



HAL
open science

Interopérabilité des technologies de communication dans les réseaux véhiculaires dans la ville intelligente

Dorine Tabary

► **To cite this version:**

Dorine Tabary. Interopérabilité des technologies de communication dans les réseaux véhiculaires dans la ville intelligente. Informatique et théorie des jeux [cs.GT]. Université de Haute Alsace - Mulhouse, 2022. Français. NNT : 2022MULH4466 . tel-04042233

HAL Id: tel-04042233

<https://theses.hal.science/tel-04042233v1>

Submitted on 23 Mar 2023

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.



UNIVERSITÉ DE HAUTE-ALSACE
ECOLE DOCTORALE D'INFORMATIQUE
UMR 27 - LABO - Laboratoire IRIMAS

Thèse présentée pour obtenir le grade de Docteur de l'Université de Haute-Alsace
par **Dorine TABARY**

Discipline : Informatique

Spécialité : Réseaux et Télécommunication

**Interopérabilité des technologies de
communication dans les réseaux véhiculaires
dans la ville intelligente**

Sous la direction de **Benoît HILT**
et l'encadrement de **Sébastien BINDEL** et **Frédéric DROUHIN**

Soutenue publiquement le 10 novembre 2022 devant un Jury composé de :

François SPIES Université de Bourgogne, Professeur d'Université	Rapporteur
Olivier TOGNI Université de Bourgogne, Professeur d'Université	Rapporteur
Fabrice THEOLEYRE iCube Strasbourg, Directeur de Recherche	Examineur
Pierre-Cyrille HEAM Université de Franche-Comté, Professeur d'Université	Examineur
Christelle BLOCH Université de Franche-Comté, Maître de Conférences	Examineur
Benoît HILT Université de Haute-Alsace, Maître de Conférences	Directeur de Thèse
Sébastien BINDEL Université de Haute-Alsace, Maître de Conférences	Encadrant
Frédéric DROUHIN Université de Haute-Alsace, Maître de Conférences	Encadrant

Résumé

Un réseau véhiculaire est un réseau sans fil dynamique. Les véhicules composant ce réseau peuvent être équipés de différentes technologies de communication, notamment Bluetooth, LTE (cellulaire) ou WiFi dans une déclinaison spécifique US (WAVE- Wireless Access for Vehicular Environment) ou européenne (ITS-G5 - Intelligent Transport System into the 5GHz band). Les échanges d'information peuvent donc avoir lieu sur une ou plusieurs de ces technologies. Dans cette seconde possibilité, le choix de la technologie de communication influe sur le débit disponible, surtout quand la technologie de communication est partagée entre plusieurs utilisateurs.

Dans cette thèse, nous étudions l'équilibrage des charges afin de maximiser le débit. Nous proposons différentes approches algorithmiques pour optimiser la répartition des charges par le choix des technologies de communication. Pour chaque approche proposée, nous en avons étudié la complexité algorithmique et fourni des garanties de temps et de performance.

Le problème est d'abord modélisé avec la théorie des graphes et formalisé. L'analyse en terme de complexité montre l'existence ou l'inexistence de solution à la fois rapide (en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée) et exacte¹.

De ce fait, les solutions rapides proposées dans cette thèse sont soit associées à des résultats non exactes (ou approchés), soit associées à des contraintes de scénarios simplificatrices.

Les approches algorithmiques proposées s'appuient dans un premier temps sur une infrastructure de supervision et sont donc centralisées. Les performances insuffisantes observées avec cette première approche nous ont dans un second temps conduit à proposer un algorithme complètement distribué, qui s'est montré bien plus performant. Les performances ont été améliorées dans une dernière approche par la prise en compte de la stabilité des liens sans fil.

1. D'après "*Combinatorial optimization : algorithms and complexity*", de A.Papadimitriou, H. Christos datant de 1998

Abstract

Vehicular networks are dynamic wireless networks. The vehicles that make up this network can be equipped with different communication technologies, notably Bluetooth, LTE (cellular) or WiFi in a specific US (WAVE - Wireless Access for Vehicular Environment) or European (ITS-G5 - Intelligent Transport System into the 5GHz band) variation. Information exchanges can therefore take place on one or more of these technologies. In this second possibility, the choice of the communication technology influences the available throughput, especially when the communication technology is shared between several users.

In this thesis, we study load balancing to maximize throughput. We propose different algorithmic approaches to optimize load balancing through the choice of communication technologies. For each proposed approach, we study its algorithmic complexity and provide time and performance guarantees.

The problem is first modeled with graph theory and formalized. The analysis in terms of complexity shows the existence or non-existence of a solution that is both fast (in polynomial time with respect to the size of the input) and exact².

Therefore, the fast solutions proposed in this thesis are either associated with non-exact (or approximate) results, or associated with simplifying scenario constraints.

The proposed algorithmic approaches are initially based on a supervision infrastructure and are therefore centralized. The insufficient performances observed with this first approach led us to propose a completely distributed algorithm, which proved to be much more efficient. Its performance was improved by taking into account the stability of wireless links.

2. From "*Combinatorial optimization : algorithms and complexity*", by A.Papadimitriou, H. Christos dating from 1998

Remerciements

Je remercie chaleureusement toutes les personnes qui m'ont aidé pendant l'élaboration de ma thèse et notamment mon directeur de thèse, Monsieur Benoît Hilt, Maître de Conférences de l'Université de Haute-Alsace, pour son intérêt et son soutien, sa grande disponibilité et ses nombreux conseils durant la rédaction de ma thèse. Je remercie également les coencadrants de cette thèse, Monsieur Sébastien Bindel, Maître de Conférences de l'Université de Haute-Alsace, et Monsieur Frédéric Drouhin, Maître de Conférences de l'Université de Haute-Alsace.

Ce travail n'aurait pas été possible sans le soutien de l'Université de Haute-Alsace et de l'Institut de Recherche en Informatique, Mathématiques, Automatique et Signal (IRIMAS), qui m'ont permis, grâce à une allocation de recherches et diverses aides financières, de me consacrer pleinement à l'élaboration de ma thèse.

Je remercie également les membres du jury et notamment les rapporteurs du manuscrit de thèse Olivier Togni, Professeur d'Université à l'Université de Franche-Comté, et spécialement Monsieur François Spies, Professeur d'Université à l'Université de Bourgogne, pour avoir en plus accepté la charge de président de jury. Je remercie également Monsieur Fabrice Theoleyre, directeur de recherche de iCube Strasbourg, Messieurs Pierre-Cyrille Heam, Professeur d'Université de l'Université de Franche-Comté, et Madame Christelle Bloch, Maître de Conférences de l'Université de Franche-Comté, pour avoir accepté d'être examinateurs.

Ce travail n'aurait pu être mené à bien sans la disponibilité, la bienveillance et l'accueil chaleureux que m'ont témoignés Frédéric Drouhin, Malica Allal, Céline Fonné, Soumia Bourebia, Marc Gilg, Arnauld Albert et Jacques Garinet au sein de l'équipe de Colmar.

Je remercie tous ceux qui, par leurs remarques ont amélioré la qualité de la soutenance, notamment Violeta Felea, Jean-François Couchot, Alain Giorgetti et Hugo Bourque.

Je remercie enfin les personnes qui par leur expertise et leur gentillesse m'ont permis de croire en moi et donné envie de faire de la recherche. Je pense notamment à l'équipe du LIRMM, à Monsieur Tom Davot, à Madame Annie Chateau, et Monsieur Rodolphe Giroudeau.

Au terme de ce parcours, je remercie enfin celles et ceux qui me sont chers et que ce travail de thèse m'a fait délaisser. Leurs attentions et encouragements m'ont accompagnée tout au long de ces années. Je suis redevable à ma famille, à mes proches, à Hélène, Evelyne, Julie, Françoise, Louis-Claude, Frédéric, Ahmed, Maria, Corinne, Sandra pour leur soutien moral et leur confiance indéfectible dans mes choix.

Table des matières

Liste des Figures	x
Liste des Tables	1
1 Introduction	2
1.1 Contexte général	2
1.2 Organisation du manuscrit	5
2 Le Réseau Véhiculaire et son algorithmie.	8
2.1 Les réseaux véhiculaires	9
2.1.1 Caractéristiques des réseaux véhiculaires	9
2.1.2 Types des réseaux véhiculaires	10
2.2 Les technologies de communication	15
2.2.1 Présentation	15
2.2.2 Performances des différentes technologies de communication	17
2.3 Conclusion	21
3 Approche centralisée avec solution approchée pour le problème d'équilibrage des charges entre technologies de communication.	23
3.1 Présentation du contexte	24
3.2 Formalisation du problème général et résolution exacte	26
3.2.1 Modélisation du problème	27
3.2.2 Formalisation du problème	33
3.2.3 Complexité	34
3.3 Formalisation d'un cas particulier et résolution approchée	38
3.3.1 Formalisation du sous-problème	38
3.3.2 Approximation	40
3.3.3 Propriétés	42
3.4 Conclusion	43
4 Approche décentralisée pour le problème d'équilibrage des charges entre technologies de communication.	44
4.1 Formalisation du problème de répartition des flux sur plusieurs technologies de communication	46
4.1.1 Modélisation	46

TABLE DES MATIÈRES

4.1.2	Fonction de récompense	51
4.1.3	Formalisation du problème	56
4.2	Solution algorithmique	61
4.2.1	Présentation du DCP	62
4.2.2	Analyse de la complexité	64
4.2.3	Algorithme d'approximation	65
4.3	Distribution du calcul : Analyse et approximation avec flexibilité du ratio	71
4.3.1	Présentation du problème selon la théorie des jeux	71
4.3.2	Analyse de la complexité	74
4.3.3	Algorithme approché avec recherche locale	75
4.4	Conclusion	77
5	Approche distribuée stabilisant les liens entre véhicules pour le problème d'équilibrage des charges avec plusieurs technologies de communication.	79
5.1	Contexte et problématique	81
5.1.1	Présentation de la modélisation	82
5.1.2	Représentation du problème	84
5.1.3	Formalisation du problème ACMRat	89
5.2	L'algorithme de sélection des RAT	94
5.2.1	Apprentissage par renforcement	94
5.2.2	Présentation de l'algorithme	96
5.2.3	Fonctionnement de l'algorithme	97
5.3	Propriétés	99
5.3.1	Modèle de jeu de routage non coopératif	99
5.3.2	Convergence de l'algorithme SARE	102
5.3.3	Efficacité de l'algorithme SARE	107
5.4	Evaluation des performances de l'algorithme de sélection des RAT et des émetteurs (SARE)	108
5.4.1	Impact des classes	109
5.4.2	Impact de l'étape de discrétisation	112
5.4.3	Impact du facteur d'actualisation	113
5.4.4	Analyse de l'efficacité	115
5.4.5	Conclusion des simulations avec JBotSim	117
5.5	Conclusion	118
6	Conclusion	119
	Annexes	131
A	Modélisation	132
A.1	Les nœuds	132
A.2	Les liens	133

B	Exemple de fonctionnement	136
B.1	Rappel des variables	136
B.2	Exemples de fonctionnement	137
B.2.1	Présentation du modèle	137
B.2.2	Application du programme linéaire	139
B.2.3	Algorithme de programmation dynamique	141
C	Calculabilité et complexité	143
C.1	Théorie de la calculabilité	143
C.1.1	Modèle de calcul	143
C.1.2	Calculabilité	145
C.2	Présentation du problème de sac-à-dos	148
C.3	Algorithme pseudo-polynomial pour le problème du sac-à-dos	149
C.3.1	Algorithme pseudo-polynomial	149
C.3.2	Exemple	150
C.4	Schémas d'approximation en temps polynomial (PTAS et FPTAS) pour le problème du sac-à-dos	150
C.4.1	Définitions	151
C.4.2	Algorithme	152
C.4.3	Exemple	152
C.4.4	Propriétés	152
D	Détails du SARE	154
D.1	Algorithme de choix de la station	154
D.2	Algorithme de choix du routage	156
D.2.1	Apprentissage supervisé	156
D.2.2	Apprentissage non supervisé	157
D.2.3	Apprentissage par renforcement	157
D.2.4	Apprentissage profond	158

Table des figures

1.1	Évolution des technologies de communication dans le temps avec en jaune les technologies associées au WiFi, en rouge les réseaux mobiles cellulaires et en bleu la technologie Bluetooth.	3
2.1	Communications V2I avec le bus envoyant des données vers une infrastructure. Cette infrastructure traite les données et envoie des informations aux autres véhicules.	10
2.2	Communications V2V. Le camion, le bus et les voitures communiquent sans intervention d'une infrastructure de contrôle.	13
2.3	Communications V2X.	14
3.1	Carte d'une portion de Colmar avec les technologies utilisées de la place de la cathédrale à la rue Neuve.	25
3.2	Étapes de création de la grille pour une seule technologie de communication, avec la variable r représentant la portée de cette technologie. Tout véhicule dans un carré peut communiquer avec les véhicules présents dans les carrés adjacents à ce carré.	28
3.3	Grille basée sur la technologie Υ^1	29
3.4	Graphe de couverture basée sur la technologie Υ^1	29
3.5	Grille basée sur la technologie Υ^2	30
3.6	Grilles basées sur la technologie Υ^1 et Υ^2	30
3.7	Nœuds basés sur les technologies Υ^1 et Υ^2 sur la carte M	30
3.8	Graphes associés aux technologies de communication Υ^1 et Υ^2	30
3.9	Grilles basées sur la technologie Υ^1 et Υ^2 avec en bleues les zones inaccessibles.	30
3.10	Sommets associés à la Figure 3.9 avec en bleu, les sommets correspondant aux zones inaccessibles et en noir les sommets opérationnels.	30
3.11	Graphe de mobilité associé aux technologies de communication Υ^1 et Υ^2 sur la portion de carte M	31
4.1	Illustration de quatre technologies de communication $\Upsilon_1, \Upsilon_2, \Upsilon_3$ et Υ_4 se partageant le spectre de fréquences à travers quatre bandes de fréquence $\mathcal{B}_1, \mathcal{B}_2, \mathcal{B}_3$ et \mathcal{B}_4 associées respectivement aux capacités de transfert B_1, B_2, B_3 et B_4	47

4.2	Modélisation du problème de répartition des charges. Le niveau supérieur regroupe les véhicules émetteurs V_3 , V_4 et V_5 . Au niveau intermédiaire, sont représentées les données i_1 , i_2 et i_3 . Les technologies de communication utilisent des bandes de fréquence. Au niveau inférieur, est représenté le transfert de données vers les véhicules récepteurs V_1 et V_2	49
4.3	Exemples de répartition avec trois données et deux véhicules. La variable \mathcal{T} représente les types, \mathcal{I} les données, Υ les technologies de communication, \mathcal{B} le spectre de fréquences et \mathcal{V} l'ensemble des espaces de stockage.	51
4.4	Tableau des fonctions de récompense selon les bandes de fréquence utilisées dans un scénario avec deux véhicules, trois bandes de fréquence, et trois données.	54
4.5	Illustration de <i>vehMTdcp</i> , les flèches représentant les possibilités de transfert de données et les valeurs de la fonction de récompense selon les bandes de fréquences \mathcal{B}_1 et \mathcal{B}_2 sont regroupés au sein des deux tableaux.	58
4.6	Exemple de solution réalisable pour le <i>vehMTdcp</i> avec la contrainte de bandes et la contrainte de capacité des véhicules. . . .	59
4.7	Exemple de solution optimale pour le <i>vehMTdcp</i> avec la contrainte de bandes et la contrainte de capacité des véhicules.	61
4.8	Exemple d'application du <i>DCP</i>	64
4.9	<i>UnVehiculeMTdcp</i> avec espace de stockage du véhicule V_1	67
4.10	<i>UnVehiculeMTdcp</i> avec espace de stockage du véhicule V_2	67
4.11	<i>UnVehiculeMTdcp</i> avec espace de stockage du véhicule V_3	68
5.1	Modélisation.	82
5.2	Réseau avec deux technologies d'accès radio. Le nœud A reçoit des données provenant du nœud E et le nœud E reçoit des données provenant du nœud A	83
5.3	Illustration de trois scénarios possibles de partage de débits. Le transfert de la donnée d_1 est représenté par un trait plein, celui de la donnée d_2 est représenté par un trait hachuré.	83
5.4	Illustration d'un graphe évolutif composé des trois sous-graphes G_1 , G_2 et G_3	86
5.5	Illustration d'un graphe évolutif composé des trois sous-graphes G_1 , G_2 et G_3	90
5.6	Graphe final.	92
5.7	Envoi des messages R_{inf}	92
5.8	Méthode d'apprentissage par renforcement.	95
5.9	Illustration de la stratégie Φ_3 à travers un graphe à trois sommets. . .	100
5.10	Diffusion d'une donnée de A à tous ses voisins. Deux graphes atteignent l'équilibre de Nash.	101
5.11	Nombre de changements de RAT selon la classe de RAT.	110

TABLE DES FIGURES

5.12 (a) Distribution des scénarios avec uniquement des RAT de classe 1, (b) Distribution des scénarios avec des RAT de classe 1 et 2, (c) Distribution des scénarios avec uniquement des RAT de classe 2, (d) Boîtes de Tukey correspondant aux distributions des graphes a, b et c. 111

5.13 Nombre de changements de RAT selon étape de discrétisation. . . . 113

5.14 Nombre de changements de RAT dans un scénario mobile en prenant en compte le facteur d'actualisation. 114

5.15 (a) Equité et efficacité avec des technologies de communication de classe 1, (b) Equité et efficacité avec des technologies de communication de classe 2, (c) Equité et efficacité avec des technologies de communication de classe 1 et 2. 117

A.1 Communications du bus (nœuds gris) vers l'AP (nœud bleu), et de l'AP vers la voiture (nœud gris). 132

A.2 Communications entre véhicules. 133

A.4 Graphe étiqueté. 133

A.3 Les véhicules communicants. 134

A.5 Graphe évolutif à travers trois intervalles de temps. 134

B.1 Illustration de l'algorithme. G_t représente le graphe au temps t 138

B.2 Graphe des chemins possibles de D à A . Dans ce graphe, l'immobilité est représentée par un trait en gris clair, les déplacements sont représentés par des traits en gris et les changements de technologie de communication sont représentés par des traits de couleur noir. . . 139

C.1 Machine de Turing 144

C.2 Classes d'approximation. 147

C.3 Exemple du problème du sac-à-dos. 149

C.4 Les variables associées au programme dynamique. 150

C.5 Classes d'approximation avec FPTAS. 151

D.1 Méthode d'Apprentissage supervisé. L'agent analyse les données entrantes fournies par l'environnement. Il envoie ensuite un modèle qui sera critiqué par le superviseur. 156

D.2 Méthode d'apprentissage non supervisée. L'agent regroupe et interprète les données en l'absence d'un superviseur. 157

D.3 Méthode d'Apprentissage par renforcement. 158

D.4 Méthode d'apprentissage profond. 158

Liste des tableaux

2.1	Taleau comparatif des différentes technologies de communication : le WAVE avec l'utilisation de l'IEEE 802.11p, le BlueTooth et la technologie radio cellulaire LTE-A.	16
4.1	Dilemme du prisonnier	73
4.2	Matrice des paiements	73
5.1	Relation entre R_{inf} et $SARE$	93
5.2	Débits associés aux RAT rencontrés dans la Figure 5.10.	101
6.1	Tableau de synthèse des différents algorithmes proposés.	121
B.1	Sous-ensemble des chemins possibles noté H	140
C.1	Temps de calcul et ratio des classes d'approximation.	148
C.2	Temps de calcul et ratio des classes d'approximation.	151
D.1	Notation	156

Chapitre 1

Introduction

Sommaire

1.1	Contexte général	2
1.2	Organisation du manuscrit	5

1.1 Contexte général

Le développement des technologies de communication sans fil tel que le WLAN, la 5G ou le BlueTooth a rendu les communications sans fil largement disponibles et peu coûteuses [71, 64, 6]. Les transferts d'information (audio, vidéo, fichiers ou applications) se font par l'intermédiaire de paquets, entités de base des réseaux. L'objectif des réseaux est de transférer un ou plusieurs paquets d'un émetteur vers un récepteur, directement ou par l'intermédiaire de plusieurs nœuds relais. Comme différents chemins sont parfois possibles, le transfert de plusieurs paquets d'un émetteur vers un récepteur peut suivre toujours le même chemin ou emprunter des chemins distincts. Dans la méthode appelée commutation de circuits (*switching*), les paquets empruntent tous le même chemin, même si un autre chemin s'avère posséder un meilleur temps de transfert, une meilleure fiabilité ou encore un meilleur débit total. Dans la seconde méthode correspondant au routage (*routing*), les paquets sont transférés vers un nœud (appelé *routeur*) qui peut changer en fonction de l'état du réseau. Les nœuds qui transfèrent les paquets entre émetteur et récepteur peuvent être dotés d'applications logicielles pour choisir une partie du chemin de façon indépendante.

L'utilisation de la technique du routage pour transférer l'information dans les réseaux mobiles et sans fil s'est généralisée à partir des années 2000 avec la 3G comme l'UMTS (*Universal Mobile Telecommunication System*). La génération d'avant, avec le GSM (*Global System for Mobile Communi-*

ation) reposait sur des chemins fixes, caractéristiques de la commutation de circuits. La 4G améliore le débit pour l'utilisateur. Enfin, la 5G s'adapte à la connexion massive d'objets avec une cinquantaine de milliards d'objets connectés prévus, des débits plus importants en forte mobilité et la possibilité de satisfaire des applications basées sur la rapidité de réponse [1, 64, 78]. La Figure 1.1 offre un panorama de l'évolution des technologies de communication dans le temps.

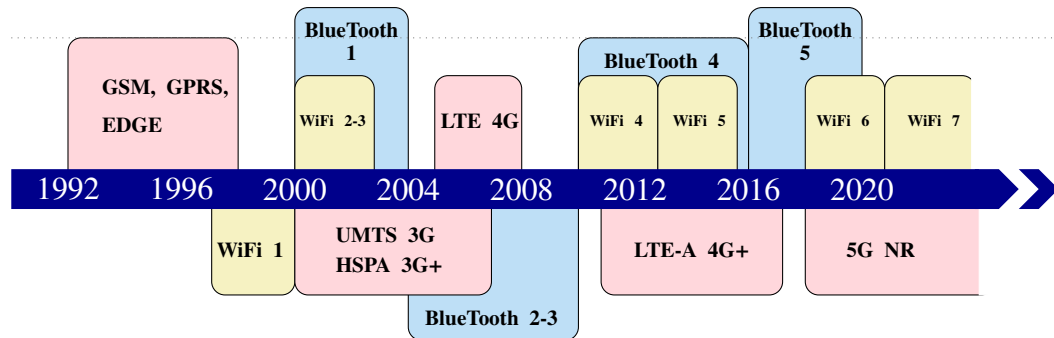


FIGURE 1.1 – Évolution des technologies de communication dans le temps avec en jaune les technologies associées au WiFi, en rouge les réseaux mobiles cellulaires et en bleu la technologie Bluetooth.

Ces technologies de communication forment les bases des systèmes de transport intelligents sur lesquels s'appuient les villes intelligentes pour fournir aux utilisateurs des services à la fois attrayants et rentables [69, 37]. En tant que composants clés des systèmes intelligents de transport (*ITS- Intelligent Transport System*), les réseaux véhiculaires sont un type particulier de réseau mobile ad-hoc incorporant des véhicules communicants, des piétons connectés et des équipements routiers.

Dans les réseaux véhiculaires, les véhicules sont capables d'agir comme des nœuds de routage pour transférer des informations. Les véhicules, qu'ils soient émetteurs, récepteurs ou nœuds relais, communiquent en utilisant des infrastructures sur le bord de la route (*RSU, Road Site Unit*) ou à l'intérieur du véhicule (*OBU, On-Board Unit*). Dans le cadre des réseaux véhiculaires, les technologies de communication sont classées en plusieurs catégories. Il y a la catégorie des technologies spécifiques aux communications véhiculaires, et parmi les technologies de communication non spécifiques aux réseaux véhiculaires, la catégorie des technologies qui s'appuient sur les infrastructures fixes et la catégorie des technologies sans infrastructures fixes. Les technologies de communication spécialement adaptées à la grande dynamique des communications véhiculaires sont le DSRC (*Dedicated Short*

Range Communications), le WAVE (*Wireless Access in Vehicular Environments*) et le CALM (*Communication Access for Land Mobile*). Ensuite, les technologies basées sur les infrastructures, telles que les réseaux cellulaires, le WiFi, l'interopérabilité mondiale pour la 5G sont utilisées pour les communications à longue et moyenne portée qui prennent en charge les services basés sur la localisation, l'accès à internet, les communications entre véhicules, entre véhicules et infrastructures ou entre véhicules et piétons. Enfin, les technologies de communication sans infrastructures comportent le WLAN, le Zigbee, l'infrarouge, le Bluetooth et les ondes millimétriques. Ces technologies sont utilisées préférentiellement pour les communications de courtes portées. Pour améliorer le transfert d'information, les réseaux véhiculaires peuvent combiner différentes technologies de communication.

Les réseaux véhiculaires incorporant plusieurs technologies de communication sont appelés HetNet (*Heterogeneous Network*) et les données transitent entre deux nœuds distants par l'utilisation d'une ou plusieurs technologies de communication. L'utilisation de plusieurs technologies de communication peut même être simultanée lorsque que le multiplexage est possible.

Les attentes des utilisateurs au sujet du réseau sont élevées en ce qui concerne la fourniture finale de services "toujours disponibles" [10]. Les principaux paradigmes de mise en réseau sont axés sur la simplicité et l'agilité afin de s'adapter à tout type de trafic, à la localisation de l'utilisateur et à la capacité de son ou ses terminaux. Les stratégies de gestion de la mobilité peuvent être centralisées et hiérarchiques, ce qui entraîne des goulots d'étranglement et des problèmes de point de défaillance unique lorsque le trafic augmente considérablement. Une autre faiblesse de l'architecture centralisée apparaît lors de l'utilisation massive des mêmes canaux de transmission lors de multiples communications sans fil. Or la fiabilité du canal de transmission dépend principalement des conditions de propagation du signal et de la charge du trafic supporté. De ce fait, pour ne pas pénaliser les échanges d'information au sein d'une même zone géographique, des algorithmes de répartition des charges ont été développés [74].

D'autres systèmes distribuant les fonctions de contrôle de la gestion de la mobilité et les chemins empruntés par les données améliorent l'agilité des réseaux en termes de support de la mobilité. La distribution de calcul lors du transfert d'information permet d'alléger l'utilisation du canal grâce à l'emploi simultané de technologies de communication de courtes portées dans des zones géographiques différentes.

Dans un contexte où plusieurs technologies coexistent, l'objectif des travaux de cette thèse consiste à maximiser le débit tout en évitant la conges-

tion (saturation du réseau) à travers l'équilibrage des charges relatives aux différentes technologies de communication. Une approche centralisée est d'abord proposée, puis, afin de maximiser l'utilisation des canaux de transmission, ce manuscrit proposera des solutions intégrant de plus en plus une approche distribuée.

La pertinence de cette démarche est accentuée dans un contexte de ville intelligente car cette dernière intègre des réseaux de capteurs qui augmentent fortement les échanges d'information au sein d'une même zone géographique. Cette thèse intitulée "**Intéropérabilité des technologies de communication dans les réseaux véhiculaires dans la ville intelligente**" porte sur l'optimisation de la répartition des charges par le choix des technologies de communication. L'objectif se concentre sur le critère de débit à maximiser.

1.2 Organisation du manuscrit

Ces travaux de thèse contribuent à l'amélioration de la gestion multi-technologies au sein des réseaux véhiculaires. Dans cet objectif, plusieurs approches sont développées.

Le **chapitre 2** décrit les spécificités des réseaux véhiculaires et présente les bases de la complexité algorithmique des outils utilisés lors de cette thèse.

Le **chapitre 3** présente d'abord le modèle d'abstraction utilisé pour répondre à la problématique de répartition des charges de plusieurs technologies de communication de manière centralisée. Ensuite le problème est formalisé une première fois et un programme linéaire est développé. L'analyse de la complexité du problème prouvé *NP – difficile*, révèle l'impossibilité d'avoir une solution approchée par un facteur constant en temps rapide¹. Le problème est ensuite redéfini avec la possibilité de trajectoires de véhicules imposées. Avec de telles contraintes de trajectoires, le problème reste *NP – difficile*, mais avec des possibilités d'approximation. Dans le cas très particulier où le nombre de chemins empruntables est inférieur au nombre de technologies de communication disponibles, un résultat approché fourni en temps rapide¹ est proposé dont le facteur d'approximation est égal à $(1 - \frac{1}{e})$, e étant la base du logarithme naturel.

Le **chapitre 4** formalise d'abord le problème de répartition des charges dans une approche décentralisée et résistante aux changements liés à la dy-

1. En temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée selon une machine de Turing "*Combinatorial optimization : algorithms and complexity*", A.Papadimitriou, H. Christos

naminité du graphe. Le problème consiste alors à élaborer un algorithme atteignant un état où aucun des véhicules ne peut améliorer son débit de manière unilatérale. Une première problématique associe les données échangées au choix des technologies de communication. L'analyse de la complexité de ce problème prouve l'inexistence de résultat à la fois rapide¹ et exact. La convergence vers un équilibre de Nash est fournie à travers un résultat non optimal en temps rapide¹ et dont le facteur d'approximation est de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$, e étant la base du logarithme naturel. Cependant, une partie de cette solution s'appuie encore sur une infrastructure de contrôle.

Une deuxième solution entièrement distribuée est alors proposée. Elle offre un résultat rapide¹ ainsi qu'un facteur d'approximation par rapport au résultat optimal. Afin de répartir les flux de données sur les différentes technologies de communication disponibles, l'algorithme de recherche locale fournit en temps rapide¹ un résultat avec une $(\frac{2}{3} - \epsilon)$ -approximation, pour tous les ϵ supérieurs à 0. La variable ϵ est choisie dès le début de l'algorithme et influe sur le comportement de ce dernier. Ainsi, une variable ϵ proche de 0 donne un résultat éloigné d'un facteur de $\frac{2}{3}$ du résultat optimal, mais avec un temps de calcul moindre. À l'inverse, une variable ϵ proche de $\frac{2}{3}$ donne un résultat presque optimal, mais avec un temps de calcul plus long, bien que toujours polynomial. L'utilisation du paramètre ϵ défini avant le lancement de l'algorithme améliore donc l'adaptativité de l'algorithme.

Le **chapitre 5** enrichit la solution précédente avec un autre algorithme qui prend en compte différents scénarios rencontrés dans les réseaux véhiculaires (platooning, embouteillage, croisement de véhicules). Les outils mathématiques utilisés sont d'abord présentés (théorie des jeux et apprentissage par renforcement). Ensuite, un algorithme favorisant la stabilité des liens est proposé, son efficacité est analysée et sa performance évaluée à travers une série de tests.

Par rapport à l'algorithme proposé dans le chapitre précédent, l'adaptabilité de cet algorithme est renforcée grâce à l'utilisation d'un paramètre qui varie au cours des itérations de l'algorithme et qui enregistre des informations concernant les véhicules voisins. Cette approche correspond mieux aux spécificités des milieux autoroutiers et urbains que sont les grands axes, embouteillages ou les files d'attente dans les croisements. L'utilisation de l'apprentissage par renforcement permet de donner un poids plus important aux liens les plus stables qui apparaissent selon les différentes configurations de clusters de véhicules. Cette solution est enfin analysée pour fournir des garanties de convergence (vers un équilibre de Nash) et de performance (avec l'optimum de Pareto) et est évaluée/comparée grâce à une série de

simulations avec le logiciel jbotsim [17].

Chapitre 2

Les Réseaux Véhiculaires

Sommaire

2.1	Les réseaux véhiculaires	9
2.1.1	Caractéristiques des réseaux véhiculaires	9
2.1.2	Types des réseaux véhiculaires	10
2.2	Les technologies de communication	15
2.2.1	Présentation	15
2.2.2	Performances des différentes technologies de communication	17
2.3	Conclusion	21

Dans un contexte où plusieurs technologies coexistent, l'objectif des travaux de cette thèse consiste à maximiser le débit généré lors de communications entre véhicules, tout en évitant la congestion (saturation du réseau) à travers l'équilibrage des charges relatives aux différentes technologies de communication.

La problématique de cette thèse est la suivante : "*Dans un contexte véhiculaire où plusieurs technologies coexistent, comment maximiser le débit à travers la répartition des charges relatives aux différentes technologies de communication ?*".

Plan du chapitre. Pour analyser les enjeux de cette problématique, ce chapitre présente les caractéristiques des réseaux véhiculaires dans la section 2.1 et les spécificités des technologies de communication associées dans la section 2.2.

2.1 Les réseaux véhiculaires

Cette section présente les réseaux véhiculaires, réseaux formés de véhicules communicants. Les caractéristiques des réseaux véhiculaires sont d'abord présentées dans la sous-section 2.1.1 et les types de réseaux sont détaillés dans la sous-section 2.1.2.

2.1.1 Caractéristiques des réseaux véhiculaires

En tant que thème central de cette thèse, les réseaux véhiculaires sont d'abord décrits. Ces réseaux ont plusieurs caractéristiques [32] dont les principales sont la dynamique du réseau, la densité des nœuds, l'autonomie des capacités de calcul, et l'absence de contraintes énergétiques et temporelles.

La dynamique du réseau est issue des possibles mouvements des nœuds composant le réseau véhiculaire. Une communication peut se produire dans un temps très court. Un algorithme dont le temps de calcul est long risque, du fait des changements de configuration du graphe, de donner un résultat inutilisable car basé sur des informations périmées. Cette caractéristique entraîne de privilégier une stratégie dont les solutions sont dotées d'un temps de calcul restreint.

La densité des nœuds peut être plus ou moins forte. Ainsi, une voiture peut rencontrer des situations de fortes densités comme dans le cas des embouteillages ou des situations de faibles densités comme dans le cas où un véhicule en milieu rural ne croise qu'un seul autre véhicule. Dans le scénario avec une forte densité de véhicules souhaitant communiquer, les liaisons entre véhicules peuvent subir des interférences. Une solution efficace doit pouvoir s'adapter rapidement à des fluctuations de la qualité des liens lors de communications véhiculaires.

L'absence de contraintes énergétiques et temporelles est également un élément important à prendre en compte. Cette spécificité est due aux dispositifs de communication intégrés au sein même des unités de bord (OBU) dans les véhicules. Contrairement aux réseaux de capteurs sans fils, la consommation d'énergie due au traitement de l'information n'est pas limitée. Un véhicule peut donc envoyer des messages sans être sous la contrainte d'une limite temporelle ou énergétique.

L'autonomie des capacités de calcul permet aux véhicules de capter, d'enregistrer, de traiter et d'échanger des données sans nécessité d'entité de contrôle extérieure.

Enfin, de multiples interfaces de communication sans fils comme le Wifi, le Bluetooth ou la LTE peuvent être installées dans l'unité de bord d'un vé-

hicule. Une solution algorithmique associée aux véhicules communicants devrait prendre en compte les spécificités des technologies de communication utilisables.

2.1.2 Types des réseaux véhiculaires

Du fait de la mobilité des véhicules, les réseaux véhiculaires font partie des réseaux mobiles appartenant eux-mêmes à la famille des réseaux sans fils. Plusieurs technologies de communication permettent aux véhicules de communiquer, qu'elles reposent sur des infrastructures (points d'accès) ou qu'elles communiquent directement (ad-hoc). Ces stratégies sont présentées dans les deux paragraphes qui suivent et s'appuient sur les éléments de modélisation détaillés dans l'Appendice A.

2.1.2.1 Approche centralisée

Lors de l'approche centralisée, un superviseur de contrôle traite l'ensemble des informations.

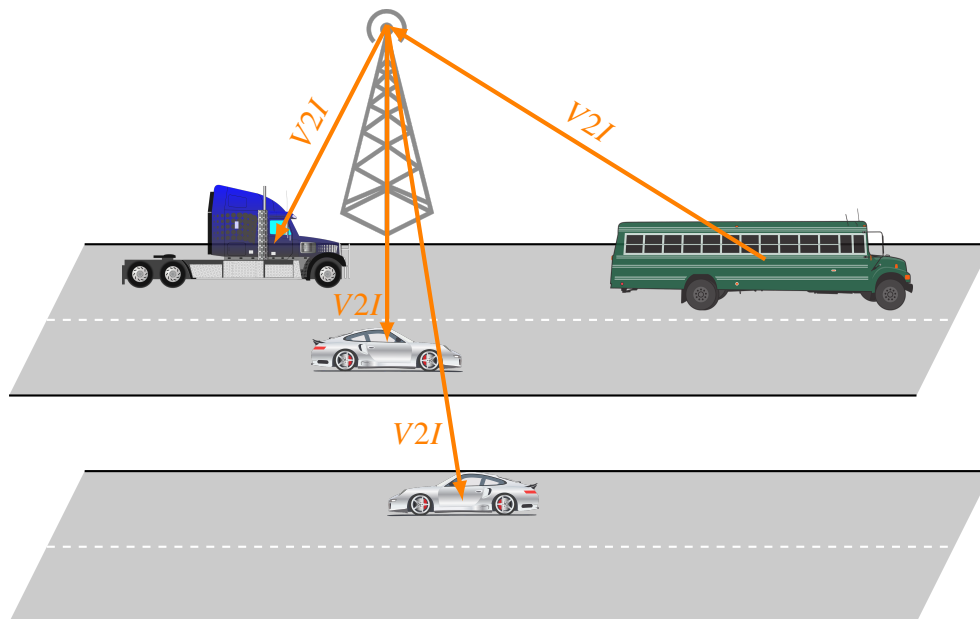


FIGURE 2.1 – Communications V2I avec le bus envoyant des données vers une infrastructure. Cette infrastructure traite les données et envoie des informations aux autres véhicules.

La notion de Véhicule-à-Infrastructure (V2I) ne concerne que les communications entre véhicule et infrastructure et peut être utilisée lors des stratégies centralisées. La Figure 2.1 illustre des communications entre des vé-

hicules et une infrastructure. Dans cette figure, le bus envoie des données à une infrastructure (liaison montante), ces informations sont ensuite transmises au camion et aux voitures (liaison descendante).

Les véhicules ont la possibilité de transmettre des données vers une infrastructure de bord de route, qui regroupent ces informations afin de prendre des décisions, centralisant ainsi le traitement de l'information. Dans le cas d'une bande passante limitée, le centre de gestion a une importance capitale. Un centre de gestion est un serveur central centralisant plusieurs services. L'ajout judicieux d'une infrastructure de contrôle améliore de 51% le débit moyen et diminue de 50% la perte de paquet par rapport à une stratégie centrée sur les données n'utilisant pas d'infrastructure [50]. L'architecture centralisée rassemble les ressources nécessaires à un traitement sur un hôte central à l'aide de terminaux connectés à un ordinateur central. L'infrastructure de contrôle est cet ordinateur central contrôlant les périphériques.

Parmi les modélisations relatives à la centralisation du traitement de l'information, l'article [60] divise une zone géographique selon les différentes rues afin d'améliorer la planification des livraisons. Les nœuds associés aux rues forment une arborescence réalisée grâce à un arbre de Steiner. Cet arbre permet d'obtenir le chemin le plus court et offre une solution basée sur le délai bout-à-bout minimisant le temps de livraison. Cette abstraction s'adapte aux spécificités des villes. Cependant, cette représentation spécifique aux rues s'adapte difficilement aux caractéristiques des technologies de communication. Par exemple, dans un scénario avec des rues de tailles réduites, une même technologie de communication peut couvrir plusieurs rues. Tandis que dans un scénario avec une rue très longue, cette unique rue peut comporter des portions couvertes par plusieurs technologies de communication différentes.

L'article [65] utilise une modélisation basée sur une grille au lieu des rues et propose des solutions prenant en compte à la fois l'aspect temporel et spatial. Son objectif est d'améliorer le débit à travers une réduction des interférences. De plus, il prend en compte également les interférences liées spécifiquement à des zones géographiques. La connaissance de ces zones amène les véhicules à élire la technologie de communication la plus adaptée. Cependant, chaque technologie est associée à une unique grille qui sera comparée par la suite aux autres grilles. L'utilisation d'une grille s'adapte particulièrement à la représentation d'une technologie de communication.

Une fois un système de modélisation des zones urbaines choisi, certains travaux se sont intéressés à l'augmentation du débit fourni aux véhicules à travers une amélioration de la couverture réseau [38, 73, 45].

L'utilisation des bus pour la diffusion d'informations est abordée dans l'article [38]. Le choix de l'acteur de la couverture réseau, comme les unités de bord de route (RSU) ou même les bus, renvoie également à un problème d'équilibre des charges. L'objectif est de coupler les bus aux trajets connus avec les RSU statiques afin de fournir la meilleure couverture réseaux au sein des zones urbaines. Pour cela, un algorithme basé sur un système de priorité est développé. Afin d'être adapté aux zones dépourvues de transports publics, l'article [73] poursuit ce travail avec une stratégie utilisant également des véhicules pour relayer l'information. La participation à la couverture réseau d'un véhicule s'avère dans cet article directement lié au trajet de ce véhicule. L'article [45] enrichit ces scénarios en définissant plusieurs types de relais : statique, mobile prévisible et mobile imprévisible. Ce travail s'appuie sur le positionnement préalable des outils de couvertures réseaux (véhicules, bus, RSU, autres). Cependant, ces trois articles ne s'intéressent pas au choix de la technologie de communication utilisée.

Afin de pallier cette limite, une résolution centralisée est proposée dans cette thèse (chapitre 3). Cette résolution s'appuie sur une nouvelle modélisation adaptée à l'aspect multi-technologies. Cette démarche s'inscrit dans la continuité direct de l'article [45] avec l'utilisation de véhicules communicants capables de relayer et d'utiliser des données. La résolution a pour objectif, à travers la sélection des technologies de communication, d'améliorer le débit généré lors de communications véhiculaires.

2.1.2.2 Approche distribuée

Dans une approche distribuée, le Véhicule-à-Véhicule (V2V) ne concerne que les communications entre véhicules. La Figure 2.2 illustre des communications entre véhicules. Chaque véhicule est capable d'envoyer et de recevoir des données avec les véhicules voisins.

La connectivité entre véhicules est utilisée lors de l'approche décentralisée. L'échange de données sans supervision offre une rapidité de traitement de l'information mais souffre d'un éloignement par rapport à la solution optimale comme illustré dans l'article [83] qui propose l'analyse des risques de pertes de paquets lors des communications.

La gestion distribuée offre donc une rapidité de décision dans le choix des technologies de communication. Des articles ont amélioré les capacités de communication des véhicules à travers la distribution du calcul [56, 22, 62]. L'article [56] a été un des premiers à proposer les outils de théorie des jeux pour analyser des stratégies distribuées. Dans cette approche, la stratégie de chaque nœud est de maximiser le débit, et ce, sans tenir compte

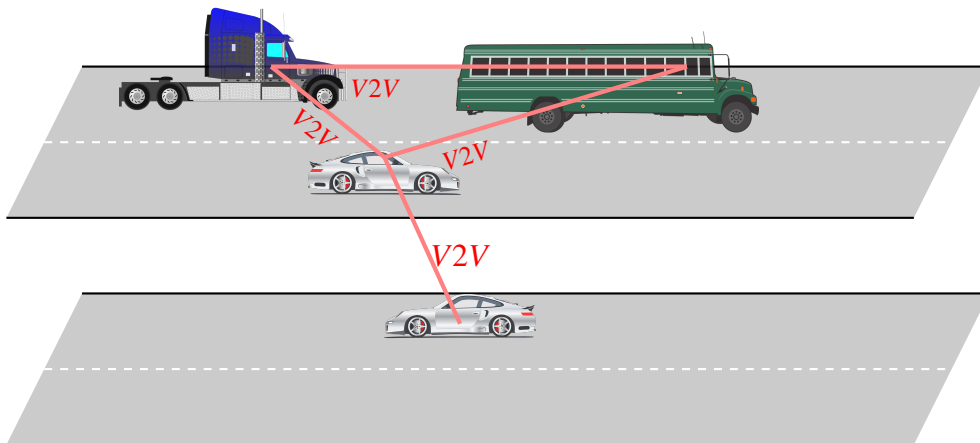


FIGURE 2.2 – Communications V2V. Le camion, le bus et les voitures communiquent sans intervention d’une infrastructure de contrôle.

des stratégies des voisins. Cette stratégie compétitive est ensuite analysée à travers l’équilibre de Nash pour trouver les scénarios où il n’existe mathématiquement qu’un seul équilibre de Nash, comme dans le cas de systèmes à deux nœuds. Cet article ne prend cependant pas en compte l’aspect multi-technologies.

Plus récemment, l’article [22] propose une stratégie coopérative qui a pour objectif d’éviter de transférer les données à travers les liens corrompus. Dans le cadre de cet article, le lien corrompu représente un lien dont le canal subit du brouillage lors d’une attaque. L’apprentissage par renforcement permet de favoriser les liens les plus fiables. Cependant, dans cet article, la maximisation du débit est réalisé à travers l’évitement de situations à risque, et non, à travers la maximisation du débit lié au choix des technologies de communication utilisées.

Lors de cette thèse, des approches distribuées sont proposées (chapitre 4 et chapitre 5) à travers la prise en compte spécifique des différentes technologies de communication. Ces contributions sont détaillées dans la sous-section 2.1.1.

2.1.2.3 Approche mixte

Le Véhicule-à-tout (V2X ou V2E) inclut l’entièreté des communications possibles.

L’article [62] intègre la gestion multi-technologies au sein d’un réseau pour atteindre l’objectif de maximisation du débit à travers le routage des données. Le problème est d’abord modélisé, formalisé et classé comme un problème d’optimisation \mathcal{NP} – *difficile*. Lors de la résolution, les

2.1. LES RÉSEAUX VÉHICULAIRES

techniques de Branch and bound divisent le problème en sous-problèmes. Certaines valeurs d'un sous-problème rendent non nécessaires l'évaluation des autres sous-problèmes. Cette distribution partielle du calcul diminue la quantité d'information à traiter, tout en bénéficiant de la vision d'ensemble d'un superviseur de contrôle. Des résolutions optimales sont alors proposées. Cependant, aucune résolution en temps polynomial n'est proposée.

La Figure 2.3 illustre ces différentes communications. Le V2D correspond à la communication entre un Véhicule et un appareil connecté, comme le téléphone d'un piéton. Le camion par l'intermédiaire de l'infrastructure de contrôle et le piéton par l'intermédiaire de son portable peuvent également avoir accès à internet. Dans la Figure 2.3, le camion envoie des informations à cette infrastructure de contrôle (liaison montante).

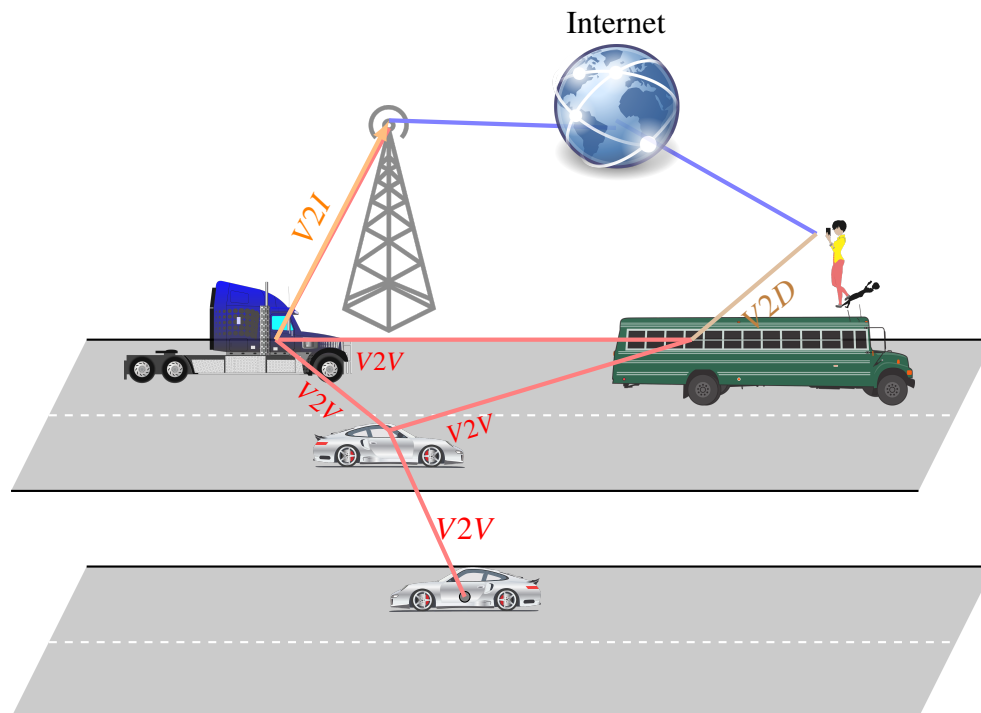


FIGURE 2.3 – Communications V2X.

L'article [46] propose un algorithme utilisant une technologie de communication pour les communications V2V et une autre pour les communications V2I en répondant à la problématique "*Quelle technologie de communication choisir à quel moment ?*". Afin de comprendre les enjeux de cette question, une analyse préalable des différentes technologies de communication est nécessaire et est présentée dans la section 2.2.

2.2 Les technologies de communication

Le choix de la technologie de communication influe directement sur la performance algorithmique. Les spécificités des technologies de communication sont présentées dans la sous-section 2.2.1 et leurs performances analysées dans la sous-section 2.2.2. Les technologies analysées sont le WAVE, le BlueTooth et la LTE-A.

2.2.1 Présentation

Cette section présente les caractéristiques de différentes technologies de communication en se concentrant sur le débit physique, la portée du signal, l'intervalle du spectre de fréquence utilisé et le type d'architecture. Les technologies présentées sont le WAVE, le BlueTooth 5.0 et la LTE-A. Cet échantillon a été choisi arbitrairement en raison de sa représentativité des technologies de communication utilisables dans les réseaux véhiculaires. Cet échantillon témoigne de l'hétérogénéité des technologies de communication existantes [3].

Le WAVE (*Wireless Access in Vehicular Environments*) est une technologie de communication datant d'une dizaine d'années et qui appartient à la famille de normes WLAN IEEE 802.11 [46, 25, 4]. Cette technologie s'appuie sur l'amendement IEEE 802.11p. Cet amendement est issu d'une déclinaison du 802.11a. Contrairement à l'intervalle de fréquence du 802.11a de taille de 20MHz , l'intervalle de fréquence du 802.11p possède une taille de 10MHz . Le 802.11p se situe dans le spectre de fréquence au niveau des 5.9GHz . Le débit physique atteint est de 27Mbps . Ce débit dépend de la densité et du nombre de véhicules communicants. Ainsi, le taux de perception d'un message d'alerte peut diminuer de 15% selon la densité. Le taux de perception représente la capacité à recevoir un message émis. Si le taux de perception est diminué de 15%, alors sur 100 messages envoyés, 85 sont reçus. La portée peut s'étendre jusqu'à 300 m [77]. Avec la technologie WAVE, chaque nœud peut émettre ou recevoir en mode ad-hoc, augmentant la connexité du réseau par des communications V2V. La technologie WAVE autorise également les communications avec des infrastructures (V2I).

