

RÉPUBLIQUE ALGÉRIENNE DÉMOCRATIQUE ET POPULAIRE
MINISTÈRE DE L'ENSEIGNEMENT SUPÉRIEUR ET DE LA RECHERCHE
SCIENTIFIQUE

UNIVERSITÉ MOHAMED SEDDIK BEN YAHIA DE JIJEL

FACULTÉ DES SCIENCES EXACTES ET INFORMATIQUE

DÉPARTEMENT D'INFORMATIQUE



MEMOIRE DE FIN D'ETUDE

EN VUE DE L'OBTENTION DU DIPLOME MASTER RECHERCHE EN INFORMATIQUE
RESÉAUX ET SÉCURITÉ

**Une approche d'incitation à la mise en cache concurrentielle dans les réseaux
d'internet de véhicules**

RÉALISÉ PAR :
BOUNAIRA SOUMIA
BOUNIB SARA

ENCADRÉ PAR :
DR.ALIQUA AHMED

*Année universitaire
2019-2020*

Dédicace

À mes chers parents,

Aucune dédicace ne saurait exprimer mon respect, mon amour éternel et ma considération pour les sacrifices que vous avez consentis pour mon instruction et mon bien être.

Je vous remercie pour tout le soutien et l'amour que vous me portez depuis mon enfance et j'espère que votre bénédiction m'accompagne toujours. Que ce modeste travail soit l'exaucement de vos vœux tant formulés, le fruit de vos innombrables sacrifices, bien que je ne vous en acquitterai jamais assez. Puisse Dieu, le très haut, vous accorder santé, bonheur et longue vie et faire en sorte que jamais je ne vous déçoive.

À mon cher frère **Abdelmalek** pour son soutien et ses encouragements, A mes chères sœurs **Jihane** , **Amira** pour leurs encouragements permanents, et leur soutien moral,

À tous mes ami(e)s.

Je vous dirais tout simplement, un grand merci, je vous aime.

BOUNAIRA soumia

Dédicace

À mes chers parents

Je vous suis très reconnaissante pour votre amour, soutien, compréhension et présence.

Merci, Désolé et Je vous aime.

À mes chers frères, ma sœur

Abdellah , Khir Eddine, Housseem et Youssra

Merci et Je vous aime.

À mes chers ami(e)s

Pour m'avoir écouté, pour m'avoir réconforté, pour m'avoir aimé.

Merci et Je vous aime

À moi-même,

Pour ne pas avoir abandonné, je suis très fier de vous !

BOUNIB sarah

Remerciements

Avant tout nous remercions **Allah** le tout puissant, le Miséricordieux, qui nous a donné le courage, la volonté, la force, la santé et la persistance pour accomplir ce modeste travail. Merci de nous avoir éclairé le chemin de la réussite.

Et nous voudrions exprimer toute notre gratitude à :
Notre encadrant : **Dr. ALIOUA Ahmed**, pour sa patience, et surtout pour sa confiance, ses remarques et ses conseils, sa disponibilité et sa bienveillance.

Tous les enseignants du département d'informatique, qui ont assisté à nos débuts en informatique, pour leurs précieux conseils.

Notre vif remerciement aux membres du jury pour l'honneur qu'ils nous font en acceptant de juger ce travail et pour toutes leurs remarques pertinentes.

Nous exprimons notre reconnaissance à toute personne qui a contribué de près ou de loin à l'achèvement de ce travail, nos enseignants, nos parents, et nos frères, sœurs, nos amis et nous remercions tout particulièrement nos camarades **Rahima, Bachira, Sara, Oumaima, Khadija, Ahlem, Meriem, Nacer, Younes, Abdellatif**
la promotion de **R& S 2019/2020**.

Enfin, nous espérons que ce travail aura la valeur souhaitée.

Résumé

De nos jours, on constate une augmentation du trafic de données mobiles principalement due à une demande explosive des applications gourmandes en bande passante. Cette augmentation du trafic risque de plus en plus de saturer les liens backhails entre le réseau d'accès et le réseau cœur. La technique de mise en cache ou caching a été proposée comme une solution innovante pour résoudre ce problème, en déplaçant le contenu populaire vers des nœuds proches de l'utilisateur final pour réduire les délais d'accès et alléger les liens backhails.

Dans ce mémoire nous nous intéressons à l'étude d'une stratégie d'incitation à la mise en cache dans le contexte des réseaux d'IoV. Pour cela, nous considérons un marché constitué de plusieurs fournisseurs de contenu (Content Provider, CPs) qui possèdent un ensemble de fichiers populaires et souhaitent les rapprocher des utilisateurs finaux, et de plusieurs sociétés de transports en commun des voyageurs (Public Transport Company, PTCs) qui possèdent des mémoires caches embarqués sur leurs véhicules mobiles. Dans notre politique de mise en cache, les CPs et les PTCs interagissent et coopèrent pour améliorer les performances de processus de mise en cache. Pour cela, nous avons formulé deux modèles de système d'incitation à la mise en cache selon la symétrie des informations sur la popularité des fichiers fournis par les CPs. Dans le premier modèle, nous avons utilisé la théorie des contrats pour modéliser le problème d'incitation à la mise en cache avec des informations asymétriques. Dans le deuxième modèle, nous avons utilisé un jeu du type Stackelberg pour modéliser un modèle dans un environnement avec information symétrique.

Plusieurs simulations ont été réalisées pour prouver l'efficacité du scénario proposé. Les résultats obtenus par les simulations ont démontré que nos deux modèles basés sur la théorie de contrat et le jeu du type Stackelberg permettent d'avoir une mise en cache plus efficace.

Mots clés : Internet de véhicules, Incitation à la mise en cache, Théorie des jeux, Jeu de Stackelberg, Théorie des contrats.

Abstract

Today, there is an avalanche increase in mobile data traffic mainly due to an explosive demand for bandwidth-hungry applications. This avalanche in traffic is likely to saturate the backhaul links between the access network and the core network. Edge caching has been proposed as an innovative solution to deal with this problem, moving popular content on nodes close to the end-user to reduce access delays and lighten backhaul links.

In this paper, we are interested in exploring a strategy to encourage edge caching in the context of IoV networks. To do this, we consider a market consisting of several Content Providers (CPs) that own a set of popular content and want to bring it closer to end-users and several Public Transport Companies (PTCs) that have caches embedded on their mobile vehicles. In our caching policy, CPs and PTCs interact and cooperate to improve the performance of the caching process. To achieve this, we have formulated two models of incentive caching scheme based on the symmetry of the information about the popularity of the files provided by the CPs. In the first model, we used contract theory to model the caching incentive problem with asymmetric information. In the second model, we used a Stackelberg type game to model a model in an environment with symmetric information.

Several simulations were performed to prove the effectiveness of the proposed incentive caching strategies. The results obtained by the simulations showed that our two models based on contract theory and Stackelberg game allow for more efficient caching.

Keywords: Internet of vehicles, Incentive Caching, Game theory, Stackelberg game, Contract theory

Table des matières

Résumé	i
Abstract	ii
Liste des figures	ix
Liste des tableaux	xi
Liste des acronymes	xii
Introduction générale	1
1 Vue d'ensemble sur les réseaux d'Internet de véhicules	4
1.1 Introduction	4
1.2 Réseau ad hoc de véhicules (VANET)	4
1.2.1 Définition	5
1.2.2 Architecture	5
1.2.3 Caractéristiques et défis	7
1.2.4 Applications	9
1.2.5 Technologies de communication	10
1.3 Réseau d'Internet de véhicules (Internet of Vehicles)	12

1.3.1	Définitions	12
1.3.2	Architecture	12
1.3.3	Paradigme de Cloud Computing /Fog Computing	15
1.3.4	Caractéristiques et défis	16
1.4	Conclusion	17
2	Incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules	18
2.1	Introduction	18
2.2	Technique de mise en cache	19
2.2.1	Définition	19
2.2.2	Incitation à la mise en cache	20
2.2.3	Apports de la mise en cache pour les réseaux de véhicules	20
2.3	Survol sur les travaux de l'incitation à la mise en cache	21
2.3.1	Incitation à la mise en cache monopoliste avec un seul propriétaire des caches	22
2.3.1.1	Un seul fournisseur de contenu	22
2.3.1.2	Plusieurs fournisseurs de contenu	22
2.3.2	Incitation à la mise en cache concurrentielle avec plusieurs propriétaires des caches	23
2.3.2.1	Un seul fournisseur de service	23
2.3.2.2	Plusieurs fournisseurs de contenus	24
2.3.3	Travaux sur l'incitation à la mise en cache avec des caches mobiles	24
2.3.4	Tableaux taxonomique et récapitulatif	25
2.4	Discussion	27
2.5	Conclusion	27
3	Notions de base de la théorie des jeux et la théorie des contrats	28

3.1	Introduction	28
3.2	Définition de la théorie des jeux	28
3.3	Concept de base de la théorie des jeux	29
3.3.1	Joueurs	29
3.3.2	Stratégie (action/choix)	29
3.3.3	Utilité	29
3.3.4	Equilibre de Nash	30
3.3.4.1	Définition	30
3.3.4.2	Propriétés	30
3.3.4.3	Fonction de meilleure réponse	30
3.3.5	Exemple d'illustration : le dilemme du prisonnier	31
3.4	Domaine d'application de la théorie des jeux	32
3.5	Typologie des jeux	33
3.6	Modélisation des jeux	34
3.6.1	Jeux sous forme extensive (arbre de Kuhn)	34
3.6.1.1	Définition usuelle	35
3.6.1.2	Définition mathématique	35
3.6.1.3	Exemple d'illustration : le dilemme du prisonnier	36
3.6.2	Jeux sous forme stratégique (ou normale)	37
3.6.2.1	Définition Mathématique	37
3.6.2.2	Représentation	37
3.7	Jeux Séquentiels	38
3.7.1	Définition	38
3.7.2	Caractéristiques	38
3.7.3	Exemple d'illustration : le pilote et le terroriste	39

