(b) Profil d'un samedi moyen

FIGURE E.4 – Évolution moyenne du trafic sur une section d'un axe urbain à feux de Villeurbanne, de vitesse libre 39 km/h

E.3 Estimation du temps de recherche de stationnement sur voirie

Nous présentons ici l'ajustement réalisé entre le temps moyen de recherche d'une place de stationnement et le taux d'occupation sur voirie, en fonction du type de tarification des quartiers : gratuit, payant ou mixte.



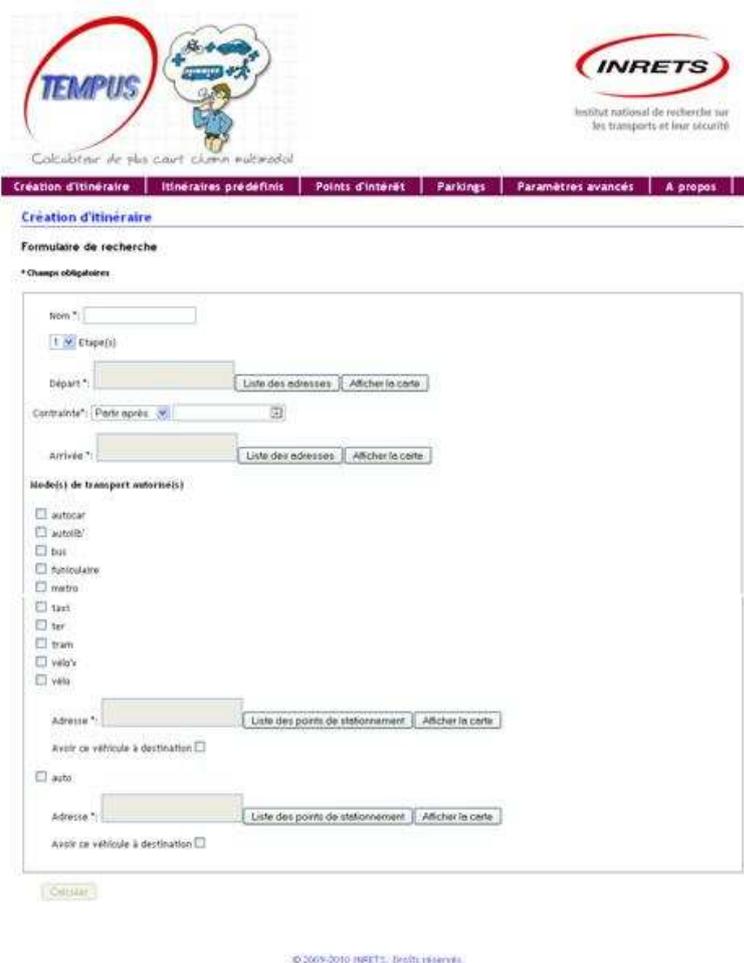
(a) Quartiers gratuits, $\alpha = 0.3103$ (b) Quartiers payants, $\alpha = 0.2448$ (c) Quartiers mixtes, $\alpha = 0.415$

FIGURE E.5 – Temps moyen de recherche (en minutes) en fonction du taux d'occupation

Annexe F

Application de calcul d'itinéraire

F.1 Saisie d'une requête



TEMPUS
Calculateur de plus court chemin multimodal

INRETS
Institut national de recherche sur les transports et leur sécurité

Création d'itinéraire | Itinéraires prédéfinis | Points d'intérêt | Parkings | Paramètres avancés | A propos

Création d'itinéraire

Formulaire de recherche

*Champs obligatoires

Nom *

Etape(s)

Départ * Liste des adresses Afficher la carte

Contrainte* Partir après

Arrivée * Liste des adresses Afficher la carte

Modes de transport autorisés

autocar
 autorail
 bus
 cycloluaire
 metro
 taxi
 ter
 train
 velo's
 vélo

Adresse * Liste des points de stationnement Afficher la carte

Avoir ce véhicule à destination

auto

Adresse * Liste des points de stationnement Afficher la carte

Avoir ce véhicule à destination

Calculer

© 2009-2010 INRETS. Droits réservés.

FIGURE F.1 – Interface permettant la saisie d'une requête de plus court chemin

F.2 Activation manuelle des points de stationnement

Pour l'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements, les points de stationnement peuvent être activés automatiquement (choix des points dans l'intersection d'au moins deux ellipses associées aux étapes) ou manuellement via cette interface.