Le BlueTooth 5.0 permet l'échange de données à courte distance (<100m) pour un débit maximum de 24Mbps [19, 46, 4]. L'intervalle de fréquence à une taille de 1MHz et est située au niveau des 2.4GHz . La communication BlueTooth fonctionne sur le principe de maître-esclave. La configuration de base du graphe est en étoile avec un maître au centre et plusieurs esclaves en périphérie. Un *piconet* est formé lorsqu'un nœud est

maître alors que les autres nœuds en périphérie sont des esclaves. Toute communication entre nœuds esclaves en périphérie passe par le maître central. Quand un de ces périphériques esclaves est également maître d'autres esclaves, un réseau multi-sauts nommé *scatternet* est formé. Le Bluetooth basse consommation (*Bluetooth Low Energy*, BLE) propose pour une portée plus petite que celle du Bluetooth un débit identique, mais avec une consommation d'énergie moindre [72].

La LTE-A (Long Term Evolution Advanced) en tant que technologie de la 4G s'inscrit dans la lignée directe des normes de téléphonie mobile précédentes comme le GSM (2G), l'EDGE (2,75G) et l'UMTS(3G) [49, 46, 4, 2]. L'intervalle de fréquence possède une taille de 20MHz et est située au niveau des 0,45 – 3,4GHz. Cette technologie possède les caractéristiques des technologies de communication cellulaires fonctionnant en mode point d'accès. Le débit peut aller jusqu'à 100Mbps pour une portée pouvant aller jusqu'à 2 km. Ce débit reste correct dans des situations de grande densité. Cependant cette technologie est dépendante de la couverture du réseau cellulaire.

Le Tableau 2.1 résume les différences entre ces technologies de communication.

	WAVE	Bluetooth	LTE-A
Fréquences	5.9GHz	2.4GHz	0.45 - 3.4 GHz
Standards	802.11p	802.15.1	LTE
Intervalle de fréquences	10MHz	1MHz	20MHz
Débit physique (cadre urbain)	3-27Mbps	1-24Mbps	100Mbps (vers le bas) 50Mbps (vers le haut)
Portée	<300m	<100m	<2km
Mobilité	Elevée	Faible	Moyen
Point d'accès	Non	Non	Oui
Latence	Moyenne	Faible	Forte

TABLE 2.1 – Tableau comparatif des différentes technologies de communication : le WAVE avec l'utilisation de l'IEEE 802.11p, le Bluetooth et la technologie radio cellulaire LTE-A.

Si on considère le niveau technique, le protocole réseau s'appuie sur plusieurs couches.

La couche physique transmet les signaux électriques entre interlocuteurs. La couche liaison garantit la connexion, divise les données en trames

et gère les accusés réception. La couche réseau relaie et/ou donne la route les paquets de données. Elle permet la communication entre des nœuds non adjacents. La couche transport permet la communication entre plusieurs processus et contrôle les données. Enfin, la couche application fournit les différentes applications. Ces applications peuvent interagir avec les utilisateurs (conducteurs et passagers par le biais d'interfaces homme-machine), avec les données des capteurs locaux du véhicule ou avec les données d'autres véhicules.

2.2.2 Performances des différentes technologies de communication

Le choix des technologies de communications peut avoir un impact direct sur la qualité de l'échange selon le type d'application. La première partie (sous-sous-section 2.2.2.1) illustre la différence de performances entre des technologies de communication selon trois types d'application : la sécurité, l'efficacité du trafic, et l'infodivertissement. Le choix des technologies de communication peut également être adapté à l'approche algorithmique développée. La sous-sous-section 2.2.2.2 associe aux approches centralisées et distribuées une préférence de technologies de communication. Enfin, la dernière partie (sous-sous-section 2.2.2.3) analyse le choix des technologies de communication selon une vue globale multi-critères.

2.2.2.1 Choix des technologies de communication selon le type d'application

Les applications des réseaux véhiculaires sont classées selon trois grands domaines [15].

Le premier type d'application est la sécurité des véhicules avec par exemple la notification de position dangereuse ou l'utilisation d'un système d'alerte avertissant le conducteur du risque avant la collision et prévenant les autres conducteurs après la collision [43]. Le second type est l'efficacité du trafic avec par exemple la diffusion d'informations aux gestionnaires du réseau de transport, ou directement aux conducteurs [33]. Lorsqu'un véhicule communicant passe devant une unité routière, cette dernière envoie au véhicule des informations sur les conditions de circulation, ou sur l'itinéraire saisi dans le véhicule. Ces informations informent le conducteur des retards prévus et des meilleurs itinéraires qui pourraient exister selon les conditions de circulation. Enfin, le troisième type d'application est l'infodivertissement et l'aide au véhicule qui regroupe les applications non liées à

la sécurité ou au trafic avec par exemple l'aide au diagnostic, les publicités ou le divertissement avec l'accès aux médias [66].

Pour mesurer l'efficacité lors du fonctionnement d'applications, des critères de performance ont été définis lors du transfert de message. Ces performances garantissant une qualité de service (QoS) sont le débit, la latence, la gigue et la corruption de paquets [85].

Le débit impacte sur la quantité de paquets reçus. Il affecte la qualité d'une vidéo visionnée en ligne, et la vitesse de téléchargement de fichiers. Il est mesuré en nombre de bits transmis par seconde. La latence est le délai de transmission de bout en bout des paquets sur un même chemin. Elle affecte les performances interactives des applications comme les communications vocales. Elle se mesure en secondes. La gigue est la variation de latence, issue de la différence de délai de transmission de bout en bout entre différents paquets d'un même flux de paquets lors d'une transmission. Deux paquets peuvent prendre des routes différentes, résultant la possibilité de durées de trajets différentes. Elle impacte la lecture de vidéos en ligne. La gigue se mesure également en secondes.

La perte ou corruption de paquets affecte les transmissions non redondantes que l'on retrouve dans les médias en continu (voix ou vidéo) et l'échange de texte. Elle se mesure en pourcentage de paquets perdus sur le nombre de paquets envoyés.

Les performances d'une application sont différentes selon les technologies de communication utilisées. La LTE dans les communications entre véhicules et infrastructure (V2I) s'avère particulièrement performante lors des applications de téléchargement comme la vidéo streaming et ce, dans des scénarios de très faible mobilité [14]. L'utilisation du WAVE lors des communications véhiculaires performe dans les situations de mobilité, peu denses, avec les messages de sécurité basiques [80]. Le Bluetooth utilisé dans les communications entre véhicules uniquement (V2V) ou entre véhicule et environnement (V2X), s'avère très performant dans le cadre d'applications nécessitant peu de données comme lors de scénarios de trafic dense ou par des applications faiblement sécurisées [12, 13]. D'une manière générale, l'utilisation du Bluetooth apparaît dans certaines applications tolérant les retards de données comme la gestion du trafic urbain ou lors des intersections.

2.2.2.2 Choix des technologies de communication lors des approches centralisées et distribuées

La résolution du problème de sélection des technologies de communication peut être réalisée à travers une approche centralisée ou à travers une approche distribuée.

L'approche centralisée amène chaque acteur (comme un véhicule) du réseau à transmettre les informations à un unique coordinateur appelé hôte central ou infrastructure de contrôle. Cet ordinateur central gère tous les périphériques directement ou par des ordinateurs intermédiaires. Ce coordinateur est donc doté d'une vue globale lors de ses prises de décisions. Contrôler tout le traitement par un unique système offre la garantie du traitement des informations une fois reçues. Les pannes de terminaux périphériques sont facilement réparables par l'ordinateur central qui élira un remplaçant. Toutefois, la grande faiblesse de l'architecture centralisée réside dans le système central lui-même. Ce dernier peut être difficilement réparable en cas de panne et s'avère très dépendant de la communication avec ses périphériques. Le système central peut également souffrir de nombreux problèmes divers (quantité des données trop importante, dysfonctionnement concernant son administration, etc...).

L'approche distribuée s'affranchit du coordinateur dans le traitement de l'information. Plusieurs systèmes indépendants traitent simultanément les données pour résoudre le problème. Les avantages des systèmes distribués sont nombreux et résident dans la répartition des données et des services, une adaptation rapide aux évolutions, une résistance aux pannes permettant la continuité de services. Les inconvénients sont la multitude de points d'entrée parfois hétérogènes, la cohabitation de multiples technologies diverses, une plus grande difficulté de développement par rapport à l'approche centralisée et la dépendance à un prestataire dans le cadre de cloud computing.

2.2.2.3 Choix des technologies de communication multi-critères

Il n'y a pas de technologies de communication constamment plus performante que toutes les autres. Pour pallier cela, certains algorithmes combinent plusieurs technologies de communication. Par exemple, le choix des technologies de communication peut apparaître selon la vitesse des véhicules, avec l'utilisation du WAVE quand le véhicule est en mouvement et de la LTE dans des scénarios où le véhicule est immobile [52]. Dans un autre exemple, le choix de la technologie de communication peut être réalisé selon le type d'application avec le Bluetooth pour les applications nécessitant

peu de données et la LTE lors des autres applications [54]. Enfin, un dernier exemple illustre le choix de l'application selon les types de communication, le Bluetooth étant utilisé pour le V2V et le WAVE pour le V2I [46].

Cependant, la combinaison de plusieurs technologies de communication fixé à l'avance souffre d'un défaut d'adaptation face à des scénarios non prévus et lors de l'arrivée de technologies de communication concurrentes ou de nouvelles versions d'une même technologie de communication.

Le problème consiste à garantir les performances par le choix des technologies de communication, grâce à une résolution algorithmique qui s'adapte aux technologies disponibles. Une solution possible utilise des modèles d'abstraction généraux pour les technologies de communication. La sélection de la meilleure technologie de communication à travers des abstractions de ces technologies apparaît ainsi dans les articles [5, 20, 82].

La stratégie illustrée dans l'article [5] permet de choisir la technologie d'accès radio selon le débit. L'article calcule le débit associé à chaque type de technologie d'accès radio selon le nombre de véhicules qui l'utilisent. Chaque véhicule dispose d'un ensemble de technologies d'accès radio disponibles. La stratégie de choix de la technologie d'accès radio combine à la fois des éléments de mutation et de stabilisation de la solution.

La gestion des réseaux hétérogènes est enrichie dans l'article [20] en s'adaptant à la mobilité des véhicules lors d'une approche centrée sur la rapidité du calcul. L'objectif est d'atteindre une solution stable le plus rapidement possible. L'utilisation d'un algorithme d'apprentissage tenant compte des vitesses de réponse des différentes technologies sans mentionner spécifiquement ces technologies de communication offre une adaptation aux situations de mobilité.

Enfin, l'approche détaillée dans l'article [82] évalue la densité du réseau et oriente les véhicules vers l'utilisation d'une technologie de communication parmi celles disponibles. L'objectif est d'améliorer le débit en utilisant un modèle probabiliste. Ce dernier se base sur le ratio de paquets transmis, la probabilité de connectivité du réseau évalué selon le temps d'attente des véhicules aux feux de signalisation et le débit selon les technologies de communication utilisées sans les mentionner spécifiquement.

Le protocole ACAR détaillé dans l'article [82] sélectionne un chemin pour les données en fonction de la meilleure qualité du réseau. Cette sélection est effectuée par des outils statistiques utilisant des données collectées régulièrement. L'approche du protocole ACAR optimise le débit fournit grâce au choix des technologies d'accès radio. L'utilisation des outils statistiques nécessite cependant un temps d'adaptation nécessaire pour l'acquisi-

tion des données.

Il existe une grande diversité d'utilisation des données issues des technologies de communication, allant de la représentation abstraite selon le débit fourni à celle se basant sur la rapidité de réponse. L'utilisation de modèle abstrait général du débit autorise une vision adaptable à l'ensemble des technologies de communication.

2.3 Conclusion

Dans cette thèse, l'équilibrage des charges est étudié afin de maximiser le débit et minimiser le risque de congestion du support de communication. Différentes approches algorithmiques sont élaborées pour optimiser la répartition des charges à travers le choix des technologies de communication.

Comme présenté dans l'état de l'art, l'article [45] prend en compte la diversité des relais que l'on retrouve dans les zones urbaines (statiques ou mobiles). Cependant, cette stratégie se base sur une seule technologie de communication. La première contribution (chapitre 3) enrichit cette approche avec l'ajout du choix des technologies de communication. Dans cette première contribution, les informations sont gérées par un superviseur de contrôle lors d'une approche centralisée. L'objectif est de maximiser le débit et de répartir des flux sur plusieurs technologies de communication dans un réseau véhiculaire. L'environnement étudié prend en compte l'ensemble des trajets possibles pour chaque véhicule dans un cadre urbain et l'ensemble des technologies de communication dans cette zone géographique. La théorie des graphes à travers une modélisation graphique permet de générer un modèle d'abstraction de la zone d'étude. L'algorithme centralisé proposé possède de nombreuses limites, dont notamment la dépendance à une infrastructure de contrôle et des trajectoires imposées. L'approche centralisée n'apporte donc pas de réponse satisfaisante à la problématique de répartition des charges. Ainsi, en réponse à cette limite, une deuxième approche est proposée.

La seconde approche (chapitre 4) se base sur une solution décentralisée. Le problème consiste alors à élaborer un algorithme atteignant l'équilibre de Nash, représentatif d'un état où aucun des véhicules ne peut améliorer son débit de manière unilatérale (c'est-à-dire sans modifier le débit des autres utilisateurs de la technologie de communication concernée). L'idée est d'allouer les données typées (sécurité, efficacité du trafic et infodivertissement) à un espace de stockage d'un véhicule lors de chaque itération de l'algorithme. Les données sont pondérées, permettant de les trier selon un

système de priorité comprenant l'importance, la redondance et la qualité du lien.

Une dernière approche (chapitre 5) enrichit l'adaptabilité de la précédente approche grâce à l'utilisation d'un paramètre ϵ qui varie au cours des itérations de l'algorithme. Cette variable ϵ varie lors des enregistrements des informations (stabilité du lien et débit) relatifs aux véhicules voisins. Cette approche correspond mieux aux spécificités des milieux autoroutiers et urbains que sont les grands axes, embouteillages ou les files d'attente dans les croisements. Ce travail s'apparente au travail détaillé dans l'article [82] présenté dans l'état de l'art et qui sélectionne à la fois une route pour les données et une technologie de communication. Cependant, dans ce travail de thèse, la maximisation du débit est réalisée par la sélection des liens en fonction de leur stabilité grâce à un algorithme d'apprentissage par renforcement beaucoup plus adaptatif. Contrairement au routage basé sur les statistiques dans le protocole ACAR, l'utilisation de l'apprentissage par renforcement promeut les liens les plus stables, ce qui fournit un algorithme de sélection à la fois rapide et adaptatif aux configurations de clusters de véhicules.

Chapitre 3

Approche centralisée avec solution approchée pour le problème d'équilibrage des charges entre technologies de communication.

Sommaire

3.1	Présentation du contexte	24
3.2	Formalisation du problème général et résolution exacte	26
3.2.1	Modélisation du problème	27
3.2.2	Formalisation du problème	33
3.2.3	Complexité	34
3.3	Formalisation d'un cas particulier et résolution approchée	38
3.3.1	Formalisation du sous-problème	38
3.3.2	Approximation	40
3.3.3	Propriétés	42
3.4	Conclusion	43

Ce chapitre présente une solution centralisée au problème de l'équilibrage de charges entre plusieurs véhicules communicants équipés chacun de plusieurs technologies de communication. La solution algorithmique proposée prend en entrée une zone géographique (portion de carte routière), un ensemble de technologies de communication et des véhicules communicants équipés de ces technologies. Le résultat est la maximisation du débit à travers l'attribution de la meilleure technologie de communication à chaque véhicule en fonction de sa situation géographique. Cette première contribution est efficace dans un environnement contrôlé (présence de véhicules contrôlables comme les bus ou les trams, une zone géographique délimitée et des débits connus en avance). Cette solution dans un environnement

contrôlé sert de base aux scénarios qui seront présentés dans les chapitres suivants.

Plan du chapitre. La section 3.1 présente le contexte de cette première solution.

La section 3.2 modélise, formalise, classe, analyse le problème et présente une résolution sous forme de programme linéaire avec un résultat optimal. Cette solution ayant un temps de calcul exponentiel (même avec un scénario arrangeant), la résolution reste peu abordable du fait du temps de calcul long.

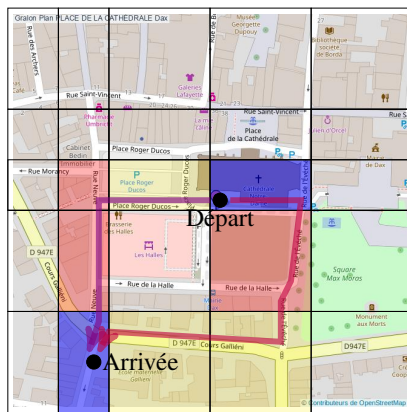
La même démarche est réalisée dans la section 3.3 avec l'ajout de contraintes de mobilité. La nouvelle résolution algorithmique fournit un résultat approché en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée. L'analyse de cette résolution montre que la solution devient atteignable, mais les simplifications du scénario et les nouvelles contraintes rendent ce scénario peu envisageable pour une application réelle.

3.1 Présentation du contexte

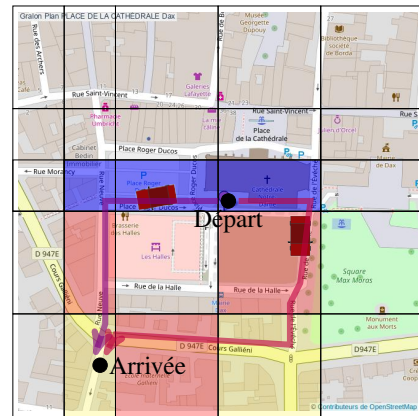
Le problème étudié consiste à associer des technologies de communication à des véhicules afin de maximiser le débit. L'objectif est de maximiser le débit global en opposition du débit local. Lors du calcul du meilleur débit global, un véhicule peut renoncer à choisir le débit maximal si ce choix pénalise un autre véhicule entraînant au final l'obtention d'un résultat inférieur au débit maximum atteignable. Dès lors, les technologies d'accès radio constituent les ressources utilisables par les véhicules communicants. Cependant, ces ressources sont limitées. Si de très nombreux véhicules d'une zone utilisent la même technologie de communication au même moment, alors le risque pour les véhicules d'avoir un débit faible ou nul est grand. Lorsque le réseau possède plusieurs technologies de communication hétérogènes, les véhicules peuvent se répartir les ressources afin de disposer d'un débit correct.

Dans cette première contribution, le problème est étudié dans une zone géographique restreinte. Ce scénario intègre les véhicules communicants dotés de multiples technologies de communication. Une infrastructure de contrôle autorise l'utilisation pour un véhicule d'une technologie de communication selon sa situation géographique et le temps. Le trajet n'est pas forcément connu à l'avance. L'objectif est de fournir des solutions de choix de technologies de communication au sein d'une portion de carte.

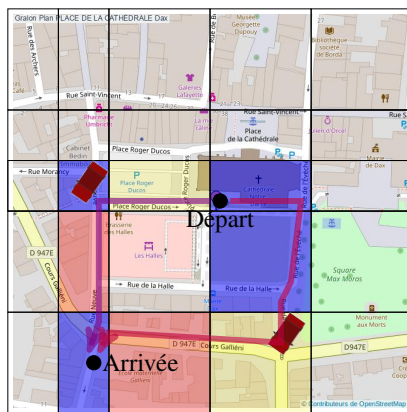
3.1. PRÉSENTATION DU CONTEXTE



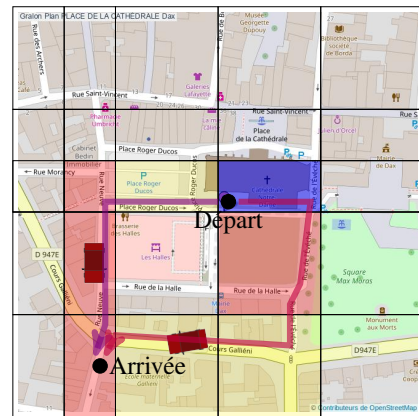
(a) Technologies disponibles sur les trajets au temps T_1 .



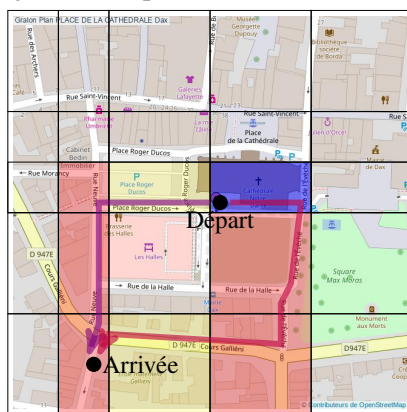
(b) Technologies disponibles sur les trajets au temps T_2 .



(c) Technologies disponibles sur les trajets au temps T_3 .



(d) Technologies disponibles sur les trajets au temps T_4 .



(e) Technologies disponibles sur les trajets au temps T_5 .

FIGURE 3.1 – Carte d'une portion de Colmar avec les technologies utilisées de la place de la cathédrale à la rue Neuve.

Dans l'exemple de la Figure 3.1, le départ est la place de la cathédrale et l'arrivée est la rue Neuve. La carte est divisée en zones. Les véhicules traversent ces zones dans des trajets allant du départ à l'arrivée. Lors de ces trajets trois technologies de communication sont utilisables, modélisées à travers les couleurs bleu, rouge et jaune. Dans cet exemple, une technologie de communication est associée à chaque zone. Quand les véhicules sont dans une zone à un instant donné, ils utilisent une technologie déterminée par le superviseur central.

Deux véhicules allant d'un même départ à une même arrivée et empruntant des chemins différents sont modélisés dans la Figure 3.1. La notation $rouge(T_i)$ signifie l'utilisation de la technologie représentée par la couleur rouge dans l'intervalle de temps représenté par T_i . La séquence de technologies de communication choisie pour le véhicule V_1 est donc $(bleu(T_1), bleu(T_2), bleu(T_3), rouge(T_4), rouge(T_5))$ et la séquence de technologies de communication choisie pour le véhicule V_2 est donc $(bleu(T_1), rouge(T_2), jaune(T_3), jaune(T_4), rouge(T_5))$.

Ensuite l'objectif est de choisir ces technologies de communication de façon à maximiser le débit. Dans certains cas, le choix du chemin emprunté par les véhicules est également possible. Le départ et l'arrivée ne varient cependant pas.

Ce choix apparaît à travers la variable $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$ de sorte que

$$y_{z,t}^{\Upsilon^i} = \begin{cases} 1 & \text{si la technologie } \Upsilon^i \text{ est utilisée dans la zone } z \text{ au moment } t \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Ce n'est pas parce qu'un véhicule a accès à une technologie de communication qu'il doit l'utiliser.

Comme illustrée dans la Figure 3.1, avec les figures 3.1a et 3.1e, le débit offert par une technologie de communication peut être partagé entre plusieurs véhicules. Le débit applicatif s'en retrouve diminué. Lorsque les véhicules ne se partagent pas les mêmes technologies d'accès radio, comme illustré dans la Figure 3.1b, la Figure 3.1c et la Figure 3.1d, il n'y a pas de partage des débits offerts par les technologies d'accès radio et le débit applicatif s'en retrouve augmenté.

3.2 Formalisation du problème général et résolution exacte

L'attribution d'une technologie de communication pour chaque véhicule par le coordinateur central est modélisé dans la sous-section 3.2.1, formalisé,

résolu à travers un programme linéaire dans la sous-section 3.2.2, classé et analysé dans la sous-section 3.2.3.

Un algorithme donnant un résultat optimal est fourni dans cette partie. Cependant, l'analyse de la complexité prouve qu'il n'existe pas d'algorithme donnant un résultat en temps polynomial par rapport à l'entrée que ce résultat soit approché à facteur constant ou optimal. Le temps de résolution de cet algorithme risque d'être trop long pour être utilisable en pratique.

3.2.1 Modélisation du problème

Cette partie présente la modélisation utilisée pour la résolution du problème. Cette modélisation se base sur un graphe de couverture associé à une unique technologie. La superposition de plusieurs graphes de couverture donne naissance à un graphe autorisant plusieurs technologies de communication. Enfin, ce graphe est utilisé pour créer un graphe de mobilité des communications résultantes.

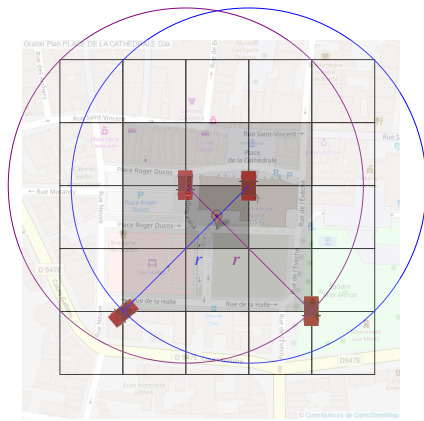
3.2.1.1 Graphes de couverture

Pour chaque technologie Υ^i appartenant à un ensemble des technologies de communication Υ est associé un graphe de couverture, créé de la manière suivante. Une carte est une portion géographique. Cette carte est divisée en zones définies selon la ou les technologies de communication associées. Ces zones restent fixes. Chaque zone est ensuite représentée par un point central, sommet du graphe de couverture.

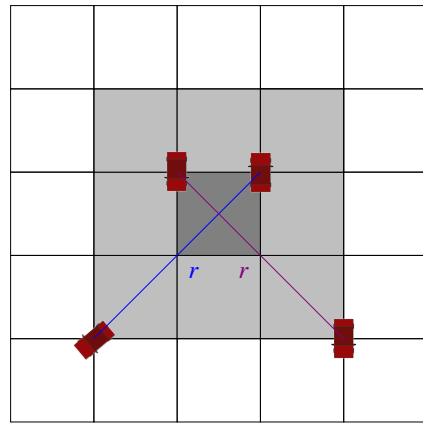
Une carte M est quadrillée pour une technologie Υ^i de portée r_i . L'ensemble des technologies de communication permet de dessiner une grille régulière composée de carrés de côtés g , c'est-à-dire g_1 pour Υ^1 , g_2 pour Υ^2 et ainsi de suite. La variable g est définie pour permettre la communication entre un véhicule dans une zone centrale et tout véhicule situé dans l'une de ses huit zones voisines.

La Figure 3.2 illustre le processus de création d'une grille. La Figure 3.2a illustre la superposition d'une grille fixe à la carte. Un véhicule dans le carré central en gris peut communiquer avec les véhicules dans les carrés adjacents. La portée de la technologie de communication r représentée dans la Figure 3.2b correspond aux diagonales de deux carrés. Ainsi, ce quadrillage illustré dans la Figure 3.2c assure la possibilité de communication entre un véhicule dans un carré central et tout véhicule qui se situe dans les carrés adjacents.

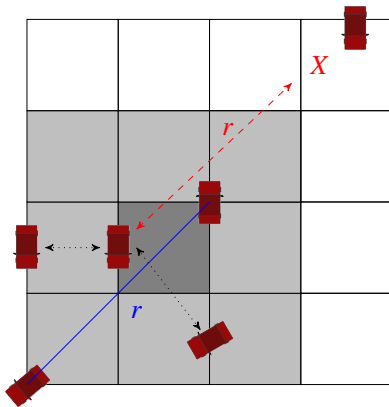
3.2. FORMALISATION DU PROBLÈME GÉNÉRAL ET RÉOLUTION EXACTE



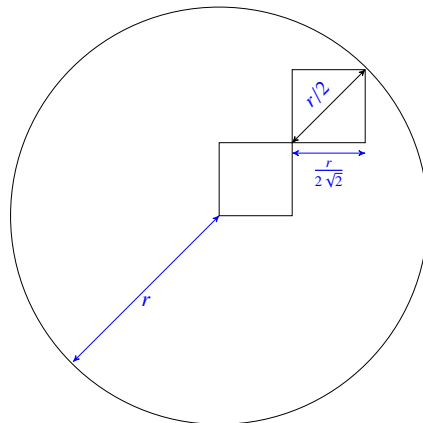
(a) Création du quadrillage tel que tout véhicule situé dans le carré central (gris foncé) peut communiquer avec les véhicules situés dans les carrés adjacents (gris clair).



(b) Illustration du pire des cas avec r , distance maximum.



(c) Tout véhicule situé dans le carré central (gris foncé) peut communiquer (trait bleu ou noir) avec n'importe quel véhicule situé dans les carrés adjacents (gris clair). Les autres communications (en rouge) ne sont par contre pas assurées.



(d) Calcul du côté d'un carré en fonction de la portée r pour une technologie de communication donnée.

FIGURE 3.2 – Etapes de création de la grille pour une seule technologie de communication, avec la variable r représentant la portée de cette technologie. Tout véhicule dans un carré peut communiquer avec les véhicules présents dans les carrés adjacents à ce carré.

L'objectif est donc de quadriller cette carte de manière à permettre la communication entre les carrés adjacents. Dans le pire des cas, la distance entre deux véhicules est de r . Il y a donc deux carrés avec une diagonale de

$r/2$ et une taille de côté de $\frac{r}{2\sqrt{2}}$, comme l'illustre la Figure 3.2d.

Les étapes du calcul, avec la variable g représentant le côté du carré, et $r/2$ le rayon, utilisent Pythagore pour générer $\frac{r^2}{4} = 2 \times g^2$ et l'appartenance d'une longueur aux entiers naturels pour simplifier l'équation et obtenir la longueur d'un côté avec $g = \frac{r}{2\sqrt{2}}$.

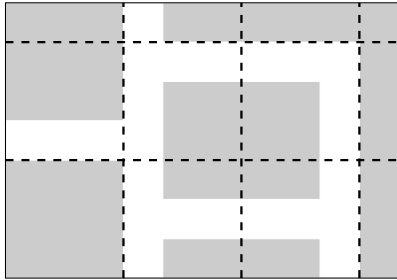


FIGURE 3.3 – Grille basée sur la technologie Υ^1 .

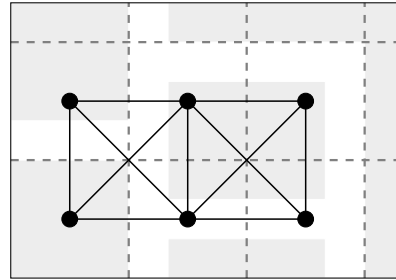


FIGURE 3.4 – Graphe de couverture basée sur la technologie Υ^1 .

A partir d'une carte de départ M , une grille est créée selon une première technologie de communication. La Figure 3.3 illustre cette première grille, en fonction de Υ^1 . Ensuite, un point est ajouté au centre de chaque zone comme illustré dans la Figure 3.4, un point représente une zone. Ces points sont les sommets du graphe.

Le graphe ainsi créé correspond au graphe de couverture de la technologie Υ^1 .

Cependant, ce graphe de couverture n'est valable que pour une unique technologie de communication. Dans le cadre de multiples technologies de communication, un nouveau graphe pour chacune des autres technologies de communication est créé. La superposition des graphes pour chacune des technologies de communication forme alors le graphe de couverture multi-technologies. Ce graphe sert ensuite de base à la création d'une nouvelle grille intégrant plusieurs technologies de communication.

Les figures 3.3 à 3.8 illustrent un cas où deux grilles correspondant à deux technologies de communication sont créées. Les deux grilles sont ensuite superposées comme illustré dans la Figure 3.6. De nouvelles zones apparaissent et des points sont placés au centre de chaque zone comme illustré dans la Figure 3.7.

Ces points sont les sommets d'un nouveau graphe. Comme un véhicule d'une zone centrale est capable de communiquer avec les véhicules des zones adjacentes. Des arêtes relient chaque sommet à ses huit voisins quand ils existent, comme illustré dans la Figure 3.8.

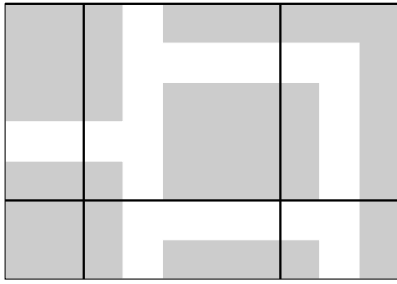


FIGURE 3.5 – Grille basée sur la technologie Υ^2 .

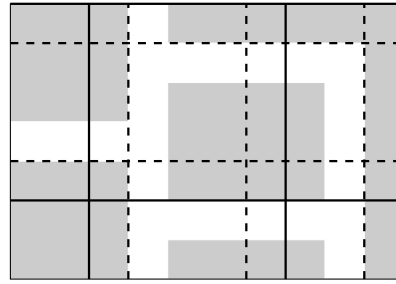


FIGURE 3.6 – Grilles basées sur la technologie Υ^1 et Υ^2 .

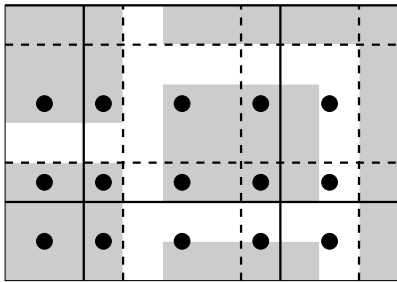


FIGURE 3.7 – Nœuds basés sur les technologies Υ^1 et Υ^2 sur la carte M .

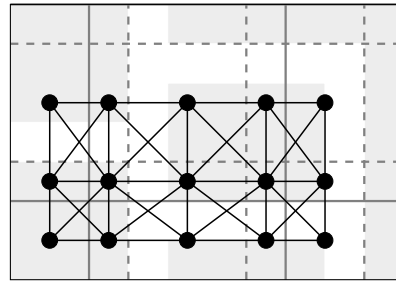


FIGURE 3.8 – Graphes associés aux technologies de communication Υ^1 et Υ^2 .

3.2.1.2 Graphe de mobilité des communications

Ce graphe de couverture donne naissance à un graphe de mobilité des communications. Si une zone ne peut pas être couverte par des technologies de communication ou n'est pas accessible par des véhicules, les sommets du graphes associés à cette zone sont ôtés. Le graphe ainsi créé est donc un graphe modélisant les déplacements des véhicules et autorisant les communications avec les véhicules voisins.

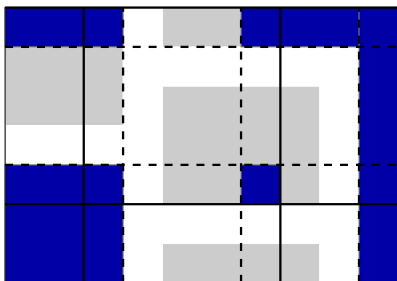


FIGURE 3.9 – Grilles basées sur la technologie Υ^1 et Υ^2 avec en bleues les zones inaccessibles.

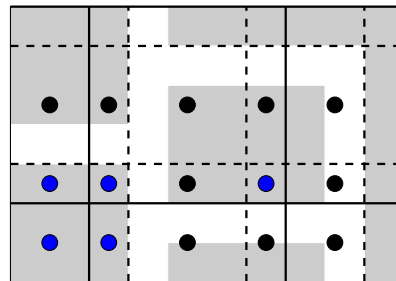


FIGURE 3.10 – Sommets associés à la Figure 3.9 avec en bleu, les sommets correspondant aux zones inaccessibles et en noir les sommets opérationnels.

Les zones inaccessibles pour les véhicules dans la carte M sont illustrées dans la Figure 3.9 avec les zones bleues et dans la Figure 3.10 avec les points associés. Le graphe résultant de la mobilité et des technologies Υ^1 et Υ^2 est représenté dans la Figure 3.11.

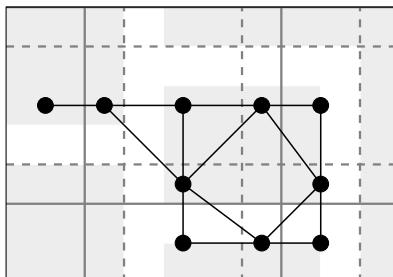


FIGURE 3.11 – Graphe de mobilité associé aux technologies de communication Υ^1 et Υ^2 sur la portion de carte M .

Ce nouveau graphe associe pour chaque véhicule une position correspondant à une zone et est réalisé de façon à garantir pour n'importe quelle technologie de communication, que tout véhicule dans une zone peut communiquer avec les véhicules dans une zone adjacente.

Remarque 1 *Une solution envisagée et non retenue consistait à privilégier un quadrillage issu de la technologie ayant la portée la plus courte. Cependant, cette solution ne s'adaptait pas aux zones blanches dans le scénario où certaines zones ne sont pas couvertes par une même technologie de communication.*

Par la suite, chaque arc e est pondéré d'un poids $w_e^{\Upsilon^i}$ correspondant au débit effectif de la technologie Υ^i entre deux points.

En ce qui concerne les véhicules, k véhicules ont des trajectoires entièrement contrôlables, avec D comme point de départ et A comme point d'arrivée. Il est possible de choisir le trajet utilisé par un véhicule avant son départ. Cette idée est basée sur les spécificités de l'équipement du véhicule. Par exemple, le fait que la trajectoire d'un véhicule puisse être entièrement connue à l'avance concerne les véhicules autonomes, les trams, les bus [61].

3.2.1.3 Graphe résultant

Concernant l'aspect temporel, lorsqu'un véhicule change de technologie de communication, un temps de connexion apparaît, appelé hystérésis. dans cette modélisation, le temps de déconnexion est considéré comme négligeable. L'hystérésis h_i est spécifique à la technologie de communication

Υ^i et correspond au temps de changement. Lors des calculs, la valeur de h_i est discrète. Le problème est étudié pendant un temps \mathcal{T} et ensuite divisé en intervalles T . L'évolution des technologies de communication entraîne un passage d'un intervalle à l'autre. L'ajout de l'hystérésis dans les graphes temporels enrichit les graphes évolutifs présentée dans l'article [28]. L'aspect temporel permet de prendre en compte le temps de changement d'une technologie de communication à une autre.

Afin de prendre en compte plusieurs technologies de communication, le graphe est construit de la manière suivante : (1) création d'une grille associée à une seule technologie de communication pour chaque technologie de communication, (2) ces grilles sont superposées segmentant la carte géographique en plusieurs zones, (3) chaque zone est représentée par un point central tel que, dans un graphe $G = (V, \mathcal{E}, E)$, V est l'ensemble des points centraux de la grille, \mathcal{E} l'ensemble des déplacements possibles qu'un véhicule peut emprunter et E représente les communications possibles de sorte que deux véhicules associés à deux nœuds adjacents peuvent communiquer avec au plus $|\Upsilon|$ technologies de communication.

Dans cette nouvelle carte, chaque point est capable d'échanger avec au moins tous ses voisins directs en utilisant la technologie de communication ayant la plus courte portée. D'autres communications sont possibles avec des voisins éloignés en utilisant d'autres technologies de communication. Un arc symbolise donc une possibilité de communication.

À partir de là, il est possible de créer un graphe G avec V , l'ensemble des points centraux de la grille et E , l'ensemble des arcs tel que $E = \cup_{\Upsilon^i \in \Upsilon} E^{\Upsilon^i}$. Pour deux nœuds $(u, v) \in V^2$, avec la technologie Υ^i , l'arc $uv \in E^{\Upsilon^i}$ est pondéré si les deux points sont adjacents dans la carte M avec la technologie Υ^i .

Une fois le graphe construit, les arcs sont pondérés en fonction du débit disponible. L'arc $e \in \mathcal{E} \cap E$ représente les arcs à l'intersection entre les arcs physiques \mathcal{E} et les arcs de communication E . L'arc e utilisant la technologie de communication Υ^i a un poids $w_e^{\Upsilon^i}$. Enfin, le temps total est divisé en intervalles de temps consécutifs, comme analysé dans l'article [47].

Les graphes sont notés G_t selon l'intervalle de temps t de sorte que $G_t = \{(V, \mathcal{E}, E_t^{\Upsilon^1}, w_t^{\Upsilon^1} : E_t^{\Upsilon^1} \rightarrow \mathcal{R}^*), \dots, (V, \mathcal{E}, E_t, w_t^{\Upsilon^{|\Upsilon|}} : E_t^{\Upsilon^{|\Upsilon|}} \rightarrow \mathcal{R}^*)\}$. Le graphe temporel $\mathcal{G} = \{G_0, \dots, G_T\}$ regroupe les différents graphes G_t tels qu'ils ne diffèrent que par le poids des arcs en E .

3.2.2 Formalisation du problème

La formalisation du problème de répartition des débits générés par des véhicules communicants s'appuie sur la modélisation et des variables précédemment définies. Ce problème est formalisé comme suit :

Problème des Multi-Chemins avec
Multi-Technologies. (MCMT)

Entrée : Un graphe temporel \mathcal{G} avec k le nombre de chemins empruntable par les véhicules, c le nombre maximum de technologies de communication, le couple (D, A) tel que D est le point de départ et A est le point d'arrivée.

Sortie : S un ensemble de V sommets associés à des technologies de communication qui maximise le débit total en un temps limité.

Étant donnée une carte M , un ensemble Υ de technologies de communication disponibles, un ensemble des sommets $V = \cup_{1 \leq t \leq T} V_t$ et $V_t = \{v_{1,t}^{\Upsilon^1}, \dots, v_{1,t}^{\Upsilon^{|\Upsilon|}}, v_{2,t}^{\Upsilon^1}, \dots, v_{2,t}^{\Upsilon^{|\Upsilon|}}, \dots, \dots, v_{n,t}^{\Upsilon^1}, \dots, v_{n,t}^{\Upsilon^{|\Upsilon|}}\}$. La variable $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ correspond à l'utilisation de la technologie Υ^i au point z et au moment t

Le poids correspondant à la zone z au moment t et utilisant la technologie de communication Υ^i est noté $w_{z,t}^{\Upsilon^i}$. Ainsi, $w_{z,t} = \{w_{z,t}^{\Upsilon^1}, \dots, w_{z,t}^{\Upsilon^{|\Upsilon|}}\}$ correspond aux capacités des arcs. Si la technologie de communication n'est pas disponible, alors la capacité est égale à zéro. L'ensemble $P = \{p_1, \dots, p_{|P|}\}$ regroupe l'ensemble des chemins possibles avec p_l un sous-ensemble de V . Chaque technologie de communication a un temps de latence appelé hystérésis tel que \mathcal{H} est l'ensemble de ces temps de latence tel que $\mathcal{H} = \{h_1, h_2, \dots, h_{|\Upsilon|}\}$.

Le problème *MCMT* peut être formulé à l'aide d'un programme linéaire.

Contrainte 1 La contrainte de cardinalité implique que dans un sous-ensemble de solution $S_1 = \{\dots, v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z',t'}^{\Upsilon^{i'}}, \dots\}$, $v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z',t'}^{\Upsilon^{i'}}$ sont adjacents tels que :

- Lorsque l'on change d'une technologie à une autre, si $i \neq i'$, alors $t' = t + h_{i'}$ avec $t, t' \in [0, T]$,
- Lorsqu'il n'y a pas de changement de technologies, si $i = i'$, alors $t' = t + 1$ avec $t, t' \in [0, T]$.

Contrainte 2 La contrainte technologique c limite le nombre de technologies de communication dans une même zone géographe. Elle implique que dans l'ensemble $P = \{p_1, \dots, p_l\}$, $v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in P_j$ si et seulement si $\forall z \forall t \sum_{\Upsilon^i \in \Upsilon} y_{z,t}^{\Upsilon^i} \leq c$, avec $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$ indique que $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ appartient à la solution.

Dans ce programme linéaire baptisé *vehMTcentrPL*, les variables $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$ permettent l'utilisation de la technologie de communication Υ^i pour la zone z au moment t . Ainsi, $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$ est égale à 1, si la technologie de communication Υ^i est utilisée à l'endroit z et au moment t et $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$ est égale à 0 autrement. Les variables x_l permettent l'utilisation du chemin l . Ainsi, x_l égale 1, si le chemin l est sélectionné, 0 sinon

$$\max \sum_{\Upsilon^i \in \Upsilon} \sum_{(z,t): \{v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in V\}} w_{z,t}^{\Upsilon^i} \times y_{z,t}^{\Upsilon^i} \quad (3.1a)$$

$$\text{t.q.} \quad \sum_{p_l: v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in P} x_l \geq y_{z,t}^{\Upsilon^i} \quad (3.1b)$$

$$\sum_{\Upsilon^i \in \Upsilon} y_{z,t}^{\Upsilon^i} \leq c, \forall (z,t) : \{v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in V\} \quad (3.1c)$$

$$\sum_{p_l \in P} x_l \leq k \quad (3.1d)$$

$$y_{z,t}^{\Upsilon^i} \in \{0, 1\} \quad (3.1e)$$

$$x_l \in \{0, 1\}, l = \{1, \dots, |P|\} \quad (3.1f)$$

L'objectif est de maximiser le débit total fourni pour chaque technologie de communication. L'Équation 3.1b est une contrainte sur la variable $y_{z,t}^{\Upsilon^i}$. Cette variable a été définie de sorte que $y_{z,t}^{\Upsilon^i} = 1$ si la technologie Υ^i est utilisée dans la zone z au moment t et 0 sinon. Dès lors, la variable $y_{z,t}^{\Upsilon^i} = 1$ si et seulement si elle appartient à au moins un chemin x_l de l'ensemble des solutions. L'Équation 3.1c signifie qu'il y a un maximum de technologies de communication c qui peuvent être utilisées dans la même zone au même moment. L'Équation 3.1d limite le nombre maximum de chemins à k .

La sous-section B.2.2 présente une illustration de la programmation linéaire.

3.2.3 Complexité

Cette section analyse le problème *MCMT* (Problème des Multi-Chemins avec Multi-Technologies) sous l'angle de la complexité. La propriété démontrée est la suivante : *MCMT* est \mathcal{NP} – *difficile* et il n'y a pas de possibilité d'algorithme polynomial avec une approximation factorielle constante, sauf si $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$. La preuve repose sur des L -réductions présentées dans la définition 1.

Définition 1 *L-réduction* : Soit A et B des problèmes d'optimisation et c_A et c_B leurs fonction de coût respectives. Une paire de fonction f et g est une *L-réduction* si les conditions suivantes sont remplies :

1. les fonctions f et g sont calculables en temps polynomial;
2. si x est une instance du problème A , alors $f(x)$ est une instance du problème B ;
3. si y' est une solution de $f(x)$, alors $g(y')$ est une solution de x ;
4. il existe une constante positive α telle que $OPT_B(f(x)) \leq \alpha OPT_A(x)$, $OPT_A(f(x))$ et $OPT_B(f(x))$ étant respectivement les solutions optimales des problèmes A et B ;
5. il existe une constante positive β telle que pour chaque solution y' de $f(x)$, $|OPT_A(x) - c_A(g(y'))| \leq \beta |OPT_B(f(x)) - c_B(y')|$.

Remarque 2 La *L-réduction* d'un problème A vers un problème B implique une *PTAS-réduction* (Schéma d'Approximation en Temps Polynomial) quand A et B sont des problèmes de maximisation. Les *PTAS* sont définis et illustrés à travers l'Appendice C portant sur le problème du sac-à-dos.

Une double *L-réduction* apparaît selon une structure en deux étapes détaillé ci-dessous.

Lors de la première étape, un cas particulier du problème de la couverture maximale avec budget appelé *NMCG – int* est d'abord défini. Le problème *NMCG* a été prouvé comme *NP – difficile* et il n'y a pas de facteur d'approximation constant. Une réduction préservant l'approximation permet de conserver ces propriétés dans *NMCG – int*. Enfin, une deuxième réduction préservant l'approximation et allant de *NMCG – int* à *MCMT*, permet de prouver que *MCMT* est *NP – difficile* et n'a pas de facteur d'approximation constant.

Les preuves sont détaillées ci-dessous.

Problème de couverture maximale avec les contraintes budgétaires du groupe (MCG) avec les éléments pondérés et sans groupe disjoint (NMCG – int)

Entrée : Soit un ensemble $X = \{x_1, \dots, x_n\}$ de n items correspondant respectivement à un ensemble de poids $W = \{w_1, \dots, w_n\}$. Soit une collection $H = \{H_1, \dots, H_m\}$ de m sous-ensembles de X avec respectivement un coût de c_1, \dots, c_m . Soit un ensemble $G = \{G_1, \dots, G_l\}$ de l sous-ensembles de H avec respectivement des budgets de B_1, B_2, \dots, B_l et soit B le budget total.

Sortie : Un sous-ensemble S de H de sorte que $\sum_{x_i \in S} w(x_i)$ est maximisé en respectant une première contrainte de coût avec $\sum_{H_j \in H} c(S_j) \leq B$, et une seconde contrainte de budget avec $\forall k \in \{1, l\} \sum_{S_j \in H \cap G_k} c(S_j) \leq B_k$.

Théorème 1 *Sauf si $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$, NMCG – int est \mathcal{NP} – difficile et il n’y a pas de possibilité d’algorithme avec une approximation à facteur constant.*

Preuve 1 *Une L-réduction des NMCG aux NMCG – int est présentée. La L-réduction est une réduction qui préserve l’approximation. Le problème NMCG est présenté formellement dans l’article [18].*

Problème de couverture maximale avec les contraintes budgétaires du groupe (MCG) sans groupe disjoint. (NMCG)

Entrée : Soit un ensemble $X' = \{x'_1, \dots, x'_n\}$ de n items. Soit une collection $H' = \{H'_1, \dots, H'_m\}$ de m sous-ensembles de X' avec respectivement un coût de c'_1, \dots, c'_m . Soit un ensemble $G' = \{G'_1, \dots, G'_l\}$ de l sous-ensembles de S' avec respectivement des budgets de B'_1, B'_2, \dots, B'_l et soit B' le budget total.

Sortie : Un sous-ensemble S' de H' de sorte que $|\cup_{H_{j'} \in S'} H_{j'}|$ est maximisé en respectant une première contrainte de coût avec $\sum_{S_{j'} \in H'} c(S_{j'}) \leq B'$, et une seconde contrainte de budget avec $\forall k \in \{1, l\} \sum_{S_{j'} \in S' \cap G'_k} c(S_{j'}) \leq B'_k$.

Soit I' , une instance de NMCG. Une instance I de NMCG – int est construite. L’ensemble X correspond à l’ensemble X' . Tous les poids correspondants sont égaux à 1. Chaque sous-ensemble $S'_j \in S'$ a un sous-ensemble correspondant $S_j \in S$, de sorte que les coûts sont les mêmes. Chaque

$G'_k \in G'$ correspond à une collection de S' . Les groupes sont créés de manière similaire, de sorte que $\forall S_j \in S, G_k = \cup_{x \in S_j \cap G_k} x$. Les budgets correspondants également identiques. Toute solution possible pour NMCG – int est réalisable pour NMCG et vice versa. Le rapport d'approximation est préservé par cette réduction puisque les solutions sont identiques.

L'article [27] a prouvé que le problème NMCG était \mathcal{NP} – difficile et qu'il n'existe pas d'algorithme d'approximation à facteur constant. Avec la L -réduction, le NMCG – int conserve ces propriétés.

Théorème 2 *Sauf si $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$, MCMT est \mathcal{NP} – difficile et il n'y a pas de possibilité d'algorithme avec une approximation à facteur constant.*

Preuve 2 *Une L -réduction du NMCG – int au MCMT est présentée.*

Soit I , une instance de NMCG – int. Une instance I_0 de MCMT est construite. L'ensemble X correspond à l'ensemble des sommets de \mathcal{G} . Les sommets D et A sont ajoutés. Le graphe est orienté et complet. Le poids des éléments correspond au poids des arcs sortants des sommets associés. Les sommets D et A ont leurs arcs sortants pondérés à 0.