3.7.4	Stratégie dominante / stratégie dominé	39
3.7.4.1	Stratégie dominante	40
3.7.4.2	Stratégie dominée	40
3.7.5	Notion de sous-jeu	40
3.7.6	Equilibre de Nash et la notion de déduction à rebours (rebours induction)	41
3.8	Théorie des contrats	43
3.8.1	Définition	43
3.8.2	Théorie des contrats pour les mécanismes d'incitation	43
3.8.3	Types de théorie des contrats	44
3.8.4	Théorie des contrats dans les réseaux sans fil	44
3.8.5	Composants et terminologies clés pour la conception de contrat dans le contexte des réseaux sans fils	45
3.9	Conclusion	46
4	Proposition d'une nouvelle stratégie de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules	47
4.1	Introduction	47
4.2	Incitation à la mise en cache dans les réseaux de véhicules	48
4.2.1	Modèle du système	48
4.2.2	Modélisation de la popularité du contenu des CPs	50
4.2.3	Politique d'incitation dans un marché de mise en cache monopoliste	51
4.2.3.1	Approche basée sur la théorie des contrats pour l'incitation à la mise en cache monopoliste dans les réseaux d'IoV	52
4.2.4	Politique d'incitation dans un marché de mise en cache compétitif	65
4.2.4.1	Approche basée sur un jeu de type Stackelberg pour l'incitation à la mise en cache compétitive dans les réseaux d'IoV	66
4.3	Conclusion	77

5	Implémentation et résultats	78
5.1	Introduction	78
5.2	Présentation de l'outil de simulation	78
5.2.1	Environnement logiciel	78
5.3	Description de scénario de simulation	79
5.3.1	Paramètres de simulation	79
5.4	Expérimentation	79
5.4.1	Présentation de l'interface d'application	80
5.4.2	Etude des performances de la politique de mise en cache monopoliste basée sur la théorie des contrats	81
5.4.2.1	Etude de la faisabilité de contrat : l'utilité du CP avec contrat conçu pour chaque type de CP	82
5.4.2.2	L'impact de la variation des types de CP sur l'utilité de mise en cache de CP avec le contrat conçu pour chaque type de CP	83
5.4.2.3	L'impact de types des CPs sur l'utilité de PTC	84
5.4.2.4	L'impact de nombre des types de CP sur l'utilité de PTC	84
5.4.2.5	L'impact de la variation de la quantité de contenu mis en cache (Q) sur la fonction d'utilité d'un PTC pour différents type de CP (θ_i)	85
5.4.3	Etude des performances de la politique de mise en cache compétitive basée sur le jeu de type de Stackelberg	86
5.4.3.1	L'impact de la variation de nombre de suiveurs (CPs) sur l'utilité de mise en cache d'un leader (PTC)	86
5.4.3.2	L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur le prix initial (π_i) de mise en cache pour différentes quantités de fichiers	87
5.4.3.3	L'impact de la variation du prix optimal (π_i^*) sur la fonction d'utilité du leader (PTC)	89

5.4.3.4	L'impact de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur la fonction d'utilité d'un leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i)	90
5.4.3.5	L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC)	90
5.4.4	Etude comparative de nos deux modèles d'incitation à la mise en cache : le modèle compétitif basé sur le jeu de Stackelberg et le modèle monopoliste basé sur la théorie des contrats	91
5.4.4.1	Comparaison par rapport à l'impact de variation de la quantité de contenu mis en cache sur la fonction d'utilité de PTC	91
5.4.4.2	Comparaison par rapport à l'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC)	93
5.5	Conclusion	94
Conclusion générale		95
Bibliography		97

Liste des figures

1.1	Architecture des réseaux ad hoc de véhicules.	5
1.2	Les technologies de communication dans un réseau VANET.	10
1.3	Architecture d'un réseau d'Internet de véhicules.	13
1.4	Mode de communication dans un réseau d'Internet de véhicules.	14
1.5	Cloud et Fog computing dans un réseau d'Internet de véhicules.	16
2.1	Exemple d'illustration de la technique de mise en cache de contenu (caching) . .	20
3.1	La représentation de jeu sous forme extensive (arbre de Kuhn)	35
3.2	Forme extensive du jeu "Le dilemme du prisonnier"	36
3.3	Exemple d'un jeu séquentiel sous forme extensive/stratégique	39
3.4	Un sous-jeu d'exemple précédant « le pilote et le terroriste »	40
3.5	Exemple sur la méthode de déduction à rebours	42
4.1	Modèle du système de la politique de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'IoVs.	48
5.1	L'interface principale d'application sur MATLAB.	80
5.2	Les étapes d'atteindre les résultats de simulation.	81
5.3	L'utilité du CP avec contrat conçu pour chaque type de CP.	82

5.4	L'impact de type de CP sur l'utilité de mise en cache de CP.	83
5.5	L'impact de type de CP sur l'utilité de PTC.	84
5.6	L'impact de nombre de types des (CPs) sur l'utilité de (PTC).	85
5.7	L'impact de la quantité de contenu mis en cache (Q) sur la fonction d'utilité d'un (PTC).	86
5.8	L'impact de nombre de suiveurs (CPs) sur l'utilité de mise en cache des leaders (PTCs).	87
5.9	L'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur le prix de mise en cache initial (π_i) pour différentes quantités de contenu populaire.	88
5.10	L'impact du prix optimal (π_i^*) sur la fonction d'utilité du leader (PTC).	89
5.11	L'impact de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur la fonction d'utilité d'un leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i).	90
5.12	L'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).	91
5.13	Comparaison à la base de l'impact de la quantité de contenu mise en cache sur la fonction d'utilité du PTC.	92
5.14	Comparaison à la base de l'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).	93

Liste des tableaux

2.1	Tableau récapitulatif sur les travaux de l'incitation à la mise en cache	26
3.1	Exemple des gains pour le jeu « Dilemme du prisonnier»	32
3.2	Les étapes pour atteindre l'équilibre de Nash du jeu « Dilemme du prisonnier »	32
3.3	La représentation stratégique du jeu du « dilemme du prisonnier »	38
4.1	Résumé des principales notations	50
5.1	Paramètres de simulation	80

Liste des acronymes

- **STI** : Les systèmes de transports intelligents (Intelligent Transportation System).
- **VANET** : Les réseaux ad-hoc véhiculaires (Vehicular Ad-Hoc Network).
- **IoV** : L'internet de véhicule (Internet of Vehicles).
- **OBU** : Les unités embarquées au sein des véhicules (On Board Units).
- **RSU** : L'infrastructure fixe de bord de la route (Road Side Unit).
- **V2V** : Véhicule à véhicule (Vehicle to vehicle).
- **V2R** : Véhicule à route (Vehicle to road).
- **V2I** : Véhicule à infrastructure (Vehicle to infrastructure).
- **V2H** : Véhicule à humain (Vehicle to human).
- **V2S** : Véhicule à capteur (Vehicle to sensor).
- **GPS** : Global Positioning System.
- **QoS** : La qualité de service (Quality of Service) .
- **WAVE** : Wireless Access for Vehicle Environment.
- **DSRC** : Dedicated Short Range Communication.
- **IoT** : L'internet des objets (Internet of Things) .
- **CP** : Content provider.
- **QoE** : Quality of Experience.
- **MNO** : Mobile Network Operator.
- **CO** : Propriétaire du cache (Cache Owner).

- **VP** : Video provider.
- **BS** : Base station.
- **MU** : Mobile users.
- **NSP** : Network Service Provider.
- **SCN** : Small Cell Network.
- **SDN** : Software defined networking.
- **D2D** : Dispositif à Dispositif (Device to Device).
- **GT** : La théorie des jeux ou la théorie de la décision (Game Theory).
- **NE** : Un équilibre de Nash.
- **KKT** : Karush-Kuhn-Tucker.
- **PTC** : Société de transport public (Public Transport Company).
- **IC** : Compatibilité incitative.
- **IR** : Rationalité individuelle.
- **LDIC** : Local Downward Incentive Constraints .
- **LUIC** : Local UpWard Incentive Constraints .

Introduction générale

Avec le développement des technologies de communication sans fil au cours des dernières années, les réseaux sans fil connaissent aujourd'hui une croissance incontestable dans notre quotidien. Parmi ces réseaux figurent les réseaux de véhicules (Vehicular Adhoc Networks, VANETs) qui sont considérés comme le cœur des systèmes de transports intelligents (STIs). Ils représentent une technologie prometteuse une fois mise en œuvre offrant la possibilité de déployer une variété d'applications et des services allant de l'amélioration de la sécurité routière à l'optimisation du trafic, en passant par le divertissement et le confort du conducteur et des passagers [1], [2]. Avec l'émergence des villes intelligentes, et la démocratisation de l'utilisation d'Internet dans les véhicules et l'apparition de nouveau concept de l'Internet des objets, les VANETs se transforment petit à petit vers le paradigme de l'Internet des véhicules (Internet of Vehicles, IoVs) avec plus de capacités et de meilleures performances. L'IoV augmente les VANETs par de nouveaux services connectés basés principalement sur de nouveaux concepts émergents tels que le Cloud / Fog computing.

Toutefois, malgré le développement et l'émergence rapides des réseaux de véhicules dotés de capacités futuristes, ces réseaux souffrent toujours des problèmes d'épuisement des ressources limitées en bande passante des liens sans fil et la saturation des liens backhails entre le réseau d'accès et le réseau cœur. Ce qui a été empiré par la croissance des utilisateurs de téléphones mobiles et de leurs applications mobiles gourmandes en bande passante tel que le téléchargement de vidéos mobiles qui nécessitent un débit plus élevé et une latence plus stricte [2], [3]. Les dernières statistiques montrent que les données multimédias, en particulier les vidéos mobiles, sont devenues la source dominante de la croissance exponentielle du trafic mondial de données sur les liens backhails [4].

Une solution prometteuse pour remédier à ces limitations consiste à stocker les contenus populaires les plus fréquemment demandés sur des nœuds en périphérie de réseau à proximité des utilisateurs finaux, par exemple sur les stations de base cellulaires, les points d'accès ou les véhicules mobiles. C'est ce qu'on appelle la technique de mise en cache ou *caching*, en anglais [5]. Cette dernière a attiré une attention considérable par la communauté des chercheurs. Cependant, la plupart des travaux disponibles ont concentré leurs efforts sur les

aspects technique de la politique de mise en cache (déterminer l'emplacement des caches, comment découper les fichiers, etc.). Plus récemment, plusieurs travaux [2–4] ont commencé à étudier la problématique de mise en cache d'un point de vue commercial, en se concentrant sur la façon d'encourager les acteurs de la mise en cache pour collaborer afin d'assurer une mise en cache efficace.