Item	Adresse Rue	Ville	Mode de transports autorisés à stationner	Activer
		OULLINS	auto	Oui
RUE ÉTIENNE GROS	RUE ÉTIENNE GROS	CHAPONOST	auto	Oui
PLACE CHARLES DE GAULLE	RUE DE LA RÉPUBLIQUE	MEYZIEU	auto	Oui
	AVENUE DES FRÈRES LOUIS & MICHEL PERRET	ST FONTS	auto	Oui
RHÔNE-POULENC	AVENUE DES FRÈRES LOUIS & MICHEL PERRET	ST FONTS	auto	Oui
PLACE GEORGES GIRARDET	AVENUE DIDEROT	ST FONTS	auto	Oui
	PLACE HENRI BARBUSSE	DECINES CHARPIEU	auto	Oui
DU GRAVER BLANC	RUE CLAUDE MONET	DECINES CHARPIEU	auto	Oui
PARC RELAIS PARILLY		VENISSIEUX	auto	Oui
DE L'HORLOGE		TASSIN LA DEUXIÈME LUNE	auto	Oui
CHEMIN DU STADE	CHEMIN DU STADE	MONTAGNY	auto	Oui
PRÉ VERT		GIVORS	auto	Oui

FIGURE F.2 – Interface d'activation des points de stationnement

F.3 Présentation des résultats

Nous présentons ici un exemple de solution intermodale obtenue à l'heure de pointe du soir. La combinaison modale utilisée est : voiture + marche + metro + marche.

FIGURE F.3 – Chemin intermodal combinant voiture particulière et métro

FOLIO ADMINISTRATIF

THESE SOUTENUE DEVANT L'ECOLE NATIONALE DES TRAVAUX PUBLICS DE L'ETAT

NOM : Bousquet

DATE de SOUTENANCE : 6 juillet 2010

Prénoms : Aurélie Pauline

TITRE : Optimisation d'itinéraires multimodaux fondée sur les temps de parcours à l'échelle d'une agglomération urbaine dense

NATURE : Doctorat

Numéro d'ordre : 2010-ENTP-0003

Ecole doctorale : Mécanique, Energétique, Acoustique et Génie Civil

Spécialité : Génie Civil

Cote B.I.U. - /

et bis

CLASSE :

RESUME :

La multimodalité désigne un usage différencié dans l'espace et dans le temps des différents modes de transport (en particulier transports en commun et véhicules individuels). Elle apparaît aujourd'hui comme une des solutions aux problèmes de congestion et aux difficultés de déplacement dans les grandes agglomérations. Elle ne peut toutefois se développer que si : (1) il existe une offre de transport attractive en alternative à la voiture individuelle, (2) les opérations de transfert d'un mode vers l'autre sont facilitées, notamment grâce à un jalonnement et une tarification intégrée, (3) les usagers sont informés sur l'offre de transport multimodale. Ce travail s'intéresse au troisième point puisqu'il vise à définir des méthodes d'optimisation d'itinéraires multimodaux afin d'alimenter un service d'information des usagers. L'indicateur retenu pour évaluer la qualité d'un itinéraire multimodal est le temps de parcours car sa connaissance permet à l'utilisateur une comparaison objective des itinéraires et des modes et donc une rationalisation de ses choix. Dans la mesure où les données nécessaires sont disponibles, le temps de parcours est estimé de manière dynamique, afin de tenir compte des variations du niveau de service au cours du temps sur les différents réseaux.

Nous nous intéressons dans un premier temps à l'optimisation d'un itinéraire routier monomodal, avec prise en compte des délais et des interdictions associés aux mouvements directionnels. Nous proposons une formulation originale pour ce problème, que nous comparons à une formulation de la littérature. Les méthodes d'étiquetage sont étendues pour traiter les problèmes de chemin de temps de parcours minimum qui en résultent.

Nous étudions ensuite une généralisation de ce problème : l'optimisation d'un itinéraire multimodal. Les déplacements étant structurés en fonction de chaînes d'activités réalisées par les usagers sur l'ensemble de la journée, nous considérons par la suite le problème d'optimisation d'une chaîne multimodale de déplacements. La résolution de ce problème apporte une aide à la décision à l'utilisateur dont l'objectif est de minimiser le temps total passé dans les transports sur une journée. Un schéma d'optimisation global de la chaîne de déplacements est proposé.

La dernière partie de la thèse traite de la mise en œuvre opérationnelle des algorithmes de calcul d'itinéraire proposés. Ces algorithmes sont intégrés au sein d'un démonstrateur alimenté par des estimations dynamiques de temps de parcours. Leur utilisation opérationnelle est envisagée dans le cadre de deux applications complémentaires : une première informant l'utilisateur avant le déplacement et une seconde l'utilisateur au cours de son déplacement.

MOTS-CLES : plus court chemin – optimisation d'itinéraire – temps de parcours – information multimodale – mouvement directionnel – chaîne d'activités

Laboratoire de recherche : Laboratoire d'Ingénierie Circulation Transports

Directeurs de thèse: Nour-Eddin El Faouzi et Jean-Baptiste Lesort

Président du jury : Aziz Moukrim

Composition du jury :

El Houssaine Aghezzaf, Professeur à l'université de Gand, examinateur

Michel Bierlaire, Professeur à l'Ecole Polytechnique Fédérale de Lausanne, rapporteur

Van Dat Cung, Professeur à l'Institut National Polytechnique de Grenoble, rapporteur

Nour-Eddin El Faouzi, Directeur de Recherche INRETS, directeur de thèse

Jean-Baptiste Lesort, Directeur de Recherche INRETS, directeur de thèse

Marcel Miramond, Professeur à l'INSA de Lyon, examinateur

Aziz Moukrim, Professeur à l'Université de Technologie de Compiègne, examinateur

INRETS/RR/10-582-FR