Chaque sous-ensemble $S_j \in S$ correspond à un chemin possible. Les sommets sont les mêmes que les éléments correspondants et les points A et D_j sont ajoutés. Chaque $G_k \in G$ correspond à un ensemble d'éléments de X . Chaque groupe correspond à une zone à un moment donné et donc B_k correspond à la limite des technologies de communication qui peuvent être utilisées au même endroit. Un dernier groupe est ajouté afin de regrouper tous les sommets A_j . Ce groupe a un budget total de B et limite le nombre de chemins utilisés.

Toute solution possible pour NMCG – int est réalisable pour MCMT et vice versa. Le ratio d'approximation est préservé par cette réduction puisque les solutions sont identiques.

Le théorème précédent a prouvé que le problème NMCG – int était \mathcal{NP} – difficile et qu'il n'existe pas d'algorithme d'approximation à facteur constant. Avec la L -réduction, le MCMT conserve ces propriétés.

Comme il n'existe pas de facteur d'approximation constant pour le problème général, la suite de cette section se concentre sur des cas particuliers. En effet, si le nombre de technologies de communication n'est pas limitatif ($c \geq k$), alors il y a bien une possible approximation α .

3.3 Formalisation d'un cas particulier et résolution approchée

La première résolution est basée sur un programme linéaire dont la solution exacte peut nécessiter un temps exponentiel. Afin de fournir une solution en temps plus rapide, une résolution algorithmique est détaillée à partir d'un cas particulier du problème avec contraintes sur le nombre de technologies de communication et le nombre de trajectoires contrôlables. Cette solution approchée est calculée en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée.

3.3.1 Formalisation du sous-problème

L'utilisation des problèmes de couverture maximale budgétisée généralisée (*GBMC*) dans le cadre des réseaux véhiculaires nécessite d'ajouter les contraintes liées aux délais et au choix de la technologie de communication. Cependant, le nombre de technologies pouvant être utilisé dans un même domaine n'est pas contraignant ($c \geq k$). Une nouvelle définition est prise en compte dans un algorithme d'approximation dont le ratio est calculé. Ce nouveau problème est appelé *problème de couverture maximale généralisée budgétisée avec la cardinalité et les contraintes technologiques* (noté *BMCP – CTC*)

Prouvé comme *NP – difficile* par l'article [45], le problème *BMCP – CC* permet d'ajouter un aspect temporel avec l'ajout de contraintes de cardinalité. Les contraintes liées aux technologies de communication sont modélisées par un ensemble de filtrage. Le problème de couverture maximale budgétisée avec la cardinalité et les contraintes liées aux technologies de communication est noté *BMCP – CTC*.

Définition 2 *Un CTC – chemin est un chemin possible dans un graphe dirigé, qui respecte plusieurs contraintes.*

Ces contraintes intègrent les sommets $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ relatifs à la technologie Υ^i à la zone z au moment t à un chemin p tel que $\forall v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in p$ les actions suivantes sont autorisées :

- En cas d'immobilité : $\forall p \in P, p = (\dots, v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z,t+1}^{\Upsilon^i}, \dots)$;
- En cas de déplacement : $\forall p \in P, p = (\dots, v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z',t+1}^{\Upsilon^{i'}}, \dots)$ de sorte que le déplacement entre deux zones de z à z' est possible, c'est-à-dire $(z, z') \in \mathcal{E}$ et $i = i'$, ou $(z, z') \in E^{\Upsilon^i}$;

- En cas de changement de technologies de communication, l'hystérésis (ou temps de connexion de la seconde technologie) est pris en compte :
 $\forall p \in P, p = (\dots, v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z,t+h_{i'}}^{\Upsilon^{i'}}, \dots)$;
- En cas de départ à partir de D tel que D est la zone du premier élément
 $p = (v_{D,0}^{\Upsilon^i}, \dots)$;
- En cas d'arrivée A tel que A est la zone du dernier élément $p = (\dots, v_{A,T}^{\Upsilon^i})$.

Afin de tenir compte de ces contraintes, le problème budgétisé est reformulé.

Problème de couverture maximale budgétisée généralisée respectant les contraintes de cardinalité et de technologies de communication. (GBMC-CTC)

Entrée : Soit c le nombre maximal de technologies de communication en un lieu et à un moment donné et soit k le nombre maximal de chemin

Sortie : Sélection possible avec un profit maximal qui respecte les contraintes de cardinalité et les contraintes technologiques.

L'entrée est un ensemble $\langle \mathcal{G}, T, k, c \rangle$ avec \mathcal{G} le graphe évolutif composé de T sous-graphes avec k chemins, c technologies et la solution est un sous-ensemble de S qui maximise le poids des k chemins relatifs aux véhicules contrôlables. Le graphe est créé pour représenter le nombre de chemins possibles.

Tout d'abord, à partir de \mathcal{G} , un graphe orienté $\mathcal{G} = (V, E)$ est construit comme suit $V \leftarrow V(G_0) \cup V(G_1) \cup \dots \cup V(G_T)$. Pour chaque sommet $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ et $v_{z',t'}^{\Upsilon^{i'}}$, il y a un arc direct si les contraintes d'un *CTC-chemin* sont respectées.

Chaque sommet du graphe $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ identifie spécifiquement le nœud relatif au point z dans le graphe, en fonction de l'intervalle de moment t et de la technologie de communication Υ^i .

3.3.1.1 Utilisation de la programmation dynamique

La programmation dynamique a été introduite dans l'article [8] pour résoudre les problèmes d'optimisation. Elle consiste à résoudre un problème en le décomposant en sous-problèmes. Ces sous-problèmes sont à leur tour décomposés en sous-problèmes et ainsi de suite. Le processus est répété jusqu'à obtenir des problèmes facilement résolubles. La résolution se fait

dès lors du plus petit problème au plus grand en enregistrant les résultats intermédiaires.

Lors de la conception de l'algorithme, la structure de programme dynamique a été définie pour le problème *MCMT*. La distance entre deux solutions s_1 et s_2 notée $dist(s_1, s_2)$ correspond à la différence de débits entre les solutions s_1 et s_2 . La valeur de $dist(i)$ correspond au meilleur débit obtenu jusqu'au temps i .

Le sous-problème consiste à trouver $dist(i)$, la distance la plus grande (en terme de débit total) de la sous-séquence passant par le graphe G_i à l'intervalle de temps i . La Question est "*Comment relier la valeur de $dist(i)$ avec $dist(i + 1)$, ..., $dist(n)$?*". La relation de récurrence est $dist(i) = w_e + \max\{0, dist(j) \text{ pour } j < i\}$, avec w_e le débit associé au graphe G_{j-1} . Le problème est de trouver $\max\{dist(i) \text{ pour } i = 1 \dots n\}$

La programmation dynamique est adaptée aux spécificités à la fois technologiques et des chemins.

3.3.2 Approximation

Le *BMCP – CTC* est *NP – difficile* car il reprend la même structure que le problème *BMCP – CC* déjà défini comme *NP – difficile* dans l'article [45]. Un algorithme d'approximation est proposé où le nombre de technologies de communication utilisables c est tel que $c \geq k$, avec k le nombre de chemins.

Ce nouvel algorithme d'approximation propose une approximation α , avec $\alpha = 1 - \frac{1}{c}$. La maximisation du débit reprend une méthode de résolution avec l'algorithme dynamique similaire développée dans l'article [35].

Les entrées de l'algorithme 1 sont les suivantes. \mathcal{G} est un graphe temporel. La variable k représente le nombre maximum de chemins et c représente le nombre maximum de technologies de communication autorisées par zone. S représente le graphe avec les poids mis à jour. Les solutions sont regroupées

pées en \mathcal{A} .

Données : $\langle \mathcal{G}, k \rangle$

Résultat : \mathcal{A}

```

1  $S \leftarrow \mathcal{G}$ ;
2  $A \leftarrow \emptyset$ ;
3  $i \leftarrow 1$ ;
4 Répéter
5   |  $A, S \leftarrow GreedyAlgo(S)$ ;
6   |  $i \leftarrow i + 1$ ;
7 Jusqu'à  $i \leq k$ ;
8 Retourner  $\mathcal{A}$ 

```

Algorithme 1 : Algorithme pour les véhicules avec de multiples technologies de communication (*VehMTcentrAppx*)

Le *GreedyAlgo* Ligne 5 est utilisé pour sélectionner le chemin ayant le poids le plus élevé. Dans le graphe \mathcal{S} , la somme des poids des arcs composant un chemin représente le débit maximal. Un chemin S_i est un ensemble de sommets obéissant aux règles définies dans un *CTC – chemin*, de sorte que c n'est pas restrictif. La distance entre deux nœuds $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ et $v_{z',t'}^{\Upsilon^{i'}}$ est notée $dist(v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z',t'}^{\Upsilon^{i'}})$.

Cet algorithme utilise un programme dynamique qui calcule le chemin le plus lourd (selon le poids). Les entrées de l'algorithme 1 sont définies comme suit. \mathcal{G} représente l'ensemble du graphe temporel. La variable k représente le nombre maximum de chemins et c représente le nombre maximum de technologies de communication autorisées par zone. \mathcal{S} représente le graphe avec les poids mis à jour. Les solutions sont regroupées en \mathcal{A} .

Tout d'abord, le *GreedyAlgo* est présenté. $\forall \Upsilon^i, \Upsilon^{i'} \in \Upsilon$ et $z \in [1, n]$, l'impossibilité d'un chemin apparaît comme suit : $dist(v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z,t}^{\Upsilon^{i'}}) = 0$ et $dist(v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z,t}^{\Upsilon^{i'}}) = 0$.

La maximisation en fonction du choix de la technologie de communication et de l'itinéraire obéit à l'équation suivante, avec $e \in E^{\Upsilon^i}$. La variable *max* est affectée à la pondération maximale entre voisins en fonction des technologies de communication $\Upsilon^i \in \Upsilon$ et le choix de l'itinéraire à suivre limité aux chemins disponibles $\in S$. Les voisins disponibles selon Υ^i sont notés $d^-v^{\Upsilon^i} = \{(u|(u, v) \in E^{\Upsilon^i}) \cap (u|(u, v) \in \mathcal{E})\}$. Donc, $max = \max_{\Upsilon^{i'} \in \Upsilon, r \in d^-v_{z',t}^{\Upsilon^{i'}}$ et

$$dist(v_{z,0}^{\Upsilon^i}, v_{z',t}^{\Upsilon^{i'}}) = \max\{dist(v_{z,0}^{\Upsilon^i}, d) + w_e^{\Upsilon^{i'}}\} \quad (3.2)$$

La relation récursive ci-dessus conserve les chemins les plus longs d'un nœud en $t = 0$ à un nœud en $t = T$. Une fois qu'un chemin a été choisi, les

poinds correspondants sont remis à 0.

Selon la ligne 7 de l'itération, l'opération d'élection d'un chemin est répétée k fois, en tenant compte de la mise à jour des poids des sommets.

La sous-section B.2.3 illustre un exemple de fonctionnement de cet algorithme.

3.3.3 Propriétés

La solution fournie par *VehMTcentrAppx* est une α approximation du résultat optimal en temps polynomial, si $c \geq k$.

Théorème 3 *VehMTcentrAppx* fonctionne en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée.

Preuve 3 La complexité temporelle du calcul des chemins les plus longs en k est constituée d'une série d'étapes élémentaires.

Le tableau des plus longs chemins est de taille maximale $|\Upsilon| \times T \times n$ avec $|\Upsilon|$ le nombre de technologies de communication, T le nombre d'intervalles de temps et n le nombre de zones. Le calcul du poids maximum entre deux sommets voisins a une complexité maximale de $O(|\Upsilon| \times n)$. Plus cet intervalle de temps est petit, plus la solution est précise. Par conséquent, une colonne du tableau est calculée dans le temps $O(|\Upsilon|^2 \times n^2)$. Comme le tableau comporte des colonnes T , le temps de calcul du tableau est $O(|\Upsilon|^2 \times n^2 \times T)$. Toutes les distances allant du point D au point A sont calculées. Dans le pire des cas, la complexité est donc de $O(|\Upsilon|^3 \times n^3 \times T)$. Le changement de poids à chaque étape de la boucle est de $(|V|^2)$, avec $|V| = |\Upsilon| \times n \times T$.

Enfin, ces méthodes sont intégrées dans une boucle de taille k , k étant le nombre maximum de chemins. Ainsi, la complexité totale est de $O(k \times |\Upsilon|^3 \times n^3 \times T)$.

Théorème 4 Avec $c \geq k$, l'algorithme proposé est une $(1 - \frac{1}{e})$ -approximation pour *BMCP – CTC*, qui garantit donc de produire une solution au moins $1 - \frac{1}{e}$ fois la solution optimale.

Preuve 4 La stratégie de la ligne 5 dans l'algorithme 1 est basée sur l'algorithme glouton développé dans l'article [55] avec les fonctions d'ensemble submodulaires. La solution est une $(1 - \frac{1}{e})$ -approximation de la meilleure possible avec e étant la base du logarithme naturel.

L'idée générale est la suivante. À chaque boucle, la solution proposée ne peut qu'augmenter, et la valeur de départ est égale à 0. Selon l'article [55], la solution de l'algorithme *VehMTcentrAppx* est au moins égale à $1 -$

$(\frac{K-1}{K})^K$ fois la valeur optimale. Dans l'article [55], la variable entière K est comprise entre 1 et la taille de l'entrée.

$$\frac{\text{valeur}(\text{VehMTcentrAppx})}{\text{valeur}(\text{optimale})} \geq 1 - \left(\frac{K-1}{K}\right)^K \geq \frac{e-1}{e} \quad (3.3)$$

Cette solution est donc la meilleure possible, à moins que $\mathcal{NP} \subseteq \text{DTIME}(n^{\log\log(n)})$, avec n la taille de l'entrée.

Comme $e \approx 2,71828$, la valeur de $1 - \frac{1}{e}$ est un peu près égale à 0.63212.

3.4 Conclusion

Ce chapitre présente une stratégie combinant le choix des technologies de communication utilisées et le choix des chemins afin de maximiser le débit. La modélisation proposée sert de base à un nouveau problème d'optimisation qui est prouvé \mathcal{NP} – difficile. La première résolution utilise un programme linéaire fournissant une résolution exacte mais est soumis à l'explosion de son temps de calcul. La deuxième piste de résolution utilise la programmation dynamique dans un cas particulier afin de fournir une solution approchée de ratio $1 - \frac{1}{e}$.

Cette stratégie pour le choix de la technologie de communication pose les bases de perspectives futures pour répondre à la problématique *Comment maximiser le débit ?*. La solution centralisée actuelle repose sur un cas particulier peu rencontré. Il pourrait être intéressant par la suite de rechercher des cas particuliers offrant à la fois un intérêt applicatif certain et une approximation intéressante.

De même, la maximisation du débit dans le cadre des réseaux véhiculaires est multifactorielle. Le choix du meilleur chemin en tant que facteur dans cette première approche peut être enrichi de nombreux autres facteurs, comme notamment la stabilité des liens ou la fiabilité de la technologie de communication élue.

Du point de vue de la modélisation, l'utilisation de fenêtres temporelles permettrait une meilleure adaptation aux aléas de la circulation routière (accident, embouteillage, retard...).

Enfin, la solution engendrée est centralisée et nécessite une infrastructure de contrôle. S'affranchir de cette infrastructure pour résoudre les problèmes au plus près des véhicules permettrait de gagner en adaptabilité et en temps de calcul.

Chapitre 4

Approche décentralisée pour le problème d'équilibrage des charges entre technologies de communication.

Sommaire

4.1	Formalisation du problème de répartition des flux sur plusieurs technologies de communication	46
4.1.1	Modélisation	46
4.1.2	Fonction de récompense	51
4.1.3	Formalisation du problème	56
4.2	Solution algorithmique	61
4.2.1	Présentation du DCP	62
4.2.2	Analyse de la complexité	64
4.2.3	Algorithme d'approximation	65
4.3	Distribution du calcul : Analyse et approximation avec flexibilité du ratio	71
4.3.1	Présentation du problème selon la théorie des jeux	71
4.3.2	Analyse de la complexité	74
4.3.3	Algorithme approché avec recherche locale	75
4.4	Conclusion	77

Dans ce travail de thèse, le problème étudié est le suivant : *Dans le contexte des réseaux véhiculaires, comment optimiser l'utilisation de plusieurs technologies de communication afin de maximiser le débit reçu par chaque véhicule ?* Ce chapitre répond à cette problématique en améliorant la diffusion de données provenant de véhicules. La sélection des technologies de communication est réalisée par les véhicules eux-mêmes, en s'affranchissant de toute infrastructure de contrôle.

Le chapitre précédent a présenté un algorithme centralisé pour la résolution du problème de répartition des charges entre plusieurs technologies de

communication. Notre précédente approche possède des faiblesses. Parmi les faiblesses, se trouvent le peu de résistance aux pannes à cause de la dépendance à un superviseur de contrôle, une application restreinte à une zone géographique préalablement définie et une faible adaptativité face aux imprévus lors de la mise en pratique (des événements comme les embouteillages ou la pluie pouvant altérer la qualité du signal).

Dans ce chapitre, l'utilisation d'un algorithme distribué améliore la résistance aux pannes et l'adaptation aux changements liés aux événements inattendus, augmentant les capacités de diffusion des données des véhicules. Le processus de sélection des technologies de communication peut désormais s'adapter à des imprévus comme la météo ou la densité du trafic. La résolution précédente est également complétée dans ce chapitre grâce à (i) l'intégration d'une priorisation des données, (ii) l'introduction d'une tolérance aux délais et ruptures de lien (DTN, Delay/Disruption Tolerant Network) par la mémorisation de données et (iii) la prise en compte du partage du spectre de fréquences lorsque plusieurs technologies de communication utilisent simultanément la même bande fréquence.

De manière identique au chapitre précédent, la solution algorithmique proposée prend en entrée un ensemble de véhicules et un ensemble de technologies de communication. La sortie reste une sélection de technologies de communication permettant la maximisation du débit.

La résolution proposée diffère de celle du chapitre 3 par plusieurs aspects. La sélection de technologies de communication peut évoluer au fil des itérations de l'algorithme. Ainsi, une approche plus réaliste est proposée en intégrant le spectre des fréquences en tant que ressource limitée à travers une problématique d'allocation de bandes. A chaque technologie de communication est associée un ensemble de bandes de fréquence correspondant à des intervalles spécifiques du spectre des fréquences. Cependant, plusieurs technologies de communication peuvent avoir à disposition les mêmes bandes de fréquence, au risque d'engendrer des interférences. Un autre apport de l'approche de ce chapitre réside donc dans la mémorisation des données permettant de résister à des modifications du réseau. L'introduction d'une tolérance aux délais permet à l'algorithme de fonctionner lorsqu'un véhicule se retrouve isolé des autres véhicules, ou à l'opposé lorsque l'environnement est chargé d'interférences comme lors des embouteillages. Enfin, une dernière amélioration est proposée avec une gestion affinée des données par la mise en place d'un système qui priorise les données les unes par rapport aux autres.

Plan du chapitre. La partie 4.1 modélise et formalise le problème de sélection des technologies de communication par des véhicules (*vehMTdcp*). Ce problème sert ensuite de base à une analyse de la complexité qui aboutit à l'élaboration d'une première solution sous la forme d'un programme linéaire.

La partie 4.2 présente les bases d'une résolution locale dont le résultat est approché d'un ratio de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$, avec e base du logarithme népérien. Cette première résolution polynomiale sert de base à la décentralisation des calculs.

Enfin, la partie 4.3 fournit un algorithme complètement distribué dont le résultat est approché d'un ratio de $\frac{2}{3} - \epsilon$, tel que $\epsilon \in [0, \frac{2}{3}]$.

4.1 Formalisation du problème de répartition des flux sur plusieurs technologies de communication

Cette section formalise le problème étudié appelé *vehMTdcp*. La sous-section 4.1.1 définit la modélisation et la sous-section 4.1.2 présente la fonction de récompense. Ce travail préliminaire est utilisé dans la formalisation du problème dans la sous-section 4.1.3.

4.1.1 Modélisation

Cette première partie présente le nouveau modèle d'abstraction utilisé lors de l'analyse et lors de la résolution du problème. Ce modèle prend en compte (i) la capacité mémoire d'un véhicule pour stocker les données en cas de non connectivité du réseau, (ii) les technologies de communication et, (iii) les spécificités des données afin de les hiérarchiser en fonction de leur priorité.

4.1.1.1 La capacité mémoire d'un véhicule

L'utilisation d'un espace de mémoire permet de réaliser un réseau multi-sauts tolérants aux retards ou aux ruptures de lien (DTN, Delay/Disruption Tolerant Network). Dans cette modélisation, un véhicule j est représenté par la variable V_j . Chaque véhicule est équipé d'un espace mémoire dans lequel il peut stocker des données. L'ensemble des n espaces de stockage correspondant aux n véhicules est modélisé par la variable appartenant à l'ensemble $\mathcal{V} = \{v_1, \dots, v_n\}$. La variable A_j représente la taille de l'espace de stockage v_j du véhicule V_j . La plupart des réseaux véhiculaires n'intègre

pas une limitation de la capacité de stockage des informations. Cependant, certains réseaux prennent en compte cette limite. Par exemple, la résolution proposée dans l'article [44] utilise des infrastructures de traitement au plus près des véhicules à travers un VFN (Vehicular Fog Network) et utilise une capacité de stockage limitée pour chacun des véhicules du réseau. Dans notre approche, les véhicules possèdent également une capacité de stockage limitée. A la différence de l'article [44], notre approche fournit une résolution rapide (en temps polynomial) mais dont le résultat s'éloigne de l'optimal d'un certain ratio.

4.1.1.2 Les technologies de communication et leurs bandes de fréquence

Un réseau véhiculaire hétérogène utilise différentes technologies de communication. Ces technologies utilisent des bandes de fréquence. Or, ces bandes peuvent se chevaucher entraînant des conflits entre technologies de communication. Dans un exemple concret de cohabitation entre le 802.11 et le bluetooth, une même bande du spectre de fréquences de 2,4GHz peut être utilisée par les deux technologies de communication [31]. La résolution du problème de partage des bandes permet de gérer l'utilisation simultanée d'une même bande de fréquence par les deux technologies de communication afin d'alimenter l'espace de stockage d'un véhicule.

Soit l'ensemble Υ des technologies de communication tel que $\Upsilon = \{\Upsilon_1, \dots, \Upsilon_m\}$ comporte m technologies de communication notées Υ_l avec $l \in [1, m]$. La variable Υ^{v_j} représente un ensemble de technologies de communication utilisables par le véhicule j .

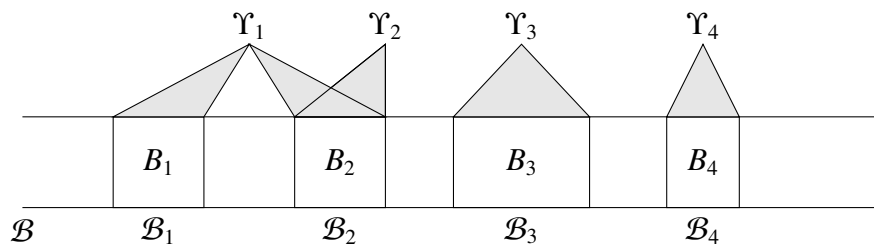


FIGURE 4.1 – Illustration de quatre technologies de communication $\Upsilon_1, \Upsilon_2, \Upsilon_3$ et Υ_4 se partageant le spectre de fréquences à travers quatre bandes de fréquence $\mathcal{B}_1, \mathcal{B}_2, \mathcal{B}_3$ et \mathcal{B}_4 associées respectivement aux capacités de transfert B_1, B_2, B_3 et B_4 .

L'ensemble du spectre de fréquences \mathcal{B} est divisé en q bandes de fréquence tel que $\mathcal{B} = \{\mathcal{B}_1, \dots, \mathcal{B}_q\}$. La bande \mathcal{B}_k possède une capacité de transfert B_k . La variable \mathcal{B}^{Υ_l} représente l'ensemble des bandes de fréquence uti-

lisables par une technologie de communication Υ_l et \mathcal{B}^{v_j} est l'ensemble des bandes de fréquence utilisables par le véhicule v_j tel que $\mathcal{B}^{v_j} = \cup_{\Upsilon_l \in \Upsilon^{v_j}} \mathcal{B}^{\Upsilon_l}$.

Par exemple, dans la Figure 4.1, quatre technologies de communication $\Upsilon_1, \Upsilon_2, \Upsilon_3$ et Υ_4 se partagent les bandes du spectre de fréquences telles que $\mathcal{B}^{\Upsilon_1} = \{\mathcal{B}_1, \mathcal{B}_2\}$, $\mathcal{B}^{\Upsilon_2} = \{\mathcal{B}_2\}$, $\mathcal{B}^{\Upsilon_3} = \{\mathcal{B}_3\}$ et $\mathcal{B}^{\Upsilon_4} = \{\mathcal{B}_4\}$. Les technologies Υ_1 et Υ_2 peuvent utiliser la bande notée \mathcal{B}_2 .

4.1.1.3 Les données

Afin de pouvoir les traiter de manière spécifique, les données sont classées selon leur type. L'institut de standardisation des télécommunications européennes (European Telecommunications Standards Institut- ETSI) [26] a divisé les catégories de données en trois types : la sécurité, l'efficacité du trafic et l'infodivertissement. Dans l'approche proposée, un véhicule peut choisir de ne recevoir que certains types de données, par exemple en refusant les données relatives à l'infodivertissement. Lors d'un échange, certaines informations comme celles relatives à l'infodivertissement sont considérées comme moins prioritaires que celles relatives à la sécurité. L'intérêt est d'adapter les transferts selon le type de données en tenant compte des capacités de transfert liées aux technologies de communication et de l'espace de stockage disponible. Par exemple, une donnée liée à une cartographie nécessite une taille de $5MB$ si des outils tels que dynaMap sont utilisés pour modéliser une carte dynamique locale. Alors qu'une donnée liée à une courte vidéo (comme une vidéo Full HD 1080p de dix secondes) nécessite une taille de $20MB$ [24].

Enfin, le transfert de données i consomme une partie b_{ik} de la bande passante \mathcal{B}_k . Une même bande du spectre de fréquences peut être utilisée pour le transfert de données différentes à des temps différents. Selon la technologie de communication utilisée, une donnée peut être plus ou moins rapidement transférée. Cette rapidité est représentée à travers une pondération.

Lors du transfert d'une donnée, la consommation de la bande passante k varie en fonction du type de cette donnée. L'ensemble des p types de données est noté $\mathcal{T} = \{t_1, \dots, t_p\}$ avec une taille associée à chaque type. Par exemple, la taille d'une carte est de l'ordre de $5MB$ tandis que la taille d'une courte vidéo est de l'ordre de $20MB$. Une variable a_{t_d} est associée à chaque type t_d et correspond à la taille maximale qu'un type de données peut occuper. L'ensemble \mathcal{T}^{v_j} est l'ensemble des types de données associées au véhicule j .

En synthèse, nous avons donc un véhicule avec un espace de stockage v_j . L'ensemble \mathcal{I} regroupe les données tel que chaque donnée a un type $t_d \in \mathcal{T}$.

Enfin, la variable b_{ik} correspond à la consommation de la bande passante k lors du transfert de la donnée i .

4.1.1.4 Exemples de modélisation.

Le problème est de répartir les charges lors de transferts de données entre véhicules en tenant compte du partage d'une bande de fréquence \mathcal{B}_k par plusieurs technologies de communication. Une donnée i de type t_d nécessite une capacité de mémoire a_{t_d} . Les exemples présentés se limitent à deux types de données (par exemple la sécurité et l'infodivertissement).

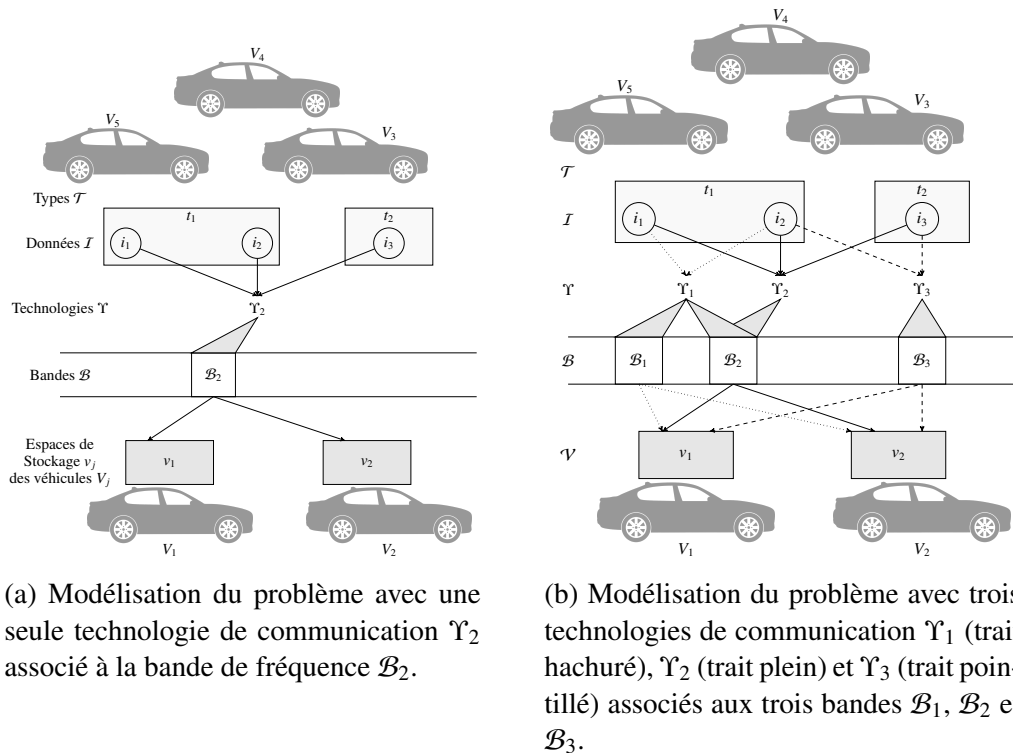


FIGURE 4.2 – Modélisation du problème de répartition des charges. Le niveau supérieur regroupe les véhicules émetteurs V_3, V_4 et V_5 . Au niveau intermédiaire, sont représentées les données i_1, i_2 et i_3 . Les technologies de communication utilisent des bandes de fréquence. Au niveau inférieur, est représenté le transfert de données vers les véhicules récepteurs V_1 et V_2 .

La Figure 4.2 présente deux modélisations possibles à travers deux sous-figures. La Figure 4.2a illustre un exemple avec une unique technologie de communication Υ_2 . Les données i_1, i_2 et i_3 appartenant à l'ensemble \mathcal{I} des données de trois véhicules. Les données i_1 et i_2 sont de type t_1 et i_3 est de type t_2 . Ces données peuvent être transférées grâce à l'unique technologie de communication Υ_2 appartenant à Υ . Cette technologie de communication

utilise une unique bande fréquence $\mathcal{B}_2 \in \mathcal{B}$. Les véhicules V_1 et V_2 ont des capacités de stockage respectivement notées v_1 et v_2 qui peuvent être alimentées par des données transportées par la technologie de communication Υ_2 .

La Figure 4.2b ajoute à l'exemple de la Figure 4.2a deux technologies de communication Υ_1 et Υ_3 . Les données i_1 , i_2 et i_3 appartenant à l'ensemble \mathcal{I} , telles que les données i_1 et i_2 restent de type t_1 et i_3 de type t_2 . Ces données peuvent transiter grâce à trois technologies de communication appartenant à Υ . Ces technologies de communication utilisent une ou plusieurs bandes de fréquence tel que \mathcal{B}_2 est utilisée par Υ_2 , \mathcal{B}_3 est utilisée par Υ_3 et Υ_1 utilise les bandes \mathcal{B}_1 et \mathcal{B}_2 . La donnée i_1 peut être transférée par les technologies Υ_1 et Υ_2 . La donnée i_3 peut être transférée par les technologies Υ_2 et Υ_3 . La donnée i_2 peut être transférée par les trois technologies de communication.

Des flèches indiquent l'utilisation des technologies de communication. Le trait pointillé est associé à la technologie Υ_1 , le trait plein est associé à la technologie Υ_2 , et le trait hachuré est associé à la technologie Υ_3 .

Les véhicules V_1 et V_2 sont munis d'interfaces de communication qui les autorisent à recevoir des données provenant des trois technologies de communication. Des flèches indiquent que chacun des deux véhicules pourraient recevoir i_1 , i_2 et i_3 car il existe un lien de communication entre le véhicule émetteur et le véhicule récepteur.

La Figure 4.3 illustre deux solutions réalisables, dans un scénario où les contraintes de bandes de fréquence et de capacité ne permettent pas aux trois données i_1 , i_2 et i_3 d'être transférées simultanément. Les solutions possibles de la Figure 4.3 illustrent le transfert de données dans des scénarios proches. Les données transférées sont i_1 et i_3 pour la Figure 4.3a et les données transférées sont i_1 et i_2 pour la Figure 4.3b.

Dans la Figure 4.3a, le véhicule V_1 reçoit la donnée i_1 par la technologie Υ_1 qui utilise la bande de fréquence \mathcal{B}_2 . Le véhicule V_2 reçoit la donnée i_3 par la technologie Υ_3 qui utilise la bande \mathcal{B}_3 . De manière arbitraire, il est considéré dans cet exemple que les contraintes de bandes de fréquence n'autorisent pas le transfert de la donnée i_2 . Ces contraintes de bandes de fréquence sont illustrées dans la Figure 4.5.

Dans la Figure 4.3b, le véhicule V_1 reçoit la donnée i_1 par la technologie Υ_1 et la donnée i_2 est transférée par la technologie Υ_3 . Dans cette solution, la donnée i_3 n'est pas transférée. Tant que toutes les données n'ont pas été partagées, le processus de transfert de données recommence.

Les solutions présentées à travers ces deux illustrations sont réalisables et seule l'utilisation d'une fonction de récompense présentée dans la sous-

section 4.1.2 permet de sélectionner la solution optimale.

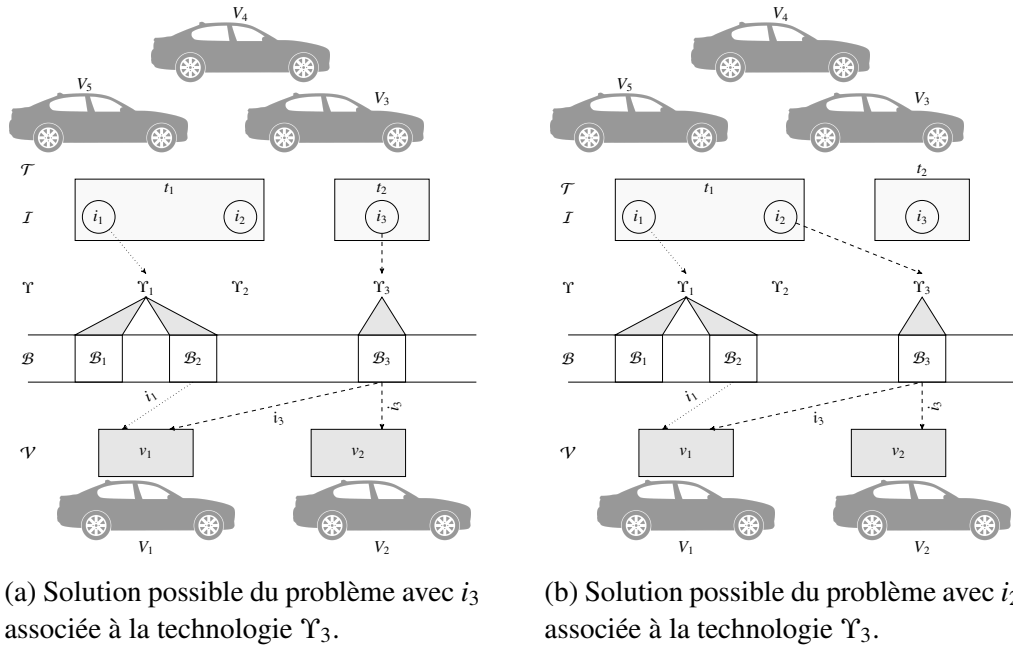


FIGURE 4.3 – Exemples de répartition avec trois données et deux véhicules. La variable \mathcal{T} représente les types, \mathcal{I} les données, Υ les technologies de communication, \mathcal{B} le spectre de fréquences et \mathcal{V} l'ensemble des espaces de stockage.

4.1.2 Fonction de récompense

La fonction de récompense a pour objectif d'élaborer un système de hiérarchisation des solutions possibles.

4.1.2.1 Présentation

Dans le texte qui suit, le terme d'allocation représente le transfert d'une donnée i vers un espace de stockage v_j grâce à l'utilisation d'une technologie de communication appartenant à l'ensemble Υ^{v_j} . Ainsi, chaque transfert d'une donnée i dans l'espace de stockage v_j du véhicule V_j utilise une bande de fréquence \mathcal{B}_k , et apporte une récompense notée r_{ijk} avec i la donnée, j le numéro de l'espace de stockage et k la bande de fréquence. Cette récompense dépend des caractéristiques des différents véhicules et intègre des configurations de groupes de véhicules grâce aux trois critères (i) l'importance des données, (ii) la dissémination passée d'une donnée et (iii) la stabilité du lien de communication.

L'importance des données est modélisée grâce à l'ajout d'une pondération pour chaque donnée i . Certaines données, comme les informations de

sécurité, sont prioritaires, tandis que d'autres, comme les informations de divertissement, sont moins prioritaires. Cette pondération est modélisée à travers la variable $p_i^{imp} \in [0, 1]$, telle que p_i^{imp} est plus élevée lorsque l'information associée à i est prioritaire.

Par exemple, $p_i \in [0; 0, 3]$ si la donnée i est de type infodivertissement et $p_i \in [0, 7; 1]$ si la donnée i est de type sécurité. Pour chaque donnée, ce paramètre est défini de manière arbitraire au début de l'algorithme et ne varie pas lors des itérations de ce dernier.

La prise en compte du voisinage intègre les comportements des véhicules voisins de celui qui émet la donnée. Ainsi, dans le contexte de configurations comme un convoi sur une autoroute, il n'est pas très intéressant de dupliquer vers les véhicules voisins une donnée i car cette dernière est à disposition à travers un lien direct. Tandis que l'intérêt de cette donnée augmente si aucun véhicule d'un groupe ne la possède déjà.

L'analyse du comportement des algorithmes dans des scénarios spécifiques apparaît dans la littérature scientifique, notamment avec l'article [68] et l'article [48]. Dans cette thèse, trois scénarios sont choisis : le platooning, le croisement de groupes de véhicules et l'embouteillage. Cette prise en compte du voisinage du véhicule V_j est modélisée par la variable $p_{ij}^{diss} \in [0, 1]$ telle que p_{ij}^{diss} est plus élevée lorsque la donnée i est nouvelle ou non disséminée. Ce paramètre est défini de manière arbitraire au début de l'algorithme et diminue selon la dissémination de la donnée.

La qualité de lien est prise en compte. La facilité de dissémination d'une donnée i varie également en fonction de la qualité du lien utilisé. Entre deux véhicules pouvant dupliquer une même donnée, un critère de sélection sera la qualité du lien. La variable $p_{ik}^{link} \in [0, 1]$ est dès lors plus élevée dans le cas d'une meilleure qualité de lien. Ce paramètre varie selon la qualité d'un lien au cours des itérations de l'algorithme.

La fonction de récompense prend en compte ces trois variables telles que

$$r_{ijk} = p_i^{imp} \times p_{ij}^{diss} \times p_{ik}^{link}, \quad (4.1)$$

Dans cette équation, chaque réception d'une donnée i par un véhicule V_j utilisant une bande de fréquence \mathcal{B}_k de la technologie appartenant à l'ensemble Υ^{V_j} correspond à une récompense r_{ijk} .

4.1.2.2 Exemples

Pour illustrer l'utilisation de la fonction de récompense, deux exemples sont présentés. La fonction de récompense est conçue pour s'adapter spécialement aux scénarios rencontrés dans les groupements de véhicules, comme

illustré dans le premier exemple baptisé "Adaptation de la fonction de récompense lors de trois scénarios". Le fonctionnement de la fonction de récompense est ensuite détaillé lors du second exemple baptisé "Recherche de la solution optimale grâce à la fonction de récompense".

Adaptation de la fonction de récompense lors de trois scénarios. Dans les réseaux routiers urbains comme ruraux, les groupements de véhicules apparaissent selon des configurations connues comme les clusters, les croisements et les embouteillages. Un véhicule duplique ses données en les partageant à ses voisins. Plusieurs données différentes, de types égaux ou différents, peuvent être dupliquées. Cependant lors d'une itération de l'algorithme, chaque donnée n'est dupliquée qu'une seule fois par son véhicule émetteur. Dès lors, la configuration des groupements de véhicules influence le nombre d'itérations de l'algorithme (càd le nombre de duplications d'une même donnée).

Les configurations retenues dans les exemples d'utilisation sont les trois suivantes : (i) *platooning* avec plusieurs véhicules se déplaçant, regroupés, à grande vitesse, (ii) le *croisement* de deux groupes à grande vitesse et (iii) l'*embouteillage* où les véhicules sont immobilisés et en grande densité dans une même région.

Dans le cas du *groupe en mouvement*, comme le platooning, plusieurs itérations de l'algorithme sont réalisées. Lors de la première exécution de l'algorithme, les données les plus importantes sont dupliquées. L'algorithme est ensuite itéré plusieurs fois. La fonction de pondération liée à la dissémination p^{diss} diminue lorsqu'une donnée est possédée par plusieurs voisins. La connaissance des données possédées par les voisins pourrait faire l'objet d'échanges d'informations préalables (acquiescement de réception).

Par exemple, la donnée i est définie arbitrairement comme importante avec $p_i^{imp} = 1$ et est transmise avec une qualité élevée $p_{ik}^{link} = 0.8$. Comme la donnée n'est pas encore dupliquée, p_{ij}^{diss} égale 1. La fonction de récompense est donc très importante avec $r_{ijk} = 0.8$ (car $r_{ijk} = p_i^{imp} \times p_{ij}^{diss} \times p_{ik}^{link} = 1 \times 1 \times 0.8$). La donnée est susceptible d'être dupliquée. Cependant, après plusieurs itérations de l'algorithme, la dissémination devient plus faible avec $p_{ij}^{diss} = 0.1$ car la donnée a été dupliquée de nombreuses fois. La fonction de récompense est donc peu importante avec $r_{ijk} = 0.08$ (car $r_{ijk} = p_i^{imp} \times p_{ij}^{diss} \times p_{ik}^{link} = 1 \times 0.1 \times 0.8$) et la donnée a peu de chances d'être dupliquée si son transfert est en concurrence avec d'autres données dont la fonction de récompense est plus élevée.

Dans un *croisement de groupes*, le temps de contact est très faible. L'al-

4.1. FORMALISATION DU PROBLÈME DE RÉPARTITION DES FLUX SUR PLUSIEURS TECHNOLOGIES DE COMMUNICATION

gorithme n'est utilisé qu'une seule fois et seules les données les plus importantes sont dupliquées. Par exemple, une donnée importante avec $p_i^{imp} = 1$ et une faible qualité de lien avec $p_{ik}^{link} = 0,2$ a un indice de dissémination élevé si elle n'est pas encore dupliquée avec $p_{ij}^{diss} = 1$. La fonction de récompense pour cette donnée est $r_{ijk} = 0.2$ (car $r_{ijk} = p_i^{imp} \times p_{ij}^{diss} \times p_{ik}^{link} = 1 \times 1 \times 0.2$).

Lors de la seconde itération, l'espacement des véhicules a augmenté, au point de rendre toute communication impossible. La variable p_{ik}^{link} devient nulle. La fonction de récompense r_{ijk} vaut alors 0.

Enfin, dans un *embouteillage*, les véhicules sont à faible vitesse voire à l'arrêt et les nombreuses communications simultanées augmentent la saturation du lien.

Donnée i \ Véhicule V_j	Véhicule V_1	Véhicule V_2
Donnée i_1	0.2	0.3
Donnée i_2	0.1	0.1
Donnée i_3	-	-

(a) Récompense r_{ijk} pour \mathcal{B}_1 , avec $k = 1$, i représentant le numéro associé à la donnée et j le numéro de l'espace de stockage v_j .

Donnée i \ Véhicule V_j	Véhicule V_1	Véhicule V_2
Donnée i_1	0.2	0.3
Donnée i_2	0.1	0.2
Donnée i_3	0.2	0.1

(b) Récompense r_{ijk} pour \mathcal{B}_2 , avec $k = 2$, i représentant la donnée et j le numéro de l'espace de stockage du véhicule V_j .

Donnée i \ Véhicule V_j	Véhicule V_1	Véhicule V_2
Donnée i_1	-	-
Donnée i_2	0.1	0.1
Donnée i_3	0.3	0.2

(c) Récompense r_{ijk} pour \mathcal{B}_3 , avec $k = 3$, i représentant la donnée et j le numéro de l'espace de stockage du véhicule V_j .

FIGURE 4.4 – Tableau des fonctions de récompense selon les bandes de fréquence utilisées dans un scénario avec deux véhicules, trois bandes de fréquence, et trois données.

Lors de la première exécution de l'algorithme, la donnée la plus importante est dupliquée. L'algorithme est ensuite itéré plusieurs fois. La variable de dissémination diminue lorsque la donnée a été disséminée à plusieurs

voisins. Ainsi, les données les plus prioritaires ont tendance à être diffusées plus rapidement au sein du groupe de véhicules composant l’embouteillage. Les données les moins prioritaires seront disseminées dans les itérations suivantes.

Recherche de la solution optimale grâce à la fonction de récompense. Dans ce second exemple, la Figure 4.3 est complétée par la Figure 4.4 à travers l’ajout de la pondération issue de la fonction de récompense. Ces pondérations sont définies arbitrairement et permettent de sélectionner une solution optimale parmi un choix de solutions réalisables.

La Figure 4.3a illustre le transfert de la donnée i_1 vers le véhicule V_1 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_2 . Avec i, j, k correspondant respectivement à la donnée i_1 , au véhicule V_1 , et à la bande \mathcal{B}_2 , la valeur de récompense fournie par le tableau 4.4b, r_{112} , vaut 0.2. La donnée i_3 est transférée vers le véhicule V_2 en utilisant la bande \mathcal{B}_3 , correspondant au tableau 4.4c de valeurs de la fonction de récompense. Le transfert de la donnée i_3 vers le véhicule V_2 correspond à une fonction de récompense $r_{323} = 0.2$ pour $i = 3, j = 2$ et $k = 3$. La somme totale des fonctions de récompenses de la Figure 4.3a vaut donc 0.4 comme illustré dans l’Équation 4.2.

$$r_{112} + r_{323} + r_{313} = 0.2 + 0.2 + 0.3 = 0.7 \quad (4.2)$$

La Figure 4.3b illustre le transfert de la donnée i_1 vers le véhicule V_1 en utilisant la bande \mathcal{B}_2 . La somme des fonctions de récompense r_{ijk} est calculée avec toujours i correspondant à la donnée, j correspondant au véhicule V_j et k à la bande \mathcal{B}_k . Pour une donnée i_1 , transférée vers un véhicule V_1 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_2 , la valeur de la fonction de récompense r_{112} vaut 0.2. Pour une donnée i_2 , transférée vers un véhicule V_2 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_3 , la valeur de la fonction de récompense r_{223} vaut 0.1. La somme totale des fonctions de récompenses de la Figure 4.3b vaut 0.3 comme illustré dans l’Équation 4.3.

$$r_{112} + r_{223} + r_{213} = 0.2 + 0.1 + 0.1 = 0.4 \quad (4.3)$$

Dès lors, la meilleure solution entre les solutions réalisables illustrées dans les figures 4.3a et 4.3b est de 0.7, et est illustrée dans l’exemple de la Figure 4.3a. L’exemple de la Figure 4.3b ne propose qu’un score de 0.4.

Le calcul de la fonction de récompense s’intègre dans le cadre d’un scénario où toutes les données ne peuvent pas être transférées simultanément, à cause d’une limitation des ressources en bandes de fréquence. Cet exemple illustre une seule itération de l’algorithme.

4.1.2.3 Conclusion

L'algorithme basé sur cette fonction de récompense est centré sur les données. Chaque véhicule peut diffuser une donnée tout en la gardant en mémoire par un procédé de duplication. Lors de la résolution par un algorithme distribué, une itération correspond pour un véhicule à la diffusion de ses données, tel que chacune de ses données est diffusée au plus vers un autre véhicule. Tant que toutes les données n'ont pas été partagées, l'algorithme continue à fonctionner et à dupliquer les données à chaque itération.

Dans ces exemples du fonctionnement de la fonction de récompense, les contraintes de partage du spectre de fréquences et les contraintes de capacité de stockage apparaissent de manière informelle. Les limites sur les ressources en bandes de fréquence et en capacité de stockage sont prises en compte lors de la formalisation du problème complet appelé *vehMTdcp*, et sont présentées dans la sous-section 4.1.3 à travers un exemple exhaustif d'application, comme illustré par la suite avec la Figure 4.5.

4.1.3 Formalisation du problème

La formalisation du problème reprend la modélisation précédente et l'enrichit par l'ajout de contraintes sur le partage du spectre de fréquences et des limitations de l'espace de stockage associé aux véhicules. L'objectif est d'intégrer le transfert de données avec contraintes au sein d'une stratégie de distribution du calcul. Afin de l'adapter à la thématique multi-technologies des réseaux véhiculaires, le problème *vehMTdcp* intègre les multiples technologies de communication au sein des réseaux véhiculaires, et ce, de façon locale, centrée sur les données et tenant compte des spécificités des véhicules à travers une fonction de récompense.

4.1.3.1 Définition du problème

Formellement, le problème complet est décrit comme suit.

Problème de sélection des technologies de communication par des véhicules (VehMTdcp)

Entrée : Un ensemble \mathcal{V} d'espaces de stockage, Υ un ensemble de technologies de communication tel que chaque espace de stockage $v_j \in \mathcal{V}$ a une capacité A_j et un ensemble de technologies de communication tel que l'espace de stockage du véhicule v_j possède le sous-ensemble $\Upsilon^{v_j} \subseteq \Upsilon$ de technologies de communication disponibles. Un ensemble de bandes de fréquence \mathcal{B} de sorte que chaque bande $\mathcal{B}_k \in \mathcal{B}$ a une capacité B_k . La technologie Υ_l utilise un ensemble $\mathcal{B}^{\Upsilon_l} \subseteq \mathcal{B}$ de bandes de fréquence accessibles.

Un espace de stockage d'un véhicule V_j associé à un ensemble de technologies de communication Υ^{v_j} a un ensemble de bandes fréquence \mathcal{B}^{v_j} tel que $\mathcal{B}^{v_j} = \cup_{\Upsilon_l \in \Upsilon^{v_j}} \mathcal{B}^{\Upsilon_l}$. Soit \mathcal{T} , un ensemble de types de données, tel que chaque type $t_d \in \mathcal{T}$ a une taille maximale a_{t_d} . Soit \mathcal{I} , un ensemble de données à transférer tel que la donnée i correspond à un type t_d .