Objectifs et contributions

Dans ce contexte, nous nous intéressons dans ce travail par présenter un nouveau mécanisme d'incitation pour motiver le déploiement de la mise en cache mobile dans un réseau d'internet de véhicules (IoV) en considérant un marché concurrentiel composé de plusieurs sociétés de transport en commun de voyageurs (Public Transport Company, PTC) comme des propriétaires et gestionnaires d'un ensemble de caches installés sur leurs véhicules mobiles et plusieurs fournisseurs de contenu (Content Provider, CP). Les CPs possèdent un ensemble de fichiers populaires et souhaitent les placer dans les caches embarqués sur les véhicules des PTCs. Le but c'est de rapprocher le plus possible les fichiers populaires des utilisateurs finaux afin d'améliorer la qualité d'expérience et décharger les liaisons cœurs de réseau. Tandis que les PTCs en louant leurs caches embarqués sur les véhicules visent à gagner plus de profit monétaire. Donc, les CPs ont besoin des caches des véhicules pour mettre leurs contenus, et les PTCs ont aussi besoin des CPs pour remplir leurs caches et gagner par la suite plus de bénéfice.

Dans notre politique d'incitation à la mise en cache les sociétés de transports encouragent et incitent les CPs de venir stocker leurs contenus populaires localement sur les caches embarqués sur les véhicules mobiles afin de maximiser le nombre de contenu dans leurs caches et réaliser plus de bénéfice monétaire. En premier temps, sur la base de la théorie des contrats nous modélisons les interactions entre un seul PTC qui essaie d'offrir des contrats aux CPs dans un marché de mise en cache monopoliste avec information asymétrique dont les informations sur le CP ne sont pas connues a priori, de telle sorte que chaque CP soit incité à choisir le contrat destiné à son type qui est défini à la base de la popularité de ces fichiers. Ensuite, dans un second temps nous modélisons les interactions entre ces deux acteurs à l'aide d'un jeu de type Stackelberg dans un marché concurrentiel avec information symétrique où les joueurs sont supposés honnêtes et révèlent leurs vraies informations privées. Nous considérons deux types de joueurs : plusieurs PTCs en tant que leaders qui agissent en premier et plusieurs CPs en tant que suiveurs qui réagissent après pour optimiser la stratégie des leaders.

Organisation du document

En plus de l'introduction et de la conclusion, notre mémoire est structuré en cinq chapitres. Dans ce qui suit nous détaillons le contenu des différents chapitres.

Dans le chapitre 1, nous fournissons une vue d'ensemble sur les réseaux d'internet de

véhicules, nous commençons par présenter les concepts de base des réseaux de véhicules (VANET) et celui de l'internet de véhicules (IoV) à savoir leurs architectures, leurs avantages/inconvénients, leurs applications et leurs technologies de communication.

Nous présentons dans le deuxième chapitre un bref survol sur les principaux travaux de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux mobile sans fil. Nous proposons une classification à ces travaux selon plusieurs critères et nous terminons ce chapitre par une discussion critique sur les différents travaux présentés.

Dans le chapitre 3, nous présentons les notions de base de la théorie des jeux, les domaines d'application, la modélisation des jeux et les différentes caractéristiques. Comme nous détaillons les concepts fondamentaux de la théorie des contrats.

Le chapitre 4 présente notre nouvelle stratégie de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules basé sur la théorie des contrats et le jeu de type Stackelberg. En effet, nous décrirons le modèle du système proposé. Aussi, nous présentons les deux modèles mathématiques pour chercher les paramètres optimaux de notre système.

Finalement, le chapitre 5 présente l'implémentation et l'évaluation des performances de notre politique de mise en cache et l'interprétation des résultats obtenus.

Vue d'ensemble sur les réseaux d'Internet de véhicules

1.1 Introduction

Les systèmes de transport intelligents (STI) ont connu une grande évolution ces dernières années. L'émergence des techniques de communication sans fil a conduit à l'apparition d'un nouveau type de réseau connu sous le nom des réseaux ad hoc de véhicules ou VANETs pour Vehicular Adhoc Networks en anglais [6]. Les VANETs sont considérés comme le cœur des STIs traditionnels. Avec l'arrivées des villes intelligentes, la démocratisation de l'utilisation de l'Internet mobile et l'apparition de nouveau concept de l'Internet des objets, les nouvelles générations plus récentes des STIs font connaitre des changements profonds dans leur architecture de fonctionnement et leur méthode de conception. Cette transformation a accéléré l'émergence d'un nouvel écosystème appelé les réseaux d'Internet des véhicules ou IoV pour Internet of Vehicles en anglais. L'IoV augmente les VANETs traditionnels par de nouvelles technologies de communications hétérogènes, et principalement par des différents objets connectés au réseau de véhicules via Internet. L'IoV vise à améliorer la sécurité sur les routes, rendre l'expérience de voyage plus agréable ainsi que de faciliter la gestion de trafic autoroutier.

Dans ce chapitre, nous allons commencer par présenter les concepts de base des réseaux de véhicules dans la section 1.2 avant de détailler dans la section 1.3, les notions fondamentales de la technologie d'Internet de véhicules. La section 1.4 conclut le chapitre.

1.2 Réseau ad hoc de véhicules (VANET)

Les réseaux ad hoc de véhicules sont devenus ces dernières années l'un de domaines de recherche les plus attractifs dans le monde des réseaux sans fils. Dans cette section, nous

allons décrire les principaux concepts de base de cette technologie.

1.2.1 Définition

Un réseau ad hoc de véhicules (Vehicular Adhoc Networks, VANETs) est une nouvelle technologie qui tire bénéfice des dernières techniques de communication sans fil pour permettre aux véhicules mobiles de communiquer les uns avec les autres et aussi avec l'infrastructure de bord de la route [7] voir la figure 1.1. Les nœuds mobiles de ce réseau sont les véhicules intelligents. Ces derniers sont équipés de matériels à très hautes technologies tel que : des calculateurs embarqués, des radars, des systèmes de géolocalisation, différents types de capteurs, etc. [8] Les VANETs visent principalement à rendre la route plus sûre, les déplacements plus agréables et la gestion de trafic routier plus efficace.

1.2.2 Architecture

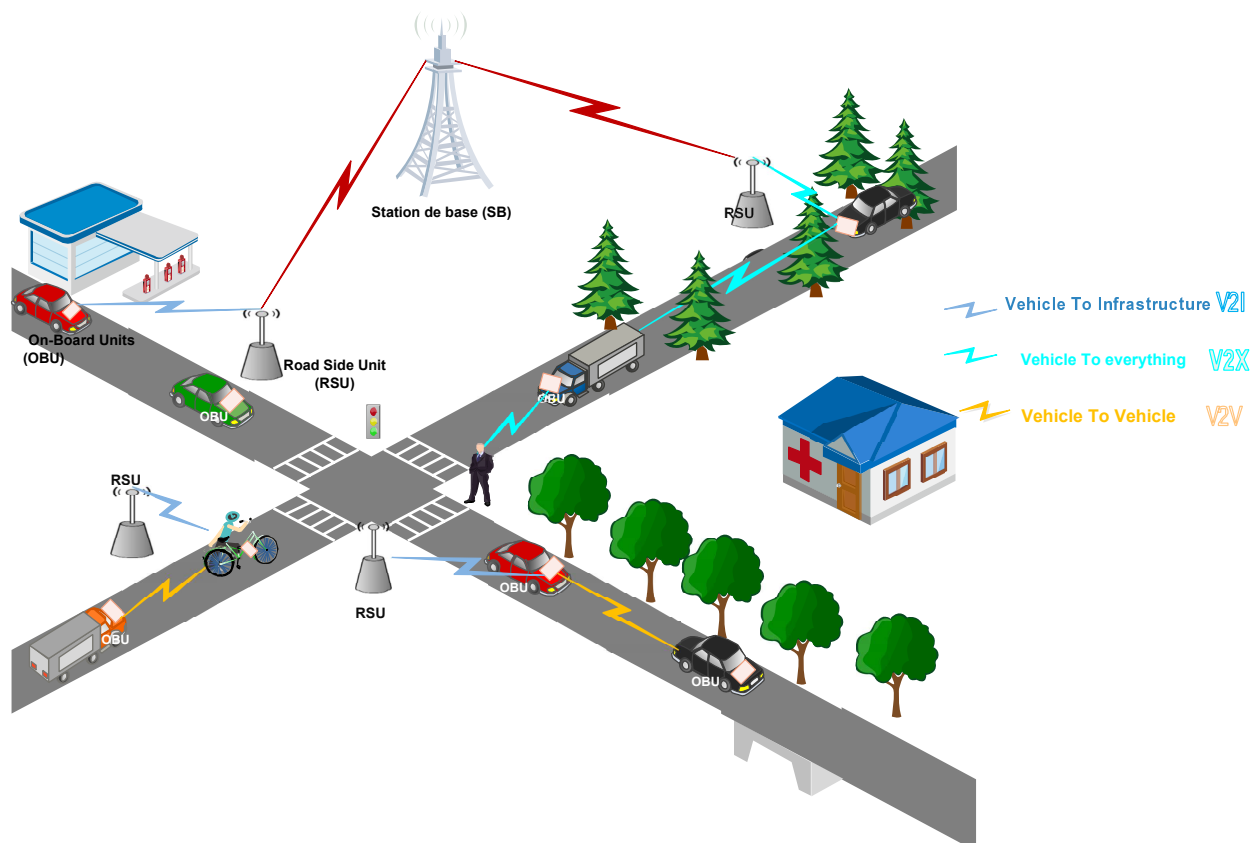


Figure 1.1: Architecture des réseaux ad hoc de véhicules.

L'architecture des réseaux de véhicules (VANETs) peut être décrite par un ensemble d'entités [6] : les véhicules intelligents, les unités embarquées au sein des véhicules OBUs (On-Board Units), des unités placées le long des routes RSUs (Road Side Units) et les équipements per-

sonnels des conducteurs/passagers de véhicule. Pour pouvoir échanger les différentes informations et les données liées à la sécurité et au confort des usagers de la route, ces différentes entités doivent établir des communications entre elles. Pour cette raison, on distingue trois types de communications : véhicule à véhicule (Vehicle to Vehicle, V2V), véhicule à infrastructure (Vehicle to Infrastructure, V2I) et la communication hybride (Vehicle to Everything, V2X) [9], [10], voir figure 1.1.

1) Composantes

Généralement, il existe quatre entités communicantes dans un réseau de véhicules :

- **Les véhicules intelligents** : sont des véhicules traditionnels équipés d'une unité embarquée de calcul et de stockage appelée On-Board Units (OBUs), en plus de différents capteurs et radars. De plus, les véhicules intelligents sont équipés par différentes technologies de communications sans fil. Toutes ces unités permettent aux véhicules d'effectuer des calculs, de localiser leur position, collecter et enregistrer des données sur leurs environnements et communiquer avec d'autres véhicules ou équipement de bord de la route [6], [10].
- **OBU (on-board units)** : ce sont des unités embarquées installés sur les véhicules intelligents (voir la figure 1.1), elles regroupent un ensemble de composants matériels et logiciels de hautes technologies (GPS, radar, caméras, différents capteurs, etc.). Leurs rôles consistent à assurer la localisation, la réception, le calcul, le stockage et l'envoi des données sur l'interface de réseau. Les OBUs incluent aussi des émetteurs-récepteurs qui assurent la connexion du véhicule avec son environnement [7], [9].
- **RSU (Road Side Unit)** : sont des équipements externes aux véhicules installés au bord des routes, voir la figure 1.1. Ils diffusent des informations liées à l'état du trafic, l'état de la route, ainsi que des informations météorologiques. Les RSUs peuvent également jouer le rôle de stations de base relayant les informations envoyées par les véhicules. Ils sont d'ailleurs utilisés comme des relais entre les véhicules [7], [10].
- **Les équipements personnels** : sont les équipements qui peuvent être emportés par l'utilisateur à l'intérieur de son véhicule. Cela peut être un téléphone, un ordinateur portable ou encore un système de localisation GPS (Global Positioning System).

2) Mode de communication

Dans un réseau de véhicules, il y a principalement trois types de mode de communication [11] :

- **Communication de véhicule à véhicule (Vehicle to Vehicle, V2V)** : comme il est illustré

dans la figure 1.1, dans ce type de communication les véhicules communiquent directement les uns avec les autres d'une manière complètement décentralisée. La communication peut être directe en un seul saut entre les véhicules appartenant à la même zone de couverture radio, ou indirecte entre les véhicules éloignés en passant par des relais intermédiaires (véhicules) qui transmettent les messages en utilisant un protocole multi-sauts. La communication V2V est plus adaptée aux applications nécessitant des communications à courte distance et faible délai de réponse. Aussi, ce type de communication convient aux environnements fortement connectés avec une grande densité [12], [13].

- **Mode de communication de véhicule à infrastructures (Vehicle to Infrastructure, V2I)** : le mode V2I est un modèle de communication centralisé utilisé pour permettre aux véhicules de communiquer avec l'infrastructure au bord de la route (les RSUs) en un saut, voir la figure 1.1. Ce modèle repose sur le modèle client/serveur dont les véhicules sont les clients et les RSUs installées le long de la route sont les serveurs. Ces derniers sont reliés entre eux à travers une interface filaire ou sans fil. Une meilleure utilisation des ressources partagées et des services est fournie par ce mode de communication [9], [13]. En plus des RSUs, différents types d'infrastructure sont situés dans différentes structures de la route, telles que les feux de circulation, les panneaux des intersections, ou les stops. Le but est d'améliorer l'expérience de la conduite et la rendre plus sûre. L'inconvénient majeur de ce modèle réside dans le déploiement des stations le long des routes, qui est une tâche coûteuse et prend beaucoup de temps. Sans oublier les coûts relatifs à la maintenance de ces stations.
- **Mode de communication hybride (Vehicle to Everything, V2X)** : la combinaison des deux modes de communication cités ci-dessus (V2V et V2I) aboutit à un modèle hybride. Dans ce cas, les véhicules communiquent entre eux pour échanger des informations sur le trafic et avec l'infrastructure de bord de la route pour demander des données spécifiques [8].

1.2.3 Caractéristiques et défis

Les principales caractéristiques et défis des VANETs sont présentées ci-dessous :

- **Capacité de traitement et puissance de la batterie** : contrairement aux autres types de réseaux qui ont des problèmes d'énergie et de stockage, les entités de réseau de véhicules disposent d'un nombre suffisant de capteurs et de ressources informatiques, tels que les processeurs, une grande capacité de mémoire, la technique d'antenne de pointe et un système de positionnement global (GPS). Ces ressources disposent de grandes capacités énergétiques qu'elles tirent du système d'alimentation en énergie de véhicule (batterie) et augmentent la capacité de calcul et de traitement du véhicule, ce qui aide à obtenir une communication sans fil fiable et d'obtenir des informations précises concernant sa position actuelle, la vitesse et la direction [9], [14].

- **L'environnement de communication et le modèle de mobilité** : les environnements de communications dans les réseaux sans fil traditionnels se résument généralement à des espaces complètement ouverts et sans obstacles ou à des espaces clos en intérieur, les réseaux véhiculaires imposent la prise en compte d'une plus grande diversité environnementale [14]. En effet, la mobilité des véhicules est quelque peu limitée par des routes prédéfinies, ainsi que la direction et le nombre de voies. Les trajectoires peuvent être prévisible à l'avance et l'environnement peut être urbain, péri-urbain ou autoroute. Les contraintes imposées par ce type d'environnement, à savoir les obstacles, les feux de circulation et les limites de vitesse, affectent sérieusement le modèle de mobilité et la variation de la densité des véhicules [10].
- **La topologie et la connectivité** : les réseaux VANETs sont caractérisés par une connectivité sporadique, car un véhicule circule avec une vitesse très rapide et peut rejoindre ou quitter un groupe de véhicules en un temps très court, ce qui nous mène ainsi à avoir une topologie très dynamique constituée de plusieurs îlots séparés [15].
- **La taille du réseau** : compte tenu de l'importance sans cesse grandissante de la densité et du parc des véhicules, on peut s'attendre à ce que la taille des réseaux de véhicules dont le déploiement est éminent, soit d'une toute grande ampleur [14].

Les caractéristiques spécifiques des réseaux de véhicules génèrent plusieurs défis, parmi lesquels nous citons les suivants [1] :

- **La sécurité** : il s'agit d'un défi majeur ayant un grand impact sur le déploiement des réseaux de véhicules. En raison de la sensibilité des domaines d'utilisation des réseaux de véhicules, une intrusion d'un véhicule malicieux aurait des conséquences graves sur l'ensemble des véhicules interconnectés. Ainsi, des mécanismes d'authentification, confidentialité sont nécessaires pour assurer une certaine sécurité aux usagers des VANETs ainsi qu'aux données qui y circulent [11], [15].
- **La qualité de service (Quality of Service, QoS)** : la qualité de service (QoS) dans les réseaux de véhicules se dégrade avec l'augmentation du nombre de véhicules ainsi que leur forte mobilité. La principale contrainte des applications de sécurité routière est la latence. La validité des informations étant limitée dans le temps, l'information doit parvenir aux véhicules destinataires dans des délais courts pour être considérée pertinente
- **Le routage** : pour que les véhicules puissent communiquer entre eux, un protocole de routage doit être défini pour répondre aux problèmes de connectivités intermittentes et du partitionnement du réseau qui empêche la propagation de l'information. En effet quand les nœuds ne sont pas à une portée de transmission radio directe, le routage est exigé pour établir la communication entre les véhicules [15].
- **L'accès au canal** : le rôle des mécanismes de gestion du canal radio est d'offrir des transmissions fiables et robustes et un partage équitable du médium de communication. Pour

atteindre cet objectif dans les réseaux de véhicules où les communications se font en environnement externe défavorable en raison de la multitude d'obstacles, il est nécessaire de concevoir des méthodes qui permettent de faire face aux problèmes d'interférences radios, problèmes de propagation à multi-trajets des ondes ainsi que les irrégularités électromagnétiques [1], [15].

- **Connexion intermittente et problème de partitionnement de réseau :** une conséquence directe de la forte mobilité et des obstacles de l'environnement est une connectivité intermittente. Un lien établi entre deux entités du réseau peut rapidement disparaître en raison soit de la mobilité qui éloigne les deux entités communicantes, soit des obstacles qui empêchent la propagation du signal. Le problème de partitionnement du réseau survient essentiellement lorsque la densité des nœuds est faible. Les véhicules se déplacent alors en groupes isolés non-connectés. Il devient dans ce cas difficile d'assurer les communications de bout-en-bout [16].

1.2.4 Applications

Les applications véhiculaires peuvent être classées en trois catégories principales :

- **Application de sécurité routière et de la prévention :** ce sont des applications qui visent à améliorer la sécurité des passagers sur les routes et surveiller l'environnement proche (l'état des autres véhicules ou des conditions routières) par des échanges de messages entre les véhicules. Ce type d'applications est en mesure d'aider les conducteurs à gérer les événements à venir ou les dangers potentiels sur la route. Ceci est réalisé par l'envoi de données collectées à partir des capteurs routiers et des OBUs de véhicules. Les VANETs permettent aussi de prévenir les collisions et les travaux sur les routes, de détecter les obstacles (fixes ou mobiles) et de distribuer les informations météorologiques par envoi de messages d'alerte. Donc, ce type d'application contribue à l'amélioration de la latence et la réduction des délais d'intervention des services d'urgence [7], [4].
- **Application de gestion du trafic :** les applications dans cette catégorie utilisent les communications véhiculaires pour partager des informations sur l'état de trafic et la circulation entre les véhicules afin d'optimiser la circulation et à améliorer l'expérience du conducteur. Plusieurs scénarios sont proposés pour cette catégorie, parmi lesquels il y a : la coopération entre les véhicules afin de faciliter le passage des véhicules d'urgence, ou de proposer d'autres itinéraires aux véhicules qui sont dans une zone de congestion dans le but d'optimiser le trafic et de le rendre plus fluide [7], [10]. Un nœud peut également être averti, par exemple en cas d'un ralentissement anormal (bouchon, embouteillage, éboulement de rochers ou travaux sur la route) [1].
- **Applications de confort et de divertissement :** cette catégorie comporte toutes les applications qui participent au confort du conducteur et des passagers. Ce confort est illustré par l'accès à internet, la messagerie, le chat inter-véhicule, etc. Les passagers dans la

voiture peuvent jouer en réseau, télécharger des fichiers multimédia, regarder des films, etc [1].