Le transfert d'une donnée i vers un espace de stockage v_j avec la technologie Υ_l associée à l'ensemble de bandes passantes \mathcal{B}^{Υ_l} correspond à une récompense de r_{ijk} et utilise une bande b_{ik} avec $\mathcal{B}_k \in \mathcal{B}^{\Upsilon_l}$.

Sortie : Un sous-ensemble de données de \mathcal{I} associés à des espace de stockages des véhicules appartenant à \mathcal{V} tels que la somme des récompenses associées r_{ijk} est maximisée.

De plus, la solution respecte deux contraintes.

La somme de la taille a_{t_d} des différents types $t_d \in \mathcal{T}$ de données reçues par chaque espace de stockage v_j ne dépasse pas la capacité de stockage A_j .

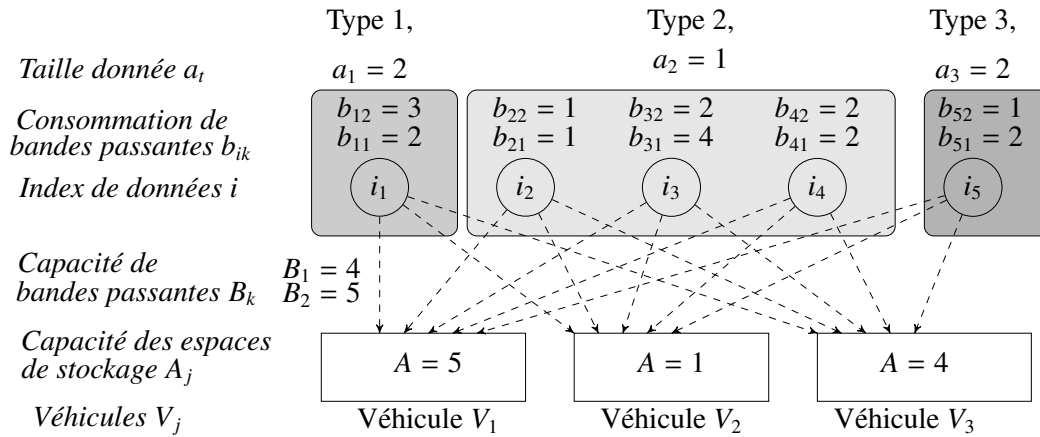
La somme de l'utilisation de bande b_{ik} pour le transfert des données i avec $\mathcal{B}_k \in \mathcal{B}^{\Upsilon_l}$ n'excède pas la capacité totale de cette bande de fréquence B_k .

Exemple La Figure 4.5 illustre un exemple du *vehMTdcp* avec l'intégration des deux contraintes, celle du stockage et celle des bandes de fréquence.

La Figure 4.5a représente cinq données qui peuvent être envoyées vers trois véhicules. La contrainte de partage des bandes de fréquence apparaît de manière détournée, le véhicule V_1 n'ayant accès qu'à la technologie de communication Υ_1 relative à une bande \mathcal{B}_2 , le véhicule V_2 ayant accès aux

4.1. FORMALISATION DU PROBLÈME DE RÉPARTITION DES FLUX SUR PLUSIEURS TECHNOLOGIES DE COMMUNICATION

deux technologies de communication Υ_1 et Υ_2 relatives aux deux bandes \mathcal{B}_1 et \mathcal{B}_2 , et le véhicule V_3 n'ayant accès qu'à la technologie de communication Υ_2 relative à une bande \mathcal{B}_1 .



(a) Ensemble des possibilités de communication dans *vehMTdcp* avec la contrainte de bandes et la contrainte de capacité des véhicules.

$i \backslash j$	Stockage véhicule V_1	Stockage véhicule V_2	Stockage véhicule V_3
Donnée i_1	x	0, 1	0, 3
Donnée i_2	x	0, 2	0, 2
Donnée i_3	x	0, 2	0, 3
Donnée i_4	x	0, 1	0, 5
Donnée i_5	x	0, 2	0, 4

(b) Récompense r_{ijk} associée à \mathcal{B}_1

$i \backslash j$	Stockage véhicule V_1	Stockage véhicule v_2	Stockage véhicule v_3
Donnée i_1	0, 2	0, 3	x
Donnée i_2	0, 7	0, 3	x
Donnée i_3	0, 5	0, 1	x
Donnée i_4	0, 2	0, 3	x
Donnée i_5	0, 2	0, 2	x

(c) Récompense r_{ijk} associée à \mathcal{B}_2

FIGURE 4.5 – Illustration de *vehMTdcp*, les flèches représentant les possibilités de transfert de données et les valeurs de la fonction de récompense selon les bandes de fréquences \mathcal{B}_1 et \mathcal{B}_2 sont regroupés au sein des deux tableaux.

Dans la partie des véhicules, les capacités des bandes de fréquence utilisables pour le transfert sont représentées avec $B_1 = 4$ et $B_2 = 5$. Dans la partie des données, la valeur b_{ik} représente l'utilisation de la bande k pour chaque donnée i . La contrainte de capacité de stockage apparaît directement

avec A_j pour chaque véhicule V_j . L'utilisation de cette capacité varie selon le type de données, et est notée a_1 pour le type 1, a_2 pour le type 2 et a_3 pour le type 3.

Solution réalisable. La Figure 4.6 illustre une application de *vehMTdcp* avec cette fois l'intégration des deux contraintes. La solution proposée fait partie des solutions réalisables.

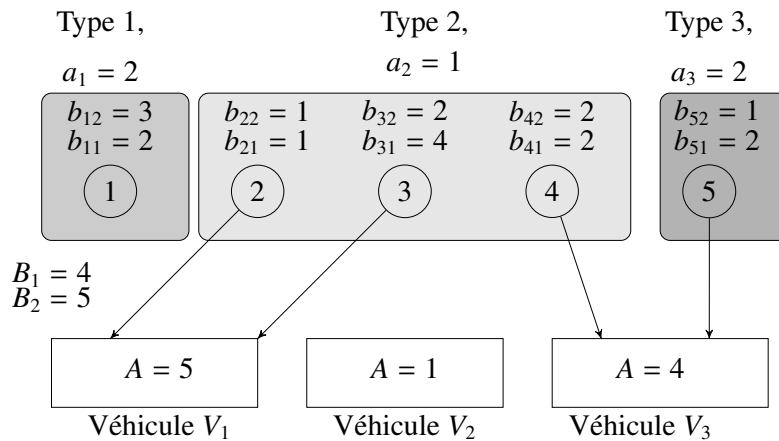


FIGURE 4.6 – Exemple de solution réalisable pour le *vehMTdcp* avec la contrainte de bandes et la contrainte de capacité des véhicules.

Une solution possible au problème *vehMTdcp* consiste à placer les données i_2, i_3 dans l'espace de stockage du véhicule V_1 et les données i_4 et i_5 dans l'espace de stockage du véhicule V_2 . Chaque donnée i transférée à travers la bande \mathcal{B}_k utilise une capacité b_{ik} de la capacité de transfert disponible.

Dans l'espace de stockage du véhicule V_1 , les contraintes de type sont respectées avec $a_2 = 1 \leq A_1 = 5$, ainsi que les contraintes de débits disponibles avec $b_{22} + b_{32} = 3 \leq 5 = B_2$. Dans l'espace de stockage du véhicule V_3 , les contraintes de type sont respectées avec $a_2 + a_3 = 3 \leq 4 = A_3$, ainsi que les contraintes de bandes avec $b_{41} + b_{51} = 4 \leq 4 = B_1$. Dans cet exemple, et d'après le tableau de récompense de la Figure 4.5, la valeur de la récompense totale est donc de 2.1 comme illustré dans l'Équation 4.4.

$$r_{212} + r_{312} + r_{431} + r_{531} = 0.7 + 0.5 + 0.5 + 0.4 = 2.1 \quad (4.4)$$

La solution proposée est une solution réalisable. Parmi l'ensemble des solutions réalisables, les solutions ayant une récompense totale maximale appartiennent au sous-ensemble des solutions optimales.

Programme linéaire. L'objectif est de maximiser la somme des récompenses r_{ijk} . Une méthode pour générer une solution optimale exacte consiste à résoudre ce problème sous la forme du programme linéaire à nombre entiers.

La variable y_{ijk} correspond à l'utilisation d'une ressource. La variable y_{ijk} est égale à 1 si la donnée i est transférée vers l'espace de stockage v_j en utilisant la bande fréquence \mathcal{B}_k , et 0 sinon.

La variable x_{ij} correspond à l'utilisation de l'espace de stockage des véhicules. La variable x_{ij} est égale à 1 si la donnée i est stockée dans l'espace de stockage v_j , et 0 sinon. La variable a_{t_d} représente les besoins en capacité de stockage relative au type t_d .

Les lignes 4.5b et 4.5c respectent respectivement les contraintes de bande et de capacité. La ligne 4.5d lie les variables y_{ijk} et x_{ij} de manière à ce qu'une donnée i ne soit transférée via une seule bande \mathcal{B}_k . La ligne 4.5e lie les variables y_{ijk} et x_{ij} de manière à ce qu'une donnée i corresponde à un seul espace de stockage du véhicule V_j .

$$\max \sum_{v_j \in \mathcal{V}, i \in \mathcal{I}, \mathcal{B}_k \in \mathcal{B}} r_{ijk} \times y_{ijk} \quad (4.5a)$$

$$\text{t.q.} \sum_{i \in \mathcal{I}} b_{ik} \times x_{ij} \leq B_k \quad \forall \mathcal{B}_k \in \mathcal{B}^{v_j}, \forall v_j \in \mathcal{V} \quad (4.5b)$$

$$\sum_{t_d \in \mathcal{T}} a_{t_d} \times x_{ij} \leq A_j, \quad \forall t_d \in \mathcal{T}^{v_j}, \forall v_j \in \mathcal{V} \quad (4.5c)$$

$$\sum_{\mathcal{B}_k \in \mathcal{B}} y_{ijk} \leq x_{ij}, \quad \forall v_j \in \mathcal{V}, \forall i \in \mathcal{I} \quad (4.5d)$$

$$\sum_{v_j \in \mathcal{V}} y_{ijk} \leq x_{ij}, \quad \forall \mathcal{B}_k \in \mathcal{B}, \forall i \in \mathcal{I} \quad (4.5e)$$

$$y_{ijk}, x_{ij} \in \{0, 1\} \quad (4.5f)$$

Solution optimale. La résolution de ce programme linéaire permet de générer une solution optimale pour le problème illustré dans la Figure 4.5 dont une Solution réalisable avait été présentée précédemment.

Dans la solution optimale, la donnée i_1 est transférée au véhicule V_3 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_1 , la donnée i_2 est transférée au véhicule V_1 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_2 , la donnée i_3 est transférée au véhicule V_1 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_2 , la donnée i_4 est transférée au véhicule V_3 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_1 et la donnée i_5 est transférée au véhicule V_1 en utilisant la bande de fréquence \mathcal{B}_2 .

Dans le premier espace de stockage noté v_1 , les contraintes de type de

l'Équation 4.5c sont respectées avec $a_2 + a_3 \leq A$ correspondant à $3 \leq 5$, ainsi que les contraintes de débits disponibles de l'Équation 4.5b avec $b_{22} + b_{32} \leq B_2$ correspondant à $3 \leq 5$. Dans le troisième espace de stockage, les contraintes de type sont respectées avec $a_2 + a_3 \leq A_3$ correspondant à $4 \leq 4$, ainsi que les contraintes de bandes avec $b_{41} + b_{51} \leq B_1$ qui donne $4 \leq 4$.

Dans cet exemple, et d'après le tableau de récompense de la Figure 4.5, la valeur de la récompense totale est donc de 2.2 comme illustré dans l'Équation 4.6.

$$r_{131} + r_{212} + r_{312} + r_{431} + r_{512} = 0.3 + 0.7 + 0.5 + 0.5 + 0.2 = 2.2 \quad (4.6)$$

Cependant, la résolution du *vehMTdcp* de manière optimale peut être coûteuse en temps, d'où la nécessité d'analyser la complexité de ce problème et si le problème appartient à la classe \mathcal{NP} , de proposer une autre résolution, polynomiale cette fois, dont l'optimalité peut être approchée.

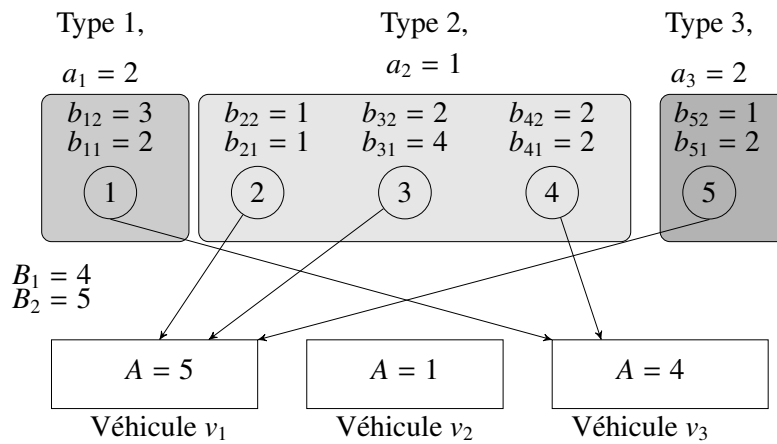


FIGURE 4.7 – Exemple de solution optimale pour le *vehMTdcp* avec la contrainte de bandes et la contrainte de capacité des véhicules.

4.2 Solution algorithmique

Cette section propose une première méthode de résolution pour le problème de sélection des technologies de communication par des véhicules (*vehMTdcp*). En tant que cas particulier d'un problème plus général, le *DCP* (*Distributed Caching Problem*), le *vehMTdcp* conserve certaines propriétés. Cette relation d'inclusion permet de classer *vehMTdcp* comme \mathcal{NP} – difficile. Il n'existe donc, si $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ pas de solution optimale en

temps polynomial en la taille de l'entrée. Nous proposons dès lors un algorithme d'approximation en temps polynomial, dont le facteur d'approximation est de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$, avec e la base du logarithme naturel.

La sous-section 4.2.1 présente le *DCP*, problème existant dans la littérature et apparenté au *vehMTdcp*. L'étude de la complexité de *vehMTdcp* dans la sous-section 4.2.2 utilise le *DCP*. Enfin, un nouvel algorithme se basant sur un seul véhicule (*unVehMTdcpAlgo*) est proposé dans la sous-section 4.2.3 afin d'offrir une solution approchée polynomiale.

4.2.1 Présentation du DCP

Dans cette partie, un problème similaire au *vehMTdcp* et existant dans la littérature est présenté afin d'analyser dans un second temps les propriétés conservées.

L'article [29] définit le problème de mise en cache distribuée (*DCP*, Distributed Caching Problem). Il existe beaucoup d'analogies entre le *DCP* et le *vehMTdcp*, notamment les intervalles de fréquence et les bandes de fréquences, ou encore les caches associés aux espaces de stockage.

Cependant, le *DCP* n'intègre pas le choix de technologies de communication, et traite toutes les données de manière équitable sans tenir compte des caractéristiques des réseaux véhiculaires. Une technologie de communication peut en effet utiliser plusieurs intervalles du spectre de fréquence, se chevauchant parfois avec des intervalles d'autres technologies de communication. Le *vehMTdcp* tient compte de cette particularité, en modélisant un sous-ensemble de technologies de communication utilisables, elles-mêmes associées à des intervalles de fréquence. Chaque technologie est associée à un sous-ensemble d'intervalles du spectre de fréquence. Enfin, la fonction de récompense s'adapte en fonction des configurations des différents groupes et du choix des intervalles avec r_{ijk} défini dans l'équation 4.1.

Formellement, le problème est défini comme suit.

Problème de mise en cache distribuée (DCP)

Entrée : Soit C , un ensemble de caches, tel que chaque cache $c_j \in C$ a une capacité de stockage appelée A_j et un intervalle B_j propre au cache c_j . Soit \mathcal{T} , un ensemble de types, de sorte que chaque type t_d ait une taille a_{t_d} . Soit \mathcal{I} , un ensemble d'éléments tel que chaque élément i possède un type et une portion de l'intervalle b_i . L'allocation d'une ressource i à un cache c_j correspond à une récompense de r_{ij} .

Sortie : Un sous-ensemble d'éléments $i \in \mathcal{I}$ associés à des caches $c_j \in C$ tels que la somme des récompenses associées r_{ij} soit maximisée, et sans duplication d'éléments. De plus, la solution respecte deux contraintes. La somme des tailles a_{t_d} des différents types $t_d \in \mathcal{T}$ d'éléments insérés dans chaque cache c_j ne dépasse pas la capacité de stockage respective A_j . La somme des portions des intervalles de fréquence b_i des éléments insérés i pour un même cache n'exède pas la portion de l'intervalle du spectre de fréquences disponible de ce cache B_j .

Le problème est modélisé dans l'Équation 4.7 par le programme linéaire ([29]).

$$\max \sum_{c_j \in C, i \in \mathcal{I}} r_{ij} \times y_{ij} \quad (4.7a)$$

$$\text{t.q.} \sum_{t_d \in \mathcal{T}} a_{t_d} \times y_{ij} \leq A_j, \quad \forall t_d \in \mathcal{T}^{c_j}, \forall c_j \in C \quad (4.7b)$$

$$\sum_{c_j \in C} b_{ij} \times y_{ij} \leq B_j, \quad \forall i \in \mathcal{I} \quad (4.7c)$$

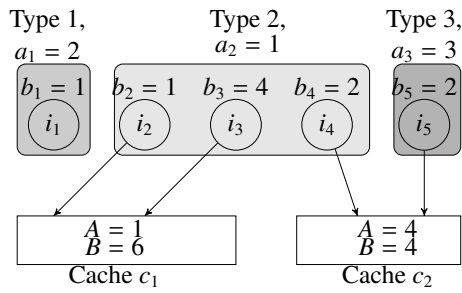
$$y_{ij} \in \{0, 1\} \quad (4.7d)$$

La variable y_{ij} est égale à 1 si l'item i est allouée à l'espace de stockage c_j et 0 sinon. La variable a_{t_d} représente la capacité de stockage relative au type t_d et b_{ij} la largeur de bande associée à l'item i transféré au cache c_j .

La Figure 4.8 illustre une application du *DCP*. Dans cet exemple, cinq items appartenant à trois types différents sont possiblement alloués à deux caches différents. Ces items sont représentés Figure 4.8a et la fonction de récompense correspond à la Figure 4.8b. La solution proposée consiste à placer les éléments i_2, i_3 dans le cache c_1 et les éléments i_4 et i_5 dans le

cache c_2 . Dans le premier cache, les contraintes de type sont respectées avec $a_2 = 1 \leq 1 = A_1$, ainsi que les contraintes d'intervalle avec $b_2 + b_3 = 5 \leq 6 = B_1$. Dans le deuxième cache, les contraintes de type sont respectées avec $a_2 + a_3 = 4 \leq 4 = A_2$, ainsi que les contraintes d'intervalle avec $b_4 + b_5 = 4 \leq 4 = B_2$ qui donne $4 \leq 4$. Dans cet exemple, la récompense totale est donc de 1.1 comme illustré dans l'Équation 4.8.

$$r_{21} + r_{31} + r_{42} + r_{52} = 0.3 + 0.3 + 0.3 + 0.2 = 1.1 \quad (4.8)$$



(a) *DCP* avec un exemple d'allocation d'items. Dans cette possible solution, les items sont directement reliés aux caches.

$i \backslash j$	Cache c_1	Cache c_2
item i_1	0.2	0.3
item i_2	0.3	0.1
item i_3	0.3	0.2
item i_4	0.2	0.3
item i_5	0.2	0.2

(b) Récompense associée à r_{ij} avec j le numéro du cache c_j et i le numéro associé à l'item et défini de manière arbitraire.

FIGURE 4.8 – Exemple d'application du *DCP*.

4.2.2 Analyse de la complexité

Le problème est d'abord étudié du point de vue de la complexité. *DCP* a été prouvé comme \mathcal{NP} – difficile dans l'article [29], à moins que $\mathcal{NP} \subseteq \text{DTIME}(n^{\mathcal{O}(\log \log n)})$. La classe de complexité $\text{DTIME}(\mathcal{O}(f(n)))$ est la classe des problèmes de décision qui, pour une entrée de taille n , peuvent être résolus en temps $\mathcal{O}(f(n))$ par une machine de Turing déterministe, présentée dans l'annexe C.1.1.1. Une réduction de *DCP* à *vehMTdcp* prouve la propriété suivante :

Théorème 5 *vehMTdcp* est \mathcal{NP} – difficile, à moins que $\mathcal{NP} \subseteq \text{DTIME}(n^{\mathcal{O}(\log \log n)})$.

Preuve 5 La complexité est prouvée grâce à une Turing – réduction. Étant donnée l'entrée du *DCP*, l'entrée I' du *vehMTdcp* est définie comme suit.

Dans cette instance I de *DCP* où il existe n caches, chaque cache est associé à une seule technologie de communication telle que $\Upsilon = \{\Upsilon_1, \dots, \Upsilon_n\}$

et pour tout cache c_j , $|\Upsilon^{c_j}| = 1$. Chaque technologie Υ_l est associée à un seul intervalle, tel que $|\mathcal{B}^{\Upsilon_l}| = 1$ et $\mathcal{B} = \{\mathcal{B}_1, \dots, \mathcal{B}_n\}$. La portion de l'intervalle B_k de l'espace de stockage du véhicule V_j dans l'instance I' est la même que celle du cache c_j notée B_j .

Soit r_{max} la valeur maximale de la fonction de récompense, telle que $r_{max} = \max\{r_{ij}\}, \forall c_j \in C, \forall i \in \mathcal{I}$. Une nouvelle fonction, r' , est créée, telle que $r'_{ijk} = \frac{r_{ij}}{r_{max}}$. Tous les items i de I' sont pondérés avec $p_i^{imp} = 1$ et $p_{ik}^{link} = 1$ avec k l'indice de l'intervalle du spectre de fréquences utilisé. La valeur de dissémination p_{ij}^{diss} est équivalente à r_{ij} . Par conséquent, dans I' , $r'_{ijk} = r_{ij}$. Les contraintes à respecter tel que la limite des intervalles sont maintenues. De même, l'objectif de maximisation de la fonction de récompense est le même dans les deux problèmes.

Par conséquent, toute solution possible pour $vehMTdcp$ est réalisable pour DCP, puisqu'une solution pour DCP peut être transformée en solution pour $vehMTdcp$ avec un seul intervalle.

D'après l'article [29], le DCP ne peut pas être approximé avec un facteur meilleur que $1 - \frac{1}{e}$ à moins que $\mathcal{NP} \subseteq \text{DTIME}(n^{\mathcal{O}(\log \log n)})$. La réduction préserve cette propriété.

4.2.3 Algorithme d'approximation

L'objectif de cette section est d'obtenir un algorithme approché, tout en posant les bases de la décentralisation du calcul. Au mieux de traiter le problème dans son entièreté, le problème est divisé en sous-problèmes selon les véhicules, aboutissant à un premier résultat approché.

Afin de fournir un algorithme approché en temps polynomial, le problème est d'abord étudié dans une version simplifiée avec un sous-problème constitué d'un seul espace de stockage. Ce sous-problème appelé oracle est ensuite utilisé pour fournir une approximation de $vehMTdcp$. Le facteur d'approximation atteint est de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$, avec e la base du logarithme naturel. Le meilleur facteur d'approximation possible est ensuite prouvé comme étant de $1 - \frac{1}{e}$, facteur non atteint dans ces travaux. Le résultat obtenu s'approche donc du meilleur résultat possible d'un facteur de 2.

Cette section présente d'abord le principe d'utilisation de l'oracle dans la sous-sous-section 4.2.3.1, puis le problème concret associé à l'oracle dans la sous-sous-section 4.2.3.2. Enfin, l'approximation de cette nouvelle approche est calculée dans la sous-sous-section 4.2.3.3.

4.2.3.1 Oracle

Une Machine de Turing avec Oracle intègre à la Machine de Turing présentée dans l'annexe C.1.1.1, la possibilité de faire appel à un oracle. Cet oracle répond "oui/non" à une question prédéfinie. Dans le cas de ce travail de thèse, cette question prédéfinie est le résultat d'un sous-problème de *vehMTdcp* présenté dans la sous-sous-section 4.2.3.2 et dans lequel il n'y a qu'un unique véhicule.

De manière formelle, l'oracle est défini par Christos Papadimitriou [57] comme suit.

Définition 3 *Soit A un langage. Une machine de Turing avec oracle respectant le langage A est une machine de Turing dotée d'un ruban spécial, le ruban d'oracle, et de trois états particuliers, $q_?$, q_y et q_n . Pour consulter l'oracle, la machine écrit un mot sur ce ruban, puis entre dans l'état $q_?$. L'oracle décide alors en une étape de calcul si l'état suivant est q_y ou q_n , selon que ce mot fait partie ou non du langage A .*

Exemple Le langage $\{0^i 1^i 0^j 1^j 0^k | i, j \leq 1\}$ est reconnu par une machine de Turing avec l'oracle $\{a^n b^n c^n | n \leq 1\}$ en temps linéaire.

4.2.3.2 Présentation de *UnVehiculeMTdcp*

Le sous-problème *UnVehiculeMTdcp* est défini comme suit.

Problème d'espace de stockage distribué véhiculaire avec multi-technologies et un espace de stockage (*UnEspaceVehMTdcp*)

Entrée : Entrée identique à *vehMTdcp* dont \mathcal{V} représentant l'ensemble des véhicules dotés d'espaces de stockage est de taille 1.

Sortie : Un sous-ensemble de données \mathcal{I} associées à des technologies de communication utilisant les bandes de fréquence \mathcal{B}^{Y_i} tel que la somme des récompenses associées r_{ijk} soit maximisée. De plus, la solution respecte deux contraintes. La taille de la donnée i de type t_d ne dépasse pas les capacités de stockage respectives de l'espace de stockage v_j . Pour les éléments élus i , la somme de b_{ik} pour un même \mathcal{B}_k est inférieure à B_k .

Exemple de *UnVehiculeMTdcp*. Les figures 4.9, 4.10, 4.11 pour respectivement les véhicules V_1 , V_2 et V_3 illustrent une solution réalisable. Les valeurs

de r_{ijk} permettant une application de *UnVehiculeMTdcp* à partir de l'instance présentée dans la Figure 4.5.

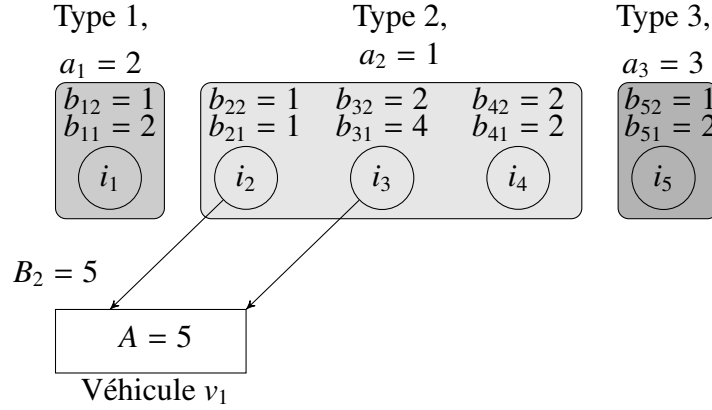


FIGURE 4.9 – *UnVehiculeMTdcp* avec espace de stockage du véhicule V_1 .

Dans la Figure 4.9, les items i_2 et i_3 sont transférés à l'espace de stockage du véhicule V_1 en utilisant la bande passante \mathcal{B}_2 . Cette solution est réalisable car la contrainte de capacité de stockage est respectée ($a_2 = 1 \leq 5 = A_1$) tout comme la contrainte des bandes de fréquence ($b_{22} + b_{32} = 1 + 2 \leq 5 = B_2$).

La récompense est de 1.2 et est détaillée dans l'Équation 4.9, selon les valeurs de récompenses de la Table 4.5c. Dans cette équation, la variable r_{ijk} intègre i la donnée, j l'espace de stockage du véhicule V_j et k la bande passante utilisée pour le transfert.

$$r_{212} + r_{312} = 0.7 + 0.5 = 1.2 \quad (4.9)$$

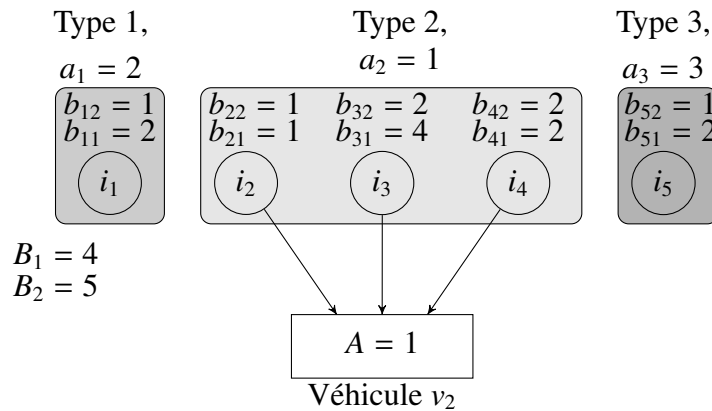


FIGURE 4.10 – *UnVehiculeMTdcp* avec espace de stockage du véhicule V_2 .

Dans la Figure 4.10, les données i_2 , i_3 et i_4 sont transférées à l'espace de stockage du véhicule V_2 en utilisant la bande passante \mathcal{B}_2 pour les items i_2 , et i_4 et la bande passante \mathcal{B}_1 pour la donnée i_3 .

4.2. SOLUTION ALGORITHMIQUE

Cette solution est réalisable car la contrainte de capacité de stockage est respectée ($a_2 = 1 \leq 1 = A_2$) tout comme la contrainte des bandes de fréquence ($b_{22} + b_{42} = 1 + 2 \leq 5 = B_2$ et $b_{31} = 4 \leq 4 = B_1$).

La récompense est de 0.8 et est détaillée dans l'Équation 4.10, selon les valeurs de récompenses des tableaux 4.5b et 4.5c.

$$r_{222} + r_{321} + r_{422} = 0.3 + 0.2 + 0.3 = 0.8 \quad (4.10)$$

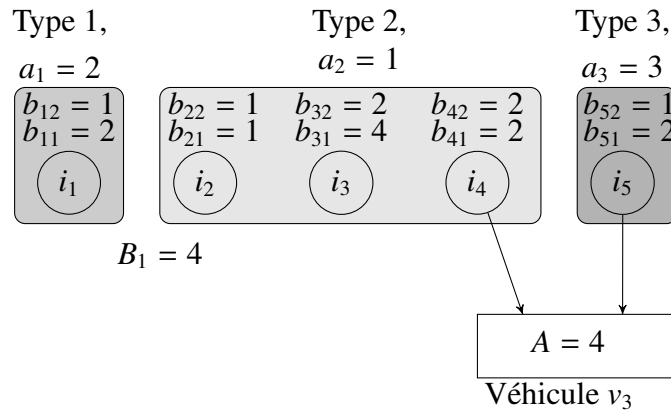


FIGURE 4.11 – *UnVehiculeMTdcp* avec espace de stockage du véhicule V_3 .

Dans la Figure 4.11, les données i_4 et i_5 sont transférées à l'espace de stockage du véhicule V_3 en utilisant la bande passante \mathcal{B}_1 . Cette solution est réalisable car la contrainte de capacité de stockage est respectée ($a_2 + a_3 = 1 + 2 \leq 4 = A_3$) tout comme la contrainte des bandes de fréquence ($b_{41} + b_{51} = 2 + 2 \leq 4 = B_1$). La récompense est de 0.9 comme défini dans la Figure 4.5b et détaillé dans l'Équation 4.11.

$$r_{431} + r_{531} = 0.5 + 0.4 = 0.9 \quad (4.11)$$

La somme des récompenses, correspondant aux équations 4.9, 4.10 et 4.11 est donc de $(1.2 + 0.8 + 0.9) = 2.9$.

Dans cette résolution réalisable, les contraintes de stockage des véhicules sont respectées, ($a_2 \leq A_1$, $a_2 \leq A_2$ et $a_2 + a_3 \leq A_3$). Les contraintes de bandes ne sont par contre pas respectées ($b_{22} + b_{32} + b_{22} + b_{42} = 1 + 2 + 1 + 2 = 6 > 5 = B_2$ et $b_{31} + b_{41} + b_{51} = 4 + 2 + 2 = 8 > 4 = B_1$). Enfin, dans cet algorithme, des données peuvent être dupliquées comme les données i_2 , i_3 et i_4 .

L'analyse de l'approximation permet de calculer l'éloignement de cette solution autorisé par le relachement de la contrainte de bandes par rapport à la solution optimale.

4.2.3.3 Analyse de l'approximation

Théorème 6 *Il existe un algorithme (unVehMTdcpAlgo) en temps polynomial d'approximation de facteur 2 pour UnVehiculeMTdcp.*

Preuve 6 *La preuve s'appuie sur une strict – reduction entre deux problèmes, le UnVehiculeMTdcp et le Problème de l'Assignment Généralisée maximale (GAP), défini dans l'article [67].*

Le Problème de l'Assignment Généralisée maximale prend en entrée un ensemble de boîtes \mathcal{U} avec des contraintes de capacité appelées A_j pour la boîte j , un ensemble d'items $i \in \mathcal{I}$ avec une taille notée a_i , un budget b_i et un budget total B . Chaque allocation d'un élément i dans une boîte j est associée à une récompense r_{ij} . L'objectif est de maximiser la somme des récompenses tout en respectant deux contraintes. Le budget des articles de la solution ne doit pas dépasser le budget total et pour chaque boîte, la somme a_i des éléments i alloués à une boîte j ne doit pas dépasser la capacité de cette boîte A_j .

Or pour toute instance I de GAP, il existe une instance I' de UnVehiculeMTdcp. L'ensemble de boîtes \mathcal{U} dans l'instance I correspond à l'ensemble des intervalles \mathcal{B} dans l'instance I' . La contrainte de capacité B_j pour chaque bande de fréquence est la même que la contrainte de capacité A_j pour chaque boîte j . Le budget total B de l'instance I est identique à la capacité A_j de l'espace de stockage v_j . L'ensemble des éléments est le même dans les deux instances. Dans les deux instances, les fonctions de récompense à maximiser sont équivalentes, en utilisant la transformation du Théorème 5.

Or, l'article [67] offre une 2-approximation pour le GAP et la strict – reduction permet de conserver ce facteur d'approximation. Il existe donc un algorithme de résolution en temps polynomial 2-approximé.

Théorème 7 *Il existe un algorithme en temps polynomial de facteur d'approximation $2 \times (1 - \frac{1}{e})$ pour vehMTdcp.*

Preuve 7 *Dans ce cas aussi, la preuve se base sur une réduction préservant l'approximation entre un problème dont l'approximation est connue et le problème étudié.*

Ces deux problèmes sont le problème de séparation d'assignment SAP et le vehMTdcp. L'approximation s'intéresse au problème général en gardant la division en sous-problèmes déjà approximés (théorème 6). La strict – reduction est une réduction qui préserve le facteur d'approximation.

Tout d'abord, le Problème de SAP est défini. Soit un ensemble U de n boîtes et H un ensemble de m items avec la valeur f_{ij} pour assigner l'item i à la boîte j . Il existe également un ensemble de contraintes séparables pour chaque boîte j . Ces contraintes sont des sous-ensembles de solutions possibles appartenant à la famille des ensembles faisables obéissant aux caractéristiques des sections finissantes (il n'y a pas de meilleure solution).

Or pour toute instance I de SAP, il existe une instance I' de vehMTdcp. L'ensemble de boîtes \mathcal{U} dans l'instance I correspond à l'ensemble d'espaces de stockage des véhicules dans V dans l'instance I' . Chaque espace de stockage v_j est associée à une unique technologie de communication Υ_j , elle-même associée à un unique intervalle \mathcal{B}_j . L'ensemble des H des items de I correspond à l'ensemble \mathcal{I} des données de vehMTdcp. Chaque item i de vehMTdcp possède un type t_i qui lui est propre. Les contraintes aboutissant à des sous-ensembles de solution se retrouvent à travers les contraintes de capacité et celles de bandes passantes. Dans les deux instances, les fonctions de récompense à maximiser sont équivalentes en utilisant la transformation du Théorème 5.

Dès lors, la solution est exactement la même et le facteur d'approximation est conservé.

Or, l'article [29] offre une $\beta \times (1 - \frac{1}{e})$ -approximation pour le SAP avec β l'approximation du sous-problème. Grâce à la strict – reduction le facteur d'approximation est préservé. Le Théorème 5 a montré que β pouvait être égale à 2. Il existe un algorithme en temps polynomial de facteur d'approximation $2 \times (1 - \frac{1}{e})$ pour vehMTdcp.

Théorème 8 Pour vehMTdcp, l'algorithme en temps polynomial fournit un facteur d'approximation dont le ratio est au mieux supérieur ou égal $1 - \frac{1}{e}$.

Preuve 8 Soit la boîte l correspondant à une bande passante \mathcal{B}_k associée à un espace de stockage d'un véhicule V_j . Il y a donc au plus $j \times r$ boîtes et la récompense r_{ijk} correspond à la récompense r_{li} . Ensuite, les boîtes sont numérotées de manière à avoir les variables r_{li} classées de manière décroissantes telles que $r_{1i} \geq r_{2i} \geq \dots \geq r_{li} \geq 0$. Soit \mathbb{P}_l la probabilité que la boîte l contienne l'élément i .

La probabilité \mathbb{P}_1 correspond à l'événement b_1 contient i . La probabilité $\mathbb{P}_2(1 - \mathbb{P}_1)$ correspond à l'événement b_1 ne contient pas i et b_2 contient i . La probabilité $\mathbb{P}_3(1 - \mathbb{P}_2)(1 - \mathbb{P}_1)$ correspond à l'événement b_1, b_2 ne contiennent pas i et b_3 contient i .

La récompense relative à l'assignation d'un élément i donne l'Équation 4.12.

$$r_{1i} \times \mathbb{P}_1 + r_{2i} \times \mathbb{P}_2(1 - \mathbb{P}_1) + r_{3i} \times \mathbb{P}_3(1 - \mathbb{P}_2)(1 - \mathbb{P}_1) + \dots + r_{|b| \times i} \times \left(\prod_{a=1}^{|b|-1} (1 - \mathbb{P}_a) \right) \mathbb{P}_{|b|} \quad (4.12)$$

Or l'article [30] a démontré l'Équation 4.13.

$$1 - \left(\prod_{a=1}^k (1 - \mathbb{P}_a) \right) = r_{1i} \times \mathbb{P}_1 + r_{2i} \times \mathbb{P}_2(1 - \mathbb{P}_1) + \dots + r_{li} \times \left(\prod_{a=1}^{l-1} (1 - \mathbb{P}_a) \right) \mathbb{P}_l \geq \left(1 - \frac{1}{e}\right) \sum_{a=1}^{|b|} \mathbb{P}_a \quad (4.13)$$

Dès lors, en multipliant l'inégalité de l'équation 4.13 par $r_{|b|i} - r_{|b|+1i}$ (≥ 0), le théorème 8 apparaît.

La nécessité de calculs rapides liés à la nature dynamique du réseau conduit à la recherche de solutions approchées. Cette solution analysée précédemment est donc un algorithme en temps polynomial fournissant une $2 \times (1 - \frac{1}{e})$ -approximation pour $vehMTdcp$, e étant la base du logarithme népérien.

Cependant, dans cette approche, le ratio est figé par la constante $2 \times (1 - \frac{1}{e})$. La dernière section autorise une flexibilité dans ce ratio au cours des itérations, grâce à l'utilisation des outils de la théorie des jeux.

4.3 Distribution du calcul : Analyse et approximation avec flexibilité du ratio

Dans l'approche précédente, le ratio était calculé par rapport à l'optimum global. L'utilisation de la recherche locale consiste à se déplacer d'une solution à une autre solution voisine dans l'espace des solutions candidates, sans utiliser de vision globale pour le calcul du ratio.

4.3.1 Présentation du problème selon la théorie des jeux

L'approche choisie analyse le problème avec les outils mathématiques issus de la théorie des jeux. La recherche locale et la théorie des jeux sont d'abord présentées. Le lien avec le problème étudié est réalisée ensuite.

4.3.1.1 Les problèmes de recherche locales et la classe PLS

La classe des problèmes de recherche locaux en temps polynomial (PLS) utilise une fonction de voisinage $N : F \rightarrow 2^F$ qui pour chaque solution

faisable $f_1 \in F$ donne un ensemble de solutions faisables dans le voisinage de f_1 [39].

Le problème de recherche local a pour objectif de trouver une solution optimale locale f_1 pour chaque instance du problème tel qu'il n'existe pas d'ensemble faisable dans le voisinage. Le voisinage d'un nœud représente l'ensemble des nœuds adjacents dans un graphe. Le problème d'optimisation globale a quant-à-lui pour objectif de trouver une solution faisable f_1 dont il n'existe pas d'autres solutions avec une valeur plus grande.

4.3.1.2 Théorie des jeux

La théorie des jeux est l'étude des modèles mathématiques d'interaction stratégique entre des différents acteurs.

Une stratégie mixte en théorie des jeux est une stratégie où le joueur sélectionne au hasard le coup qu'il joue parmi les coups possibles. Cela revient à attribuer une certaine distribution de probabilité sur l'ensemble des stratégies pures du jeu. Dans certains jeux, seules les stratégies mixtes sont optimales.

Un jeu est dit coopératif si les joueurs sont capables de former des alliances. Sinon, il est compétitif. Lors de jeux compétitifs, l'objectif pour chaque acteur est de maximiser le total de récompense. La stratégie pure est déterministe. Si le processus de sélection utilise le hasard apparaît, alors la stratégie est dite mixte.

Un jeu compétitif est défini par \mathcal{N} , l'ensemble fini des joueurs, Φ l'ensemble des stratégies possibles pour chacun des joueurs, tel que $\Phi_i \subseteq \Phi$ est l'ensemble des stratégies possibles pour le joueur $i \in \mathcal{N}$ et $u_i : \Phi_i \rightarrow \mathcal{R}$ une fonction de récompense associée à la stratégie du joueur i [63].

La fonction de récompense u_i considère que l'ensemble des autres joueurs ont une stratégie non modifiée. Or, dans les systèmes distribués, il est possible que plusieurs joueurs modifient simultanément leur stratégie. L'équilibre de Nash est une situation où chaque joueur prévoit correctement le choix des autres tout en maximisant sa fonction de récompense (ou en minimisant une fonction de coût) compte tenu de cette prévision. Dès lors, une fois l'équilibre atteint, aucun des joueurs ne modifie sa stratégie.

L'optimum local atteint peut être éloigné de la meilleure solution qui apparaît dans un optimum global. L'optimum de Pareto se concentre sur l'allocation des ressources et apparaît comme la meilleure utilisation des ressources possibles. Dans le cas de l'utilisation d'une ressource, l'analyse de l'optimum de Pareto associée à cette ressource permet d'obtenir une idée de l'éloignement vis-à-vis de l'optimum global.

Dans l'exemple du dilemme du prisonnier, l'ensemble des joueurs est constitué des deux prisonniers qui ne peuvent communiquer entre eux et sont soupçonnés d'un déli.

Peine	Prisonnier P_1 dénonce P_2	Prisonnier P_1 se tait
Prisonnier P_2 dénonce P_1	P_1 prend 5 ans P_2 prend 5 ans	P_1 prend 10 ans P_2 prend 1 an
Prisonnier P_2 se tait	P_1 prend 1 an P_2 prend 10 ans	P_1 prend 2 ans P_2 prend 2 ans

TABLE 4.1 – Dilemme du prisonnier

Si un seul des deux prisonniers dénonce l'autre, il obtient une peine de 1 an alors que le second obtient une peine de 10 ans. Si les deux se dénoncent entre eux, ils seront condamnés à une peine de 5 ans. Si les deux refusent de se dénoncer, la peine sera de 2 ans pour les deux prisonniers.

Peine	Prisonnier P_1 dénonce P_2	Prisonnier P_1 se tait
Prisonnier P_2 dénonce P_1	(5, 5)	(10, 1)
Prisonnier P_2 se tait	(1, 10)	(2, 2)

TABLE 4.2 – Matrice des paiements

L'ensemble des joueurs est constitué des deux prisonniers P_1 et P_2 tel que $\mathcal{N} = \{P_1, P_2\}$. Les stratégies pour chaque prisonnier i peuvent dénoncer l'autre prisonnier s_1 , ou ne pas le dénoncer s_2 , tel que $\Phi_i = \{s_1, s_2\}$ et la fonction de récompense est définie par les années de prisons évitées. Le Tableau 4.1 illustre ce dilemme.

Dans ce système, la récompense à maximiser est remplacée par un paiement à minimiser. Le Tableau 4.2 illustre ces paiements à travers une matrice.

Dans ce système compétitif, si la stratégie de chaque joueur revient à minimiser sa peine personnelle, alors chacun dénonce l'autre. Le système atteint ainsi un équilibre de Nash. Cependant, dans ce cas, l'optimum de Pareto représentant la minimisation des années de prison total n'est pas atteint.

4.3.1.3 Formalisation du problème avec la théorie des jeux

Le problème étudié est décrit comme un jeu non coopératif $\langle \mathcal{N}, \mathcal{S}_j, u_j : \mathcal{S}_j \rightarrow \mathbb{R} \rangle$ noté *VehMT game*. Chaque joueur de \mathcal{N} correspond à un nœud. L'ensemble des stratégies qui peuvent être utilisées pour le joueur j est noté \mathcal{S}_j . L'objectif d'un joueur est de maximiser la fonction de profit u_j correspondant à la récompense notée r_{ijk} .

Pour cela, un joueur sélectionne les items, afin de respecter les contraintes d'exclusivité (chaque donnée est transmise par une seule technologie de communication), de bande de fréquence et de capacité. La stratégie du joueur ne varie pas en fonction de la stratégie des autres joueurs. Son comportement est donc avide. Chaque objet sélectionné est placé sur un intervalle correspondant selon l'algorithme β -approximatif décrit avec *UnVehiculeMTdcp*. La contrainte d'intervalle n'est pas respectée si un objet ne trouve pas de portion d'intervalle libre.

Le comportement de l'algorithme est d'abord détaillé en termes de théorie des jeux dans la sous-section 4.3.1. L'équilibre de Nash est une situation où aucun joueur ne peut augmenter unilatéralement son profit. L'objectif devient d'atteindre cet équilibre de Nash.

4.3.2 Analyse de la complexité

Cette section se concentre sur le processus de recherche de solutions locales et s'appuie sur l'article [40]. Un problème de recherche locale polynomiale (PLS) noté Π et défini dans la définition 4 a un ensemble d'instances $\mathbb{I}(\Pi)$. Chaque instance $I \in \mathbb{I}$ possède le tuple $I = (\mathcal{F}_I, \gamma : \mathcal{F}_I \rightarrow \mathbb{R}^+ \cup \{0\}, N_I : \mathcal{F}_I \rightarrow 2^{\mathcal{F}_I})$ avec \mathcal{F}_I l'ensemble des solutions réalisables de I , $\gamma(F)$ la valeur de la solution $F \in \mathcal{F}_I$ et $N_I : \mathcal{F}_I \rightarrow 2^{\mathcal{F}_I}$ la fonction de voisinage telle que pour chaque $F \in \mathcal{F}_I$, il existe un ensemble de solutions réalisables dans le voisinage de F . L'objectif est de trouver une solution locale optimale pour toute instance de Π .

Définition 4 *Un problème de recherche local Π est PLS – reductible vers un problème Π' s'il existe deux fonctions polynomiales en temps $f : D \rightarrow D'$ et $g : D \times F(f(I)) \rightarrow F(I)$ tel que :*

- si I est une instance de Π alors $f(I)$ est une instance de Π' ;
- si s_2 est une solution de $f(I)$ dans Π' , alors $g(I, s_2)$ est une solution de I dans Π ;
- si s_2 est un optimum local de $f(I)$ dans Π' , alors $g(I, s_2)$ est un optimum local de l'instance I dans Π .

Dans ces propriétés, D et D' sont respectivement des ensembles d'instances de Π et Π' tandis que F et F' sont respectivement des ensembles finis de solution de Π et Π' .

Théorème 9 *Le VehMTgame appartient à la classe PLS et il est PLS – complet de trouver un équilibre de Nash pur.*

Preuve 9 *La preuve est basée sur une PLS – réduction du DCPgame au VehMTgame.*

Tout d’abord, la définition du DCPgame avec des contraintes de capacité et d’intervalle est rappelée en utilisant les variables $\langle N', S'_i, u'_i : S'_i \rightarrow \mathbb{R} \rangle$. Chaque joueur dans N' est représenté par un emplacement d’espace de stockage. La stratégie d’un joueur i consiste à choisir un sous-ensemble de demandes D_i tel que la somme des portions des intervalles utilisées lors de ces demandes soit comprise dans l’intervalle du joueur et que la capacité totale de ces demandes soit inférieure à la capacité du joueur. Le vecteur de stratégie S'_i d’un joueur i est tel que chaque demande est adressée à un emplacement d’espace de stockage dont le coût de connexion est le plus faible parmi l’ensemble des emplacements d’espace de stockage fournissant cette demande. Le bénéfice u'_i de cette demande est divisé de manière égale entre les espaces de stockage ayant le coût de connexion minimum. La récompense d’un espace de stockage est la somme des bénéfices de la donnée. La fonction $v(S)$ correspond à la somme des bénéfices de tous les vecteurs. Les joueurs sont égoïstes et choisissent des stratégies pour maximiser leur propre profit.

Soit I une instance de DCPgame. Une instance I' est construite de sorte que les joueurs et les intervalles soient identiques. La réduction est la même que celle présentée dans l’approche centralisée du théorème 5.

Chaque solution réalisable de DCPgame est une solution réalisable de VehMTgame. L’équilibre de Nash est conservé.

4.3.3 Algorithme approché avec recherche locale

Le principal problème dans l’approche distribuée réside dans le fait que le résultat local fourni avec une approche distribuée peut être très éloigné du meilleur résultat obtenu avec une approche centralisée. Calculer la différence entre le résultat obtenu et l’optimal permet d’obtenir des garanties de performance.

L’algorithme de recherche locale complètement distribué fournit une ap-

proximation obtenue en temps polynomial.

Données : $\langle \mathcal{G} \rangle$

Résultat : \mathcal{S}

```

1 Pour tout  $v_j \in \langle \mathcal{G} \rangle$  faire
2   |  $\mathcal{S} \leftarrow SimpleAlgo(\mathcal{S});$ 
3   |  $\mathcal{S} \leftarrow UnEspaceVehMTdcp(\mathcal{S});$ 
4   |  $\mathcal{S} \leftarrow LocalAlgo(\mathcal{S});$ 
5 fin
6 Retourner  $\mathcal{S}$ 

```

Algorithme 2 : Algorithme distribué pour les véhicules avec de multiples technologies de communication (*VehMTalgo*)

La ligne 2 appelle une procédure notée *SimpleAlgo* qui correspond à la résolution avec un seul intervalle. Le but est que la valeur des items assignés à cet intervalle soit maximisée tout en respectant les contraintes de type (Équation 4.5c). Ce problème est similaire au problème du sac à dos, et dispose donc d'un schéma d'approximation en temps entièrement polynomial (FPTAS) décrit dans l'algorithme 2.

La procédure *UnVehiculeMTdcp* utilise la résolution avec plusieurs intervalles et un seul véhicule. Comme détaillé précédemment, il existe une approximation de ratio 2.

La procédure notée *LocalAlgo*, est effectuée par chaque espace de stockage v_j . Elle consiste en trois étapes remplies par chaque espace de stockage v_j ;

1. Pour chaque donnée j soit $value_j(v_j)$ égale à r_{ijk} s'il est assigné à i et 0 sinon;
2. Pour chaque donnée j soit w_i égale à $r_{ijk} - value_j(v_j)$;
3. *SimpleAlgo*(\mathcal{S}) à partir de w_i .

Théorème 10 Pour tout $\epsilon > 0$, $\epsilon \in [0; \frac{2}{3}]$, l'algorithme de recherche locale *vehMTAlgo* est une approximation en temps polynomial dont le ratio est de $\frac{2}{3} - \epsilon$.

Preuve 10 L'algorithme de résolution du problème baptisé *VehMTalgo* est divisé en quatre algorithmes. *SimpleAlgo* et *UnVehiculeMTdcp* ont déjà été présentés dans la section précédente. *LocalAlgo* et *LocalSearchAlgo* à travers la même réduction que présentée précédemment dans le théorème 7 fournissent une approximation de $\frac{\beta}{\beta+1} - \epsilon$ d'après l'article [29]. Le ratio β représente l'approximation du sous-problème dont le ratio a été prouvé comme étant égale à 2 dans le théorème 6.

Par conséquent, le facteur d'approximation est de $\frac{2}{3} - \epsilon$, $\epsilon \in [0; \frac{2}{3}]$.

L'utilisation des outils de la théorie des jeux permet de disposer d'une flexibilité du ratio ϵ , $\epsilon \in [0; \frac{2}{3}]$ au cours des itérations de l'algorithme.

4.4 Conclusion

Ce chapitre s'intéresse à la décentralisation de l'algorithme de choix de technologie de communication dans des situations avec distribution du calcul.

Dans un premier temps, le problème est décrit en tenant compte de l'aspect multi-technologies et du partage des bandes du spectre de fréquence. L'analyse de ce problème le classe dans les problèmes *NP – difficiles*. Il n'existe donc pas de solution à la fois optimale et rapide. Le meilleur ratio d'approximation possible est de $1 - \frac{1}{e}$, avec e la base du logarithme naturel. La décentralisation du problème s'appuie sur une problématique avec un seul véhicule (*UnVehiculeMTdcp*), et offre un ratio de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$. La recherche locale appliquée à *vehMTdcp* fournit une nouvelle résolution. L'utilisation des concepts de la théorie des jeux offre des garanties de performance sur le résultat obtenu. Le nouvel objectif consiste à converger vers un équilibre de Nash, situation où aucun nœud ne peut augmenter unilatéralement son gain. Cette section classe ensuite ce nouveau problème comme *PLS – difficile*. Notre algorithme fournit en temps polynomial une approximation de $\frac{2}{3} - \epsilon$, avec $\epsilon \in [0; \frac{2}{3}]$.

Cependant, cette approche s'appuie sur le postulat que chaque nœud connaît automatiquement l'état de ses voisins. L'algorithme ne peut s'adapter face à un véhicule externe qui souhaite transférer des données sans connaître le processus de priorisation. Tous les véhicules doivent utiliser le même algorithme. De plus, l'utilisation de technologies de communication dans un même véhicule peut générer des interférences électromagnétiques qui perturbent le signal [84] et donc entraînent une perte d'efficacité non négligeable. Il serait intéressant dans de futurs travaux d'étudier lors de simulations les variations de p^{link} selon l'impact de ces interférences. Une autre source d'amélioration de cette approche résiderait dans l'étude du comportement de la fonction de récompense lors de plusieurs itérations consécutives. L'utilisation de cette fonction peut en plus défavoriser des données capitales au profit de données moins importantes. Par exemple, l'infodivertissement peut être privilégié et la sécurité délaissée, dans le cas où les données relatives à l'infodivertissement sont nouvelles et transmises avec une très grande qualité de lien contrairement à celles relatives à la sécurité. Enfin, l'approche précédente peut être peu adaptable car la variable ϵ est définie arbitrairement

au début de l'algorithme.

Il serait également intéressant d'améliorer l'approche distribuée par l'élaboration d'un nouveau système coopératif entre véhicules voisins. Ce système devrait être capable de s'adapter aux variations des débits associés aux technologies de communication lors de situations de mobilité. Le chapitre 5 s'intéresse à cette dernière perspective par l'utilisation de l'apprentissage par renforcement.

Chapitre 5

Approche distribuée renforcée par la prise en compte de la stabilité des liens sans fil, pour l'optimisation de l'équilibrage de charges entre technologies de communication.

Sommaire

5.1	Contexte et problématique	81
5.1.1	Présentation de la modélisation	82
5.1.2	Représentation du problème	84
5.1.3	Formalisation du problème ACMRate	89
5.2	L'algorithme de sélection des RAT	94
5.2.1	Apprentissage par renforcement	94
5.2.2	Présentation de l'algorithme	96
5.2.3	Fonctionnement de l'algorithme	97
5.3	Propriétés	99
5.3.1	Modèle de jeu de routage non coopératif	99
5.3.2	Convergence de l'algorithme SARE	102
5.3.3	Efficacité de l'algorithme SARE	107
5.4	Evaluation des performances de l'algorithme de sélection des RAT et des émetteurs (SARE)	108
5.4.1	Impact des classes	109
5.4.2	Impact de l'étape de discrétisation	112
5.4.3	Impact du facteur d'actualisation	113
5.4.4	Analyse de l'efficacité	115
5.4.5	Conclusion des simulations avec JBotSim	117
5.5	Conclusion	118

Ce chapitre répond à la question centrale de cette thèse "*Dans le contexte des réseaux véhiculaires, comment optimiser l'utilisation de plusieurs technologies de communication afin de maximiser le débit ?*". Le cadre d'étude reste la diffusion de données à travers le développement d'une solution algorithmique distribuée favorisant les liens les plus stables lors des communications entre des véhicules.

Le chapitre 4 a présenté des solutions algorithmiques distribuées pour la résolution du problème de répartition de charge entre plusieurs technologies de communication. Cette précédente approche tenait compte pour toute donnée transférée, à la fois du type de la donnée, de la qualité du lien lors du transfert, et des disséminations passées de la donnée, dans trois scénarios typiques des réseaux véhiculaires (platooning, croisement et embouteillage). Cette approche possède des faiblesses, notamment un processus d'échange d'information préalable qui peut être difficilement réalisable dans des scénarios réels car tous les véhicules doivent utiliser le même protocole. De plus, le système de priorité intégré au protocole proposé peut délaissier des données capitales au profit de données moins importantes, par exemple en favorisant l'infodivertissement à la sécurité dans le cas où les données relatives à l'infodivertissement sont nouvelles et transmises avec une très grande qualité de lien par rapport à celles relatives à la sécurité. Enfin, l'approche précédente peut souffrir d'une certaine difficulté d'adaptation une fois l'algorithme en cours de fonctionnement car des contraintes comme le ratio d'approximation de $\frac{2}{3} - \epsilon$ sont définies arbitrairement au début de l'exécution de l'algorithme et n'évoluent pas avec le fonctionnement de l'algorithme.

Ce chapitre propose une solution qui s'appuie sur le même paradigme. Un véhicule cherche à diffuser une donnée à l'ensemble des autres véhicules.

La solution algorithmique appelée *SARE* (pour *Selection Algorithm for RAT and data Emitter*) enrichit l'approche précédente par une prise en compte plus fine de la stabilité des liens radio pour le choix de la Technologie d'Accès Radio (RAT). De façon identique au chapitre précédent, *SARE* prend en entrée un ensemble de véhicules et un ensemble de technologies de communication. De manière distribuée et autonome, cette solution algorithmique fournit pour chaque véhicule une sélection de technologies de communication permettant la maximisation du débit reçu par chaque véhicule.

Cependant, à la différence de la solution algorithmique du chapitre 4, la solution algorithmique proposée dans ce chapitre renonce à la prise en compte simultanée de l'importance des informations et des disséminations

passées des données. L'objectif pour chaque véhicule revient à privilégier les liens sans fils les plus stables pour maximiser le débit applicatif lors du transfert de chaque donnée. L'algorithme de sélection proposé repose sur le choix de la Technologie d'Accès Radio (RAT) présenté dans l'article [5]. Cet algorithme s'adapte en permanence et de manière automatisée aux variations de la qualité des liens dans les réseaux dynamiques.

Plan du chapitre. La section 5.1 modélise, formalise le problème de sélection des technologies de communication par des véhicules appelé *ACMRat* pour "*Problème des Arbres Couvrants dans les réseaux véhiculaires avec de Multiples Technologies d'Accès Radio*" et présente le processus d'initialisation de la solution proposée.

Cette section sert de base à la solution algorithmique appelée *SARE* qui met en œuvre un processus d'apprentissage par renforcement. L'algorithme *SARE* est présenté dans la section 5.2.

Des garanties de performance de *SARE* sont finalement fournies que ce soit niveau théorique avec les démonstrations de propriétés dans la section 5.3 ou niveau pratique lors de simulations dans la section 5.4.

5.1 Contexte et problématique

Un véhicule cherche à diffuser des données aux autres véhicules, une donnée étant transportée par une ou plusieurs trames. Les trames peuvent transporter des fragments d'une donnée. Dans ce cas, elles sont numérotées et assemblées à leur destination.

La solution algorithmique proposée est divisée en deux phases. La première phase est la phase d'initialisation où chaque véhicule voulant émettre une trame diffuse un message à ses voisins pour annoncer son débit théorique. La seconde phase consiste en une sélection à la fois de l'émetteur d'une trame quand plusieurs véhicules sont en concurrence et à la fois de la RAT utilisée. Cette sélection conjointe de la RAT et de l'émetteur d'une trame, s'intègre dans un processus de résolution favorisant l'absence de cycle (la section 5.3 démontre cette propriété). Chaque trame est donc diffusée à travers une structure appelée arbre couvrant.

La construction de l'arbre de diffusion d'une trame en intégrant plusieurs technologies de communication forme un arbre couvrant multi-technologies. La construction de l'arbre est pilotée par les récepteurs. Lorsqu'un récepteur a un choix entre plusieurs émetteurs possibles, le récepteur sélectionne le "meilleur" émetteur. Une fois la trame reçue, le véhicule ré-

cepteur devient à son tour émetteur pour cette trame. L'un de ses voisins peut donc le choisir comme émetteur et ainsi de suite. Pour chaque trame, un nœud récepteur classe les candidats émetteurs selon leur débit et la qualité de son lien. Dans cette optique, l'apprentissage par renforcement permet d'appréhender et de favoriser les liens les plus stables.

5.1.1 Présentation de la modélisation

Dans la modélisation proposée, chaque véhicule communicant est représenté par un nœud. Les RAT utilisables par un véhicule sont représentés par des nuances de gris au centre du nœud. Le transfert de trames est enfin représenté par une RAT et la RAT utilisée pour ce transfert est représenté par le cercle extérieur au nœud émetteur.

La Figure 5.1 illustre cette représentation. Bien que chaque véhicule choisisse une RAT en émission, seule la RAT qui est utilisée pour l'émission de données est modélisée par l'ajout d'un deuxième cercle externe. Les nœuds uniquement récepteurs ne possèdent que le cercle interne. Dans ce cercle, les différentes RAT disponibles (mais non utilisées) sont modélisées par des nuances de gris.

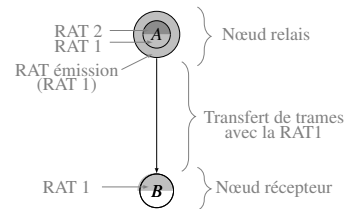


FIGURE 5.1 – Modélisation.

La Figure 5.2 illustre la répartition des charges dans un scénario plus élaboré. Chaque véhicule est représenté par un nœud, illustré par un ou deux cercles concentriques. Il y a cinq nœuds notés *A*, *B*, *C*, *D* et *E* avec comme sources, les nœuds *A* et *E*.

Il peut exister plusieurs technologies d'accès radio pour une même technologie de communication. Par exemple, un même véhicule peut avoir à disposition plusieurs points d'accès WiFi. L'utilisation d'une RAT à la place d'une technologie de communication permet de réaliser un choix plus fin entre les RAT d'une même technologie de communication lorsque les RAT sont en concurrence. Dans la modélisation de la Figure 5.2, les nœuds *A* et *E* n'ont qu'une seule RAT. Les nœuds *B*, *C* et *D* peuvent utiliser deux RATs.

Pour rappel, la technologie sélectionnée pour transmettre une trame est représentée dans la couronne extérieure du nœud par la couleur associée à la technologie élue. Le transfert effectif de trames est modélisé par un arc.

Les nœuds *A* et *E* sont des sources représentées par des cercles hachurés, qui diffusent des données. Les sources envoient plusieurs trames dans le même intervalle de temps. Les nœuds *B*, *C* et *D* relaient ces données. Deux

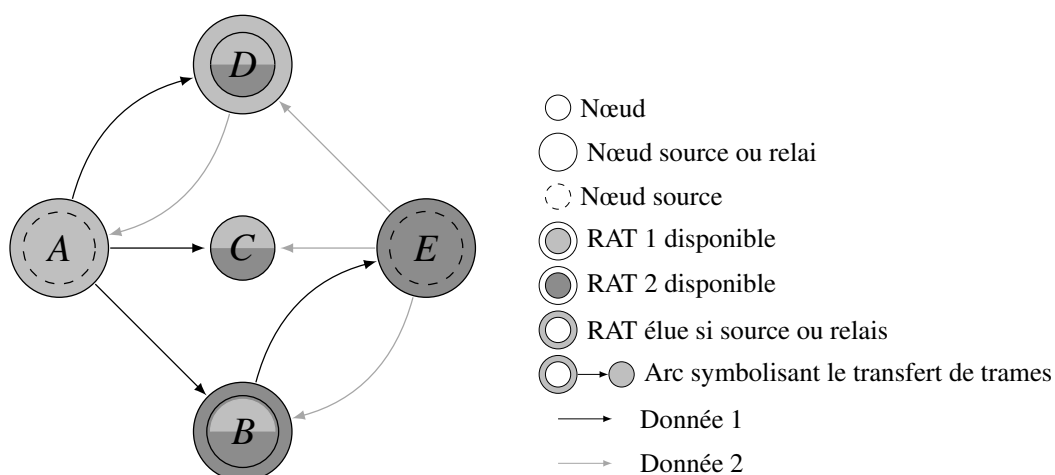
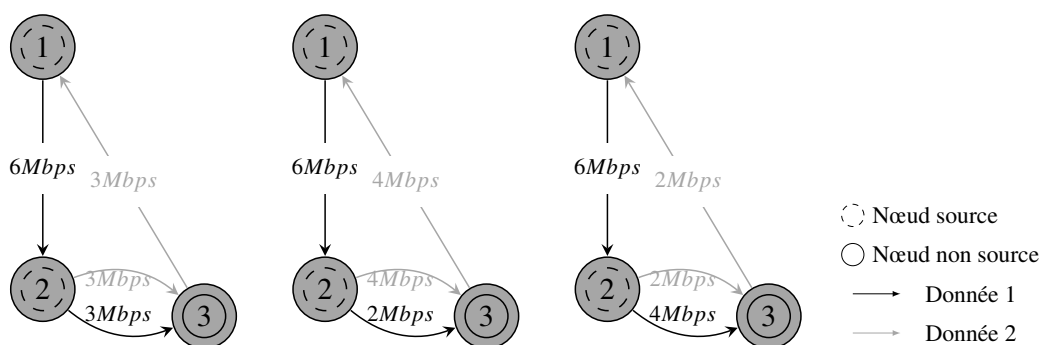


FIGURE 5.2 – Réseau avec deux technologies d'accès radio. Le nœud A reçoit des données provenant du nœud E et le nœud E reçoit des données provenant du nœud A.

arbres couvrants correspondant aux deux sources sont ainsi construits depuis les récepteurs (en trait plein et en pointillé dans la figure).



(a) Scénario de partage des débits de façon équitable.

(b) Scénario de partage des débits de façon non équitable.

(c) Scénario de partage des débits de façon non équitable.

FIGURE 5.3 – Illustration de trois scénarios possibles de partage de débits. Le transfert de la donnée d_1 est représenté par un trait plein, celui de la donnée d_2 est représenté par un trait hachuré.

Le transfert de deux trames différentes sur un même lien nécessite un partage de débits. La Figure 5.3 en est une illustration. Dans cet exemple, chaque donnée est de taille minimale et est transportée par une trame unique. Dans cette configuration, deux données sont diffusées avec la même RAT. L'objectif est d'optimiser la diffusion de ces deux données. Les nœuds 1 et 2 possèdent un débit maximal d'émission de $6Mbps$. Le lien de débit d'émission de $6Mbps$ est supposé être utilisé à 100% pendant le temps de

transmission. Le nœud 1 diffuse la donnée d_1 et le nœud 2 diffuse la donnée d_2 . Le nœud 1 ne peut émettre que vers le nœud 2. Le nœud 2 ne peut émettre que vers le nœud 3 et le nœud 3 ne peut émettre que vers le nœud 1. En s'appuyant sur cette base, trois exemples de partages des débits sont définis arbitrairement.

Un premier exemple d'échange des données est présenté dans la Figure 5.3a. Le nœud 1 est la source d'une trame à $6Mbps$ (représenté en trait plein) permettant à la donnée d_1 d'être envoyée du nœud 1 vers le nœud 2 à un débit d'émission de $6Mbps$. Or, le nœud 2 est la source de la donnée d_2 . Il doit donc relayer la première trame et la seconde trame vers le nœud 3. Comme le débit maximal d'émission du nœud 2 est de $6Mbps$, la donnée d_1 est envoyée du nœud 2 vers le nœud 3 à un débit d'émission de $3Mbps$ (trait plein) et la donnée d_2 est envoyée du nœud 2 vers le nœud 3 à un débit d'émission de $3Mbps$ (trait pointillé). Le nœud 3 reçoit les deux données à $3Mbps$. Il relaie la donnée au nœud 1 à un débit d'émission de $3Mbps$ (trait pointillé).

Un second exemple de répartition de charge est présenté dans la Figure 5.3b. Le partage des charges est similaire à l'exemple précédent excepté pour le nœud 2 qui relaie la donnée d_1 à un débit d'émission de $2Mbps$ (trait plein) et la donnée d_2 à un débit d'émission de $4Mbps$ (trait pointillé).

Un troisième exemple de répartition de charge est présenté dans la Figure 5.3c. Le partage des charges est similaire à l'exemple précédent excepté pour le nœud 2 qui relaie la donnée d_1 à un débit d'émission de $4Mbps$ (trait plein) et la donnée d_2 à un débit d'émission de $2Mbps$ (trait pointillé).

De manière globale, le débit total de données correspondant à la somme des poids de tous les arcs d'un même graphe est de $14Mbps$ pour la Figure 5.3c, de $15Mbps$ pour la Figure 5.3a, et de $16Mbps$ pour la Figure 5.3b.

Cependant, dans le cas où la donnée est composée d'une seule trame émise du nœud 1 vers le nœud 2 dans un premier temps, puis du nœud 2 vers le nœud 3 dans un second temps, la représentation du transfert des données à travers un unique chemin intemporel peut manquer en précision. L'utilisation d'un graphe évolutif, détaillé ci-dessous, permet de tenir compte de l'aspect temporel.

5.1.2 Représentation du problème

Le graphe $G = (V, A)$ est un digraphe (ou graphe orienté) avec V les sommets (nœuds), A les arcs et G_{t_i} le sous-graphe de G à l'instant t_i . La séquence ordonnée S_G de sous-graphes de G est la base du graphe évolutif $\mathcal{G} = (G, S_G)$. La variable Υ regroupe l'ensemble de toutes les Technologies

d'Accès Radio (RAT), avec Υ^v l'ensemble de toutes les RAT disponibles pour le nœud v . La variable V^k est l'ensemble de tous les nœuds ayant élu la RAT k . La variable w_{vk}^S représente le débit du nœud $v \in V$ utilisant la RAT k correspondant à la source S et w_v^S est le débit émis par le nœud v correspondant à la source S . P_{t_i} est un chemin dans le graphe G_{t_i} .

La Figure 5.4 illustre la mise en place de l'équilibrage des charges de la Figure 5.3a à travers l'utilisation d'un graphe évolutif G composé de trois sous-graphes G_1, G_2 et G_3 . Les nœuds 1 et 2 sont des sources et sont représentés avec un cercle pointillé, même quand la donnée n'a pas encore été transmise ou a déjà été transmise. L'analyse de cette figure est réalisée une première fois sous l'angle du partage des débits. Le lien de débit d'émission de $6Mbps$ est supposé être utilisé à 100% pendant le temps de transmission. Dans l'intervalle de temps représenté par son instant de début $t = 1$, le nœud 1 diffuse une trame au nœud 2 à un débit de $6Mbps$. Dans l'intervalle de temps représenté par son instant de début $t = 2$, le nœud 2 diffuse une trame au nœud 3 et relaie une trame au nœud 3. Le nœud 2 transfère la trame correspondant à la donnée d_1 à un débit d'émission de $3Mbps$ vers le nœud 3 (trait plein). Le nœud 2 transfère la trame correspondant aux données d_2 à un débit d'émission de $3Mbps$ vers le nœud 3 (trait pointillé). La somme des deux débits est donc bien de $6Mbps$.

Dans l'intervalle de temps représenté par son instant de début $t = 3$, le nœud 3 relaie une trame au nœud 1 à un débit de $3Mbps$.

Dans cet exemple, les intervalles de temps correspondent arbitrairement au transfert des trames. Plusieurs transferts auraient pu être réalisés dans un même intervalle de temps.

5.1.2.1 Modèle de réseau

L'aspect dynamique d'un réseau véhiculaire conduit naturellement à une modélisation par un graphe temporel. A. Ferreira [28] propose une modélisation tenant compte de la dynamique temporelle. Un graphe évolutif est considéré comme une permutation de graphes successifs au cours du temps.

Définition 5 Graphes évolutifs : Soit un digraphe orienté $G = (V, A)$, ainsi qu'une séquence ordonnée de ses sous-graphes avec V l'ensemble des sommets et A l'ensemble des arcs. $S_G = G_0, G_1, \dots, G_{\mathcal{T}}$, tel que $\mathcal{T} \in \mathbb{N}$, avec \mathcal{T} le nombre de graphes qui apparaissent au cours du temps. Le système $\mathcal{G} = (G, S_G)$ est appelé un graphe évolutif.

Soit t un indice d'instant tel que $t \in [0, \mathcal{T}]$ et G_t représente le sous-graphe de G à l'instant t . Ainsi, $\mathcal{G} = (G, S_G)$ peut être vu comme un simple système dy-

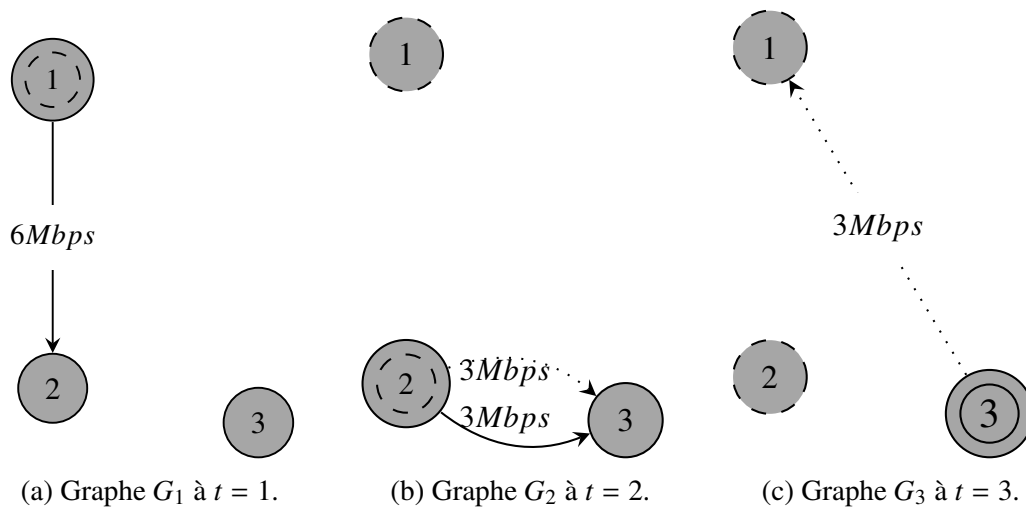


FIGURE 5.4 – Illustration d'un graphe évolutif composé des trois sous-graphes G_1 , G_2 et G_3 .

namique discret dépendant du temps. Deux graphes sont considérés comme identiques s'ils sont isomorphes¹. Tout sous-graphe G_t à $t \in [1, T - 1]$ est différent des sous-graphes G_{t-1} et G_{t+1} .

La Figure 5.4 décompose le graphe de la Figure 5.3a en un ensemble de sous-graphes, composant un graphe évolutif. L'analyse de cette figure est réalisée cette fois sous un aspect temporel.

Le premier sous-graphe noté G_1 dans la Figure 5.4a représente le scénario à l'instant $t = 1$. Au départ, le nœud 1 émet une trame correspondant à la donnée d_1 à un débit d'émission de $6Mbps$ vers le nœud 2 (trait plein).

Le second sous-graphe noté G_2 dans la Figure 5.4b représente le scénario à l'instant $t = 2$.

Le troisième sous-graphe noté G_3 illustre dans la Figure 5.4c à l'instant $t = 3$. Le nœud 3 relaie la trame de la donnée d_2 .

Pour les besoins de la résolution algorithmique, la modélisation des différentes RAT est combinée à l'utilisation d'un graphe évolutif.

5.1.2.2 Modèle de débit

Dans un environnement multi-RAT, chaque nœud est associé à un ensemble de cartes réseaux (Network Interface Controller, NIC), chacune d'elles permettant la communication en utilisant une technologie de communication dédiée. Chaque carte réseau met en œuvre une méthode d'accès au support spécifique et un ensemble de débits physiques. Dans l'article [5],

1. Un automorphisme de graphe est une bijection de l'ensemble des sommets vers lui-même tel que l'ensemble des arêtes est préservé.

les auteurs effectuent une classification des débits liés à la connexion d'un nœud mobile à une station de base.

Le terme station de base est issu de la définition de l'article [5]. Nous considérons un environnement sans fils hétérogène composé de M stations de base et de N utilisateurs (nœuds mobiles).

Ce terme générique de station de base désigne ici à la fois : l'eNodeB (evolved Node B) qui est la station de base des réseaux mobiles basés sur les technologies LTE ou LTE Advanced, le NodeB qui est la station de base dans les réseaux UMTS, le point d'accès (Access Point) qui est en quelque sorte la station de base dans les réseaux WiFi ou WAVE (Wireless Access for Vehicular Environment). Dans ce travail, les technologies de communication peuvent être fixes ou mobiles, et les nœuds adhoc sont vus comme des nœuds mobiles dotés d'une ou plusieurs technologies de communication embarquée. Le point central de cette modélisation est que les nœuds se partagent les intervalles du spectre de fréquence en fonction de chaque RAT à laquelle ils ont accès.

L'article [5] modélise le débit atteignable à travers deux classes en fonction de la RAT choisie. Un nœud v dans l'ensemble V connecté à une station k atteint le débit w_{vk} correspondant à un débit physique $\mathcal{R}_{(v,k)}$. Cette station k utilise l'une des technologies disponibles pour v . Toutes les technologies disponibles pour v sont notées Υ^v . En effet, chaque arc $a \in A$ est associé à cette fonction $w : (A_v, k) \rightarrow \mathbb{R}^+$ avec v la queue de l'arc et \mathbb{R} l'ensemble réel.

En supposant des canaux stationnaires pour un même sous-graphe dans S_G , chaque station k est associée à une fonction $f_k : \mathbb{N}^+ \rightarrow \mathbb{R}^+$ et n_k est le nombre de nœuds connectés à la station k . Cette fonction f_k normalise le partage des intervalles de fréquence associés à la station k entre les différents utilisateurs.

Définition 6 *Modèle de débit de classe 1 [5] : Dans cette classe, le débit d'un utilisateur v connecté à la station de base k dépend des utilisateurs spécifiques qui sont connectés à cette station de base. Tous les utilisateurs qui partagent la même station de base obtiennent le même débit. Par abus de langage, le débit applicatif est exactement le même entre les utilisateurs d'une même station de base et est exprimé dans l'Équation 5.1.*

$$w_{vk} = f_k(\mathcal{R}_{(1,k)}, \mathcal{R}_{(2,k)}, \dots, \mathcal{R}_{(n_k,k)}), \forall v \in V \quad (5.1)$$

Dans l'Équation 5.1, la variable n_k représente le nombre total d'utilisateurs de la station de base k . Le débit physique atteint est représenté par $\mathcal{R}_{(v,k)}$ avec v le nœud et k la station de base.

Un exemple de ce type de protocole MAC est la fonction de coordination distribuée (DCF) mise en œuvre dans la norme 802.11, dans laquelle une station de base WiFi fournit un accès équitable aux utilisateurs de la liaison montante comme illustrés dans les articles [34] et [11]. Le débit des utilisateurs sur la liaison descendante dépend de la technique de mise en file d'attente mise en œuvre sur la station de base. La technique la plus courante utilise un système de rotation. Ainsi, le débit de la liaison descendante d'un utilisateur WiFi peut être exprimé dans l'Équation 5.2.

$$w_{vk} = \frac{L}{\sum_{i \in V} \frac{L}{R_{(i,k)}}, \forall v \in V \quad (5.2)$$

Dans l'équation 5.2, la variable L représente la taille des paquets. Des modèles de débit similaires à l'équation 5.1 peuvent également être dérivés pour la liaison montante comme illustré dans l'article [11].

Définition 7 *Modèle de débit de classe 2 [5] : Dans cette classe, le débit d'un utilisateur v connecté à la station de base k dépend uniquement du nombre total d'utilisateurs noté n_k qui se partagent la même station de base k , et non d'une combinaison spécifique d'utilisateurs. Cependant, le débit de chaque utilisateur peut être différent de celui des autres utilisateurs et est exprimé dans l'Équation 5.3.*

$$w_{vk} = R_{(1,k)} \times f_k(n_k) \quad (5.3)$$

Les protocoles MAC TDMA équitables en temps sont un exemple de modèle de débit de classe 2. Dans ce cas, le support sans fils, est partagé de manière temporelle entre tous les utilisateurs, de sorte que chaque utilisateur dispose de la même durée pour accéder au support. Par conséquent, le débit d'un utilisateur v connecté à une station de base k à répartition temporelle équitable est exprimé dans l'Équation 5.4.

$$w_{vk} = \frac{R_{(v,k)}}{n_k} \times \sum_{j=1}^{n_k} \frac{1}{j}, \forall v \in V \quad (5.4)$$

Les protocoles MAC basés sur l'OFDMA avec partage équitable des sous-porteuses (par exemple, avec le WiMAX) sont un autre exemple de modèle de débit de classe 2. Avec un partage équitable du spectre de

fréquences, les utilisateurs reçoivent un nombre similaire de sous-porteuses. Par conséquent, le débit d'un utilisateur v ne dépend que du nombre total d'utilisateurs partageant la même station de base, et serait similaire à l'Équation 5.4.

Pour synthétiser, on peut dire que le modèle de débit de classe 1 est représentatif d'un accès concurrentiel ou par compétition, et que le modèle de débit de classe 2 est représentatif d'un accès divisé en tranche de temps ou par négociation.

Par la suite, le terme de technologie de communication sera utilisé, par abus de langage, à la place de Station de Base.

5.1.3 Formalisation du problème ACMRat

Dans un graphe évolutif comprenant plusieurs technologies d'accès radio, un chemin² doit satisfaire des contraintes temporelles et de capacités. Ces contraintes sont liées aux différences entre les graphes et à l'interface embarquée.

Définition 8 *Chemin dans un graphe à variation temporelle ou graphe évolutif [28]*

Soit P un chemin dans G_i , avec s la source ou début du chemin et d la destination ou fin du chemin. Un chemin dans G entre deux sommets s et d de V_G est une séquence $P_G(s, d) = (P_{t_1}, P_{t_2}, \dots, P_{t_m})$ à $t_1 \leq t_2 \leq \dots \leq t_m$ tel que chaque P_i est un chemin dans G_i avec s la source initiale et d la destination finale.

Supposons un graphe $G = (V, A)$. Soit Υ^v l'ensemble des technologies de communication disponibles pour le nœud v et V^k l'ensemble des nœuds qui ont choisi k comme technologie, avec $k \in \Upsilon$. Ainsi, si le nœud v a la technologie de communication k dans sa liste de technologies de communication disponibles, alors $k \in \Upsilon^v$ avec $\Upsilon^v \subseteq \Upsilon$. Si v a sélectionné k alors v est dans V^k avec $V^k \subseteq V$.

Une donnée est transférée avec uniquement la RAT sélectionnée. Les technologies de communication définissent tous les arcs disponibles dans A . Le transfert d'une donnée est possible si la RAT choisie par l'émetteur est l'une de celles disponibles chez les récepteurs. Le concept de chemin réalisable formalise cette idée.

². En théorie des graphes, un chemin est une marche dans laquelle tous les sommets sont distincts.

Définition 9 Chemin avec contraintes de capacité : Le terme capacité permet de tenir compte des choix de technologie de communication réalisés le long du chemin pour permettre le transport de données de bout en bout. La RAT utilisée par l'émetteur doit faire partie des RAT connues par le récepteur. Formellement, un chemin avec des contraintes de capacité P de longueur p d'une source v_1 à une destination v_p est défini comme $P(v_1, v_p) = (v_1, v_2, \dots, v_p) | \forall i \in [1, p-1], \exists k \in \Upsilon, v_i \in V^k, k \in \Upsilon^{v_{i+1}}$.

Définition 10 Chemin faisable : Un chemin P est faisable si P est un chemin dans un graphe évolutif (définition 8) et respecte les contraintes de capacité (définition 9).

La Figure 5.5 illustre un graphe évolutif composé en trois sous-graphes. Le temps est divisé en intervalles tel que chaque intervalle commence par un instant t , indice du graphe G_t .

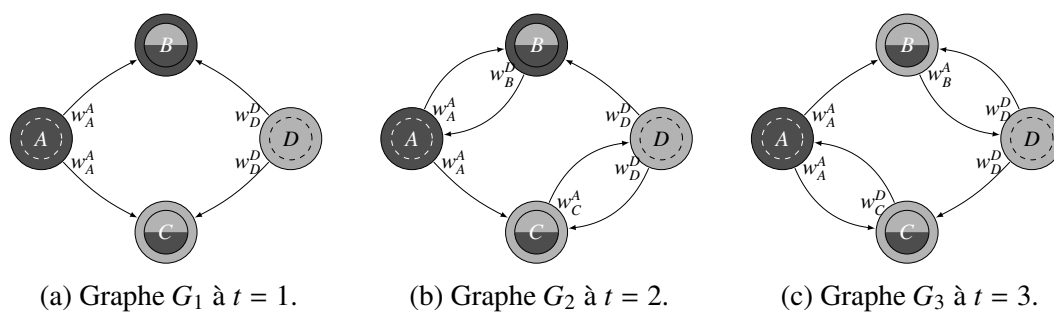


FIGURE 5.5 – Illustration d'un graphe évolutif composé des trois sous-graphes G_1 , G_2 et G_3 .

La Figure 5.5a représente un sous-graphe G_1 à $t = 1$ composé de quatre nœuds et deux sources. La variable w_v^S est le débit théorique émis par le nœud v correspondant à la source S . Dans cette figure, la source A diffuse des trames aux nœuds B et C avec un débit théorique de w_A^A . La source D diffuse également des trames aux nœuds B et C avec un débit théorique de w_D^D . La Figure 5.5b représente un sous-graphe G_2 à $t = 2$. Dans cette figure, le nœud B transfère les trames provenant de la source D au nœud A avec un débit théorique de w_B^D . Le nœud C transfère les trames provenant de la source A au nœud D avec un débit théorique de w_C^A . Un changement de technologies de communication induisant un changement de route apparaît au temps $t = 3$. La Figure 5.5c représente ce nouveau sous-graphe noté G_3 . Dans cette figure, le nœud B transfère le message provenant de la source A au nœud D avec un débit théorique de w_B^A . Le nœud C transfère le message provenant de la source D au nœud A avec un débit théorique de w_C^D .

La Figure 5.5 intègre plusieurs chemins faisables. Il existe deux chemins allant de A vers D qui sont $P1_G[A, D] = (P1_{t_1}, P1_{t_2})$ avec $P1_{t_1} = (A, C)$ dans G_1 et $P1_{t_2} = (C, D)$ dans G_2 . Il existe également $P2_G[A, D] = (P2_{t_2}, P2_{t_3})$ avec $P2_{t_2} = (A, B)$ dans G_2 et $P2_{t_3} = (B, D)$ dans G_3 .

Il existe également deux chemins allant de D vers A qui sont $P3_G[D, A] = (P3_{t_1}, P3_{t_2})$ avec $P3_{t_1} = (D, B)$ dans G_1 et $P3_{t_2} = (B, A)$ dans G_2 . Il existe également $P4_G[D, A] = (P4_{t_2}, P4_{t_3})$ avec $P4_{t_2} = (D, C)$ dans G_2 et $P4_{t_3} = (C, A)$ dans G_3 . Ces exemples illustrent les constructions de chemins faisables.

La formulation du problème *ACMRat* se base sur la création d'un arbre couvrant intégrant la notion de chemin faisable (définition 10).

Problème des arbres couvrants dans les réseaux véhiculaires avec plusieurs technologies d'accès radio. *ACMRat*

Entrée : Un graphe $G = (V, A)$ appartenant à un graphe évolutif \mathcal{G} , Υ un ensemble de technologies et $S \in V$ un ensemble de sources.

Sortie : Un ensemble S d'arbres couvrants respectant les règles des chemins faisables comme présenté dans la définition 10 pour tout sommet du chemin. Le débit total est maximisé à travers le choix des technologies d'accès radio et du routage des données.

Remarque 3 *Le problème ACMRat peut être modifié et donner naissance à plusieurs variantes notamment avec l'ajout des contraintes de délai maximal et de capacité minimale pour chaque demande. Cependant, l'approche utilisée dans ce chapitre se concentre uniquement sur les critères du débit et de la stabilité du lien.*

Remarque 4 *Le modèle utilisé perd en précision en raison de la discrétisation du débit, avec l'utilisation des données issues d'un instant précis pour chaque intervalle de temps.*

L'algorithme nécessite une phase d'initialisation préalable. Chaque véhicule voulant émettre une trame diffuse un message à ses voisins pour annoncer le débit proposé. Les informations transférées dans cette phase préalable sont utilisés lors de la résolution algorithmique du problème *ACMRat*. La sélection à la fois du choix de l'émetteur d'une trame quand plusieurs véhicules sont en concurrence et à la fois de la RAT utilisée.

5.1.3.1 Phase d'initialisation

Dans le processus d'initialisation, chaque nœud possédant une donnée diffuse un message R_{inf} à tous ses voisins accessibles. Le message R_{inf} est envoyé à intervalles de temps réguliers et comprend trois métadonnées : l'identifiant de la source S , l'identifiant de l'émetteur T et le débit associé w_T^S , représenté par le triplet $\langle S, T, w_T^S \rangle$.

Le nœud récepteur du message R_{inf} enregistre ces trois informations ainsi que l'instant associé à la réception déterminé par une horloge locale. Parmi les candidats correspondant à la même source, ce sommet sélectionne un seul voisin en utilisant l'algorithme appelé *SARE* (pour *Selection Algorithm for RAT and data Emitter*). Les nœuds voisins sont ainsi notifiés de cette élection par des messages R_{inf} .

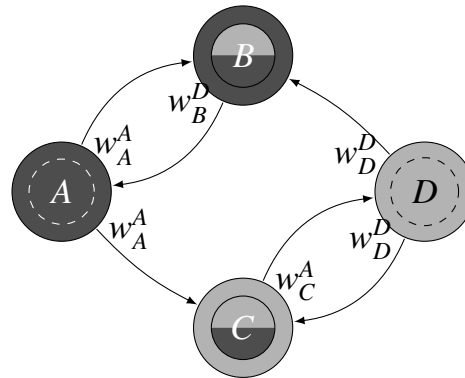


FIGURE 5.6 – Graphe final.

Un exemple de mise en application des messages d'initialisation est présenté dans la Figure 5.6. Dans ce scénario, le nœud A peut communiquer directement avec B et C . Le nœud D peut communiquer directement avec B et C . Les nœuds B et C peuvent communiquer avec n'importe quel autre nœud.

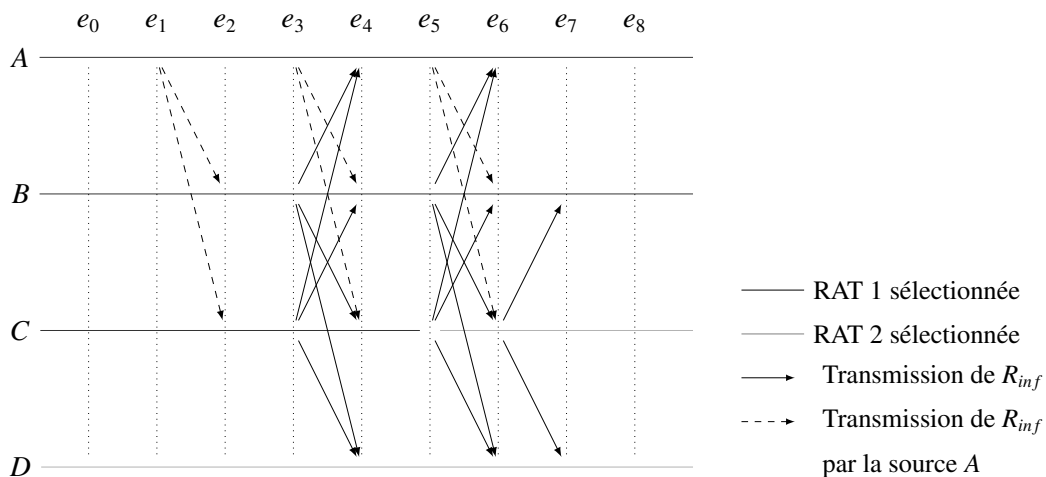


FIGURE 5.7 – Envoi des messages R_{inf} .

A partir d'un scénario à quatre nœuds, avec deux sources (A et B), un

chemin est effectué comme illustré dans la Figure 5.6. Le nœud D reçoit les informations de A par le nœud C et le nœud A reçoit les informations de D par le nœud C également. Cette sélection est effectuée en fonction des informations transmises lors de la réception du message d'initialisation R_{inf} .

Seule une partie des messages concernant les informations envoyées par le nœud A est détaillée dans la Figure 5.7. Les événements e sont différents des instants t , car - afin de gagner en précision - plusieurs événements sont possibles au sein d'un même intervalle de temps débutant à un instant t .

Dans cette figure, le nœud A envoie à des intervalles de temps réguliers (e_1 , e_3 et e_5) des messages R_{inf} informant les nœuds B et C que A est une source d'information. Les nœuds B et C , une fois cette information reçue, préviennent qu'ils peuvent eux-mêmes relayer cette information (e_3 et e_5). Le nœud C effectue un changement de RAT qui modifie le débit proposé. Dès lors, il prévient ses voisins des changements de sa valeur de débit dans l'événement e_6 .

Processus	Événements	Actions
Algorithme $SARE$	$e_0 - e_1$	A, B, C choisissent une technologie
Messages R_{inf}	e_1	A envoie $\langle A, A, w_A^A \rangle$
Messages R_{inf}	e_2	B, C reçoivent $\langle A, A, w_A^A \rangle$
Algorithme $SARE$	$e_2 - e_3$	B, C élisent A
Messages R_{inf}	e_3	A envoie $\langle A, A, w_A^A \rangle$ B envoie $\langle A, B, w_B^A \rangle$ C envoie $\langle A, C, w_C^A \rangle$
Algorithme $SARE$	e_4	Réception des messages
Messages R_{inf}	$e_4 - e_5$	A enregistre $\langle A, C, w_C^A \rangle, \langle A, B, w_B^A \rangle$ B enregistre $\langle A, A, w_A^A \rangle, \langle A, C, w_C^A \rangle$ C enregistre $\langle A, A, w_A^A \rangle, \langle A, B, w_B^A \rangle$
Messages R_{inf}	e_5	A envoie $\langle A, A, w_A^A \rangle$ B envoie $\langle A, B, w_B^A \rangle$ C envoie $\langle A, C, w_C^A \rangle$
Algorithme $SARE$	$e_5 - e_6$	C change de technologie (sélection)
Messages R_{inf}	e_6	Réception des messages C envoie $\langle A, C, w_C^A \rangle$
Messages R_{inf}	$e_7 - e_8$	B, D enregistrent $\langle A, C, w_C^A \rangle$ D élit C

TABLE 5.1 – Relation entre R_{inf} et $SARE$.

Le tableau 5.1 détaille certains des messages envoyés, notamment l'influence du changement de technologies d'accès radio (RAT) à e_5 pour le nœud C . L'accent est mis sur les messages utilisés dans le choix du nœud C

par D pour relayer les informations de A .

L'application de l'algorithme *SARE* est effectuée entre chaque événement. Entre e_5 et e_6 , un changement de RAT apparaît pour le nœud C . De nouveaux nœuds sont sélectionnés entre $e_2 - e_3$ et $e_7 - e_8$. Le résultat donne le graphe de la Figure 5.6.

Remarque 5 *L'identification de la source est effectuée avec des nombres aléatoires suffisamment grands pour limiter le risque d'avoir deux nombres aléatoires identiques.*

Remarque 6 *L'enregistrement de la date de réception permet de filtrer les informations périmées. Ce système offre une première adaptation à la dynamique du graphe.*

Une fois l'initialisation réalisée, l'algorithme de sélection des RAT, détaillé dans la section suivante, est réalisé.

5.2 L'algorithme de sélection des RAT

La solution proposée a pour objectif de fournir une résolution complètement distribuée, à la fois stable et rapide. L'objectif est de maximiser le débit. Le choix opéré résulte dans la sélection de la technologie d'accès radio (RAT) et de la route empruntée par les données. Pour ce faire, deux outils mathématiques sont combinés. Les algorithmes génétiques permettent de stabiliser le choix de la technologie de communication. L'apprentissage par renforcement permet de favoriser les routes les plus stables.

La sous-section 5.2.1 détaille les mécanismes de l'apprentissage par renforcement qui apparaîtront dans l'algorithme présenté sous-section 5.2.2.

5.2.1 Apprentissage par renforcement

L'apprentissage par renforcement permet de favoriser un comportement souhaité par le biais d'interactions avec l'environnement.

Dans ce chapitre, le comportement souhaité consiste à favoriser les liens stables lors des interactions entre véhicules. En effet, un véhicule ayant communiqué dans le passé avec un autre véhicule, enregistre des informations (notamment le débit) associées à cette communication. Ces informations influent sur la prise de décision lors de la sélection pour un véhicule de l'émetteur d'une donnée. Dès lors, un lien stable sera associé à des précédentes valeurs prises en compte lors du choix de l'émetteur.

L'Appendice D détaille les spécificités de l'apprentissage par renforcement par rapport aux autres méthodes d'apprentissage. L'algorithme est basé sur un système d'essais et d'erreurs et sur un système de récompenses. L'objectif est d'augmenter les récompenses par des modifications. L'analyse et la définition de la fonction de Q -apprentissage est une approche classique pour résoudre un problème de renforcement. La Figure 5.8 illustre cette méthode.

L'agent possède un ensemble d'états S (*state*) et d'actions A . Les actions $a \in A$ permettent à l'agent d'obtenir une récompense r et de changer d'état. Par convention les nouvelles actions testées sont notées a' , $a' \in A$. L'objectif de l'agent revient à maximiser la récompense. La fonction de Q -apprentissage peut donc être formalisée à travers l'ensemble des interactions action-état $Q : S \times A \rightarrow \mathcal{R}$, avec \mathcal{R} la récompense.

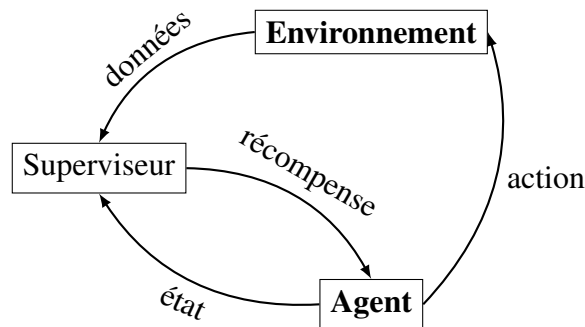


FIGURE 5.8 – Méthode d'apprentissage par renforcement.

A chaque itération de l'algorithme, la fonction de passage d'un état s vers un état s' grâce à une action a est mise à jour selon l'équation de Bellman [79].

$$Q[s, a] = (1 - \tau) \times Q[s, a] + \mathcal{R} \times (r + \gamma \times \max_{a'} Q[s, a']) \quad (5.5)$$

Dans l'Équation 5.5, τ représente le facteur d'apprentissage associé à l'importance accordée aux actions passées. Le facteur γ tel que $0 \leq \gamma \leq 1$ est le facteur de discrétisation. Chaque transition de l'état s après l'exécution de l'action a est associée à un facteur r représentant la récompense.

Dans le cas de l'algorithme de *SARE*, la sélection de l'état se fait selon un processus d'exploration/exploitation. Chaque émetteur de trames est associé à une valeur de récompense r associée à son débit. Une nouvelle valeur de Q – *apprentissage* est créée pour chaque émetteur tenant compte du débit théorique proposé r et des changements d'état passés $Q[s, a]$ selon le ratio \mathcal{R} et du meilleur coût du nouveau changement d'état $\max_{a'} Q[s, a']$ correspondant à l'action a' selon le ratio γ appelé facteur de discrétisation.

Dans le cadre de cet algorithme, la distribution de Gibbs (Équation 5.6) est utilisée pour gérer le compromis exploration/exploitation.

$$\mathcal{R} = \frac{\exp(Q[s, a])}{\sum_{a'=1}^n \exp(Q[s, a'])} \quad (5.6)$$

Dans l'Équation 5.6, la variable n est le nombre des actions explorées, et a' est une de ces actions.

L'apprentissage par renforcement permet aux algorithmes de s'adapter aux situations de stabilité qui apparaissent lors de clusters. La sous-section 5.2.2 détaille le fonctionnement de l'algorithme de sélection des RAT et des émetteurs de trames *SARE* utilisant cette fonction d'apprentissage par renforcement.

5.2.2 Présentation de l'algorithme

Dans ce protocole, chaque nœud intègre et exécute l'algorithme de sélection des RAT et des émetteurs (*SARE*). Le processus est entièrement distribué. Cette partie est fortement liée au choix des technologies de communication des émetteurs voisins. Par exemple, un premier chemin est choisi par une liaison directe entre deux nœuds. Son débit est ensuite amélioré par des communications multi-sauts. Les choix qui permettent de préférer une RAT à une autre sont : le débit et la stabilité des liens entre les nœuds voisins.