1.2.5 Technologies de communication

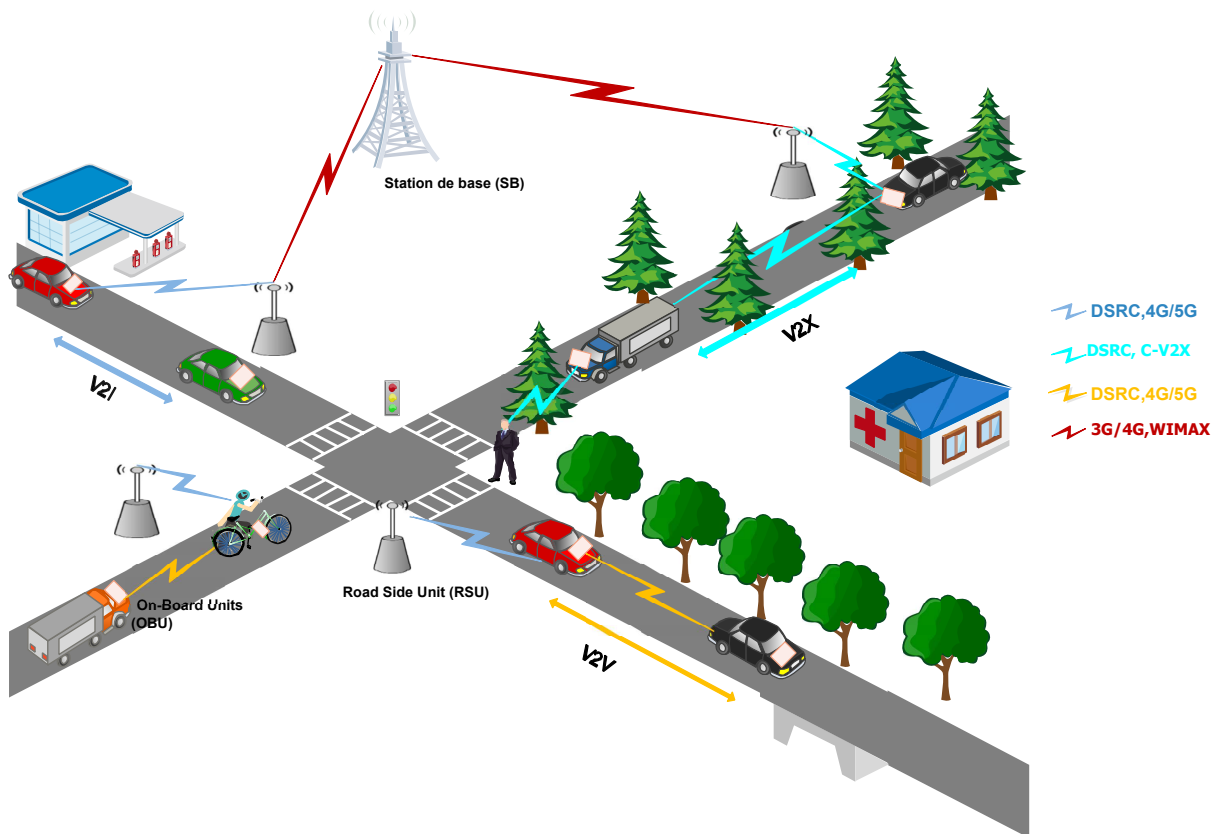


Figure 1.2: Les technologies de communication dans un réseau VANET.

Comme il est illustré dans la figure 1.2, on trouve une multitude de normes qui se rapporte à l'accès sans fil dans les environnements véhiculaires tels que le DSRC (Dedicated Short Range Communication), les réseaux cellulaires (3G/4G), WIMAX, etc [7].

DSRC (Dedicated Short-Range Communication) : est une technologie de communication sans fil définie par le protocole 802.11p qui permet une communication directe entre des véhicules (ainsi qu'entre les véhicules et l'infrastructure au bord de la route) qui se déplacent avec une haute vitesse (allant jusqu'à 200 km/h) et hautement sécurisée, sans impliquer aucune infrastructure cellulaire. IEEE 802.11p est une modification de la norme IEEE802.11a qui définit des améliorations pour soutenir les applications de systèmes de transport intelligents (STI). En effet, il offre une fiabilité de communication (un débit théorique atteignant 6 Mbps). Ainsi qu'une faible latence (ne dépassant pas 50 ms.) lors de l'établissement de la communication [7], [10].

WAVE (Wireless Access for Vehicle Environment) : l'organisation IEEE a étendu sa famille

de protocoles 802.11 en ajoutant 802.11p [12]. Ce protocole est principalement basé sur le protocole 802.11a. En effet, 802.11p modifie les couches physiques et MAC de 802.11a à adapter pour les VANETs conformément à la bande DSRC. De plus, la famille de protocoles 1609.x définie par l'IEEE, appelée WAVE (Wireless Access for Vehicle Environment) pour accéder au médium sans fil dans les VANETs, Cette famille de protocoles est structurée en quatre composantes (1609.1 à 1609.4) [17], [18] :

- IEEE 1609.1 : pour la gestion de ressources.
- IEEE 1609.2 : pour la sécurisation des messages.
- IEEE 1609.3 : pour les services de niveau réseau et transport incluant l'adressage, le routage.
- IEEE 1609.4 : pour la coordination et la gestion des sept canaux DSRC.

Les organismes de normalisation du Nord de l'Amérique et de l'Europe ont défini une famille de plusieurs protocoles spécifiant l'opération de la couche physique à la couche d'application, et comprend également des aspects intergouvernementaux comme la sécurité ou la gestion. En Amérique du Nord, la famille de protocoles s'appelle IEEE WAVE alors qu'en Europe elle s'appelle ETSI ITS-G5 [10].

Les réseaux cellulaires : certains des inconvénients liés à l'utilisation de DSRC qui sont représentés par : le déploiement coûteux et parfois difficiles et non rentables, la zone de couverture limitée des « RSUs » qui cause souvent le problème du partitionnement, la congestion des canaux causé par le grand nombre des véhicules, ont motivé les chercheurs à l'adoption de la technique cellulaire qui elle existe déjà et elle est largement déployée pour les communications véhiculaires. Les réseaux cellulaires 4G/5G offrent aux VANETs de nombreux avantages: ils garantissent l'accès des véhicules au réseau, débits de données élevés, faible latence, réduction des coûts d'installation, et une plage de communication étendue où les services peuvent être fournis aux utilisateurs à la fois quand ils sont dans la zone de couverture RSU et quand ils sortent de cette zone. Cependant, le risque de sécurité reste menaçant les réseaux cellulaires car ils ne peuvent pas toujours répondre aux besoins des services de sécurité. [19]

Aussi, une nouvelle technique cellulaire a été développée en ces dernières années pour améliorer le débit du transfert des données et la qualité de services de la communication V2X appelées Cellular V2X (C-V2X).

Cellular V2X : il utilise la connectivité cellulaire mobile 4G (LTE) ou 5G pour envoyer et recevoir des signaux d'un véhicule à d'autres véhicules. C-V2X est également conçu pour connecter directement les véhicules entre eux ainsi qu'avec l'infrastructure et d'autres utilisateurs de la route même dans les zones sans couverture de réseau mobile. Il devrait fournir des communications ultra-fiables et à faible latence (URLLC- Ultra-Reliable Low-Latency Communication), débit de données élevé pour répondre aux exigences de conduite autonome et sa portée dépasse un kilomètre [20].

1.3 Réseau d'Internet de véhicules (Internet of Vehicles)

La nouvelle ère de l'Internet des Objets (Internet of Things, IoT) a suscité l'évolution des réseaux ad hoc de véhicules classiques (VANET) vers le paradigme de l'Internet des véhicules (Internet of Vehicles ou IoV).

1.3.1 Définitions

Définition 1

L'Internet des véhicules (IoV) est un réseau distribué qui soutient l'utilisation des données créées par les voitures connectées à Internet et les réseaux de véhicules (VANETs). Un objectif important de l'IoV est de permettre aux véhicules de communiquer en temps réel avec leurs conducteurs humains, les piétons, les autres véhicules, l'infrastructure routière et les systèmes de gestion du parc automobile [21]. Aussi le véhicule peut en plus communiquer avec n'importe autre objet connecté à Internet tel que : les drones, les équipements connectés des piétons (Smartphone, Smart Watch, etc.), etc.

Définition 2

L'Internet des véhicules (IoV) est un nouveau système cyber physique qui intègre les réseaux VANETs, IoT, et le cloud computing mobile. Dans IoVs, les véhicules sont considérés comme des objets connectés, qui ont accès à l'Internet à travers des réseaux sans fil hétérogènes qui permettent aux véhicules intelligents de collaborer les uns avec les autres ainsi que par d'autres objets connectés pour la collecte/partage des données et les communications. Les véhicules intelligents interagissent également avec les unités routières et les autres usagers de la route, comme les piétons et les cyclistes, pour partager et recueillir des informations sur les routes et leur entourage [1].

1.3.2 Architecture

1) Un réseau d'IoV est un système composé de trois couches [22] : application, réseau et perception. Comme il est illustré dans la figure 1.3 :

- **La couche application** : cette couche comprend les applications de sécurité, de gestion de trafic et de confort comme ETC et PTMP (Electronic Toll collection et Public Traffic Management System), Ainsi que l'interface interactive homme-machine.
- **La couche réseau** : représente les différentes technologies de communication hétérogène telle que GSM, 5G, WiMax, WLAN, Wi-Fi et Bluetooth.

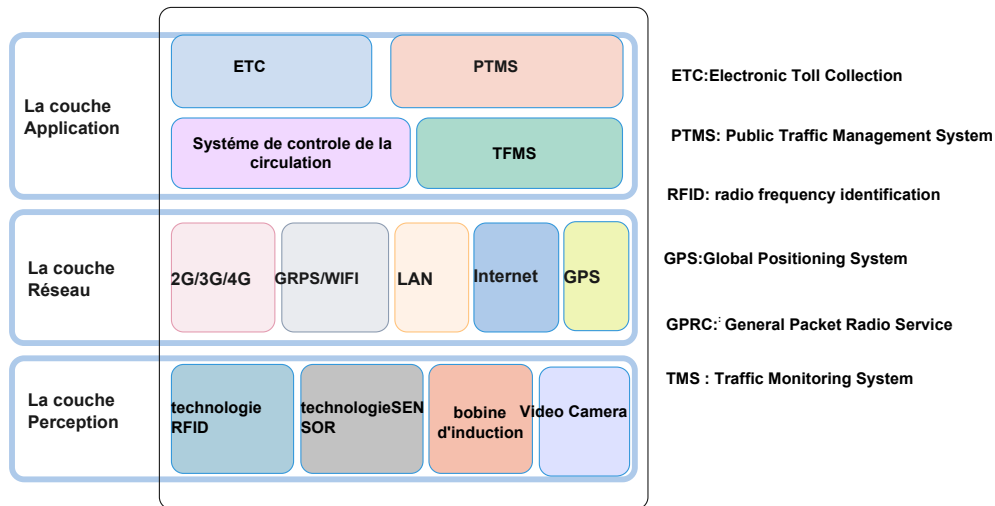


Figure 1.3: Architecture d'un réseau d'Internet de véhicules.

- **La couche perception :** elle concerne tous les types de capteurs et de moyens de collecte de données. Elle comporte également l'identification par radiofréquence (RFID), perception du positionnement par satellite, perception de l'environnement routier, perception de la position du véhicule, perception de la voiture et des objets, etc.