Données : $p, \eta, \Upsilon^i, h, q, \tau, \gamma_n$ et s sources
Résultat : s arbres couvrants

- 1 Initialisation;
- 2 **Répéter**
- 3 **Pour** chaque technologie $k' \in \Upsilon^i$ **faire**
- 4 **si** $\frac{w_{ik'}}{w_{ik}} > \eta$ & $rand < p^{m_i+1}$ **alors**
- 5 **si** mouvements concurrents **alors**
- 6 $m_i \leftarrow m_i + 1$;
- 7 **sinon**
- 8 $m_i \leftarrow 0$;
- 9 **fin**
- 10 choisir k'
- 11 **fin**
- 12 **fin**
- 13 **Pour** chaque Y_s **faire**
- 14 élection d'un nouveau nœud v avec probabilité q_{sv} ;
- 15 mise à jour du vecteur Y_s, Q_s selon l'horloge locale ;
- 16 **Pour** chaque $v \in \mathcal{N}_i$ **faire**
- 17 $Y_{sv} \leftarrow (Y_{sv} + \gamma_n \times \frac{w_{kv}^s - \tau \times Y_{sv}}{q_{sv}}) \wedge w_{ik}^s$;
- 18 $q_{sj} \leftarrow \frac{\exp(Y_{sj})}{\sum_{u \in Y_s} \exp(Y_{su})}$;
- 19 **fin**
- 20 **fin**
- 21 **Jusqu'à fin de l'algorithme**;

Algorithme 3 : Algorithme de sélection des RAT et des émetteurs (SARE)

v Cet algorithme combine plusieurs algorithmes existants. Le choix des RAT est inspiré de l'algorithme 8 de l'article [5]. L'utilisation dans une approche distribuée du Q – *apprentissage* est inspirée de l'article [20] et l'application dans le cadre des réseaux véhiculaires de l'article [7].

5.2.3 Fonctionnement de l'algorithme

Précédemment, la modélisation a présenté le débit associé au nœud i à la source s grâce à la variable w_i^s . Cependant, cette représentation ne permet pas de comparer deux technologies k entre elles. Le débit comparé est théorique. De ce fait, une nouvelle variable est créée. La variable w_{ik}^s représente le débit associé au nœud i pour la technologie de communication k et la donnée issue de la source s .

Dans la première partie, la variable Υ^i est l'ensemble des technologies de communication disponibles pour le nœud i , p est le paramètre de rando-

misation, η est le seuil d'échange, h est le paramètre d'hysteresis, Y_s est le vecteur de récompense pour une donnée issue de la source s , Y_{sv} est le score spécifique pour chaque voisin v avec $Y_{sv} \in Y_s$.

Dans la partie sélection de l'émetteur, Q_s est le vecteur de probabilité pour la source s et permet de comparer les offres en débit de chaque émetteur potentiel v , q_{sv} est la variable de probabilité avec $q_{sv} \in Q_s$, γ_n est la variable de taille de l'étape, τ est le taux d'apprentissage (ou facteur de décompte).

La variable de taille de pas est γ_n telle que γ_n soit dans L_2 ($\sum_n \gamma_n^2 < +\infty$) mais pas dans L_1 ($\sum_n \gamma_n = \pm\infty$) et avec n représentant les itérations. La variable τ représente quant-à-elle le taux de réduction. Par exemple, avec $\tau < 0$, l'accent est mis sur les informations passées, $\tau = 0$ indique que toutes les informations sont traitées de la même manière et $\tau > 0$ met l'accent sur les informations récentes.

Choix de la technologie (Lignes 3-11). Une technologie de communication est sélectionnée si le débit proposé dépasse un seuil (η). Le débit utilisé $w_{ik'}$ correspond au débit que la technologie de communication k' fournirait si elle était élue. Le débit w_{ik} correspond au débit actuel depuis le nœud i . Le nombre de changements de technologie est contrôlé par un facteur de probabilité $p < 1$ à la ligne 4.

Ce paramètre aléatoire est inspiré du back-off binaire exponentiel dans le DCF 802.11 et limite les déplacements concurrents (migration vers une même technologie de communication).

Ce choix d'un débit croissant évite ainsi les boucles par la nécessité d'augmenter le débit. Il représente un seuil à dépasser pour autoriser le changement de technologies de communication.

La technologie de communication élue, en plus de diffuser les trames aux récepteurs qui les ont sélectionnées, envoie régulièrement des messages R_{inf} .

Les messages R_{inf} des différents émetteurs candidats sont reçus, stockés, triés et utilisés pendant la deuxième partie de l'algorithme.

Les informations R_{inf} sont enregistrées et triées par source dans le vecteur Y . Si un même émetteur envoie plusieurs R_{inf} , seul le dernier reçu est conservé (en fonction de sa date de réception).

Les mouvements concurrents désignent l'utilisation d'une même technologie de communication par plusieurs utilisateurs.

Choix de l'émetteur (Lignes 12-19). Un émetteur est élu pour chaque donnée provenant d'une source s grâce au vecteur Y_s qui contient les candidats

liés à s (Ligne 14). La sélection de l'émetteur (Ligne 14) se fait en fonction de la probabilité q_{sv} du vecteur Q_s qui le contient. Le score Y_{sj} est calculé selon une somme d'actualisation avec les règles de distribution de Gibbs (Équation 5.6). La ligne 14 filtre les données périmées en fonction de l'horloge de réception. Pour chaque message reçu d'un nœud v , la *phase de mise à jour* ligne 14 intègre aussi les nouveaux messages avec $Y_{sv} = 0$, les trois informations détaillées dans la phase d'exploration. De plus, tous les q_{sv} sont équiprobables pour le même s au départ. La ligne 16 pose les bases de l'apprentissage par renforcement, notamment la variable τ . Le débit $w_{vk_v}^s$ correspond au débit propre à la source s et passant par le nœud v . Puisque le flux obéit aux contraintes de capacité (Définition 10) et que le transfert dans le meilleur des cas conserve son débit, le terme \wedge signifie minimisation.

5.3 Propriétés

Cette section discute de plusieurs propriétés de l'algorithme *SARE*. Tout d'abord, le problème est défini comme un jeu appelé SA_{game} et présenté dans la sous-section 5.3.1. La stabilité du modèle est montrée par les propriétés de convergence vers un équilibre de Nash dans la sous-section 5.3.2. Tandis qu'une utilisation judicieuse des ressources est assurée par le concept d'efficacité dans la sous-section 5.3.3. Ces propriétés sont principalement basées sur les travaux illustrés dans les articles [41, 5, 21].

5.3.1 Modèle de jeu de routage non coopératif

Le problème étudié est décrit comme un jeu compétitif ou non coopératif $\langle \mathcal{N}, \Phi_i, u_i : \Phi_i \rightarrow \mathbb{R} \rangle$ tel que défini dans l'article [63] et est appelé SA_{game} . Le lien avec la représentation graphique est détaillé comme suit. L'ensemble des joueurs \mathcal{N} correspond à l'ensemble des nœuds dans V_G avec V_G les sommets de G , un graphe contenu dans \mathcal{G} . La stratégie de chaque nœud i , notée Φ_i , est basée sur le choix de $|S|$ voisins correspondant à $|S|$ candidatures reçues.

La stratégie consiste à choisir pour chaque source du sous-graphe correspondant un émetteur voisin. Le choix de la technologie de communication permet d'équilibrer les charges lors de l'algorithme 3. Enfin, le gain (ou fonction de coût) est représenté par le débit global.

Les coûts ou les bénéfices qu'un joueur tire de l'utilisation d'une ressource sont déterminés par le nombre de joueurs utilisant cette ressource. Dans le modèle de congestion de Rosenthal [36], chaque joueur sélectionne

un sous-ensemble de ressources.

Le débit local pour un nœud i correspond à l'équation suivante :

$$u_i(\mathcal{S}_i) = \sum_{j \in \text{select}(i)} w_{jk_j}^s, \forall s \in \mathcal{S} \quad (5.7)$$

Dans l'Équation 5.7, $\text{select}(i)$ coorespond à la liste des sommets élus par i de telle sorte qu'un voisin j appartienne à un arbre couvrant dont la racine est un nœud $s \in \mathcal{S}$. Dans ce cadre, ce jeu est adapté comme un jeu potentiel avec la définition d'une *fonction potentielle*, notée

$$\Psi(i) = \sum_{l \in V} \sum_{j \in \text{select}(l)} w_{jk_j}^s, \forall s \in \mathcal{S} \quad (5.8)$$

avec i appartenant au sous-graphe de résolution du problème composé de plusieurs arbres couvrants (un par source). Cette *fonction potentielle* est directement liée au calcul de u_i selon les règles des jeux de potentiel (Équation 5.7 et Équation 5.8).

L'exemple basique de la Figure 5.9 illustre un jeu associé aux réseaux véhiculaires. Dans cette figure, les nœuds 1, 2 et 3 correspondent aux sommets v_1 , v_2 et v_3 . Chaque nœud dispose de deux RAT notées c_1 et c_2 et doivent en élire une.

Les nœuds 1 et 2 sont deux sources du graphe complet de trois nœuds. Deux arbres couvrants sont créés pour propager les données. Le nœud 3 a deux voisins notés 1 et 2. Le nœud 3 reçoit deux messages R_{inf} provenant des deux sources. Il dispose donc deux voisins entre lesquels deux données peuvent transiter. On considère dans cet exemple, que chaque donnée n'est composée que d'une seule trame. Dans l'exemple, la stratégie $\Phi_3 = (v_1^{c_1}, v_2^{c_2})$ signifie que le nœud 3 reçoit deux données à travers la stratégie suivante : la donnée d_1 ayant comme source le nœud 1 en utilisant la RAT c_1 et la donnée d_2 ayant comme source le nœud 2 en utilisant la RAT c_2 .

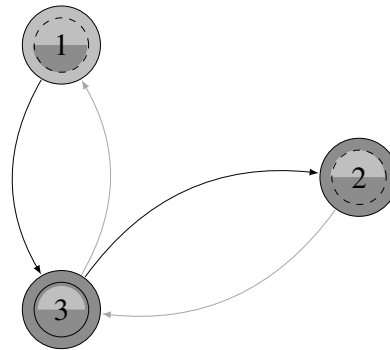


FIGURE 5.9 – Illustration de la stratégie Φ_3 à travers un graphe à trois sommets.

L'ensemble des stratégies du nœud 3, appelé ϕ_3 est défini par l'Équation 5.9.

$$\phi_3 \in \{(v_1^{c_1}, v_1^{c_1}), (v_2^{c_2}, v_1^{c_1}), (v_2^{c_2}, v_2^{c_2}), (v_1^{c_1}, v_2^{c_2})\}, \quad (5.9)$$

avec $v_i^{c_j}$ correspondant au voisin i ayant sélectionné la RAT c_j , tel que c_1 et c_2 peuvent correspondre à la même RAT. Dans la Figure 5.9, la stratégie choisie par le nœud 3 est $(v_2^{c_2}, v_2^{c_2})$.

La fonction u_3 associe une valeur appelée débit local à Φ_3 . Cette fonction est détaillée dans l'Équation 5.7. Le débit total, correspondant à la somme des débits locaux pour chaque nœud, est appelé *fonction potentielle* (Équation 5.7).

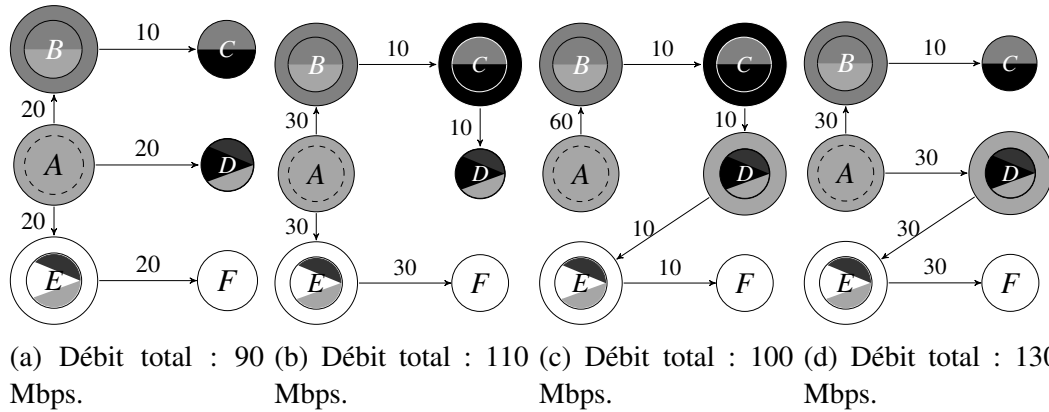


FIGURE 5.10 – Diffusion d'une donnée de A à tous ses voisins. Deux graphes atteignent l'équilibre de Nash.

La Figure 5.10 utilise ce principe dans un exemple plus complet qui permet d'illustrer l'équilibre de Nash et l'impact sur le résultat total. Dans la Figure 5.10, six nœuds disposent de cinq technologies de communication différentes, comme le détaille le tableau 5.2.

RAT	Débit	Nœuds
RAT 1 (gris)	60Mbps	A, B, D, E
RAT 2 (gris sombre)	10Mbps	B, C
RAT 3 (noir)	30Mbps	C, D
RAT 4 (blanc)	30Mbps	E, F
RAT 5 (gris clair)	30Mbps	D, E

TABLE 5.2 – Débits associés aux RAT rencontrés dans la Figure 5.10.

Dans ce tableau, les débits sont définis arbitrairement et les technologies de communication ont toutes la même portée. Chaque nœud choisit sa

technologie. Le nœud A peut communiquer avec les nœuds B , D et E . Le nœud B peut communiquer avec les nœuds A , C , D et E . Le nœud C peut communiquer avec les nœuds B et D . Le nœud D peut communiquer avec les nœuds A , B , C et E . Le nœud E peut communiquer avec les nœuds A , B , D et F . Enfin, le nœud F ne peut communiquer qu'avec le nœud E .

La stratégie initiale de chaque nœud consiste à maximiser son gain représenté par le flux reçu, et ce de manière unilatérale. Dans la Figure 5.10, l'équilibre de Nash est atteint dans les deux configurations représentées par les graphes (b) et (d) . La configuration b est associée à un débit total de 110 Mbps, inférieur à 130 Mbps, débit atteint par la configuration du graphe d . Cependant, pour passer à la configuration d , deux changements de technologie de communication sont nécessaires, en passant par un état avec un débit plus faible. En effet, passer de la configuration b à la configuration d permettrait d'augmenter le gain total. Par exemple, le nœud E sélectionne le nœud D comme émetteur (configuration c), puis le nœud D sélectionne le nœud A comme émetteur (configuration d). Le passage de la configuration b à la configuration d passe par une configuration qui réduit le débit total. Ce choix ne sera donc pas effectué par l'algorithme SA.

Dans des situations où aucun nœud ne peut de manière unilatérale augmenter son débit, l'équilibre de Nash est atteint. Pour maximiser le débit total, un nœud doit choisir temporairement un gain plus faible, comme le montrent les graphes (a) et (c) . Cependant, cette transition va à l'encontre de la stratégie initiale, qui est toujours de maximiser le gain. L'équilibre de Nash est donc atteint dans cet exemple.

La partie suivante prouve que cet équilibre est toujours atteint.

5.3.2 Convergence de l'algorithme SARE

La convergence vers un équilibre de Nash garantit l'absence d'oscillations sans fin [5].

L'analyse de la convergence est divisée en trois parties. La première partie se concentre sur les propriétés de convergence lorsque seule la technologie de communication varie. La deuxième partie s'intéresse aux propriétés de convergence lorsque seul le choix des émetteurs varie. Enfin, la troisième partie combine le choix des voisins et le choix des technologies de communication.

Lemme 1 *Pour le même sous-graphe, et avec des stratégies avec uniquement des RAT différentes, alors le système converge vers un équilibre de Nash.*

Les sommets v_1 et v_2 peuvent modifier leurs RAT, modifiant les valeurs obtenues dans l'Équation 5.9.

Preuve Lemme 1 *Une pondération notée ω caractérise le débit obtenu pour l'utilisation d'une RAT. Un nœud utilisant une RAT peut relayer des informations provenant de plusieurs sources, ou d'une seule source. Dans tous les cas, le débit total associé à ces transmissions est le même.*

Dans le cas des seules RAT de classe 1, la répartition du débit lié à l'utilisation d'une même technologie de communication par un ensemble de nœuds est équitable. Le partage est noté $\omega(k, \alpha_k)$ avec α_k le nombre d'utilisateurs et k la RAT associée, de sorte que $\omega(k, \alpha_k) = \sum_{s \in S, j \in tc(k,s)} w_{j,k}^s$ avec $tc(k, s)$, l'ensemble des nœuds qui transmettent les données provenant de s avec la technologie de communication k . Puisque le partage est équitable, le débit ne varie qu'en fonction du nombre de nœuds partageant la ressource. Soit $\omega(1, \alpha_1), \dots, \omega(p, \alpha_p)$ l'ensemble des débits correspondant à p technologies de communication avec α_i le nombre d'utilisateurs de la technologie de communication i . Ces débits sont arbitrairement triés par ordre croissant tel que $\omega(i, \alpha_i) \leq \omega(j, \alpha_j)$ avec $i \leq j$. L'équation de potentiel g est définie comme suit :

$$g = \omega(1, \alpha_1) \times \chi^{p-1} + \omega(2, \alpha_2) \times \chi^{p-2} + \dots + \omega(p, \alpha_p) \quad (5.10)$$

On définit χ comme étant beaucoup plus élevé que $\omega(p, \alpha_p)$. Dans le cas où un nœud v change de technologie de communication de a à b . L'ensemble des nœuds qui utilisent la RAT a voient leur débit augmenter. L'ensemble des sommets qui utilisent la RAT b voient leur débit diminuer. Grâce à χ , la somme de l'ensemble des débits obtenus pour chaque sommet est donc croissante et bornée. L'équilibre de Nash est atteint.

Dans le cas des RAT de classe 2 uniquement, le débit lié à l'utilisation d'une même technologie de communication par un ensemble de nœuds est différent selon les utilisateurs ou selon les sources.

Supposons une boucle dans le système avec le même début et la même fin (absurde) dans un même sous-graphe, avec des modalités identiques de partage des ressources. Dans le cas contraire, l'intervalle de temps correspondant est fractionné afin d'intégrer un nouveau sous-graphe. Soit une technologie de communication k_1 utilisée par un utilisateur i et respectant l'Équation 5.3 caractérisant les technologies de communication de classe 2. Par conséquent, $w_{ik_1}^s = \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha_{k_1})$ avec α_i le nombre d'utilisation de la technologie de communication k_1 et $\delta_{k_1}(s)$ le pourcentage de débit alloué par la technologie de communication k_1 aux données provenant de

la source s . De même, il existe une technologie de communication k_2 pour l'utilisateur i : $w_{i,k_2}^s = \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha_{k_2})$.

Si l'utilisateur i change de technologie de communication de k_1 à k_2 , α'_k représente le nouveau nombre de nœuds utilisant k , alors $\alpha_{k_1} > \alpha'_{k_1}$, $\alpha_{k_2} < \alpha'_{k_2}$. Soit une technologie de communication k_1 pour un utilisateur i définie par l'Équation 5.3 avec $w_{i,k_1}^s = \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha_{k_1})$ avec α_i le nombre d'élus i . Soit une technologie de communication k_2 de débit pour l'utilisateur i : $w_{i,k_2}^s = \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha_{k_2})$ (Équation 5.3). Si i change de technologie de communication de k_1 à la technologie de communication k_2 , α'_k représente le nouveau nombre de sommets utilisant k . Alors, $\alpha_{k_1} > \alpha'_{k_1}$, $\alpha_{k_2} < \alpha'_{k_2}$ et donc la propriété suivante apparaît

$$\begin{aligned} \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) f_{k_1}(\alpha_{k_1}) &> \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha'_{k_1}) \\ \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha_{k_2}) &< \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha'_{k_2}) \end{aligned}$$

Cette troisième propriété justifie le changement de technologie de communication :

$$\mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha_{k_1}) < \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha_{k_2})$$

Comme l'utilisateur i revient à la technologie de communication k_1 et que k_1 a le même nombre de sommets n_{k_1} qu'au début (boucle), la propriété suivante apparaît :

$$\mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha'_{k_1}) > \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha'_{k_2})$$

Ces quatre propriétés combinées donnent cette équation :

$$\begin{aligned} \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha_{k_1}) &> \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha'_{k_1}) \\ &> \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha'_{k_2}) > \mathcal{R}_{(i,k_2)} \times \delta_{k_2}(s) \times f_{k_2}(\alpha_{k_2}) \\ &> \mathcal{R}_{(i,k_1)} \times \delta_{k_1}(s) \times f_{k_1}(\alpha_{k_1}) \end{aligned}$$

ce qui est absurde. Une boucle est donc impossible dans le cas de technologies de communication qui ne sont que de classe 2.

Dans le cas de classes mixtes (classes 1 et 2), l'équilibre de Nash est également atteint. Imaginons un système avec une boucle infinie et utilisant des technologies de communication des deux classes. Les nœuds de classe 2 peuvent être remplacés par des nœuds virtuels de classe 1.

Selon les paramètres du système, les technologies de communication de classe 2 sont situées entre les technologies de communication de classe 1 (boucle). Cependant, lorsqu'un nœud choisit une technologie de communication de classe 1 notée k_a , puis passe à une technologie de communication de classe 2 pour revenir à une technologie de communication de classe 1 notée k_b , la technologie de communication de classe 2 est remplaçable par une technologie de communication virtuelle se comportant comme une technologie de communication de classe 1 et dont le débit est $\omega_{(k_v, \alpha_{k_v})} = \frac{\omega_{(k_a, \alpha_{k_a})} + \omega_{(k_b, \alpha_{k_b})}}{2}$.

Il y a donc une boucle infinie avec seulement des technologies de communication de classe 1, ce qui est impossible.

Lemme 2 *Pour le même sous-graphe, et selon une stratégie de choix des émetteurs uniquement, alors le système converge vers un équilibre de Nash ϵ -optimal.*

Hypothèse 1 *La mesure du débit n'est pas biaisée. Ainsi, à l'instant t , le débit de l'utilisateur i est exactement $u_i(\mathcal{S}_i, t) + \xi(t)$ avec $\xi(t)$ une variable aléatoire non biaisée liée aux erreurs et tenant compte du passé, $\mathcal{F}_t : \mathbb{E}(\xi(t)|\mathcal{F}_t) = 0$ et $\mathbb{E}(\xi(t)|\mathcal{F}_t) < \infty$.*

Preuve Lemme 2 *L'algorithme proposé est une adaptation dans le cadre des réseaux véhiculaires des travaux de l'article [21]. Les propriétés de l'approximation stochastique sont les mêmes, et cette section prouve que les hypothèses sont préservées.*

Tout d'abord, le système a été décrit comme un jeu potentiel selon la définition de la fonction potentielle dans l'Équation 5.8.

L'hypothèse 1 respecte la deuxième hypothèse (A2) dans l'article [21]. Concernant la première hypothèse (A1), la séquence d'étapes γ_n a été spécialement définie pour la respecter. Deuxièmement, la troisième hypothèse (A3) est assurée par la borne de SARE dans la ligne 13 de l'algorithme 3. Y_n , comme pseudo-trajectoire asymptotique (APT) selon l'article [9] conduit au système différentiel suivant pour chaque source :

$$\frac{dy_v}{dt} = u_v(q) - \tau y_v, \forall v \in S_G(V) \quad (5.11)$$

$$q_v = \frac{\exp(y_v)}{\sum_{w \in \mathcal{N}(v)} \exp(y_w)}, \forall v \in S_G(V), \quad (5.12)$$

Dans l'article [21], le jeu potentiel (avec sa fonction potentielle dans l'Équation 5.8) a les solutions de ce système différentiel localement stables.

Il existe également des approximations $\epsilon(\tau)$ des équilibres de Nash du jeu, avec $\epsilon(\tau) = 0$ si $\tau \rightarrow 0$. Donc, $\forall i \in V$ et

$$u_i(W_1^*, \dots, W_i^*, \dots, W_N^*) \geq u_i(W_1^*, \dots, W_i, \dots, W_N^*). \quad (5.13)$$

Hypothèse 2 Le calcul du débit respecte les biais. Ainsi, à l'instant t , le débit de l'utilisateur i est exactement $u_i(\mathcal{S}_i, t) + \xi(t)$ avec $\xi(t)$ une variable aléatoire non biaisée tenant compte d'une marge d'erreur et du comportement des variables précédentes, $\mathcal{F}_t : \mathbb{E}(\xi(t)|\mathcal{F}_t) = 0$ et $\mathbb{E}(\xi(t)|\mathcal{F}_t) < \infty$.

L'algorithme 3 permet de stabiliser les changements de RAT. Une boucle infinie alternant changement de technologie de communication et changement de nœud élu est impossible.

Plus formellement, pour chaque sommet v_i et pour chaque source reçue s , le vecteur de probabilité q converge vers une probabilité quasi dégénérée. Sous un facteur d'actualisation τ , q_{s,v_i} devient plus petit que ϵ pour tous les v_j , avec $(v_j, v_i) \in E$ sauf pour le sommet v_i^* plus grand que $1 - \epsilon$. De plus, sous la configuration (W_1^*, \dots, W_N^*) , avec W_N l'ensemble ($\leq s$) des sommets élus par v_n , aucun sommet ne peut augmenter unilatéralement son débit, donc, $\forall i \in V$, $u_i(W_1^*, \dots, W_i^*, \dots, W_i^*, \dots, W_N^*) \geq u_i(W_1^*, \dots, W_i, \dots, W_N^*)$.

La situation d'équilibre est illustrée par (b) et (d) dans la Figure 5.10. Aucun nœud ne peut bénéficier d'un changement de stratégie alors que les autres joueurs gardent les leurs inchangées. La preuve de ce théorème est divisée en trois parties. D'abord, une stratégie basée uniquement sur le choix de la technologie de communication est étudiée. Ensuite, cette convergence est préservée par une stratégie basée uniquement sur le choix du chemin. Enfin, il ne peut y avoir une situation d'oscillations sans fin en alternant le choix des nœuds et des RAT.

Lemme 3 Pour le même sous-graphe, le système avec choix des voisins et des technologies de communication converge vers un équilibre de Nash.

Preuve Lemme 3 Dans le cas où l'alternance du choix des voisins et du choix des technologies de communication est possible, l'équilibre de Nash est également atteint.

Soit un système avec une boucle infinie et utilisant une variation du choix des technologies de communication et des voisins. Le choix d'une technologie de communication k pour recevoir l'information d'un voisin D peut être remplacé par le choix d'un nœud virtuel D' utilisant cette technologie de communication et relayant l'information au voisin associé. Dès lors, le système n'a plus que le choix du voisin du fait de l'unicité de la technologie d'accès radio. Une boucle infinie est donc impossible.

Une fois, l'absence d'oscillations garantie, on s'intéresse à l'efficacité du système, en matière d'utilisation des ressources. L'optimum de Pareto permet de garantir que l'équilibre atteint est le meilleur possible.

5.3.3 Efficacité de l'algorithme SARE

Pour compléter les propriétés de convergence, l'efficacité de Pareto est analysée lorsque l'équilibre de Nash est atteint. Ainsi, cette sous-section garantit l'efficacité grâce à la Pareto-optimalité dans le cas de systèmes avec des technologies de communication uniquement de classe 1 et uniquement de classe 2. Dans un premier temps, les concepts utilisés sont présentés.

Définition 11 Pareto-Dominance : *Selon une stratégie de choix d'un ensemble de voisins pour chaque nœud, une stratégie u' domine une stratégie u lorsque le score global de u' est meilleur que celui de u .*

Formellement, dans un jeu avec \mathcal{N} joueurs, la stratégie u' domine la stratégie u si

$$\forall i \in \mathcal{N}, u'_i(S_i) \geq u_i(S_i). \quad (5.14)$$

avec $u_i(S_i) = \sum_{j \in \text{select}(i)} w_{jk}^s$ et S_i soit l'ensemble des voisins disponibles de i .

Définition 12 Pareto-optimalité : *Une stratégie u' est "Pareto-optimale" ou "Pareto-Efficente" si aucune stratégie ne domine u' .*

Formellement, dans un jeu avec \mathcal{N} joueurs, la stratégie u' est Pareto-optimale si

$$\exists u'_i \in \mathcal{U}, \forall u_i \in \mathcal{U}, u'_i(S_i) \geq u_i(S_i), \forall i \in \mathcal{N} \quad (5.15)$$

avec \mathcal{U} l'ensemble des stratégies disponibles.

Lemme 4 *Tout jeu de sélection composé uniquement de technologies de communication de classe 1 a un équilibre de Nash qui est également Pareto-optimal.*

Preuve Lemme 4 *Soit u^N une stratégie maximisant la fonction g définie précédemment dans l'Équation 5.10. Comme g est croissant et borné, u atteint un équilibre de Nash. Supposons que u^N ne soit pas Pareto-optimal. Alors, $\exists u^P$ de sorte que $\exists i, u_i^P(S_i) > u_i^N(S_i)$. Par conséquent, la fonction g de u^P sera plus grande que la fonction g correspondant à u^N , ce qui est une contradiction. u^N est Pareto-optimal.*

Lemme 5 *Tout jeu de sélection composé uniquement de technologies de communication de classe 2 a un équilibre de Nash qui est également Pareto-optimal.*

Preuve Lemme 5 *Soit u_i^N une stratégie atteignant l'équilibre de Nash. Soit α_i^N le nombre de voisins qui ont élu i . Soit s_i la technologie de communication choisie par i et x_{s_i} le nombre d'utilisateurs de s_i . Soit u_i^P une stratégie Pareto-optimale. Soit α_i^P le nombre de voisins qui ont élu i . Soit s_i la technologie de communication choisie par i et x_{p_i} le nombre d'utilisateurs de p_i .*

Selon la définition de la Pareto-optimalité, $\frac{R_i}{\alpha_i^P \times x_{s_i}} \geq \frac{R_i^N}{\alpha_i^N} \times x_{s_i}$. Donc, $\alpha_i^P \leq \alpha_i^N$. Si $\alpha_i^P = \alpha_i^N$, la propriété est valide. Le cas $\alpha_i^P < \alpha_i^N$ est impossible (pour non respect des besoins de l'algorithme en termes de demande).

Ainsi, dans certains cas spécifiques définis ci-dessus, la Pareto-optimalité est atteinte. Cette preuve garantit l'efficacité au sens de Pareto.

5.4 Evaluation des performances de l'algorithme de sélection des RAT et des émetteurs (SARE)

Cette évaluation s'effectue en deux parties. Le logiciel JBotSim, permet d'analyser le comportement de l'algorithme *SARE* selon les classes de RAT disponibles, la variable de discrétisation, la variable d'actualisation et s'intéresse aux performances de l'algorithme *SARE* avec le calcul de l'optimum de Pareto.

Les simulations³ sont réalisées avec le logiciel JBotSim [17]. JBotSim représente des graphes dynamiques. Ce logiciel prend en compte la vitesse des nœuds du graphe et la distance de communication entre ces nœuds. Cependant, ce logiciel ne prend pas en compte les caractéristiques des protocoles d'une pile réseau. Par conséquent, l'analyse de cette première partie concerne uniquement l'algorithmie.

Le temps de convergence vers l'équilibre de Nash est d'abord analysé. Les résultats portent sur l'impact de la classe des RAT sur le temps de convergence (dans la partie 5.4.1), l'impact du facteur de discrétisation, γ (dans la partie 5.4.2) et l'impact du facteur d'actualisation, τ (dans la partie 5.4.3). Enfin, l'analyse de l'optimum de Pareto fournit des garanties de

3. Pour la reproductibilité des simulations, le code est disponible dans le dépôt git associé ([70]).

performances de l'algorithme *SARE* par rapport à une approche minimisant le nombre de sauts et une stratégie de maximisation du débit (dans la partie 5.4.4).

5.4.1 Impact des classes

Environnement Afin de modéliser l'impact de la sélection des classes des RAT sur le nombre de changements de RAT, un scénario avec JBotSim est implémenté. Cent simulations sont testées avec douze véhicules positionnés aléatoirement, dont deux véhicules sources. Les communications sont possibles grâce à quatre technologies de communication (avec des débits respectifs de 3, 5, 7 et 10 Mbps). Le résultat noté est l'addition du nombre de changements de RAT obtenus lors de tous ces tests. Le nombre de modifications nécessaires pour atteindre la stabilité est étudié dans le temps.

Les technologies de communication ont une portée limitée et sont modélisées par les équations précédemment définies.

Ainsi, l'Équation 5.1 modélisant les technologies de communication de classe 1 représente un partage équitable des débits disponibles. La variable $\mathcal{R}_{(1,k)}$ représente le débit associé à la technologie de communication et $f_k(n_k) = \frac{1}{n_k}$ avec n_k le nombre de véhicules ayant choisi la technologie de communication k .

L'Équation 5.3 modélisant les technologies de communication de classe 2 représente un partage inéquitable des débits disponibles. Pour les sommets ayant choisi cette même technologie, le nœud ayant le plus faible numéro dispose du débit entier, les autres ont un débit nul.

L'implémentation de base a pour paramètres : 1 pour η , 2 pour h , 0.5 pour γ_n et 1 pour τ .

Résultats Comme illustré dans la Figure 5.11, la stabilité est atteinte à partir de 0,75 seconde pour toutes les classes. Avec un échantillon de cent tests comprenant douze véhicules positionnés aléatoirement, le nombre de changements de technologie avant stabilisation est assez faible.

La distribution du nombre total de changements de technologie de communication est différente selon les classes de technologie de communication utilisées (Figure 5.12).

Dans une série de cent scénarios avec des technologies de communication toutes de classe 1 (Figure 5.12a), 20% des scénarios sont sans changement de RAT. Ce pourcentage de scénarios décroît quand le nombre de changements de RAT augmente pour n'atteindre que 7 % des scénarios correspondant à 4 changements de RAT. Quand le nombre de changements de

RAT est supérieur à 4, la distribution de scénarios décroît très légèrement en oscillant, passant de 7 % des scénarios avec 4 changements de RAT à 0 avec 20 changements de RAT. La distribution dans les scénarios où uniquement des RAT de classe 1 sont présentes est plutôt homogène.

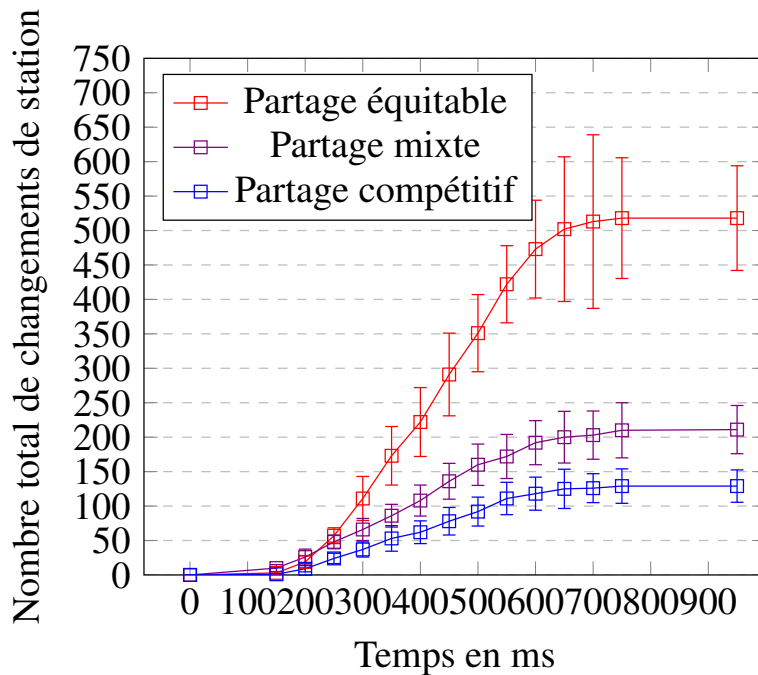


FIGURE 5.11 – Nombre de changements de RAT selon la classe de RAT.

Le nombre total de changements de technologie pour les technologies de communication entre les quatre technologies toutes de classe 1 est de 518 (Figure 5.12d). Soit 5,18 changements de technologie par test.

Dans une série de cent scénarios avec des technologies de communication toutes de classe 2 (Figure 5.12b), 54% des scénarios sont sans changements de RAT. Ce pourcentage de scénarios décroît très fortement quand le nombre de changements de RAT augmente pour n'atteindre que 7 % des scénarios correspondant à 2 changements de RAT. Quand le nombre de changements de RAT est supérieur à 2, la distribution de scénarios décroît légèrement en oscillant, passant de 7 % des scénarios avec 2 changements de RAT à 0 avec 12 changements de RAT. La distribution dans les scénarios où uniquement des RAT de classe 2 sont présentes est moins homogène que la distribution associée aux scénarios avec uniquement des RAT de classe 1. Pour les technologies de communication uniquement de la classe 2, le nombre total de changements de RAT est beaucoup plus faible avec 129 changements de technologie. Soit 1,29 changements de technologie par test (Figure 5.12d).

5.4. EVALUATION DES PERFORMANCES DE L'ALGORITHME DE SÉLECTION DES RAT ET DES ÉMETTEURS (SARE)

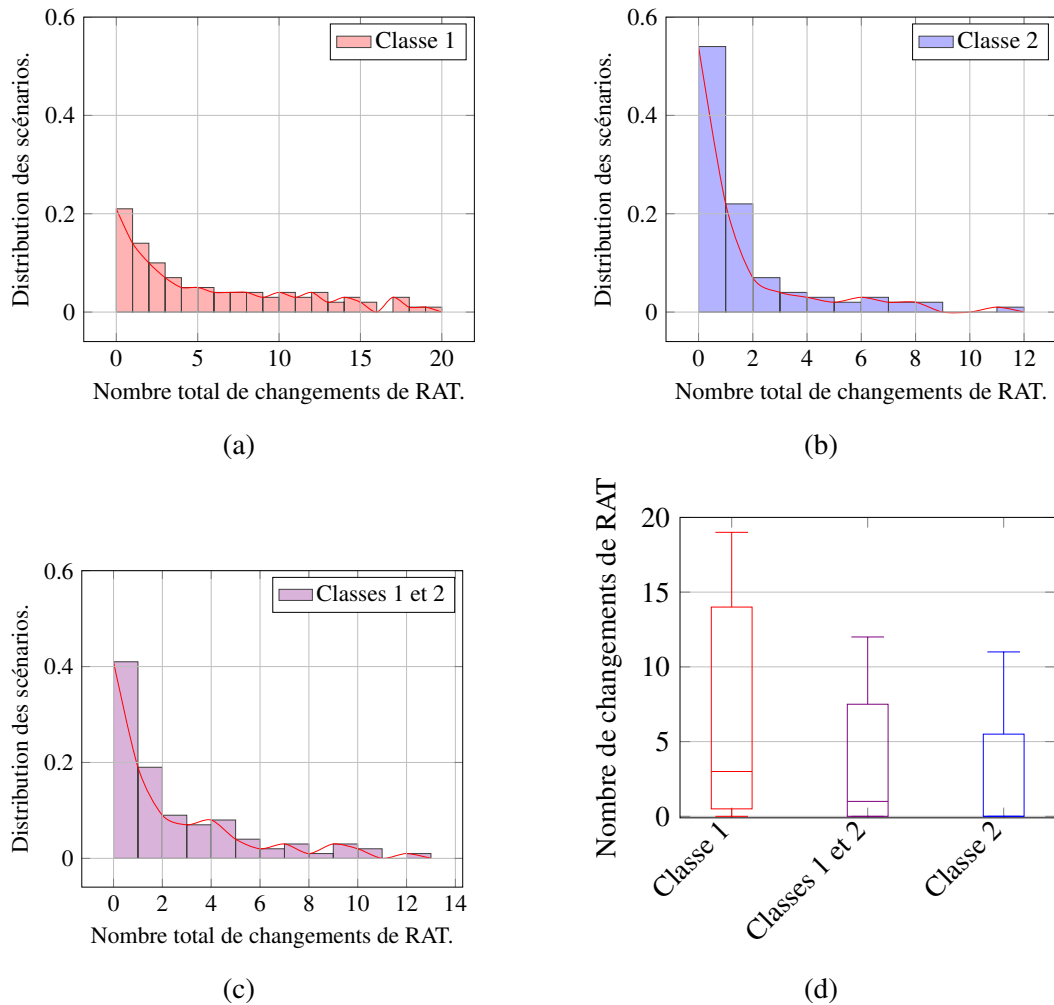


FIGURE 5.12 – (a) Distribution des scénarios avec uniquement des RAT de classe 1, (b) Distribution des scénarios avec des RAT de classe 1 et 2, (c) Distribution des scénarios avec uniquement des RAT de classe 2, (d) Boîtes de Tukey correspondant aux distributions des graphes a, b et c.

Dans une série de cent scénarios avec des technologies de communication à la fois de classe 1 et de classe 2 (Figure 5.12c), 41% des scénarios sont sans changements de RAT. Ce pourcentage de scénarios décroît très fortement quand le nombre de changements augmente pour n'atteindre que 8 % des scénarios correspondant à 4 changements de RAT. Quand le nombre de changements de RAT est supérieur à 4, la distribution de scénarios décroît légèrement en oscillant, passant de 8 % des scénarios avec 4 changements de RAT à 0 avec 13 changements de RAT. La distribution dans le cadre où des RAT de classe 1 et 2 sont présentes en même temps se situe entre les distributions uniquement de classe 1 (Figure 5.12a) et les distributions uniquement de classe 2 (Figure 5.12b).

Lors de scénarios avec des technologies de classe 1, les valeurs de changements de RAT sont plus homogènes que lors de scénarios avec des technologies de classe 2 (Figure 5.12d). Dès lors, un véhicule va réaliser plus de changements de RAT quand celles-ci sont uniquement de classe 1 que dans le cas où toutes les RAT sont de classe 2.

Pour la suite des scénarios, des scénarios incluant à la fois des technologies de classe 1 et celles de classe 2 sont utilisées.

5.4.2 Impact de l'étape de discrétisation

L'étape de discrétisation transforme un état continu en son équivalent discret. L'impact du facteur de discrétisation sur le nombre de changements de technologie est étudié.

Environnement Le même scénario que précédemment est repris, avec l'utilisation de technologies de communication à la fois des classes 1 et 2. Dans ce nouveau scénario, seule la variable de discrétisation γ varie.

Les paramètres ont pour valeur 1 pour η , 2 pour h et 1 pour τ . Les paramètres présentés ci-dessus sont utilisés dans cent scénarios dans JBot-Sim avec douze véhicules positionnées aléatoirement, dont deux véhicules sources. Le réseau reste statique et quatre RAT (avec des débits respectifs de 3, 5, 7 et 10 *Mbps*) rendent possibles les communications.

Résultats Les résultats de l'implémentation dans le graphique représenté sur la Figure 5.13 montrent que sous une valeur seuil de 0,5, le nombre de changements de technologie de communication devient stable après 0,75 seconde. Par conséquent, le système continu (avec le pas de discrétisation noté γ proche de 0) a un nombre de changements de technologie équivalent à celui lorsque γ égale à 0,5. Lorsque γ est inférieur à 0,5, le nombre de changements diminue, ce qui entraîne une perte de précision. Lorsque γ est strictement supérieur à 0,5, le résultat en nombre de changements est identique à $\gamma = 0,5$, mais le nombre de calculs réalisé par l'algorithme est plus grand.

Donc un pas de 0,5 est la valeur optimale du paramètre γ . Cette valeur assignée à γ limite le nombre de calculs à effectuer tout en assurant une précision des résultats.

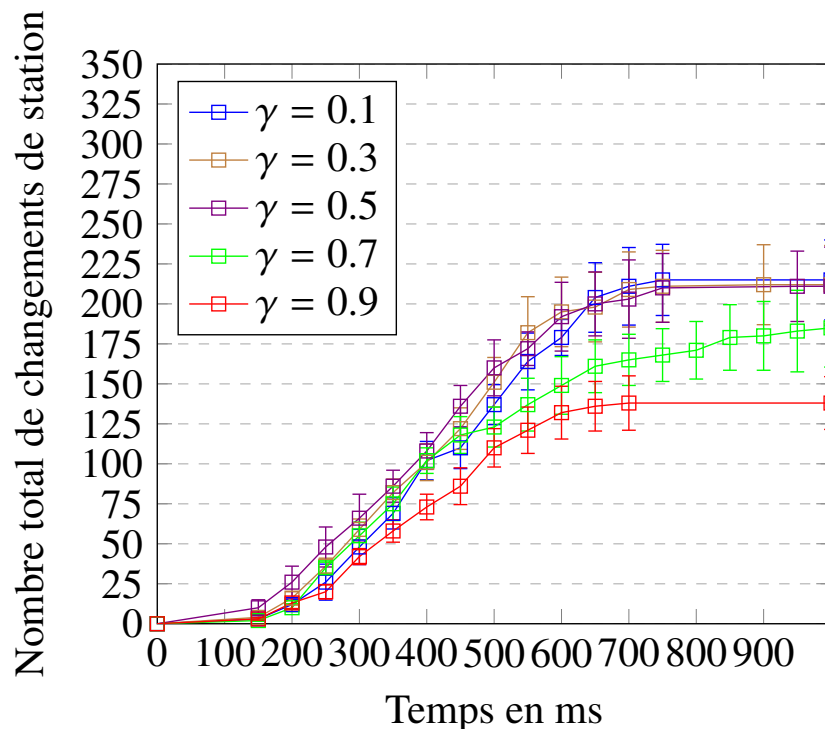


FIGURE 5.13 – Nombre de changements de RAT selon étape de discrétisation.

5.4.3 Impact du facteur d'actualisation

Le facteur d'actualisation influe sur les capacités d'adaptation lors de l'arrivée d'un nouvel événement.

Un τ positif, favorise l'actualisation des informations. Un taux d'actualisation de 0 signifie que les informations passées ne sont pas pénalisées au profit d'observations plus récentes, tandis qu'un $\tau < 0$ signifie que les observations passées sont privilégiées.

Environnement Cette simulation, à la différence des simulations précédentes inclut un véhicule mobile. Le scénario est composé de cinq véhicules immobiles dont un véhicule source. La stabilité en matière de choix des technologies et du routage des données est atteinte avec la mise en place d'un arbre couvrant. L'arrivée d'un sixième véhicule perturbe cette stabilité. Un nouvel arbre couvrant se met dès lors en place.

Les communications sont possibles grâce à quatre technologies de communication (avec des débits respectifs de 3, 5, 7 et 10 Mbps) et la répartition du débit selon les classes qui reste la même que celle étudiée précédemment. L'implémentation se base sur les paramètres : 1 pour η , 2 pour h et 0.5 pour γ . Seule la variable τ varie.

Dans cet exemple, la vitesse de déplacement du nœud mobile est arbitrairement définie à 0.2 mètre par seconde.

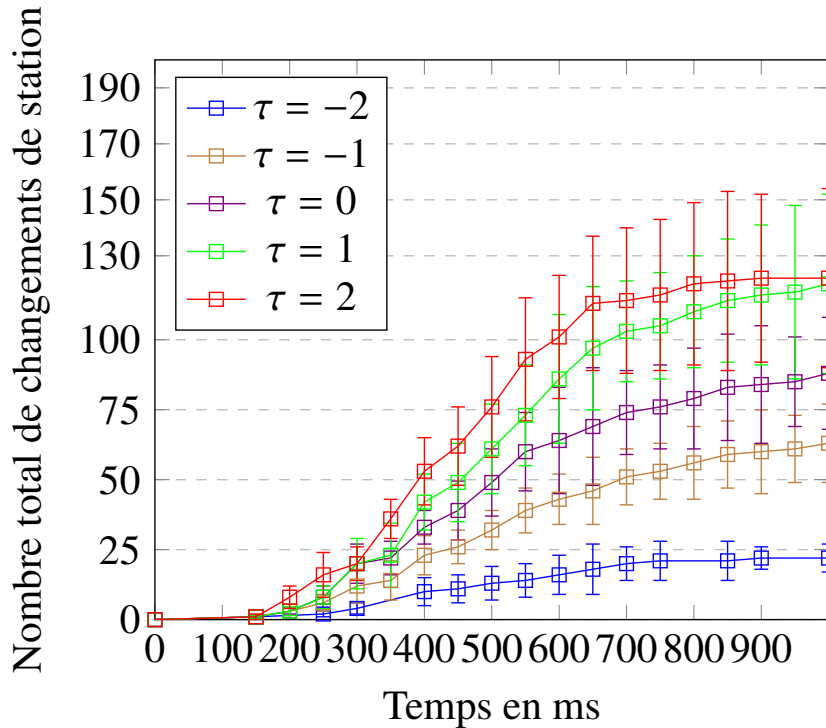


FIGURE 5.14 – Nombre de changements de RAT dans un scénario mobile en prenant en compte le facteur d'actualisation.

Résultats Comme illustré Figure 5.14, le facteur d'actualisation est adapté à la fonction de coût lorsque de nouvelles informations sont reçues.

Après 1 seconde, une variable $\tau = -2$ équivaut à un nombre de changements de RAT de 22. Une variable $\tau = 1$ équivaut à un nombre de changements de RAT de 120 et une variable $\tau = 2$ équivaut à un nombre de changements de RAT de 122.

La valeur de la variable τ influe directement le nombre de changements de technologie et cette première série de simulations donne une idée de l'impact de la valeur de la variable d'actualisation.

Dans le graphique, le nombre de changements de technologie décroît en fonction de la variable τ . La variable τ a un impact sur la précision. Sa valeur dépend de la vitesse des véhicules et de la densité du réseau. Un τ de 1 permet de prendre en compte les changements de manière à s'y adapter.

Cependant, les résultats sont moins précis que les résultats obtenus lors de l'étude de la variable d'actualisation (à 1 seconde, il n'y a aucune courbe

qui se rejoint). Cette simulation est limitée par JBotSim, qui ne permet pas une analyse réaliste du nombre de changements de RAT selon le mouvement. Le logiciel actuel tient compte d'un débit théorique éloigné de la réalité.

5.4.4 Analyse de l'efficacité

L'équilibre de Nash garantit la convergence de l'algorithme *SARE* et l'optimalité de Pareto garantit une utilisation efficace des ressources en terme de technologie de communication.

Environnement L'environnement à douze véhicules dont deux sources est utilisé. Le nombre de nœuds ayant atteint les équilibres de Nash et l'optimal de Pareto est analysé. Chaque test est composé de douze véhicules et dix tests sont effectués. L'efficacité et la convergence sont examinées dans trois cas (classe 1, classe 2 et classe 1-2). Comme outils de comparaison, deux autres approches algorithmiques sont mises en œuvre.

Dans le protocole de maximisation du débit (*Th*), chaque véhicule choisit la technologie de communication proposant le débit le plus important.

Dans la stratégie de minimisation du nombre de sauts (*H*), chaque véhicule choisit le voisin émetteur ayant la distance à la source la plus courte en nombres de sauts. Le protocole *H* utilise un mécanisme de diffusion dans le réseau pour découvrir les routes valides, enregistre les choix possible dans une table de routage et sélectionne la route minimisant le nombre de sauts. Le protocole *H* mis en place lors des simulations enregistre une table de routage par source.

L'algorithme qui combine ces deux protocoles est appelé *ThH* et est détaillé dans l'algorithme 4.

Données : s sources

Résultat : s arbres couvrants

1 Initialisation;

2 **Répéter**

3 $k \leftarrow \max\{k' \in \Upsilon^i\}$;

4 **Pour** chaque Y_s **faire**

5 $v \leftarrow \minHop\{v' \in \mathcal{N}_i\}$;

6 **fin**

7 **Jusqu'à fin de l'algorithme**;

Algorithme 4 : Algorithme de maximisation du débit et minimisation du nombre de sauts à la source (ThH)

5.4. EVALUATION DES PERFORMANCES DE L'ALGORITHME DE SÉLECTION DES RAT ET DES ÉMETTEURS (SARE)

L'algorithme *ThSA* combine le protocole de maximisation du débit avec le choix de l'émetteur issu de l'algorithme *SARE*. Ce protocole est détaillé dans l'algorithme 5.

Données : q, τ, γ_n et s sources

Résultat : s arbres couvrants

```

1 Initialisation;
2 Répéter
3    $k \leftarrow \max\{k' \in \Upsilon^i\}$  ;
4   Pour chaque  $Y_s$  faire
5     élection d'un nouveau nœud  $v$  avec probabilité  $q_{sv}$ ;
6     mise à jour du vecteur  $Y_s, Q_s$  selon l'horloge locale ;
7     Pour chaque  $v \in \mathcal{N}_i$  faire
8        $Y_{sv} \leftarrow (Y_{sv} + \gamma_n \times \frac{w_{vk}^s - \tau \times Y_{sv}}{q_{sv}}) \wedge w_{ik}^s$ ;
9        $q_{sj} \leftarrow \frac{\exp(Y_{sj})}{\sum_{u \in Y_s} \exp(Y_{su})}$  ;
10    fin
11  fin
12 Jusqu'à fin de l'algorithme;

```

Algorithme 5 : Algorithme de maximisation du débit et de choix de l'émetteur issu de SARE (ThSA).

Dans une démarche inverse, l'algorithme *SAH* combine le choix de la technologie de communication issu de l'algorithme *SARE* et le protocole de minimisation de la distance à la source et est détaillé dans l'algorithme 6.

Données : $p, \eta, \Upsilon^i, h, q, \tau, \gamma_n$ et s sources

Résultat : s arbres couvrants

```

1 Initialisation;
2 Répéter
3   Pour chaque technologie  $k' \in \Upsilon^i$  faire
4     si  $\frac{w_{ik'}}{w_{ik}} > \eta$  &  $\text{rand} < p^{m_i+1}$  alors
5       si mouvements concurrents alors
6          $m_i \leftarrow m_i + 1$ ;
7       sinon
8          $m_i \leftarrow 0$ ;
9       fin
10    fin
11  fin
12   $v \leftarrow \text{minHop}\{v' \in \mathcal{N}_i\}$ 
13 Jusqu'à fin de l'algorithme;

```

Algorithme 6 : Algorithme de choix de la RAT issu de SARE et de minimisation du nombre de sauts (SAH).

Enfin, le dernier protocole est le *SARE* détaillé dans l'algorithme 3.

Résultats Comme illustré Figure 5.15, l'analyse de l'efficacité a montré des résultats similaires lorsque les classes étaient uniquement de type 1 ou de type 2. Dans ces cas, le choix de *SARE* a permis d'atteindre un équilibre de Nash et l'optimalité de Pareto. Dans le cas d'une stratégie mixte, le choix de *SARE* permettait d'atteindre un équilibre de Nash mais pas nécessairement la Pareto-optimalité. Dans tous les cas, la stabilité et l'efficacité de l'algorithme (*SARE*) sont supérieures aux trois autres algorithmes, même dans le cas d'une stratégie mixte.

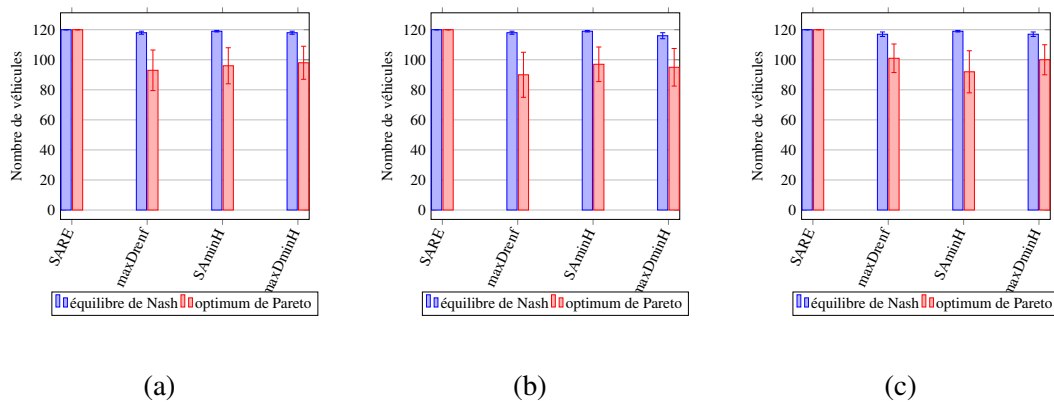


FIGURE 5.15 – (a) Équité et efficacité avec des technologies de communication de classe 1, (b) Équité et efficacité avec des technologies de communication de classe 2, (c) Équité et efficacité avec des technologies de communication de classe 1 et 2.

5.4.5 Conclusion des simulations avec JBotSim

Cette première série de simulations a permis d'analyser le comportement de l'algorithme. Tout d'abord, la solution proposée atteint une stabilité plus ou moins rapidement selon la classe utilisée lors des scénarios. Lors des simulations suivantes, les scénarios seront configurés avec des classes mixtes.

Ensuite, la valeur du paramètre de discrétisation conseillée est de $\gamma = 0.5$. Cette valeur permet d'atteindre la convergence et de limiter des calculs supplémentaires inutiles. La valeur du paramètre d'actualisation conseillé est $\tau = 1$. Cette valeur permet également d'atteindre la convergence. Cependant, d'autres simulations sont nécessaires pour analyser l'impact de la vitesse du véhicule sur ce facteur d'actualisation.

Enfin, en terme d'équilibre de Nash atteint (garantie de convergence) ou d'efficacité de Pareto (garantie d'utilisation efficace des ressources), l'al-

gorithme *SARE* s'est révélé plus performant que des algorithmes basiques de maximisation des débits ou de la minimisation du nombre de sauts par rapport à la source.

5.5 Conclusion

Lorsque des véhicules ont le choix entre plusieurs technologies de communication, un chemin empreinté par une trame peut contenir des portions qui utilisent des RAT différentes. Ce chapitre développe et analyse un algorithme distribué définissant pour chaque trame des arbres de diffusion comportant des portions liées à des RAT différentes. L'algorithme converge vers une configuration stable, où chaque utilisateur atteint un équilibre de Nash. De plus, l'optimum de Pareto est également atteint lorsqu'une seule classe de technologie de communication est utilisée, ce qui garantit une certaine efficacité. Cependant, cette efficacité n'est pas garantie si les classes 1 et 2 sont présentes en même temps.

Une première évaluation empirique analyse le comportement de l'algorithme selon les différentes classes. Cette étape permet de définir le pas optimal de discrétisation à 0,5 (sous-section 5.4.2) et le facteur d'actualisation de 1 (sous-section 5.4.3). Ensuite, l'efficacité de l'algorithme est comparée à deux autres algorithmes (minimisant le nombre de sauts et maximisant le débit).

L'utilisation de l'apprentissage par renforcement rend l'algorithme peu efficace lors de l'initialisation ou après un très rapide changement de configurations notamment lors de croisements où les véhicules sont très rapides. Une solution serait de coupler cet apprentissage avec une autre méthode adaptée aux situations inattendues, le temps d'enrichir la base de données utilisée pour l'apprentissage. Cette méthode serait remplacée par la technique d'apprentissage une fois un nombre de données suffisant acquis.

Des travaux ultérieurs peuvent concerner le développement de simulations sur N_s-3 avec d'autres scénarios, utiliser un autre modèle de propagation et pouvoir comparer l'algorithme *SARE* avec d'autres algorithmes.

Il serait également intéressant de coupler des métriques comme la recherche du plus court chemin en terme de délai associée à la stabilité des liens.

Chapitre 6

Conclusion

Conclusion générale

Les réseaux véhiculaires sont des réseaux hautement dynamiques pouvant intégrer plusieurs technologies de communication. Ces réseaux posent les bases de nouvelles problématiques de recherche comme l'optimisation de la répartition des charges à travers la sélection des technologies de communication. Les algorithmes créés doivent pouvoir s'adapter à la richesse des situations rencontrées : avec ou sans contrôleur central, en région rurale ou urbaine, avec des vitesses de véhicules différentes, ou encore des conditions météorologiques diverses. Chaque véhicule intègre également des technologies de communication qui peuvent être différentes et qui évoluent dans le temps.

Face à cette diversité des scénarios, l'utilisation de technologies de communication prédéfinies souffre de faiblesse d'adaptation. Une solution générale est fournie dans cette thèse à travers la modélisation des technologies de communication selon leurs caractéristiques. Le problème est ensuite formalisé et analysé au niveau de la complexité afin de montrer l'existence ou l'inexistence de résultat à la fois rapide (en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée) et exact¹. Des solutions algorithmiques sont enfin proposées et des garanties fournies.

La première solution proposée est centralisée car elle s'appuie sur une infrastructure de contrôle. Le problème est d'abord classé comme $NP - difficile$ sans possibilité d'approximation à facteur constant. Il n'existe pas à moins que $P = NP$ de solution en temps polynomial en la taille de l'entrée, qu'elle soit exacte ou approchée. Le programme linéaire exact souffre de l'explosion combinatoire de son temps de calcul.

1. D'après "*Combinatorial optimization : algorithms and complexity*", de A.Papadimitriou, H. Christos datant de 1998

De ce fait, la création d'un autre algorithme baptisé *MCMT* pour le problème multi-chemins avec multi-technologies propose une nouvelle solution en prenant en entrée un scénario simplifié car certains véhicules ont une trajectoire complètement contrôlée (notamment avec les trams ou lignes de bus). Avec une telle contrainte de trajectoire, le problème reste *NP – difficile*, mais avec des possibilités d'approximation. Dans le cas très particulier où le nombre de chemins empruntables est inférieur au nombre de technologies de communication disponibles, un résultat approché en temps rapide est fourni dont le facteur d'approximation est égal à $(1 - \frac{1}{e})$, e étant la base du logarithme naturel.

Cette solution possède de nombreuses limites, dont notamment la dépendance à une infrastructure de contrôle et des trajectoires imposées. L'approche centralisée n'apporte donc pas de réponse satisfaisante à la problématique de répartition des charges.

La seconde approche décentralise le calcul. L'objectif devient alors d'élaborer un algorithme atteignant l'équilibre de Nash, représentatif d'un état où aucun des véhicules ne peut améliorer son débit de manière unilatéral (c'est-à-dire sans modifier le débit des autres utilisateurs de la technologie de communication concernée). Cependant l'optimum local atteint lors d'un équilibre de Nash peut être très éloigné de l'optimum lorsqu'une vision globale est disponible. Dès lors, les résultats sont proposés avec des garanties de performance comme le prix de l'anarchie si possible, ou l'efficacité de Pareto correspond à la meilleure utilisation des ressources possibles sinon.

La première solution segmente l'espace de stockage des véhicules, et associe au choix des technologies de communication une hiérarchisation des données. Ce problème noté *vehMTdcp* se révèle *PLS – difficile*, ce qui signifie que, dans le cas également d'une approche décentralisée, aucun résultat ne peut être à la fois rapide et exacte. La convergence vers un équilibre de Nash est fournie à travers un résultat non optimal en temps rapide et dont le facteur d'approximation ou prix de l'anarchie est de $2 \times (1 - \frac{1}{e})$, e étant la base du logarithme naturel. Cependant, une partie de cette solution s'appuie encore sur une infrastructure de contrôle.

Une deuxième solution entièrement distribuée est alors proposée. Elle offre un résultat rapide ainsi qu'un facteur d'approximation par rapport au résultat optimal. Afin de répartir les flux de données sur les différentes technologies de communication disponibles, cet algorithme de recherche locale fournit ainsi en temps rapide un résultat avec une $(\frac{2}{3} - \epsilon)$ -approximation, pour tous les ϵ supérieurs à 0. La variable ϵ est choisie dès le début de l'algorithme et influe sur le comportement de ce dernier. Ainsi, une variable ϵ

proche de 0 donne un résultat éloigné d'un facteur de $\frac{2}{3}$ du résultat optimal, mais avec un temps de calcul moindre. A l'inverse, une variable ϵ proche de $\frac{2}{3}$ donne un résultat presque optimal, mais avec un temps de calcul plus long, bien que toujours polynomial. L'utilisation du paramètre ϵ défini avant le lancement de l'algorithme améliore donc l'adaptativité de l'algorithme.

Une dernière contribution avec l'algorithme *SARE* améliore l'adaptabilité grâce à l'utilisation d'un paramètre qui varie au cours des itérations de l'algorithme en enregistrant des informations sur les véhicules voisins. Cette approche correspond mieux aux spécificités des milieux autoroutiers et urbains que sont les grands axes, embouteillages ou les files d'attente dans les croisements. L'utilisation de l'apprentissage par renforcement permet de donner plus de poids aux liens les plus stables qui apparaissent selon les différentes configurations de clusters de véhicules. Grâce à une analyse préalable, cette solution est accompagnée de garanties de convergence vers un équilibre de Nash et les performances apparaissent avec l'optimum de pareto dans des cas particuliers. L'étape de simulation avec le logiciel JBot-Sims permet d'analyser le comportement de l'algorithme *SARE*. Par rapport aux algorithmes basiques de maximisation du débit et de minimisation du nombre de sauts, l'algorithme *SARE* a des résultats prometteurs.

Le Tableau 6.1 regroupe les algorithmes développés lors de cette thèse.

Solution	Nom et Classe de problème	Approximation	Temps de calcul	Méthode	Remarques
Centralisée (<i>NP</i> – difficile)	Problème linéaire <i>No</i> – <i>APX</i>	Solution exacte	Exponentiel	Programme linéaire	Solution générale
	<i>VehMCMT</i> , <i>APX</i>	Solution approchée de facteur $1 - \frac{1}{\epsilon}$	Polynomial en la taille de l'entrée	Algorithme d'approximation avec Programmation dynamique	Cas particulier
Décentralisée (<i>PLS</i> – difficile)	<i>vehMTdcp</i> , <i>APX</i>	Solution approchée de facteur $2 \times (1 - \frac{1}{\epsilon})$	Polynomial en la taille de l'entrée	Algorithme approché	Cas particulier
Distribuée	<i>VehMAlgo</i> , <i>APX</i>	Solution approchée de facteur $\frac{2}{3} - \epsilon$, $\epsilon \in [0; \frac{2}{3}]$	Polynomial en la taille de l'entrée	Algorithme approché avec Recherche locale	Cas particulier
	<i>SARE</i>	Solution approchée de facteur ϵ	Convergent	Algorithme approché avec Apprentissage par renforcement	Cas particulier (sans classe mixte)
		Solution approchée			Cas général

TABLE 6.1 – Tableau de synthèse des différents algorithmes proposés.

Perspectives

Ces travaux posent les bases de nombreux autres travaux de recherche.

Il serait intéressant de continuer les travaux de distribution du calcul développés dans l'algorithme *SARE* en intégrant l'aspect multi-factoriel des données avec notamment la mise en place d'un système de priorité selon leur importance ou la redondance. Une autre perspective consisterait à traiter les données dès réception dans le développement d'une quatrième approche avec l'utilisation d'algorithmes online.

Dans la continuation des travaux concernant l'algorithme *SARE*, les séries de tests avec le logiciel *Ns-3* pourraient être élaborées avec l'ajout de scénarios incorporant plusieurs véhicules, l'ajout d'autres scénarios (embouteillages, platooning, ...) ou avec une plus grande variété de technologies de communication. Les algorithmes pourraient enfin être intégrés au sein de simulations réelles avec des véhicules en mouvement. Les simulations pourraient être réalisées dans des villes miniatures comme *duckietown* ([23]), ou en grandeur réelle grâce à des tests dans un autodrome.

Bibliographie

- [1] *5G Implementation Guidelines*. <https://www.gsma.com/futurenetworks/wp-content/uploads/2019/03/5G-Implementation-Guideline-v2.0-July-2019.pdf>. July 2019.
- [2] Asad ABBAS, Muhammad Taha JILANI et Muhammad Khalid KHAN. “Comparative analysis of wireless technologies for Internet-of-Things based smart farm”. In : *Sci. Int* 29.2 (2017), p. 373-378.
- [3] M Nadeem AHANGAR et al. “A survey of autonomous vehicles : Enabling communication technologies and challenges”. In : *Sensors* 21.3 (2021), p. 706.
- [4] M Shahid ANWER et Chris GUY. “A survey of VANET technologies”. In : *Journal of Emerging Trends in Computing and Information Sciences* 5.9 (2014), p. 661-671.
- [5] Ehsan ARYAFAR et al. “RAT selection games in HetNets”. In : *2013 Proceedings IEEE INFOCOM*. IEEE. 2013, p. 998-1006.
- [6] Andrea AZA et al. “Bluetooth 5 performance analysis for inter-vehicular communications”. In : *Wireless Networks* 28.1 (2022), p. 137-159.
- [7] Juan AZNAR-POVEDA et al. “Mdprp : A q-learning approach for the joint control of beaconing rate and transmission power in vanets”. In : *IEEE Access* 9 (2021), p. 10166-10178.
- [8] Richard BELLMAN. “Dynamic programming and Lagrange multipliers”. In : *Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America* 42.10 (1956), p. 767.
- [9] Michel BENAÏM. “Dynamics of stochastic approximation algorithms”. In : *Lectures Notes in Mathematics*. Sous la dir. de Jacques AZÉMA et al. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 1999, p. 1-68. ISBN : 978-3-540-48407-3.
- [10] Philippe BERTIN, Servane BONJOUR et Jean-Marie BONNIN. “Distributed or Centralized Mobility?” In : *GLOBECOM 2009 - 2009 IEEE Global Telecommunications Conference*. 2009, p. 1-6. DOI : 10.1109/GLOCOM.2009.5426302.

- [11] G. BIANCHI. “Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function”. In : *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* 18.3 (mar. 2000), p. 535-547. ISSN : 0733-8716. DOI : 10.1109/49.840210.
- [12] Walter BRONZI et al. “Bluetooth low energy performance and robustness analysis for inter-vehicular communications”. In : *Ad Hoc Networks* 37 (2016), p. 76-86.
- [13] Walter BRONZI et al. “Characterizing driving environments through bluetooth discovery”. In : *2017 International Conference on Information and Communication Technology Convergence (ICTC)*. IEEE. 2017, p. 501-506.
- [14] Bara B BURHAN et al. “LTE-V2X System Performance Based on Urban-Low Speed Environment”. In : *Journal of Communications* 15.8 (2020).
- [15] CAR 2 CAR Communication Consortium Manifesto, <http://www.car-to-car.org>. Août 2007.
- [16] Arnaud CASTEIGTS. “Contribution à l’algorithmique distribuée dans les réseaux mobiles ad hoc - Calculs locaux et réétiquetages de graphes dynamiques”. Theses. Université Sciences et Technologies - Bordeaux I, sept. 2007. URL : <https://tel.archives-ouvertes.fr/tel-00193181>.
- [17] Arnaud CASTEIGTS et Remi LAPLACE. “JBotSim : a Tool for Fast Prototyping of Distributed Algorithms in Dynamic Networks”. In : *Proceedings of the 8th international ICST conference on simulation tools and techniques (SIMUTools)*. 2015.
- [18] Chandra CHEKURI et Amit KUMAR. “Maximum Coverage Problem with Group Budget Constraints and Applications”. In : *Approximation, Randomization, and Combinatorial Optimization. Algorithms and Techniques*. Sous la dir. de Klaus JANSEN et al. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2004, p. 72-83. ISBN : 978-3-540-27821-4.
- [19] Mario COLLOTTA et al. “Bluetooth 5 : A concrete step forward toward the IoT”. In : *IEEE Communications Magazine* 56.7 (2018), p. 125-131.
- [20] P. COUCHENEY, C. TOUATI et B. GAUJAL. “Fair and Efficient User-Network Association Algorithm for Multi-Technology Wireless Networks”. In : *IEEE INFOCOM 2009*. Avr. 2009, p. 2811-2815. DOI : 10.1109/INFOCOM.2009.5062237.
- [21] Pierre COUCHENEY, Bruno GAUJAL et Panayotis MERTIKOPOULOS. “Penalty-Regulated Dynamics and Robust Learning Procedures in Games”. In : *Mathematics of Operations Research* 40.3 (mar. 2015), p. 611-633.
- [22] C. DAI et al. “Reinforcement Learning Based Power Control for VANET Broadcast against Jamming”. In : *2018 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*. Déc. 2018, p. 1-6. DOI : 10.1109/GLOCOM.2018.8647273.

-
- [23] *DuckieTown*. <https://www.duckietown.org/about/duckietown-foundation>. 2022.
- [24] Thomas EITER et al. “Towards a semantically enriched local dynamic map”. In : *International Journal of Intelligent Transportation Systems Research* 17.1 (2019), p. 32-48.
- [25] Institute of ELECTRICAL et IEEE 802.11-1999 ELECTRONICS ENGINEERS. “Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications - Specific requirements Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Part 11 : Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications”. In : *IEEE Standard for Information Technology-Telecommunications and Information Exchange Between Systems-Local and Metropolitan Area Networks* ().
- [26] *ETSI TR 102 863 V1.1.1*. https://www.etsi.org/deliver/etsi_tr/102800_102899/102863/01.01.01_60/tr_102863v010101p.pdf. Juin 2011.
- [27] Boaz FARBSTEIN et Asaf LEVIN. “Maximum coverage problem with group budget constraints”. In : *Journal of Combinatorial Optimization* 34.3 (2017), p. 725-735.
- [28] Afonso FERREIRA. “On models and algorithms for dynamic communication networks : The case for evolving graphs”. In : *In Proc. ALGOTEL*. sn. 2002.
- [29] Lisa FLEISCHER et al. “Tight approximation algorithms for maximum general assignment problems”. In : *Proceedings of the seventeenth annual ACM-SIAM symposium on Discrete algorithm*. 2006, p. 611-620.
- [30] Michel X. GOEMANS et David P. WILLIAMSON. “New 3/4-Approximation Algorithms for the Maximum Satisfiability Problem”. In : *SIAM Journal on Discrete Mathematics* 7.4 (1994), p. 656-666. DOI : 10 . 1137 / S0895480192243516. eprint : <https://doi.org/10.1137/S0895480192243516>. URL : <https://doi.org/10.1137/S0895480192243516>.
- [31] Nada GOLMIE, Nicolas CHEVROLIER et Olivier REBALA. “Bluetooth and WLAN coexistence : challenges and solutions”. In : *IEEE Wireless Communications* 10.6 (2003), p. 22-29.
- [32] Mustafa Maad HAMDY et al. “A review of applications, characteristics and challenges in vehicular ad hoc networks (VANETs)”. In : *2020 International Congress on Human-Computer Interaction, Optimization and Robotic Applications (HORA)*. IEEE. 2020, p. 1-7.
- [33] Mustafa Maad HAMDY et al. “VANET-based traffic monitoring and incident detection system : A review”. In : *International Journal of Electrical and Computer Engineering (IJECE)* 11.4 (2021), p. 3193-3200.

- [34] Martin HEUSSE et al. "Performance anomaly of 802.11 b". In : *IEEE INFOCOM 2003. Twenty-second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (IEEE Cat. No. 03CH37428)*. T. 2. IEEE. 2003, p. 836-843.
- [35] Dorit S HOCHBA. "Approximation algorithms for np-hard problems". In : *ACM Sigact News* 28.2 (1997), p. 40-52.
- [36] Kun HUA et al. "A Game Theory Based Approach for Power Efficient Vehicular Ad Hoc Networks". In : *Wireless Communications and Mobile Computing 2017* (2017). DOI : 10.1155/2017/9423534.
- [37] Furqan JAMEEL et al. "Propagation channels for mmWave vehicular communications : State-of-the-art and future research directions". In : *IEEE Wireless Communications* 26.1 (2018), p. 144-150.
- [38] Xiaoxiao JIANG. "A BUS Vehicular Network Integrated with Traffic Infrastructure". In : sept. 2013. DOI : 10.1109/ICCVE.2013.91.
- [39] David S. JOHNSON, Christos H. PAPADIMITRIOU et Mihalis YANNAKAKIS. "How easy is local search?" In : *Journal of Computer and System Sciences* 37.1 (1988), p. 79-100. ISSN : 0022-0000. DOI : [https://doi.org/10.1016/0022-0000\(88\)90046-3](https://doi.org/10.1016/0022-0000(88)90046-3). URL : <https://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0022000088900463>.
- [40] David S JOHNSON, Christos H PAPADIMITRIOU et Mihalis YANNAKAKIS. "How easy is local search?" In : *Journal of computer and system sciences* 37.1 (1988), p. 79-100.
- [41] B. JONGLEZ et B. GAUJAL. "Distributed and Adaptive Routing Based on Game Theory". In : *2017 29th International Teletraffic Congress (ITC 29)*. T. 1. Sept. 2017, p. 1-9. DOI : 10.23919/ITC.2017.8064333.
- [42] Richard M KARP. "Reducibility among combinatorial problems". In : *Complexity of computer computations*. Springer, 1972, p. 85-103.
- [43] Shawal KHAN et al. "Security Challenges of Location Privacy in VANETs and State-of-The Art Solutions : A Survey". In : *Future Internet* 13.4 (2021), p. 96.
- [44] Hasan Ali KHATTAK et al. "Integrating Fog Computing with VANETs : A Consumer Perspective". In : *IEEE Communications Standards Magazine* 3.1 (2019), p. 19-25. DOI : 10.1109/MCOMSTD.2019.1800050.
- [45] D. KIM et al. "A New Comprehensive RSU Installation Strategy for Cost-Efficient VANET Deployment". In : *IEEE Transactions on Vehicular Technology* 66.5 (mai 2017), p. 4200-4211. ISSN : 1939-9359. DOI : 10.1109/TVT.2016.2598253.
- [46] Linghe KONG et al. "Millimeter-wave wireless communications for IoT-cloud supported autonomous vehicles : Overview, design, and challenges". In : *IEEE Communications Magazine* 55.1 (2017), p. 62-68.

- [47] Vassilis KOSTAKOS. In : *Physica A : Statistical Mechanics and its Applications* 388.6 (2009), p. 1007-1023.
- [48] Bojin LIU et al. “Analysis of the information storage capability of VANET for highway and city traffic”. In : *Transportation Research Part C : Emerging Technologies* 23 (2012), p. 68-84.
- [49] LTE-A, https://www.artizanetworks.com/resources/tutorials/accelera_tech.html.
- [50] Jialun LU, Wang YANG et Fan WU. “High Definition Map Distribution in Named Data Networking Based VANETs”. In : *2020 3rd International Conference on Hot Information-Centric Networking (HotICN)*. 2020, p. 129-134. DOI : 10.1109/HotICN50779.2020.9350807.
- [51] Q. MAO, F. HU et Q. HAO. “Deep Learning for Intelligent Wireless Networks : A Comprehensive Survey”. In : *IEEE Communications Surveys Tutorials* 20.4 (2018), p. 2595-2621. ISSN : 1553-877X. DOI : 10.1109/COMST.2018.2846401.
- [52] Zhen MENG et al. “Guaranteed V2V QoS services implementation and field measurements in hybrid WAVE/LTE environments”. In : *TENCON 2015 - 2015 IEEE Region 10 Conference*. 2015, p. 1-6. DOI : 10.1109/TENCON.2015.7373090.
- [53] Ralph MERKLE et Martin HELLMAN. “Hiding information and signatures in trapdoor knapsacks”. In : *IEEE transactions on Information Theory* 24.5 (1978), p. 525-530.
- [54] Estifanos Tilahun MIHRET et Kebebew ABABU. “Implementation of VANET communications : The convergence of UAV system with LTE/4G and WAVE technologies”. In : *International Research Journal of Advanced Engineering and Science* 4.1 (2019), p. 2455-9024.
- [55] George L NEMHAUSER, Laurence A WOLSEY et Marshall L FISHER. “An analysis of approximations for maximizing submodular set functions—I”. In : *Mathematical programming* 14.1 (1978), p. 265-294.
- [56] Ariel ORDA, Raphael ROM et Nahum SHIMKIN. “Competitive Routing in Multiuser Communication Networks”. In : *IEEE/ACM Trans. Netw.* 1.5 (oct. 1993), p. 510-521. ISSN : 1063-6692.
- [57] Christos PAPADIMITRIOU. “Section 14.3 :Oracles”. In : *Computational Complexity*. Addison-Wesley, 1993, p. 339-343. ISBN : 978-0-201-53082-7.
- [58] Christos H PAPADIMITRIOU et Kenneth STEIGLITZ. *Combinatorial optimization : algorithms and complexity*. Courier Corporation, 1998.
- [59] S. PERIFEL. *Complexité algorithmique*. Références sciences. Ellipses, 2014. ISBN : 9782729886929. URL : <https://books.google.fr/books?id=87PUoAEACAAJ>.

- [60] QING ZHU, M. PARSA et J. J. GARCIA-LUNA-ACEVES. “A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting”. In : *Proceedings of INFOCOM’95*. T. 1. Avr. 1995, 377-385 vol.1. DOI : 10.1109/INFOCOM.1995.515898.
- [61] Christina RÖDEL et al. “Towards autonomous cars : the effect of autonomy levels on acceptance and user experience”. In : *Proceedings of the 6th International Conference on Automotive User Interfaces and Interactive Vehicular Applications*. ACM. 2014, p. 1-8.
- [62] Angelos ROUSKAS et al. “RAT Selection Optimization in Heterogeneous Wireless Networks”. In : sous la dir. d’Ioannis TOMKOS et al. Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2012, p. 460-472. ISBN : 978-3-642-30376-0.
- [63] Roberto SERRANO. “Cooperative games”. In : *Complex Social and Behavioral Systems : Game Theory and Agent-Based Models* (2020), p. 49-60.
- [64] Syed Adeel Ali SHAH et al. “5G for vehicular communications”. In : *IEEE Communications Magazine* 56.1 (2018), p. 111-117.
- [65] Mehdi SHARIFI, Abdelhakim SENHAJI HAFID et Pratap SAHU. “Quality of Service aware Multicasting in Heterogeneous Vehicular Networks”. In : *Vehicular Communications* 13 (juin 2018). DOI : 10.1016/j.vehcom.2018.04.002.
- [66] Sunita Sunil SHINDE, Ravi M YADAHALLI et Ramesh SHABADKAR. “Cloud and IoT-Based Vehicular Ad Hoc Networks (VANET)”. In : *Cloud and IoT-Based Vehicular Ad Hoc Networks* (2021), p. 67.
- [67] David B SHMOYS et Éva TARDOS. “An approximation algorithm for the generalized assignment problem”. In : *Mathematical programming* 62.1 (1993), p. 461-474.
- [68] Grzegorz SIERPIŃSKI et Ireneusz CELIŃSKI. “Dynamic Organisation of Traffic Flows in the Transport Network in Terms of Sustainable Mobility and the Development of Industry 4.0”. In : *Sustainable Logistics and Production in Industry 4.0*. Springer, 2020, p. 177-195.
- [69] Pranav Kumar SINGH, Sunit Kumar NANDI et Sukumar NANDI. “A tutorial survey on vehicular communication state of the art, and future research directions”. In : *Vehicular Communications* 18 (2019), p. 100164.
- [70] Dorine TABARY. *Tests of Rat and sender selection algorithm with JBotSim*. <https://github.com/Dorine34/VANETs>. 2022.
- [71] Vivekanand TIWARI, Kirti VYAS et Neha GOYAL. “Gain enhancement of a CPW - Fed horse shoe shaped slot antenna with defected ground structures for WiMax/WLAN applications”. In : *International Conference on Recent Advances and Innovations in Engineering (ICRAIE-2014)* (2014), p. 1-5.
- [72] Nicole TODTENBERG et Rolf KRAEMER. “A survey on Bluetooth multi-hop networks”. In : *Ad Hoc Networks* 93 (2019), p. 101922.

- [73] O. K. TONGUZ et W. VIRIYASITAVAT. "Cars as roadside units : a self-organizing network solution". In : *IEEE Communications Magazine* 51.12 (déc. 2013), p. 112-120. ISSN : 1558-1896. DOI : [10.1109/MCOM.2013.6685766](https://doi.org/10.1109/MCOM.2013.6685766).
- [74] Marc TORRENT-MORENO, Paolo SANTI et Hannes HARTENSTEIN. "Fair Sharing of Bandwidth in VANETs". In : *Proceedings of the 2nd ACM International Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks*. VANET '05. Cologne, Germany : Association for Computing Machinery, 2005, 49–58. ISBN : 1595931414. DOI : [10.1145/1080754.1080762](https://doi.org/10.1145/1080754.1080762). URL : <https://doi.org/10.1145/1080754.1080762>.
- [75] Alan Mathison TURING et al. *La machine de Turing*. Editions du seuil, 1995.
- [76] Fereshteh VAEZI, Seyed SADJADI et Ahmad MAKUI. "A portfolio selection model based on the knapsack problem under uncertainty". In : *PLOS ONE* 14 (mai 2019). DOI : [10.1371/journal.pone.0213652](https://doi.org/10.1371/journal.pone.0213652).
- [77] Vladimir VUKADINOVIC et al. "3GPP C-V2X and IEEE 802.11 p for Vehicle-to-Vehicle communications in highway platooning scenarios". In : *Ad Hoc Networks* 74 (2018), p. 17-29.
- [78] S. WAN et al. "Toward Offloading Internet of Vehicles Applications in 5G Networks". In : *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems* (2020), p. 1-9. DOI : [10.1109/TITS.2020.3017596](https://doi.org/10.1109/TITS.2020.3017596).
- [79] Christopher JCH WATKINS et Peter DAYAN. "Q-learning". In : *Machine learning* 8.3 (1992), p. 279-292.
- [80] Htoo Aung WIN, Ram DANTU et Pradhumna SHRESTHA. "On-Road Performance Evaluation of IEEE 802.11p/WAVE in BSM Signalling and Video Streaming using WSMP". In : *2020 Wireless Telecommunications Symposium (WTS)*. 2020, p. 1-8. DOI : [10.1109/WTS48268.2020.9198731](https://doi.org/10.1109/WTS48268.2020.9198731).
- [81] Gerhard J. WOEGINGER. "When Does a Dynamic Programming Formulation Guarantee the Existence of a Fully Polynomial Time Approximation Scheme (FPTAS)?" In : *INFORMS Journal on Computing* 12.1 (2000), p. 57-74. DOI : [10.1287/ijoc.12.1.57.11901](https://doi.org/10.1287/ijoc.12.1.57.11901). eprint : <https://doi.org/10.1287/ijoc.12.1.57.11901>. URL : <https://doi.org/10.1287/ijoc.12.1.57.11901>.
- [82] Qing YANG et al. "ACAR : Adaptive Connectivity Aware Routing for Vehicular Ad Hoc Networks in City Scenarios". In : *Mobile Networks and Applications* 15.1 (fév. 2010), p. 36-60. ISSN : 1572-8153. DOI : [10.1007/s11036-009-0169-2](https://doi.org/10.1007/s11036-009-0169-2). URL : <https://doi.org/10.1007/s11036-009-0169-2>.
- [83] DoHyun Daniel YOON, Beshah AYALEW et G. G. Md. Nawaz ALI. "Performance of Decentralized Cooperative Perception in V2V Connected Traffic". In : *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems* (2021), p. 1-14. DOI : [10.1109/TITS.2021.3063107](https://doi.org/10.1109/TITS.2021.3063107).

- [84] Irfan YUSOFF et Xiao-Hong PENG. “Impacts Of Channel Loss And Electromagnetic Interference On Intra-Vehicle Wireless Communications”. In : *2020 IEEE 91st Vehicular Technology Conference (VTC2020-Spring)*. IEEE. 2020, p. 1-5.
- [85] Slađan ZLATAR et al. “Practical Consistency of Ethernet-Based QoS with Performance Prediction of Heterogeneous Microwave Radio Relay Transport Network”. In : *Electronics* 10.8 (2021), p. 913.

Annexes

Annexe A

Modélisation

Cette annexe présente les outils théoriques qui ont permis de modéliser grâce à la théorie des graphes, les problèmes inhérents à l'utilisation de plusieurs technologies de communication dans les réseaux véhiculaires.

La modélisation s'appuie sur une représentation d'arêtes pour symboliser la possibilité d'une communication entre des nœuds, et des nœuds pour symboliser les acteurs de cette communication.

A.1 Les nœuds

Dans un réseau véhiculaire, les nœuds représentent les composants et les arêtes représentent les chemins empruntables par les données.

Les composants peuvent représenter soit les véhicules communicants et des points accès (AP), soit les véhicules communicants directement.

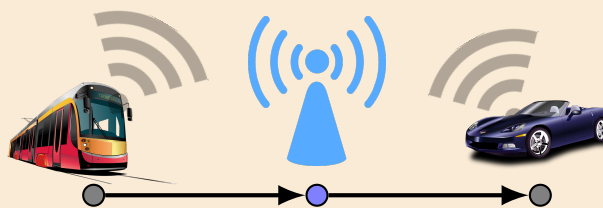


FIGURE A.1 – Communications du bus (nœuds gris) vers l'AP (nœud bleu), et de l'AP vers la voiture (nœud gris).

La Figure A.1 illustre la représentation avec un flux montant du bus vers le point d'accès et descendant du point d'accès à la voiture. Le point d'accès illustré dans la Figure A.1 par un nœud peut donc être mobile ou statique. Le mode ad-hoc intègre le fournisseur de débit dans l'unité de bord

(OBU) du véhicule, tandis que le mode avec point d'accès (AP) utilise une infrastructure statique.

La Figure A.2 illustre la seconde représentation avec les liens entre véhicules. Le point d'accès n'est pas représenté directement mais apparaît à travers l'existence d'un lien entre véhicules. Le V2V représente les communications Véhicules-à-Véhicules. Ces communications peuvent être d'un véhicule émetteur vers un véhicule récepteur, comme représenté dans la Figure A.2a ou dans les deux directions, comme représenté dans la Figure A.2b et la Figure A.2c.

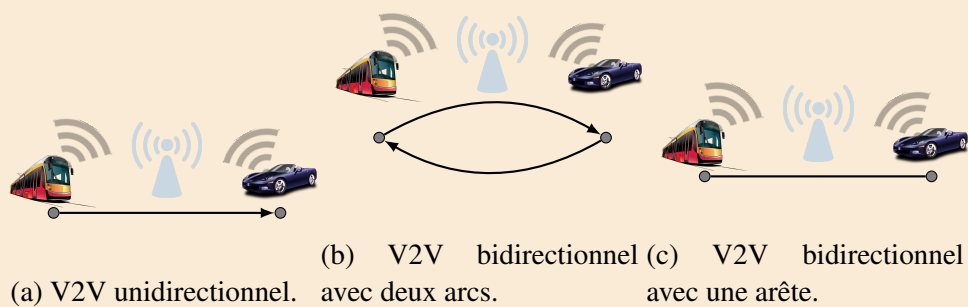


FIGURE A.2 – Communications entre véhicules.

A.2 Les liens

L'échange de messages peut être représenté par des arcs. Comme illustré dans la Figure A.2a, l'émetteur est à la queue de l'arc tandis que la tête de l'arc désigne le récepteur. Lorsque les communications se font dans les deux sens, deux arcs sont représentés comme l'illustre la Figure A.2b.

Pour signifier la possibilité d'une communication entre deux nœuds, une arête peut également être utilisée (Figure A.2c). Elle est alors bidirectionnelle.

Un exemple de réseau véhiculaire au sens large est représenté dans la Figure A.3 où une grande variété de systèmes peuvent interagir ensemble. Dans cette thèse, la possibilité de communication est représentée par un arc ou une arête, comme illustré dans la seconde représentation dans la Figure A.2.

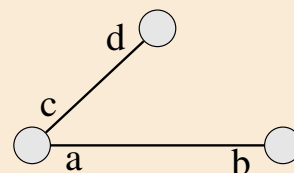


FIGURE A.4 – Graphe étiqueté.

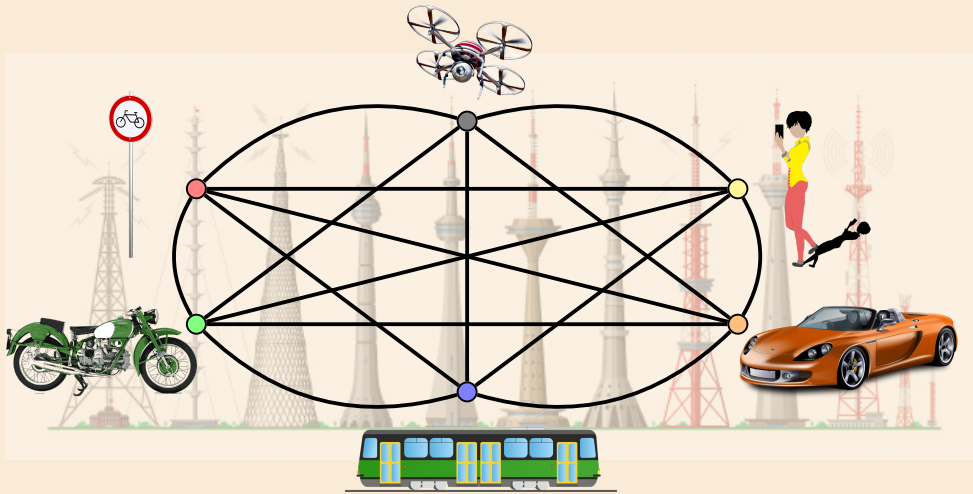


FIGURE A.3 – Les véhicules communicants.

Une fois un graphe défini, l'utilisation d'étiquettes permet de représenter les informations liées aux échanges entre véhicules [16], comme le débit spécifique à la communication.

Un graphe $G = (V, E)$ avec V l'ensemble des nœuds, E l'ensemble des arêtes. Le graphe G peut être étiqueté par un ensemble L d'étiquettes et représenté par le couple (G, λ) avec λ , la fonction d'étiquetage telle que $\lambda : V(G) \cup E(G) \rightarrow L$. Chaque arête et chaque sommet possède donc au moins une étiquette comme illustré dans la Figure A.4 avec $\{a, b, c, d\}$ l'ensemble des étiquettes.

Des graphes évolutifs sont utilisés pour modéliser la dynamique des réseaux. Un graphe évolutif correspond à un ensemble de sous-graphes. Chaque sous-graphe correspond à un index représentant un intervalle de temps comme illustré dans la Figure A.5.

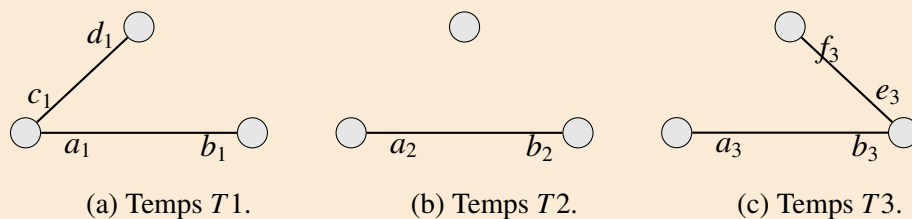


FIGURE A.5 – Graphe évolutif à travers trois intervalles de temps.

Ainsi, l'éloignement de véhicules diminue la connectivité du réseau, modélisé par le retrait d'une arête entre un graphe au temps $T1$ et le même graphe temps $T2$ comme illustré dans la Figure A.5a et dans la Figure A.5b.

A l'inverse, le rapprochement de véhicules augmente la connectivité du

réseau, modélisé par l'ajout d'une arête entre un graphe au temps $T2$ et le même graphe temps $T3$ comme illustré Figure A.5b et Figure A.5c.

Annexe B

Exemple de fonctionnement de l'algorithme centralisé

Cette annexe illustre l'approche centralisée du chapitre 3. La section B.1 consiste en un rappel des variables utilisées et des exemples de fonctionnement sont ensuite présentés dans la section B.2.

B.1 Rappel des variables

Les variables utilisées dans le chapitre 3 sont présentées ci-dessous.

Temps		Zone	
T_t	Temps au moment t	z	Zone
\mathcal{T}	Dernier moment associé à un graphe	D	Zone de départ
$\mathcal{G} = (G_0, G_1, \dots, G_T)$	Graphe temporel	A	Zone d'arrivée

Technologie de communication	
Υ	Ensemble de technologies de communication
Υ^i	Technologie de communication indexée à i telle que $\Upsilon^i \in \Upsilon$
r_i	Portée de Υ^i
g_i	Côté de Υ^i
h_i	Hystéresis de Υ^i

Graphe	
$G = (V, \mathcal{E}, E)$	Graphe représentant le système étudié
$v_{z,t}^{\Upsilon^i}, v_{z,t}^{\Upsilon^i} \in V$	Sommet du graphe associé à la zone z , au temps t avec la technologie Υ^i
\mathcal{E}	Ensemble des arêtes physiquement empruntables par un véhicule
E	Ensemble des arêtes représentant les communications possibles

Graphe temporel	
$G_t = (V, \mathcal{E}, E, w_e^{\Upsilon^i} : E_t^{\Upsilon^i} \longrightarrow \mathcal{R}^*)$	Graphe G_t au moment t
e	Arc représentant les communications de Υ^i à t
$E_t^{\Upsilon^i}$	Ensemble des arcs e pour la technologie Υ^i au moment t
$w_e^{\Upsilon^i}$	Poids d'un arc $e \in E_t^{\Upsilon^i} \cap \mathcal{E}$

Formalisation du problème	
k	Nombre de véhicules contrôlables
c	Nombre de technologies de communication maximales
$y_{z,t}^{\Upsilon^i}$	Variable égale 1 si $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ appartient à la solution, 0 sinon
P	Ensemble des chemins possibles
$p_l \in P$	Chemin possible, avec p_l ensemble de sommets
S	Solution, avec $S \subseteq P$ et $ S = k$
x_l	Variable égale 1 si p_l appartient à la solution, 0 sinon

MCG		NMCG-int		MCMT	
$X = \{x_1, \dots, x_n\}$	Items	$X' = \{x'_1, \dots, x'_n\}$	Items	V	Sommets
$H = \{H_1, \dots, H_m\}$	Ensembles d'items	$H' = \{H'_1, \dots, H'_m\}$	Ensembles d'items	P	Ensemble de chemins
$G = \{G_1, \dots, G_l\}$	Sous-ensembles de H	$G' = \{G'_1, \dots, G'_l\}$	Sous-ensembles de H'	c	Technologies par zone
$B = \{B_1, \dots, B_l\}$	Budgets pour G	$B' = \{B'_1, \dots, B'_l\}$	Budgets pour G'	k	Nombre de technologies
\mathcal{B}	Budget total	\mathcal{B}'	Budget total	k	Nombre de véhicules
S	Ensemble de H	S'	Ensemble de H'	S	Ensemble de P

B.2 Exemples de fonctionnement

Cette section présente d'abord un exemple de modélisation dans la sous-section B.2.1. En se basant sur cette modélisation, la sous-section B.2.2 illustre une application de l'algorithme de programmation linéaire notée *VehMTcentrPL* et la sous-section B.2.3 donne un exemple de l'algorithme de programmation dynamique notée *VehMTcentrAppx*.

B.2.1 Présentation du modèle

Les algorithmes sont illustrés sur un graphe temporel \mathcal{G} . Initialement, il n'y a que quatre zones, et deux technologies de communication avec des poids égaux et un temps de 4. Les points dans la zone sont notés $v_{z,t}^{\Upsilon^i}$ avec z la zone, t le temps et Υ^i la technologie utilisée.

L'ensemble des sommets du graphe \mathcal{G} sont regroupés dans V tel que

$$V = \{v_{1,1}^1, v_{2,1}^1, \dots, v_{n,1}^1, v_{1,1}^2, v_{2,1}^2, \dots, v_{n,1}^2, \dots, v_{n,1}^{\Upsilon^i}, v_{1,1}^{\Upsilon^i}, v_{2,1}^{\Upsilon^i}, \dots, v_{n,1}^{\Upsilon^i}, \\ \dots, \dots, \dots, \\ v_{1,T}^1, v_{2,T}^1, \dots, v_{n,T}^1, v_{1,T}^2, v_{2,T}^2, \dots, v_{n,T}^2, \dots, v_{n,T}^{\Upsilon^i}, v_{1,T}^{\Upsilon^i}, v_{2,T}^{\Upsilon^i}, \dots, v_{n,T}^{\Upsilon^i}\}$$

Dès lors, l'application à la modélisation donne l'ensemble des sommets du graphe ci dessous.

B.2. EXEMPLES DE FONCTIONNEMENT

$$V = \{v_{1,1}^1, v_{2,1}^1, v_{3,1}^1, v_{4,1}^1, v_{1,1}^2, v_{2,1}^2, v_{3,1}^2, v_{4,1}^2, \\ v_{1,2}^1, v_{2,2}^1, v_{3,2}^1, v_{4,2}^1, v_{1,2}^2, v_{2,2}^2, v_{3,2}^2, v_{4,2}^2, \\ v_{1,3}^1, v_{2,3}^1, v_{3,3}^1, v_{4,3}^1, v_{1,3}^2, v_{2,3}^2, v_{3,3}^2, v_{4,3}^2, \\ v_{1,4}^1, v_{2,4}^1, v_{3,4}^1, v_{4,4}^1, v_{1,4}^2, v_{2,4}^2, v_{3,4}^2, v_{4,4}^2\}.$$

Concernant les arêtes, les arêtes \mathcal{E} ne sont pas restrictives. Les arêtes E_i sont pondérées à 2 et la technologie Υ_1 est plus restrictive que la technologie Υ_2 .

La Figure B.1 illustre le graphe temporel \mathcal{G} composé de quatre sous-graphes G_1, G_2, G_3 et G_4 . Chaque sous-graphe est doté de deux technologies de communication Υ_1 et Υ_2 . La technologie Υ_1 autorise les communications entre la zone 1 et la zone 4. La technologie Υ_2 n'autorise pas les communications entre la zone 1 et la zone 4.