2) Composants

L'écosystème de l'IoV est essentiellement composé de quatre entités de base :

- **End points (terminaux) :** les véhicules, les smartphones, les capteurs ainsi que d'autres appareils connectés [23].
- **Infrastructure :** les RSUs, les points d'accès Wi-Fi, les stations de base de réseaux cellulaires (4G/5G), les serveurs cloud / Fog, etc [23].
- **Opérations et protocoles :** les terminaux (les véhicules) sont de plus en plus souvent équipés d'un grand nombre de capteurs, d'actionneurs et de dispositifs de communication (appareils mobiles, GPS, ordinateurs embarqués). En particulier, de nombreux véhicules possèdent de puissantes capacités de détection, de mise en réseau, de communication et de traitement des données et peuvent communiquer avec d'autres véhicules ou échanger des informations avec les environnements externes par le biais de divers protocoles, notamment HTTP, TCP/IP, SMTP, WAP et NGTP (Next Generation Telematics Protocol) [24].
- **Services :** tels que la météo, les applications de gestion de trafic routier, la vidéo à la demande, le streaming, etc. [23]

La figure 1.4 montre les différentes entités communicantes dans un réseau IoV ainsi que les différents modes de communication.

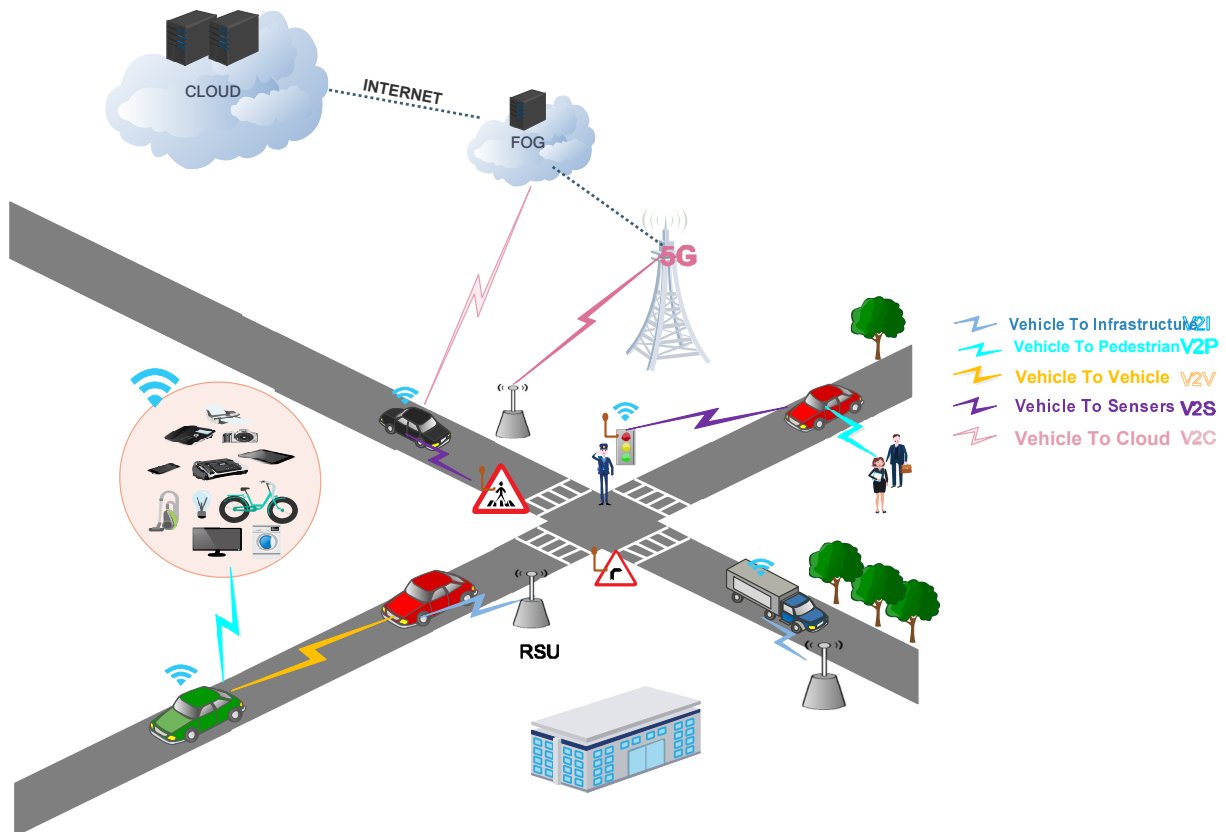


Figure 1.4: Mode de communication dans un réseau d'Internet de véhicules.

3) Mode de communication

Les interactions dans l'environnement IoV peuvent impliquer de nombreux appareils (à l'intérieur et à l'extérieur du véhicule) qui peuvent communiquer entre eux, recueillir, échanger, stocker et analyser de l'information ou prendre des décisions avec un minimum d'interventions humaines. En plus des modes de communication définis auparavant pour les VANETs traditionnels, l'émergence de l'IoV a généré de nouveaux modes de communications présentés dans les points suivants [22], [25] :

- **Les communications de véhicule au Cloud (vehicle to cloud, V2C) :** qui permettent au véhicule d'accéder à des informations supplémentaires sur des serveurs distants à partir de l'Internet. Aussi, le cloud offre de ressources puissantes aux véhicules afin d'améliorer leurs performances de calcul et de stockage.
- **Les communications de véhicule au Fog (vehicle to fog, V2F) :** ils offrent presque les mêmes services que les interactions au cloud mais avec des délai d'accès très réduit grâce à la distance non éloignée des serveurs fog.

- **Les communications entre véhicules et piétons (vehicle to pedestrian, V2P) :** dans les interactions V2P, les véhicules communiquent avec les appareils intelligents embarqués par les piétons comme les smart phones, smart watches, les ordinateurs portables, les assistants numériques personnels, etc. Le but généralement est de recueillir des informations sur l'environnement, l'amélioration de la sécurité des piétons, l'accès ou le partage de ressources, etc.
- **Les communications entre les véhicules et les capteurs (vehicle to sensors, V2S) :** dans ce type d'interaction, le véhicule communique aux différents capteurs installés un peu partout sur l'entourage de véhicule tel que les capteurs installés sur les panneaux de circulations, sur les arrêts de bus et même avec les capteurs intégrés dans les routes. Le but principal c'est de récolter un ensemble d'information pour obtenir des mises à jour sur l'état de la circulation et de la chaussée de la route.

1.3.3 Paradigme de Cloud Computing /Fog Computing

Cloud computing consiste à fournir de puissantes ressources informatiques de calcul et/ou de stockage à la demande pour des utilisateurs distants via Internet. Le Cloud computing améliore la collaboration, la souplesse, la disponibilité et offre la possibilité de réduction des coûts grâce à l'optimisation et l'efficacité informatique. Cloud computing permet l'utilisation d'un ensemble des services, des applications et des infrastructures réseaux. Ces dernières constituent un groupe de calcul [26].

Parmi les problèmes des réseaux IoV, nous constatons que le manque de ressources est un problème majeur qui a une relation principale avec la nature faible des objets (équipements) connectés. L'IoV peut être soutenue par la technologie de Cloud Computing pour résoudre ce problème. Le cloud computing peut offrir des ressources informatiques puissantes en termes de calcul et/ou de stockage à la demande grâce à des serveurs cloud distants déployés dans divers emplacements.

En raison de la mobilité des véhicules et de la bande passante limitée dans les communications sans fil, les événements générés par les véhicules envoyés à des serveurs cloud distants peuvent subir un retard ou se perdre, ce retard peut être aussi dû à la nature centralisée / distante des serveurs cloud, la chose qui cause de long délai d'accès. Par conséquent, les données d'événements générées par les véhicules sont des événements incertains en raison de la latence de la réponse ou de l'exécution incorrecte de services axés sur les événements sur le Cloud [27].

Le concept de Fog Computing a été proposé comme une solution des défis de cloud. Le Fog Computing consiste à déplacer les capacités du cloud computing (calcul, stockage) à la bordure du réseau, dans les emplacements les plus efficaces entre l'utilisateur final et le Cloud, en fournissant des fonctionnalités plus appropriées pour l'IoV que pour le Cloud Computing (i) un temps de réponse plus rapide, (ii) la réduction de la latence, (iii) plus de flexibilité dans la

distribution fonctionnelle, prise en compte du contexte, (iv) optimisation de l'utilisation des ressources et (v) réduction de la quantité de données échangées entre un centre de données cloud et un véhicule. [28]

La figure 1.5 illustre l'emplacement de cloud/ Fog par apport au l'utilisateur final (véhicules).

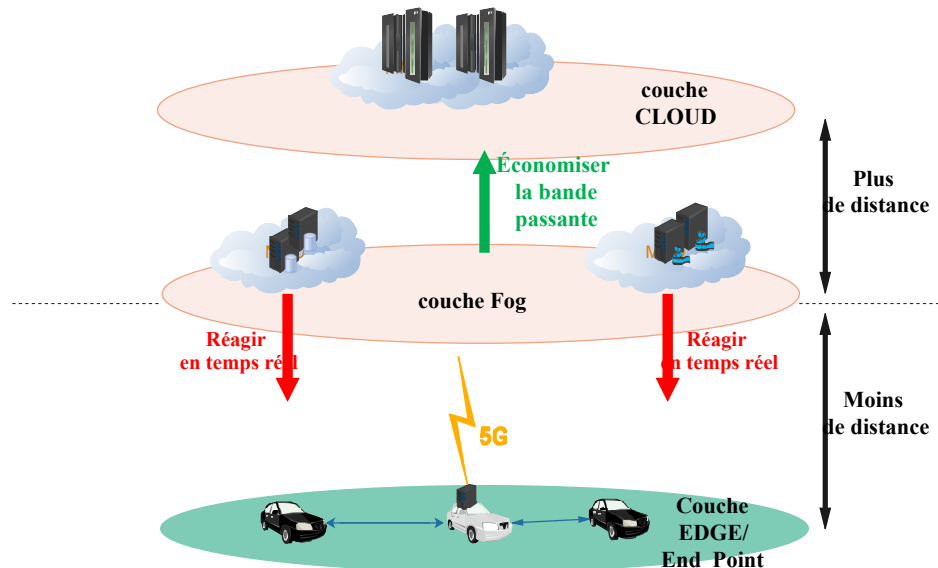


Figure 1.5: Cloud et Fog computing dans un réseau d'Internet de véhicules.

1.3.4 Caractéristiques et défis

En plus des caractéristiques et défis des VANETs traditionnelles, IoV apporte des caractéristiques spécifiques supplémentaires parmi lesquelles nous citons les plus importants dans ce qui suit [29] :

- **Hétérogénéité des technologies et des équipements communicantes** : le réseau est composé de différents type d'objets connectés (véhicules, piéton, drones, etc.) qui communiquent via des diverses technologies hétérogènes.
- **Diversités des données échangées** : comme résultat de l'hétérogénéité des objets on a divers types de données qui sont partagées dans le réseau, y compris le texte, les images, les vidéos, etc.
- **Services et applications orienté IP** : avec l'Internet comme l'un des principaux composants de l'IoV, les applications et les services offerts par le réseau sont généralement des applications connectées qui nécessitent un accès permanent à Internet tel que : la vidéo à la demande, streaming, météo, applications de gestion de trafic (Wise, Google Mapp, etc.).

Ils existent de nombreux défis à relever dans l'IoV. Parmi ces défis nous citons [30] :

- Le grand volume de données à traiter et à stocker, ce volume est engendré par la quantité de capteurs et de véhicules présents sur les routes.
- La surcharge du réseau due à la quantité des nœuds/entités communicants dans l'IoV, et la bande passante limitée.
- La variété des technologies de communication causée par l'hétérogénéité des entités qui constituent l'IoV.
- La forte mobilité des véhicules et le changement rapide de la topologie du réseau qui affecte la disponibilité, la fiabilité et la robustesse des communications entre les objets communicants de l'IoV.
- La nature de la topologie hautement dynamique de l'Internet des véhicules présente des contraintes de communications à savoir des déconnexions fréquentes susceptibles d'être un obstacle pour les exécutions d'applications à bord d'un véhicule. Cette situation nuit à la qualité de service offert par l'IoV et par conséquent à son utilité.

1.4 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté dans la première partie les concepts de base des réseaux de véhicules. Ainsi, nous avons détaillé leur architecture, mode de communication, les différentes caractéristiques et défis, leurs types d'application, et les technologies de communication existantes. Par la suite, nous avons exposé dans une seconde partie, la nouvelle technologie des réseaux d'Internet de véhicules. Nous avons également décrit leur architecture, leur mode de communications, leurs principales caractéristiques et défis et le concept de Cloud/Fog computing.

Dans le prochain chapitre, nous présentons un survol sur les mécanismes d'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'Internet de véhicule.

Incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules

2.1 Introduction

Avec l'évolution rapide des technologies de communication mobile et la prolifération des appareils intelligents (smart phones, tablettes, ordinateurs portables, etc.) et des applications (Wechat, Facebook, YouTube, Netflix, etc.), les utilisateurs mobiles souhaitent accéder à leurs contenus partout et à tous moment, plus particulièrement dans les transports que ce soit dans des véhicules personnels, ou dans des transports en commun. Une tendance qui peut générer une augmentation exponentielle de trafic de données mobiles. Ce phénomène va rapidement causer l'épuisement des ressources déjà limitées des liens sans fil et plus particulièrement la saturation des liens backhails entre le réseau d'accès et le réseau cœur. Cela est principalement dû aux accès redondants au contenu multimédia de plus en plus gourmand en bande passante. Pour faire face à ce problème, une solution innovante a été proposée en déplaçant le contenu populaire des utilisateurs finaux vers des nœuds plus proches de l'utilisateur mobile (*ex.* stations de base cellulaires, les points d'accès, les appareils mobiles des utilisateurs, les véhicules, etc.) afin de servir les requêtes des utilisateurs localement et libérer par la suite les liens backhails [31]. Cette solution est appelée la technique de mise en cache ou *caching* en anglais.

La technique de mise en cache a attiré une attention considérable par la communauté des chercheurs, car elle peut réduire efficacement la charge de trafic sur les liens de réseau cœur en éliminant la transmission des données redondantes. En réalité, il y a principalement deux acteurs qui gèrent la mise en cache de contenu qui sont : les fournisseurs de contenu (Content provider, CP), comme YouTube et Netflix, qui proposent des contenus populaires et veulent les rapprocher de leurs utilisateurs finaux afin d'améliorer la qualité d'expérience (Quality of Experience, QoE) ; et les gestionnaires des caches, tels que les opérateurs de réseau mobile

(Mobile Network Operator, MNO), qui déploient et gèrent des espaces de stockage (caches) et proposent la location de ces caches en espérant gagner des profits financiers [32], [33]. Récemment, des mécanismes d'incitation [4] [34] [35] ont été proposés pour encourager ces deux acteurs à collaborer pour assurer une mise en cache plus efficace.

Nous présentons dans ce chapitre, une vue d'ensemble sur les techniques de mise en cache dans les réseaux de véhicules. Nous commençons par donner les définitions de bases de la mise en cache et les avantages de l'incitation pour les réseaux de véhicules dans la section 2.2. Ensuite, nous présentons un survol bibliographique sur les principaux travaux sur l'incitation à la mise en cache dans la section 2.3. Nous terminons le chapitre par une conclusion dans la section 2.5.

2.2 Technique de mise en cache

La technique de mise en cache a réussi à prouver son utilité dans la plupart des systèmes et réseaux informatiques surtout avec l'augmentation du trafic de données mobiles sans fil en raison de l'augmentation sans cesse des utilisateurs mobiles et de leurs applications gourmandes en bande passante.

Dans cette section, nous allons définir la technique de la mise en cache, décrire l'incitation à la mise en cache et présenter ces apports pour les réseaux de véhicules.

2.2.1 Définition

La technique de mise en cache, ou *caching* en anglais, a été proposée comme une solution prometteuse pour le problème d'explosion de trafic de données mobiles. La mise en cache consiste à stocker les contenus populaires (*i.e.* le contenu fréquemment demandé par les utilisateurs) localement dans des caches (des espaces mémoires) déployés sur des nœuds physiquement proches de l'utilisateur final (station de base cellulaires, véhicules, etc.) pour atténuer la surcharge sur le backhaul de réseau cœur [33].

Il existe deux principaux acteurs qui interviennent lors de la mise en cache de contenu : les fournisseurs de contenu (Content Provider, CP), comme YouTube et Netflix, et les propriétaires/gestionnaires des caches (Cache Owner, CO), tels que les opérateurs de réseau mobile (Mobile Network Operator, MNO) voir la figure 2.1. Les CPs détiennent une bibliothèque de contenus populaires qui sont très fréquemment demandés par des utilisateurs proches les uns des autres. Ces derniers souhaitent déplacer et stocker leurs contenus populaires à la périphérie de réseau proche de l'utilisateur final. Les CPs visent à améliorer la qualité d'expérience (Experience Quality, QoE) de leurs utilisateurs finaux en termes de temps d'accès au contenu et temps de téléchargement. De leurs côtés, les COs détiennent un espace de stockage distribué sur des caches et visent à remplir cet espace de stockage pour rentabiliser les

cachees et gagner plus de profits en louant les caches aux CPs.

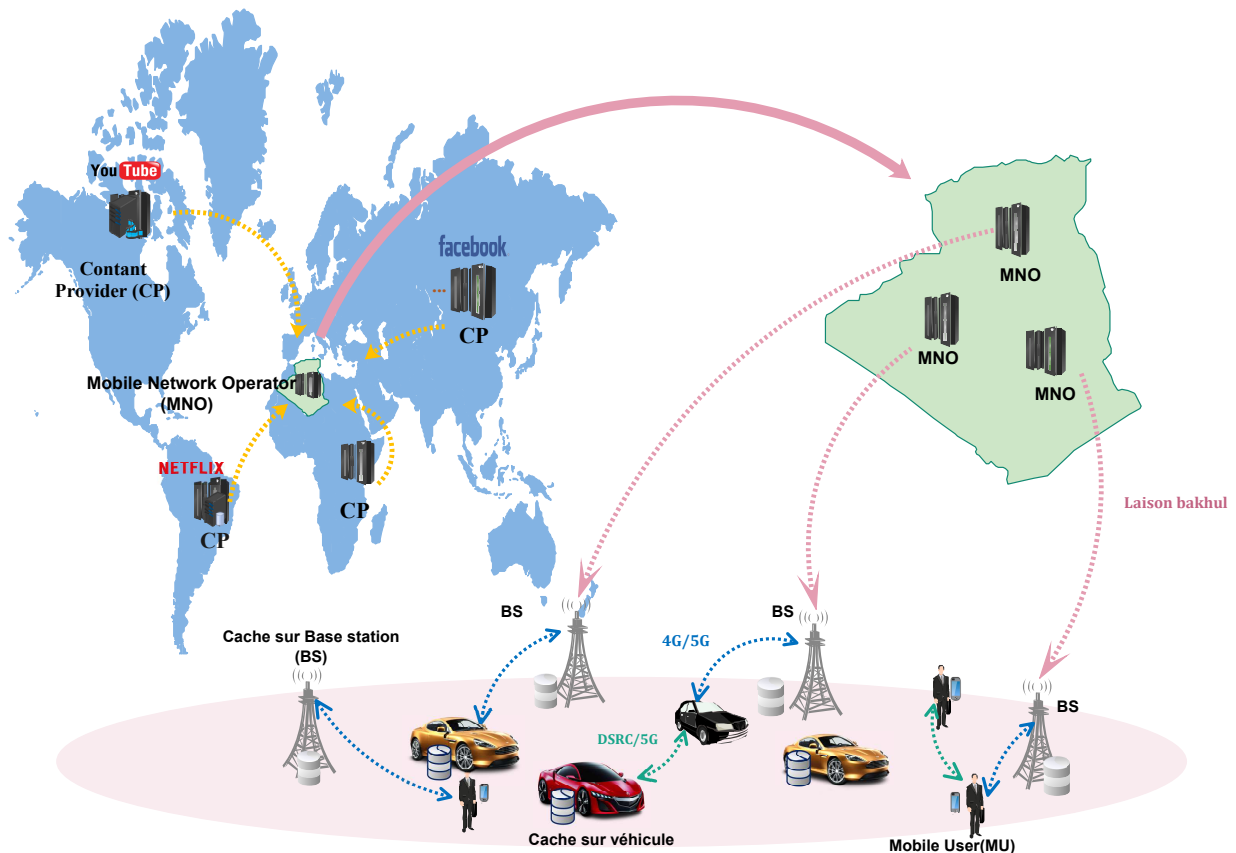


Figure 2.1: Exemple d'illustration de la technique de mise en cache de contenu (caching)

2.2.2 Incitation à la mise en cache

Une mise en cache réussite, nécessite la collaboration entre les différents acteurs, les fournisseurs de contenu (CPs) et les gestionnaires des caches (COs). Pour cela, des mécanismes de mise en cache doivent être mis en place pour mener à bien cette collaboration et assurer une mise en cache efficace. En effet, les fournisseurs de contenu (CPs) possèdent des contenus populaires et ont besoin des gestionnaires des caches, tels que les MNOs, afin de stocker leurs contenus populaires. Aussi, les COs ont besoin des CPs pour remplir et rentabiliser leurs caches ainsi que pour alléger les backhuls de réseau cœur. Les rôles de ces acteurs dans divers scénarios de mise en cache sont souvent discutés dans la littérature [2], [36], [37] d'un point de vue commercial en focalisant les études sur les gains et les pertes de ces acteurs [38].