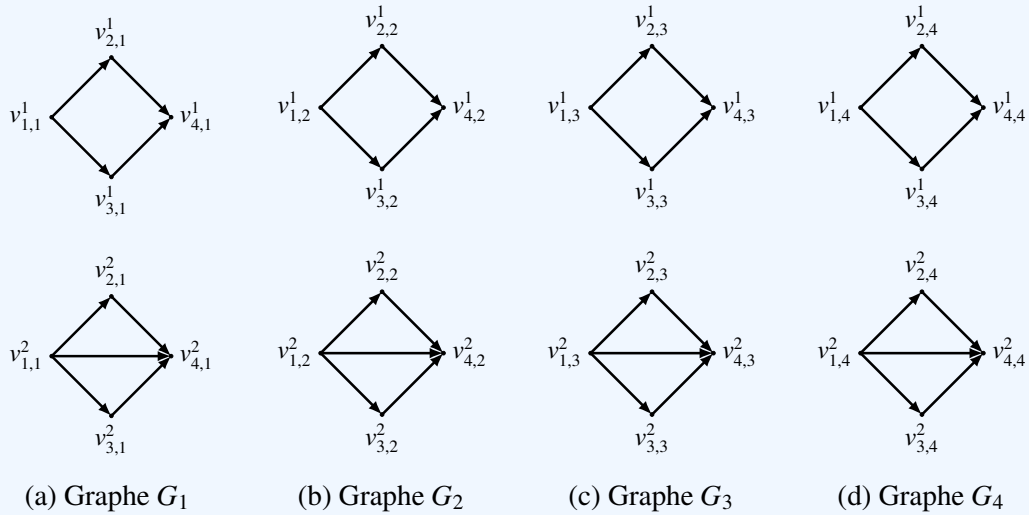


FIGURE B.1 – Illustration de l'algorithme. G_t représente le graphe au temps t .

L'hystérésis h_1 égale 1 et l'hystérésis h_2 égale 2. L'ensemble des solutions est un sous-ensemble \mathcal{S} de V tel que $\mathcal{S} = \{S_1, S_2, \dots, S_m\}$ où S_i représente un chemin possible dans \mathcal{G} .

La Figure B.2 modélise le graphe de cet exemple. Les sommets de départ sont $v_{1,1}^{\Upsilon_i}, \forall \Upsilon_i \in \Upsilon$. Les sommets finaux sont $v_{4,4}^{\Upsilon_i}, \forall \Upsilon_i \in \Upsilon$. Pour alléger le graphe, seuls les arcs permettant un chemin du point de départ au point d'arrivée sont représentés. De même, certaines arêtes qui amèneraient vers une durée supérieure à la durée maximale, comme l'arête $(v_{1,3}^2, v_{1,5}^1)$ ne sont pas incluses.

Les ensembles créés sont listés dans le tableau B.1. Le modèle est donc représenté avec H l'ensemble des solutions possibles. Cet exemple suppose

1. L'hystérésis h_i est, pour un véhicule communicant, le temps de connexion à une technologie de communication Υ_i .

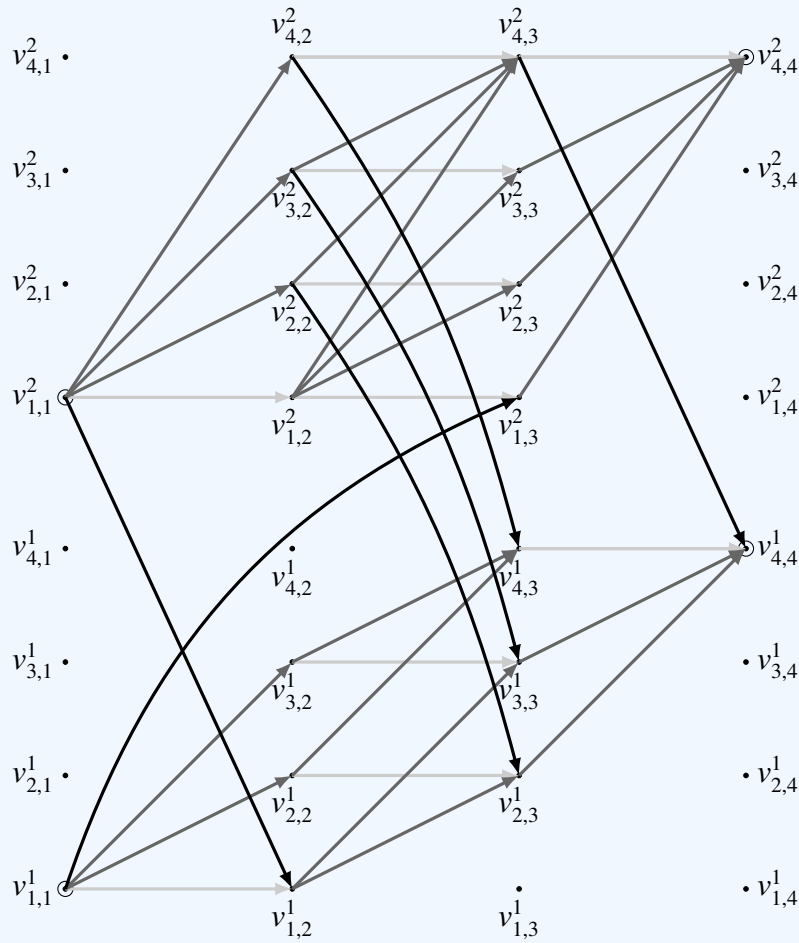


FIGURE B.2 – Graphe des chemins possibles de D à A . Dans ce graphe, l’immobilité est représentée par un trait en gris clair, les déplacements sont représentés par des traits en gris et les changements de technologie de communication sont représentés par des traits de couleur noir.

également que seules deux technologies de communication sont disponibles par point ($c = 2$), et que deux véhicules ont des trajectoires connues ($k = 2$). De même, la pondération de chaque arête est la suivante : $\forall \Upsilon_i \in \Upsilon, \forall e \in E \cap \mathcal{E}, w_e^{\Upsilon_i} = 2$.

Les solutions possibles sont affichées dans le Tableau B.1 et modélisées dans la Figure B.2. Les chemins sélectionnés respectent les contraintes de cardinalité et d’hystérésis.

B.2.2 Application du programme linéaire

Le programme linéaire *vehMTcentrPL* est appliqué à cet exemple. L’ensemble des $P = \{H_1, \dots, H_{24}\}$ représente les chemins, dont chaque chemin p_l

Technologies utilisées	Sous-ensembles
Technologie 1 uniquement	$H_1 = \{v_{1,1}^1, v_{1,2}^1, v_{2,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_2 = \{v_{1,1}^1, v_{1,2}^1, v_{3,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_3 = \{v_{1,1}^1, v_{2,2}^1, v_{2,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_4 = \{v_{1,1}^1, v_{2,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_5 = \{v_{1,1}^1, v_{3,2}^1, v_{3,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_6 = \{v_{1,1}^1, v_{3,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$
Technologie 2 uniquement	$H_7 = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^2, v_{2,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_8 = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^2, v_{3,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_9 = \{v_{1,1}^2, v_{2,2}^2, v_{2,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{10} = \{v_{1,1}^2, v_{2,2}^2, v_{4,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{11} = \{v_{1,1}^2, v_{3,2}^2, v_{3,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{12} = \{v_{1,1}^2, v_{3,2}^2, v_{4,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{13} = \{v_{1,1}^2, v_{4,2}^2, v_{4,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{14} = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^2, v_{4,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{15} = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^2, v_{1,3}^2, v_{4,4}^2\}$
Avec changements de technologie	$H_{16} = \{v_{1,1}^1, v_{1,3}^2, v_{4,4}^2\}$ $H_{17} = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^1, v_{2,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{18} = \{v_{1,1}^2, v_{1,2}^1, v_{3,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{19} = \{v_{1,1}^2, v_{2,2}^1, v_{2,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{20} = \{v_{1,1}^2, v_{2,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{21} = \{v_{1,1}^2, v_{3,2}^1, v_{3,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{22} = \{v_{1,1}^2, v_{3,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{23} = \{v_{1,1}^2, v_{4,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$ $H_{24} = \{v_{1,1}^2, v_{4,2}^1, v_{4,3}^1, v_{4,4}^1\}$

TABLE B.1 – Sous-ensemble des chemins possibles noté H .

(équivalent à H_l) est composé de sommets $v_{z,t}^{\Upsilon_i}$.

La solution est composée de deux chemins H_1 et H_7 . Dès lors, les variables x_l associées sont $x_1 = 1$ et $x_7 = 1$. Les autres variables sont à 0, avec $x_l = 0, \forall l \in \{1, \dots, 24\} \setminus \{1, 7\}$.

Concernant les sommets, leurs variables associées sont égales à 1 pour les variables $y_{1,1}^{\Upsilon_1}, y_{1,2}^{\Upsilon_1}, y_{2,3}^{\Upsilon_1}, y_{4,4}^{\Upsilon_1}, y_{1,1}^{\Upsilon_2}, y_{1,2}^{\Upsilon_2}, y_{2,3}^{\Upsilon_2}, y_{4,4}^{\Upsilon_2}$ et 0 pour les autres. Les poids associés associent $w_{z,t}^{\Upsilon_i}$ au poids $w_e^{\Upsilon_i}$ pour e l'arête sortante de $v_{z,t}^{\Upsilon_i}$ ($e = d^+(v_{z,t}^{\Upsilon_i})$).

L'Équation 3.1b pour la paire $(z, t) = (1, 1)$ donne le calcul suivant. Pour $i = 1$, la somme des variables associées aux chemins ($x_1 + x_2 + x_3 + x_4 + x_5 + x_6 + x_{16}$) égale 1. Comme $y_{1,1}^{\Upsilon_1} = 1$, on a bien $\sum_{p_l: v_{1,1}^{\Upsilon_1} \in P} x_l \geq y_{1,1}^{\Upsilon_1}$. Pour $i = 2$, on s'intéresse également à la paire $(z, t) = (1, 1)$. La somme des chemins

$(x_7 + x_8 + x_9 + x_{10} + x_{11} + x_{10} + x_{13} + x_{14} + x_{15} + x_{17} + x_{18} + x_{19} + x_{20} + x_{21} + x_{22} + x_{23} + x_{24})$ égale 1. Comme $y_{1,1}^{\Upsilon_2} = 1$, on a bien $\sum_{p_l: v_{1,1}^{\Upsilon_1} \in P} x_l \geq y_{1,1}^{\Upsilon_2}$.

L'Équation 3.1b est associée pour le sommet $v_{2,2}^{\Upsilon_2}$. La somme des chemins contenant le sommet $v_{2,2}^{\Upsilon_2}$ donne 0 ($x_9 + x_{10} + x_{19} + x_{20}$). Comme $\sum_{p_l: v_{2,2}^{\Upsilon_2} \in P} x_l \geq y_{2,2}^{\Upsilon_2}$, on a obligatoirement $y_{2,2}^{\Upsilon_2} = 0$. Tous les sommets respectent l'Équation 3.1b.

Concernant, l'application de l'Équation 3.1c, cette dernière donne le calcul suivant pour $(z, t) = (1, 1) : y_{1,1}^{\Upsilon_1} + y_{1,1}^{\Upsilon_2} = 1 \leq c = 2$. L'Équation 3.1c est donc bien respectée ($\sum_{p_l \in P} x_l = 2 \leq 2 = k$).

Enfin, concernant la fonction objectif illustrée dans l'Équation 3.1a, comme le poids $w_{z,t}^{\Upsilon_i} = 2$, la somme totale égale à 16 et correspond à l'équation ci-dessous.

$$\begin{aligned} & w_{1,1}^{\Upsilon_1} \times y_{1,1}^{\Upsilon_1} + w_{1,2}^{\Upsilon_1} \times y_{1,2}^{\Upsilon_1} + w_{2,3}^{\Upsilon_1} \times y_{2,3}^{\Upsilon_1} + w_{4,4}^{\Upsilon_1} \times y_{4,4}^{\Upsilon_1} + \\ & w_{1,1}^{\Upsilon_2} \times y_{1,1}^{\Upsilon_2} + w_{1,2}^{\Upsilon_2} \times y_{1,2}^{\Upsilon_2} + w_{2,3}^{\Upsilon_2} \times y_{2,3}^{\Upsilon_2} + w_{4,4}^{\Upsilon_2} \times y_{4,4}^{\Upsilon_2} = 16 \end{aligned}$$

B.2.3 Algorithme de programmation dynamique

L'algorithme de programmation dynamique noté *VehMTcentrAppx*, est également appliqué pour cet exemple détaillé dans la sous-section B.2.1. Les ensembles H_1 et H_4 appartiennent à la solution finale.

Initialement, le poids total est de 0 et l'ensemble solution est vide et correspond à \emptyset .

Parmi l'ensemble des sommets de départ $\{v_{1,1}^{\Upsilon_1}, v_{1,1}^{\Upsilon_2}\}$, le sommet correspondant au débit maximal est d'abord récupéré. Le maximum $\max\{w_e^{\Upsilon_1}, w_e^{\Upsilon_2}\}$, est choisi en prenant pour arc e , tel que $e = d^+(v_{z,t}^{\Upsilon_i})$ et comme pondération $w_{z,t}^{\Upsilon_i} = w_e^{\Upsilon_i}$. Le maximum correspond au sommet $v_{1,1}^{\Upsilon_1}$ et ce dernier est placé dans l'ensemble solution.

L'itération suivante prend en entrée $\{v_{1,1}^{\Upsilon_1}\}$ et applique l'Équation 3.2. L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{1,2}^{\Upsilon_1}, v_{2,2}^{\Upsilon_1}, v_{3,2}^{\Upsilon_1}, v_{1,3}^{\Upsilon_2}\}$. Chacun de ces choix est pondéré à 2. Le premier élément de l'ensemble est choisi, et l'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\Upsilon_1}, v_{1,2}^{\Upsilon_1}\}$.

L'itération suivante prend en entrée $\{v_{1,1}^{\Upsilon_1}, v_{1,2}^{\Upsilon_1}\}$ et applique l'Équation 3.2. L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{2,3}^{\Upsilon_1}, v_{3,3}^{\Upsilon_1}\}$. Chacun de ces choix est pondéré à 2. Le premier élément de l'ensemble est choisi, et l'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\Upsilon_1}, v_{1,2}^{\Upsilon_1}, v_{2,3}^{\Upsilon_1}\}$.

L'itération suivante prend en entrée $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{1,2}^{\gamma^1}, v_{2,3}^{\gamma^1}\}$ et applique l'Équation 3.2. L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{4,4}^{\gamma^1}\}$, et est pondéré à 2. L'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{1,2}^{\gamma^1}, v_{2,3}^{\gamma^1}, v_{4,4}^{\gamma^1}\}$ et correspond à H_1 .

Concernant le second trajet, l'Équation 3.2 est également utilisé.

Parmi l'ensemble des sommets de départ $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{1,1}^{\gamma^2}\}$, la pondération est dorénavant à 0 pour les deux sommets. Le sommet $v_{1,1}^{\gamma^1}$ est placé dans l'ensemble de départ.

La première itération prend en entrée $\{v_{1,1}^{\gamma^1}\}$ et applique l'Équation 3.2. L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{1,2}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}, v_{3,2}^{\gamma^1}, v_{1,3}^{\gamma^2}\}$, dont les arêtes associées sont pondérées à 0. L'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}\}$ et la pondération est de 0.

La seconde itération prend en entrée $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}\}$ et applique l'Équation 3.2. L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{2,3}^{\gamma^1}, v_{4,3}^{\gamma^1}\}$. Comme $v_{2,3}^{\gamma^1}$ est pondéré à 0, et $v_{4,3}^{\gamma^1}$ est pondéré à 2, le sommet $v_{4,3}^{\gamma^1}$ est choisi, et l'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}, v_{4,3}^{\gamma^1}\}$ et la pondération totale de ce second chemin est de 2.

La troisième itération prend en entrée $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}, v_{4,3}^{\gamma^1}\}$ et applique l'Équation 3.2.

L'ensemble de choix est le suivant $\{v_{4,4}^{\gamma^1}\}$, pondéré à 0. L'ensemble solution devient $\{v_{1,1}^{\gamma^1}, v_{2,2}^{\gamma^1}, v_{2,3}^{\gamma^1}, v_{4,4}^{\gamma^1}\}$ et correspond à H_4 .

La solution proposée par l'algorithme est constituée des deux chemins H_1 et H_4 . Le calcul du poids total varie en fonction de ces choix. Ainsi, les poids correspondant aux ensembles H_1 est de 8. Une fois que le chemin S_1 est considéré comme la solution, le poids correspondant à l'ensemble S_4 devient 4. Le résultat final possède donc un poids de 12. Dans cet exemple, une solution éloignée de l'optimale est donc générée dynamiquement.

Remarque 7 *Le résultat optimal opt étant de $opt = 16$, et l'approximation σ étant de $\sigma \approx 0.63212$, le résultat obtenu respecte l'approximation ($opt > 12 > \sigma \times opt$).*

Annexe C

Bases de calculabilité et de complexité algorithmique

La section C.1 s'intéresse d'abord aux bases théoriques de la calculabilité et de la complexité. La section C.2 présente ensuite l'exemple du problème du sac-à-dos, un problème NP – *complet*. Il n'existe donc pas de solution à la fois optimale et polynomiale en la taille de l'entrée. La classification de ce problème offre différentes résolutions algorithmiques. La section C.3 propose une résolution de ce problème en temps pseudo-polynomial grâce à une programmation dynamique et, dans la section C.4, ce problème est résolu en temps polynomial grâce à un algorithme non optimal.

C.1 Théorie de la calculabilité

La plupart des problèmes scientifiques actuels sont modélisés, formalisés et analysés grâce aux outils de complexité algorithmique. Le calcul de la complexité permet de classer le problème et de l'orienter vers un type de résolution selon à la fois son temps de calcul et à la fois la possibilité d'obtenir une réponse approchée.

La grande dynamique des réseaux véhiculaires amène ainsi à prendre en compte la durée d'une réponse algorithmique [59]. Cette durée correspond par exemple au nombre d'itérations dans des algorithmes centralisés ou le temps de convergence vers une solution stable dans des algorithmes distribués.

C.1.1 Modèle de calcul

Une fois le problème formalisé, plusieurs questions apparaissent. *Ce problème est-il calculable ? Existe-t-il une solution et combien de temps de*

calcul necessite-t-elle ? La complexité algorithmique permet de mesurer la difficulté d'un problème et de connaître l'efficacité des algorithmes pour le résoudre. Pour s'adapter à la diversité des algorithmes et des calculateurs, un modèle de calcul universel (ou utilisable tout le temps) est défini avec la machine de Turing [75].

C.1.1.1 La machine de Turing universelle

La machine de Turing universelle modélise les algorithmes de manière abstraite.

Dans un algorithme, l'ensemble des règles opératoires sont réalisables par une machine de Turing. Cette machine est composée d'un ruban infini contenant les symboles d'un alphabet fini, d'une tête de lecture/écriture qui peut également se déplacer sur le ruban, un registre qui mémorise l'état de la machine de Turing et une table d'action qui indique à la machine l'action à réaliser (écrire, déplacer la tête de lecture). Dans la représentation Figure C.1, le ruban d'entrée est en lecture. Les rubans de travail en lecture/écriture représentent la mémoire de la machine et le ruban de sortie en lecture.

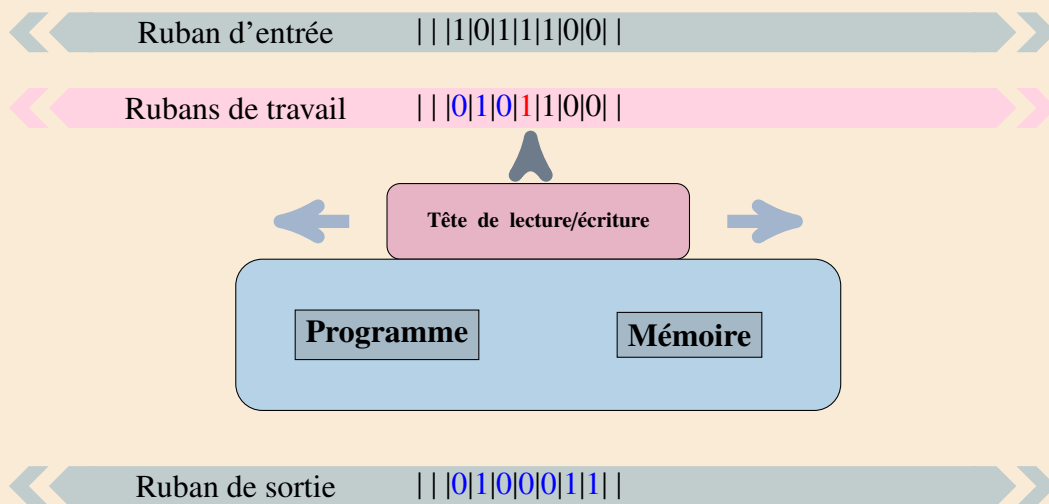


FIGURE C.1 – Machine de Turing

Un exemple simple consiste en le programme "inverser 0 et 1" qui inverse les "1 et les 0". Les actions sont les suivantes. Si la tête de lecture est à 1 alors écrire 0 puis déplacer la tête de lecture vers la droite. Si la tête de lecture est à 0 alors écrire 1 puis déplacer la tête de lecture vers la droite.

La machine de Turing représente les programmes de base d'un ordinateur. Le temps de calcul est le nombre d'étapes effectué pour le calcul.

L'espace de calcul est le nombre total de cases différentes visitées au cours du calcul.

Pour revenir à l'exemple du programme "inverser les 0 et 1", le temps de calcul est exactement identique à la taille du ruban d'entrée. Il est donc polynomial en la taille de l'entrée, ou plus simplement résolvable en temps polynomial. Si la réponse à un problème est "oui/non", le problème est dit de décision.

Dans le cas où chaque étape n'aboutit qu'à un seul choix possible, la machine est déterministe. Dans le cas où le résultat d'une étape est plusieurs étapes différentes alors la machine est non déterministe. Par exemple, l'utilisation de l'aléatoire peut mener à des étapes différentes.

C.1.1.2 Décidabilité et indécidabilité

Les notions de décidabilités et d'indécidabilités permettent de connaître l'existence d'un algorithme pour un problème donné à travers l'utilisation d'une machine de Turing.

Certains problèmes ne peuvent pas être résolus par un algorithme, quel que soit le temps dont dispose l'ordinateur et ses performances.

L'exemple célèbre est l'indécidabilité du problème de l'arrêt, démontrée par Alan Turing en 1936. Il n'existe pas d'algorithme qui permette de décider si, étant donné une machine de Turing quelconque et un mot d'entrée, le calcul de celle-ci s'arrête ou non.

C.1.2 Calculabilité

Une fois que l'existence d'un algorithme est démontrée, la calculabilité analyse les performances d'un possible algorithme à travers le temps de calcul ou l'utilisation de l'espace mémoire. Une des classifications de problèmes se base sur des asymptotes associées au temps de calcul et permet de hiérarchiser les problèmes selon des classes de complexité. Ces classes sont détaillées ci-dessous. Les algorithmes peuvent se résoudre en un certain temps par rapport à la taille de l'entrée.

La classe \mathcal{P} est une classe de base de la théorie de la complexité correspondant aux problèmes décidables en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée par une machine de Turing *déterministe*.

La classe NP est quant-à-elle une classe de base de la théorie de la complexité correspondant aux problèmes décidables en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée par une machine de Turing *non déterministe*.

En pratique, les solutions des problèmes de classe \mathcal{P} et \mathcal{NP} sont vérifiables en temps polynomial mais seuls les problèmes de classe \mathcal{P} ont été prouvés comme solvables en temps polynomial. La question "Existe-t-il une résolution optimale et en temps polynomial d'un problème non déterministe?" se traduit par la question " $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$?", problème ouvert de recherche.

C.1.2.1 Classification de problèmes

Etant donné que l'équivalence des deux classes \mathcal{P} et \mathcal{NP} n'a pas encore été prouvée, la classe \mathcal{NP} est étudiée en faisant l'hypothèse que $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$. Parmi ces problèmes classés \mathcal{NP} , certains ont des propriétés particulières et disposent de solutions dans la littérature. Pouvoir reconnaître ces problèmes, les classer permet dès lors d'utiliser la même démarche algorithmique que des précédents problèmes afin d'obtenir des garanties similaires.

Pour classer un problème, le processus de réduction est utilisé. La réduction permet de comparer deux problèmes A et B . Si le problème B est un cas particulier du problème A , alors B n'est pas plus difficile à résoudre que A . Résoudre le problème A revient à résoudre le problème B automatiquement.

Dès lors, il est nécessaire de construire une fonction de réduction transformant le problème B en un cas particulier du problème A .

Définition 13 Une réduction many-one en temps polynomial d'un problème B à un problème A est une fonction $f : \Sigma_B \rightarrow \Sigma_A$ calculable en temps polynomial tel que :

$$\forall x \in \Sigma_B, x \in B \iff f(x) \in A$$

Si une telle fonction f existe, on dira que B se réduit à A (via f) et on notera $B \leq_m^P A$.

Difficulté Pouvoir réduire un problème à un autre permet de comparer les problèmes entre eux, certains étant plus difficiles que d'autres.

Définition 14 Soit \leq une notion de réduction entre problèmes. Soit A un problème et C une classe de complexité. A est C – difficile pour les réductions \leq si pour tout problème $B \in C$, on a $B \leq A$.

A est C – complet pour les réductions \leq s'il est C – difficile pour \leq et si $A \in C$.

$$\forall x \in \Sigma_B, x \in B \iff f(x) \in A$$

Si une telle fonction f existe, on dira que B se réduit à A (via f) et on notera $B \leq_m^P A$.

C.1.2.2 Approximation

Les solutions algorithmiques pour résoudre un problème appartenant à \mathcal{NP} se déclinent en plusieurs familles selon les propriétés qui apparaissent lors des réductions. L'ensemble des propriétés se basent sur l'hypothèse que $P \neq \mathcal{NP}$.

Le problème \mathcal{NP} a été analysé en terme de complexité afin de montrer l'existence ou l'inexistence de résultat à la fois rapide (en temps polynomial par rapport à la taille de l'entrée) et exacte [58]. De ce fait, les résultats rapides proposés sont soit associés à des résultats non exacts (ou approchés), soit associés à des contraintes de scénarios simplificatrices.

Lorsqu'une approximation est proposée par un algorithme. La réduction d'un problème permet de conserver certaines propriétés. Dès lors plusieurs types de réductions apparaissent et celles utilisées lors de ce travail de thèse sont détaillées et illustrées dans le schéma Figure C.2.

Un problème \mathcal{NP} peut être résolu en temps polynomial.

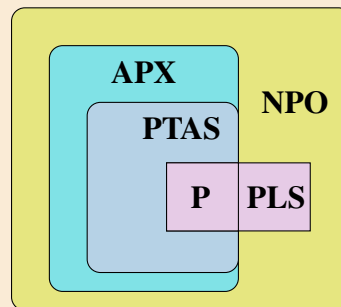


FIGURE C.2 – Classes d'approximation.

L'ensemble classé \mathcal{P} regroupe les problèmes pour lesquels il existe un algorithme donnant une solution exacte en temps polynomial.

Un schéma d'approximation en temps polynomial APX est la classe des problèmes algorithmiques pour lesquels il existe un algorithme d'approximation en temps polynomial avec un ratio d'approximation constant.

Un schéma d'approximation en temps polynomial (en anglais polynomial-time approximation scheme, abrégé en PTAS) est une famille d'algorithmes d'approximation pour des problèmes d'optimisation combinatoire (le plus souvent des problèmes d'optimisation \mathcal{NP} – *difficiles*). On dit aussi plus simplement schéma d'approximation polynomial. Le temps de calcul est polynomial en la taille de l'entrée et possède un ratio d'approximation de $1 + \epsilon$ pour un ϵ fixé.

La recherche locale polynomiale (PLS) est une classe de complexité qui représente la difficulté de trouver une solution localement optimale à

un problème d'optimisation. Les principales caractéristiques des problèmes qui relèvent de la PLS sont que le coût d'une solution peut être calculé en temps polynomial et que le voisinage d'une solution peut être recherché en temps polynomial. Il est donc possible de vérifier si une solution est un optimum local ou non en temps polynomial. En outre, selon le problème et l'algorithme utilisé pour le résoudre, il peut être plus rapide de trouver un optimum local plutôt qu'un optimum global.

La Figure C.2 illustre les différentes classes d'approximation, détaillées dans le Tableau C.1.

C.2 Présentation du problème de sac-à-dos

Le problème de sac-à-dos est un célèbre problème d'optimisation combinatoire qui a figuré parmi les 21 problèmes \mathcal{NP} – *complets* de Richard Karp exposés dans son article de 1972 [42]. Ce problème a servi de bases à de nombreux autres problèmes dans le domaine de la cryptographie [53], ou du marché financier [76] ou dans les réseaux véhiculaires multi-technologies illustrés dans cette thèse avec le DCP. Le problème du sac-à-dos est $FPTAS$. Dès lors, les algorithmes peuvent posséder des propriétés dans les caractéristiques sont décrites dans cette annexe [81].

Classe de problème	Temps de calcul	Ratio d'approximation
APX	Polynomial en la taille de l'entrée	$c \in \mathbb{R}$
PTAS	Polynomial en la taille de l'entrée pour ϵ fixé	$1 + \epsilon$
P	Polynomial en la taille de l'entrée	1

TABLE C.1 – Temps de calcul et ratio des classes d'approximation.

Le problème du sac-à-dos, classé comme \mathcal{NP} – *difficile*, est défini comme suit :

Problème du Sac-à-dos

Entrée : Soit $S = \{a_1, \dots, a_n\}$ un ensemble d'objets ayant une taille $s(a_i) \in \mathbb{Z}$ et un bénéfice $pr(a_i) \in \mathbb{Z}$ avec B la taille d'un sac à dos

Sortie : Un sous-ensemble de S dont la somme des tailles est inférieure à B et qui maximise les profits représentés par la fonction pr .

Un exemple est illustré Figure C.3 avec un ensemble de 5 objets $S = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5\}$ de taille respective $s = \{3, 1, 1, 2, 1\}$, de profit respectif

$pr = \{7, 2, 3, 5, 1\}$ et un sac à dos de taille $B = 4$.

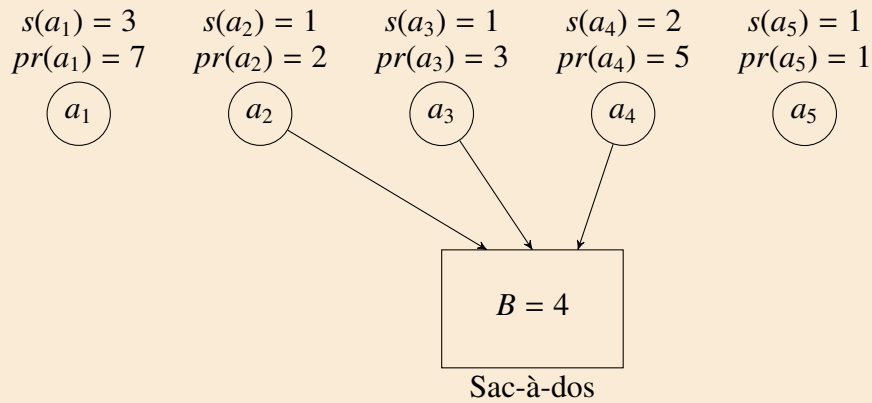


FIGURE C.3 – Exemple du problème du sac-à-dos.

Toute solution doit respecter les contraintes de taille, telle que la somme des taille est inférieure à B . Par exemple, la solution $S^1 = \{a_1\}$ est de taille 3 telle que $s(a_1) \leq B$ et le profit est de $pr(a_i) = 7$. Cependant, dans l'objectif de maximiser le profit, cette solution n'est pas optimale. L'exemple possède une unique solution optimale illustrée Figure C.3 avec $S^* = \{a_2, a_3, a_4\}$ de taille de 4 telle que $s(a_2) + s(a_3) + s(a_4) = B$ et de profit $pr(a_2) + pr(a_3) + pr(a_4) = 10$.

C.3 Algorithme pseudo-polynomial pour le problème du sac-à-dos

Il est dès lors possible, grâce à la programmation dynamique de fournir une solution optimale en temps pseudo-polynomial.

C.3.1 Algorithme pseudo-polynomial

Définition 15 Un algorithme est *pseudo-polynomial* si son temps d'exécution pour une instance I de taille T est borné par un polynôme de taille T_u où les entiers sont codés en unaire.

Soit $P = \max_{a \in S} pr(a)$, tel que chaque solution a un bénéfice inférieur à $n \times P$. Une relation entre les bénéfices et les tailles apparaît grâce aux deux variables i et p telles que $\forall i \in \{1, \dots, n\}, \forall p \in \{1, \dots, n \times P\}$.

Soit $S_{i,p}$ un sous-ensemble de $\{a_1, \dots, a_i\}$ tel que le bénéfice est de p et de taille minimale. Soit $A(i, p)$, la taille de $S_{i,p}$ avec $A(i, p) = \infty$ si la taille n'existe pas.

La formule de récurrence est la suivante :

$$A(i+1, p) = \begin{cases} \min\{A(i, p), \text{size}(a_{i+1}) + A(i, p - \text{pr}(a_{i+1}))\} & \text{si } \text{pr}(a_{i+1}) \\ A(i, p) & \text{sinon} \end{cases}$$

Cet algorithme est noté $\mathcal{A}(S, s, \text{pr}, B)$

C.3.2 Exemple

Dans cet exemple, l'ensemble $S = \{a_1, a_2, a_3, a_4\}$, avec $s = \{3, 5, 3, 2\}$, $\text{pr} = \{10, 100, 19, 20\}$ et $B = 20$.

L'évolution des variables de l'algorithme sont illustrées Figure C.4. Avec $B = 20$, la contrainte ne s'applique pas et le meilleur profit est de 149 pour un poids de 13 et un sous-ensemble $S_{4,149} = \{a_1, a_2, a_3, a_4\}$. Dans le cas où $B = 8$, alors le profit est de 119 pour un sous-ensemble $S_{4,119} = \{a_2, a_3\}$.

$A(i, p)$	$S_{i,p}$	$A(4, 0) = 0$	$S_{4,0} = \emptyset$
$A(1, 0) = 0$	$S_{1,0} = \emptyset$	$A(4, 10) = 3$	$S_{4,10} = \{a_1\}$
$A(1, 10) = 3$	$S_{1,10} = \{a_1\}$	$A(4, 19) = 3$	$S_{4,19} = \{a_3\}$
$A(2, 0) = 0$	$S_{2,0} = \emptyset$	$A(4, 20) = 2$	$S_{4,20} = \{a_4\}$
$A(2, 10) = 3$	$S_{2,10} = \{a_1\}$	$A(4, 29) = 6$	$S_{4,29} = \{a_1, a_3\}$
$A(2, 100) = 5$	$S_{2,100} = \{a_2\}$	$A(4, 30) = 5$	$S_{4,30} = \{a_1, a_4\}$
$A(2, 110) = 8$	$S_{2,110} = \{a_1, a_2\}$	$A(4, 39) = 5$	$S_{4,39} = \{a_3, a_4\}$
$A(3, 0) = 0$	$S_{3,0} = \emptyset$	$A(4, 49) = 8$	$S_{4,49} = \{a_1, a_3, a_4\}$
$A(3, 10) = 3$	$S_{3,10} = \{a_1\}$	$A(4, 100) = 5$	$S_{4,100} = \{a_2\}$
$A(3, 19) = 3$	$S_{3,19} = \{a_3\}$	$A(4, 110) = 8$	$S_{4,110} = \{a_1, a_2\}$
$A(3, 29) = 6$	$S_{3,29} = \{a_1, a_3\}$	$A(4, 119) = 8$	$S_{4,119} = \{a_2, a_3\}$
$A(3, 100) = 5$	$S_{3,100} = \{a_2\}$	$A(4, 120) = 7$	$S_{4,119} = \{a_2, a_4\}$
$A(3, 110) = 8$	$S_{3,110} = \{a_1, a_2\}$	$A(4, 129) = 11$	$S_{4,129} = \{a_1, a_2, a_3\}$
$A(3, 119) = 8$	$S_{3,119} = \{a_2, a_3\}$	$A(4, 130) = 10$	$S_{4,130} = \{a_1, a_2, a_4\}$
$A(3, 129) = 11$	$S_{3,129} = \{a_1, a_2, a_3\}$	$A(4, 139) = 10$	$S_{4,139} = \{a_1, a_2, a_4\}$
		$A(4, 149) = 13$	$S_{4,149} = \{a_1, a_2, a_3, a_4\}$

(a) $i = 1, 2$ et 3.

(b) $i = 4$.

FIGURE C.4 – Les variables associées au programme dynamique.

C.4 Schémas d'approximation en temps polynomial (PTAS et FPTAS) pour le problème du sac-à-dos

Une autre solution consiste à accepter une perte au niveau de l'optimalité afin de fournir une solution polynomiale en fonction de la taille de l'entrée et d'une constante fournie au début de l'algorithme.

C.4.1 Définitions

Définition 16 PTAS : Soit Π un problème d'optimisation \mathcal{NP} – difficile avec une fonction de coût f_{Π} à maximiser. Un algorithme est un schéma d'approximation pour Π si étant donnée une entrée (I, ϵ) avec I instance de Π et $\epsilon > 0$, une erreur fixée à l'avance, il retourne une solution s telle que $f_{\Pi}(I, s) \leq (1 - \epsilon) \times OPT$.

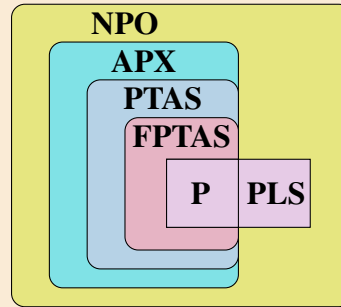


FIGURE C.5 – Classes d'approximation avec FPTAS.

Cet algorithme est un **schéma d'approximation à temps polynomial (PTAS)** si pour tout $\epsilon > 0$ fixé le temps d'exécution est borné par un polynôme en la taille de l'instance.

Si ϵ diminue d'un facteur constant, alors le temps d'exécution augmente d'un facteur constant

Définition 17 FPTAS : Soit Π un problème d'optimisation \mathcal{NP} – difficile avec une fonction de coût f_{Π} à maximiser. Un algorithme est un **schéma d'approximation entièrement à temps polynomial** si pour tout $\epsilon > 0$ fixé, le temps d'exécution est borné par un polynôme en la taille de l'instance et $\frac{1}{\epsilon}$.

Classe de problème	Temps de calcul	Ratio d'approximation
APX	Polynomial en la taille de l'entrée	$c \in \mathbb{R}$
PTAS	Polynomial en la taille de l'entrée pour chaque ϵ fixé	$1 + \epsilon$
FPTAS	Polynomial en la taille de l'entrée et en $\frac{1}{\epsilon}$	$1 + \epsilon$
P	Polynomial en la taille de l'entrée	1

TABLE C.2 – Temps de calcul et ratio des classes d'approximation.

Les différentes approximations sont rappelées dans la Figure C.5, avec leur hiérarchie d'appartenance ou tout FPTAS est obligatoirement un PTAS. Le Tableau C.2 explicite ces appartenances.

C.4.2 Algorithme

Une résolution fournissant un schéma d'approximation entièrement à temps polynomial est proposé à travers l'algorithme 7 baptisé *FPTAS* et détaillé ci-dessous.

Données : $S, s : S \rightarrow \mathbb{Z}, pr : S \rightarrow \mathbb{Z}, B$

Résultat : S'

- 1 $K \leftarrow \frac{\epsilon P}{n}$;
- 2 $\forall a \in S, pr'(a) \leftarrow \left\lfloor \frac{pr(a)}{K} \right\rfloor$;
- 3 $S' \leftarrow \mathcal{A}(S, s, pr', B)$;
- 4 **Retourner** S'

Algorithme 7 : *AlgoSacADos* (FPTAS)

C.4.3 Exemple

Dans cet exemple, l'ensemble $S = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5\}$, avec $s = \{3, 5, 3, 2, 2\}$, $pr = \{10, 100, 19, 20, 29\}$ et $B = 15$.

Au départ, $K = \frac{0.5 \times 100}{5} = 10$ et la valeur associée au profit est $\{1, 10, 1, 2, 2\}$. le paramètre ϵ égale 0.5. L'algorithme pseudo-polynomial appelé est $\mathcal{A}(S, s, pr, B)$.

Cet algorithme donne en solution le sous-ensemble $S' = \{a_1, a_2, a_4\}$ pour un poids de 13 et un profit de 132. Or la valeur optimale est de 148 correspondant au sous-ensemble $M = \{a_2, a_3, a_5\}$ pour un poids de 15.

Or, l'appartenance à un FPTAS apparaît à travers l'équation C.1.

$$(1 - \epsilon)pr(M) \approx 75 < 132 < 148 \quad (C.1)$$

C.4.4 Propriétés

Théorème 11 *Soit S' la solution de *AlgoSacADos*, alors*

$$pr(S') \geq (1 - \epsilon) \times OPT \quad (C.2)$$

L'algorithme est un PTAS.

Preuve 11 *Soit M , l'ensemble optimal, avec $\forall a_i \in S, pr'(a_i)$, le profit associé à la Ligne 2 de l'Algorithme algorithm 7 et $pr(a_i)$, le profit de départ. Dès lors, les propriétés suivantes apparaissent, avec n la taille de S .*

$$\forall a \in S, K \times pr'(a_i) \leq pr(a_i) < K \times pr'(a_i) + K \quad (C.3)$$

$$pr(M) - K \times pr'(M) \leq nK \quad (C.4)$$

L'algorithme \mathcal{A} pseudo-polynomial retourne une solution $pr(S) \geq pr'(M)$ à cause de t , taille minimale associée au surplus. Dès lors, $pr(S') \geq K \times pr'(M) \geq pr(M) - nK$.

Le nombre entier inférieur de la fraction $\left\lfloor \frac{pr(a)}{K} \right\rfloor$ Ligne 2 appliqué pour les n éléments de S , permet d'avoir la relation $nK = \epsilon P$.

Comme $OPT \geq P$, alors $pr(S') \geq (1 - \epsilon) \times OPT$ et l'algorithme AlgoS acADos est un PTAS.

Théorème 12 L'algorithme AlgoS acADos est un FPTAS.

Preuve 12 Soit M l'ensemble optimal, le Théorème 11 a montré qu'il était un PTAS, avec la relation $pr(S') \geq (1 - \epsilon) \times OPT$.

Le nombre d'opérations de AlgoS acADos est calculé avec Ligne 1 en $\mathcal{O}(1)$ pour le calcul de K , Ligne 2 en $\mathcal{O}(n)$ pour le calcul de $pr'(a)$, $\forall a \in S$ et Ligne 3 en $\mathcal{O}(n^2 \left\lfloor \frac{P}{K} \right\rfloor)$ pour l'exécution de l'algorithme pseudo-polynomial.

Comme $nK = \epsilon P$, le temps d'exécution de l'algorithme est donc en n et $\frac{1}{\epsilon}$.

Cet algorithme est donc un FPTAS.

Annexe D

Détails de l'algorithme SARE

Les algorithmes de décision peuvent être basés sur le hasard uniquement, ou s'appuyer sur une phase d'exploration qui permet d'acquérir des données.

L'algorithme utilisé pour le choix de la station est présenté dans la section D.1. L'algorithme utilisé pour le routage est présenté dans la section D.2, en comparant cette stratégie à d'autres stratégies existantes.

D.1 Algorithme de choix de la station

L'article [5] présente un algorithme qui se concentre sur le choix de la station de base, concept apparenté aux différentes technologies de communication proposées à un véhicule. Un processus stochastique favorise la station de base fournissant le meilleur débit, tout en minimisant le nombre de changements de stations de base. L'opération est réalisée de façon entièrement

locale.

Données : $p, \eta, h, \tau,$

Résultat : Sélection de RAT

```

1 Pour chaque RAT  $k'$  faire
2   si  $\frac{w_{ik'}[t+1]}{w_{ik}[t]} > \eta, \forall t = t - T + 1, \dots, t$  alors
3     si  $class(k') = class(k)$  alors
4       si  $rand < p^{m_i+1}$  alors
5         changer vers  $k'$ 
6       fin
7     si mouvement concurrent alors
8        $m_i \leftarrow m_i + 1$ 
9     sinon
10       $m_i \leftarrow 0$ 
11    fin
12  sinon
13    si  $w_{ik'} > h$  alors
14      si  $rand < p^{m_i+1}$  alors
15        changement vers  $k'$ ;
16        mise à jour de  $h$ ;
17      si mouvement concurrent alors
18         $m_i \leftarrow m_i + 1$ 
19      sinon
20         $m_i \leftarrow 0$ 
21      fin
22    fin
23  fin
24 fin
25 fin
26 fin

```

Algorithme 8 : Algorithme de sélection de RAT

Le Tableau D.1 détaille la signification des variables. Les utilisateurs des jeux de sélection de RAT changent égoïstement leur RAT choisie pour augmenter leur propre débit. Si le changement hypothétique de technologie de communication apporte un gain dépassant un seuil η , alors le processus de changement de RAT est amorcé. Ensuite, si une valeur aléatoire $rand$ ne dépasse pas un seuil p^{m_i} , alors le processus de changement est confirmé. La variable m_i grandit au fil des changements de technologie, donc, comme $p \in [0; 1]$, la variable p^{m_i} diminue. Il est donc de plus en plus difficile de confirmer le changement de technologie de communication.

Variable	Signification
N	Nombre d'utilisateurs
M	Nombre de stations de base
n_k	Nombre d'utilisateurs de la stations de base k
N_k	Ensemble d'utilisateurs de la stations de base k
$R_{i,k}$	Débit PHY d'utilisateur i de la station de base k
$w_{i,k}$	Débit de l'utilisateur i de la station de base k
ϕ_i	Profile de stratégie de l'utilisateur i
p	Paramètre de hasard
T	Fréquence de la mesure avant la commutation
h	Paramètre d'hystérésis

TABLE D.1 – Notation

D.2 Algorithme de choix du routage

Dans cette partie, les principes des algorithmes d'apprentissage présentés sont l'apprentissage supervisé dans la sous-section D.2.1, l'apprentissage non supervisés dans la sous-section D.2.2, l'apprentissage par renforcement dans la sous-section D.2.3 et l'apprentissage profond dans la sous-section D.2.4.

D.2.1 Apprentissage supervisé

L'objectif de l'apprentissage supervisé est de développer un modèle prédictif basé sur toutes les données entrantes et sortantes, comme illustré dans la figure D.1.

L'apprentissage supervisé regroupe les données afin de pouvoir prédire les futurs comportement.

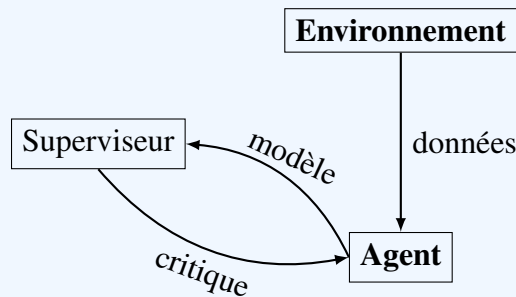


FIGURE D.1 – Méthode d'Apprentissage supervisé. L'agent analyse les données entrantes fournies par l'environnement. Il envoie ensuite un modèle qui sera critiqué par le superviseur.

Par définition, l'apprentissage supervisé appelle un contrôleur qui aide la prise de décision des agents, favorisant une centralisation de l'information. D'autres techniques ont été développées pour s'affranchir de ce gestionnaire tout en gardant les capacités d'apprentissage.

D.2.2 Apprentissage non supervisé

Contrairement à l'apprentissage supervisé, l'apprentissage non supervisé vise à trier les données sans superviseur, comme illustré figure D.2. Le contexte des réseaux véhiculaires amène les utilisateurs à réduire la quantité de données stockées. Par exemple, il est possible de gérer au mieux l'énorme quantité d'informations reçues, ou d'offrir une résistance aux interférences liées au bruit qui peuvent dégrader les performances d'autres algorithmes.

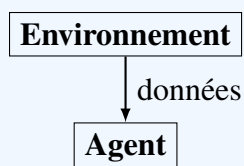


FIGURE D.2 – Méthode d'apprentissage non supervisée. L'agent regroupe et interprète les données en l'absence d'un superviseur.

L'apprentissage non supervisé est principalement utilisé pour regrouper les données issu de l'environnement par un agent. Il permet de se libérer de l'utilisation d'un superviseur général.

D.2.3 Apprentissage par renforcement

L'apprentissage par renforcement quant-à-lui favorise le comportement souhaité par le biais d'interactions avec l'environnement. L'algorithme est basé sur un système d'essais et d'erreurs pour promouvoir les récompenses. L'objectif est de renforcer l'apprentissage par des actions environnementales. L'analyse et la définition de la fonction d'apprentissage Q est une approche classique pour résoudre un problème de renforcement. La figure D.3 illustre cette méthode.

L'agent possède un ensemble d'états S et d'actions A . Les actions a permettent à l'agent de changer d'état et d'obtenir une récompense r . L'objectif de l'agent revient à maximiser cette récompense. La fonction de Q -apprentissage peut donc être formalisé à travers l'ensemble des action-état $Q : S \times A \rightarrow \mathcal{R}$.

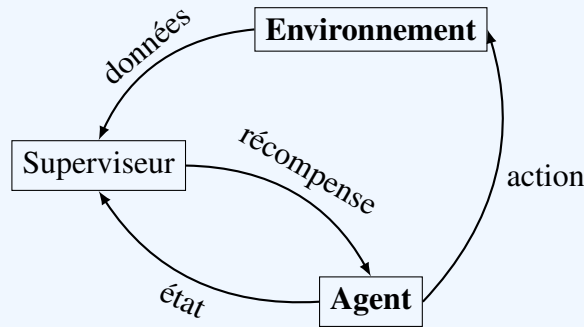


FIGURE D.3 – Méthode d’Apprentissage par renforcement.

A chaque itération de l’algorithme, la fonction de passage d’un état s vers un état s' grâce à une action a est mise à jour selon la formule suivante.

$$Q[s, a] = (1 - \alpha) \times Q[s, a] + \tau \times (r + \gamma \times \max_{a'} Q[s, a']) \quad (D.1)$$

Dans cette équation, $\alpha \in [0, 1]$ représente le facteur d’apprentissage associé à l’importance accordée aux actions passées. Ensuite, le facteur γ tel que $0 \leq \gamma \leq 1$ est le facteur d’actualisation.

L’apprentissage par renforcement permet aux algorithmes de s’adapter aux situations de stabilité qui apparaissent lors des clusters.

D.2.4 Apprentissage profond

Avec l’apprentissage profond, un véhicule est capable d’apprendre à partir de représentations d’informations fournies par des algorithmes supérieurs, qu’ils soient non supervisés ou de renforcement. Cette méthode est basée sur différentes couches de traitement non linéaire pour l’extraction et la transformation des données. À travers les différentes couches, les paramètres sont traités à des niveaux de plus en plus élevés, comme illustré figure D.4.

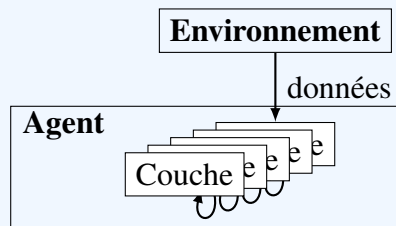


FIGURE D.4 – Méthode d’apprentissage profond.

Les différentes utilisations de l'apprentissage approfondi dans les réseaux véhiculaires sont détaillées dans l'article [51] dont plusieurs exemples illustrent son utilisation dans les réseaux véhiculaires.

L'utilisation simultanée de plusieurs couches de données reçues (y compris les données malveillantes) permet d'effectuer un tri. L'apprentissage profond permet aux algorithmes de s'adapter aux situations d'instabilité résultant d'une grande mobilité.