2.2.3 Apports de la mise en cache pour les réseaux de véhicules

La mise en cache des données peut améliorer considérablement l'efficacité de l'accès à l'information dans un réseau de véhicules en réduisant la latence, le temps d'accès et l'utilisation

de la bande passante. Dans les points suivants, nous citons les principaux apports de la mise en cache dans les réseaux de véhicules [39] :

- Technologie efficace pour réduire la latence de communication tout en atténuant considérablement le flux de données redondantes.
- Sauvegarde de la bande passante : la mise en cache peut réduire les coûts globaux des transferts de données à travers le réseau cœur en stockant les contenus populaires, au niveau des véhicules par exemple, proche des utilisateurs finaux et par conséquent réduire la charge de trafic sur les liens backhails de réseau cœur.
- Avec des caches déployés près de l'utilisateur final, comme sur les véhicules mobiles, l'accès aux informations et les données sera très rapide (presque instantanée).
- Améliorer le temps de réponse à la demande de contenu ou des services des véhicules pour permettre un accès plus rapide à l'information [40].
- Utiliser les communications V2V en temps réel peut être utilisés pour partager les données de mise en cache, ce qui diminue également les frais généraux de backhaul [40].
- Améliorer les performances du réseau et la qualité d'expérience des utilisateurs.

Afin d'illustrer quelques exemples de cas d'utilisations des techniques de mise en cache dans le contexte des réseaux de véhicules. Nous donnons dans la section suivante un survol bibliographique sur les principaux travaux sur l'incitation à la mise en cache.

2.3 Survol sur les travaux de l'incitation à la mise en cache

Les techniques de mise en cache ont attiré une attention considérable car elles peuvent réduire efficacement le trafic sur les liaisons sans fil en éliminant les transmissions de données et réduire la distance entre le contenu et l'utilisateur final. Cela nécessite le développement des mécanismes incitatifs pour motiver les acteurs à participer dans la procédure de mise en cache.

Récemment, plusieurs travaux [32, 33, 38] et [41–44] ont traité le problème de mise en cache d'une perspective commerciale en se concentrant sur la façon d'encourager les différents acteurs de réseau à participer dans l'amélioration du processus de la mise en cache.

Dans cette section nous nous intéressons principalement par les travaux qui ont étudié les systèmes d'incitation à la mise en cache dans les réseaux de véhicules. Nous effectuons une classification des travaux selon le nombre de fournisseurs de contenu populaire ainsi que sur le nombre de propriétaire des caches.

2.3.1 Incitation à la mise en cache monopoliste avec un seul propriétaire des caches

Dans cette sous-section, nous discutons quelques travaux de l'incitation à la mise en cache qui considèrent des politiques de mise en cache avec un seul gestionnaire de caches qui est en interaction avec plusieurs fournisseurs de contenus.

2.3.1.1 Un seul fournisseur de contenu

Zou et al, dans [4] ont proposé un mécanisme d'incitation à une mise en cache des vidéos composé d'un fournisseur de vidéos (VP, video provider), un réseau d'opérateur mobile (MNO) avec un ensemble de stations de base équipées avec des mémoires caches, et plusieurs utilisateurs mobiles. Le VP vise à améliorer la QoE de ces utilisateurs en stockant les vidéos sur les caches déployés sur les stations de base de MNO. Tandis que le MNO en louant ces caches au VP, vise à gagner plus de profit financier et aussi décharger ces liens backhuls. Zou et al, ont modélisé la concurrence entre les acteurs de mise en cache par le biais d'un jeu de type Stackelberg dans le but d'améliorer la qualité d'expérience des utilisateurs.

2.3.1.2 Plusieurs fournisseurs de contenu

Les études dans [45] et [41] ont proposé un mécanisme d'incitation à la mise en cache proactive dans les réseaux cellulaires à petites cellules, pour motiver les CPs à participer dans le processus de mise en cache. Ce problème a été formulé comme un jeu de type Stackelberg entre un MNO et plusieurs CPs. La concurrence entre les CPs pour l'espace de mémoire cache disponible est formulée comme un sous-jeu non-coopératif dans lequel chaque CP vise à réduire les coûts de mise en cache et à maximiser la satisfaction de ses utilisateurs. Le MNO loue ses caches sur les SBSs (Small-cell Base Stations) aux CPs et définit le prix de mise en cache pour maximiser son profit financier. Les auteurs des travaux [32] et [42–44] ont aussi essayé de proposer une approche innovante pour offrir des encouragements à la mise en cache dans les réseaux cellulaires à petites cellules d'un point de vue économique en utilisant la théorie des contrats. Dans ces modèles d'études, un MNO offre aux CPs des contrats pour les motiver à mettre en cache leur contenu dans les caches sur les petites stations de base.

Les auteurs de [3] et [46] ont proposé un autre système d'incitation à la mise en cache commerciale basé sur la théorie des contrats. La politique proposée est composée d'un fournisseur de services de réseau (Network Service Provider, NSP), plusieurs fournisseurs de contenu (CP) et plusieurs utilisateurs mobiles (Mobile users, MU). Le NSP détient le monopole du réseau et gère les caches sur les SBSs. Il loue ses ressources en termes d'espace de stockage des caches aux CPs dans le but de gagner plus de bénéfices financiers. Les CPs souhaitent louer les caches sur les SBSs afin de rapprocher leurs contenus des utilisateurs et leurs fournir de meilleurs services d'accès et de téléchargement. Dans le même cadre de la théorie des contrats, Li et al. dans [47] ont aussi proposé un modèle d'incitation à la mise en cache incitatif dans les

réseaux à petites cellules, où le NSP souhaite louer ses caches sur les SBSs aux VPs dans le but de réaliser plus de bénéfices monétaires, tandis que les VPs en déplaçant les vidéos populaires vers les caches sur les SBSs, visent à fournir des délais d'accès aux vidéos locales plus rapides et par la suite améliorer la QoE des utilisateurs.

Dans [36], un autre mécanisme de mise en cache incitatif dans les réseaux cellulaires à petites cellules (Small Cell Network, SCN) a été proposé par Zhao et al. Dans le mécanisme proposé, une SBS encourage les CPs à participer au processus de mise en cache. Un jeu de type Stackelberg en deux étapes a été formulé pour modéliser l'interaction entre les deux acteurs. Dans la première étape, la SBS décide d'abord de la politique des prix pour maximiser le profit de son MNO. Dans la deuxième étape, selon le prix de revient, chaque CP détermine la quantité de contenu populaire qu'il souhaite mettre en cache. En outre, les CPs entrent en compétition pour la capacité de stockage limitée de la SBS. Cette interaction compétitive est modélisée via un sous jeu non coopératif. Dans [33], Shen et al, ont étudié un mécanisme d'incitation à la mise en cache en utilisant un jeu de type Stackelberg où un seul MNO encourage les CPs à venir stocker leurs contenus populaires sur les caches des SBSs en leur offrant un prix de mise en cache. Le but de MNO est de remplir ces caches et par la suite gagner plus de profit monétaire. Les CPs rivalisent pour déterminer le nombre des fichiers qu'ils mettent en cache dans les SBSs de MNO afin d'améliorer la QoE de leurs utilisateurs. You et al, dans [48] ont étudié un mécanisme de négociation pour l'allocation des ressources en utilisant un jeu à enchères pour un réseau cellulaire à petites cellules entre un MNO et plusieurs CPs.

2.3.2 Incitation à la mise en cache concurrentielle avec plusieurs propriétaires des caches

Dans cette sous-section, nous nous intéressons aux mécanismes d'incitation concurrentiels qui impliquent des interactions de multiples gestionnaires de caches.

2.3.2.1 Un seul fournisseur de service

Alioua et al. dans [2] ont proposé un mécanisme concurrentiel d'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'IoV basé sur le nouveau paradigme de SDN (software defined networking). Dans ce mécanisme, un fournisseur de services qui possède un ensemble de fichiers populaires (principalement des vidéos) encourage les opérateurs mobiles cellulaires de stocker leurs fichiers populaires dans leurs caches déployés sur leurs stations de base cellulaires (SBS). Un jeu de type Stackelberg avec un seul leader et plusieurs suiveurs a été utilisé pour modéliser l'interaction entre le fournisseur de service et les opérateurs mobiles cellulaires. Le fournisseur de service vise à améliorer la QoE de ses utilisateurs, tandis que les opérateurs mobiles cellulaires entrent en compétition pour rentabiliser leurs caches et gagner plus de profit monétaire. Les auteurs de [49] et [50] ont proposé une politique d'incitation à la mise en cache pour un réseau cellulaires à petites cellules (SCN) composée de plusieurs opérateurs mobiles cel-

lulaires (MNO) et d'un seul détailleur de vidéo (vidéo retransmission, VR). Dans cette politique, les MNOs louent leurs caches sur les SBSs au VR dans le but de gagner plus de bénéfices, tandis que le VR, après avoir stocké des vidéos populaires sur les SBSs, vise à améliorer la qualité de services de leurs utilisateurs. L'interaction entre les MNOs et le VR a été modélisée à l'aide d'un jeu de type Stackelberg avec un seul leader et plusieurs suiveurs. Dans le contexte des réseaux centrés sur l'information (Information Centric Networking, ICN), Xu et al. dans [37] ont proposé une politique de mise en cache entre plusieurs fournisseurs de service d'Internet (Internet service provider, ISP) et un CP. Un modèle incitatif à la mise en cache basée sur un jeu de type de Stackelberg a été proposé, où le CP décide le prix de mise en cache de chaque contenu et les ISPs décident quel contenu mettre en cache.

2.3.2.2 Plusieurs fournisseurs de contenus

Dans cette partie, plusieurs fournisseurs de service cherchent à stocker leurs contenus populaires sur les caches installés sur la périphérie du réseau.

ASSILA et al. dans [51] ont proposé une nouvelle politique d'incitation à la mise en cache dans les réseaux cellulaires composé de plusieurs MNOs et plusieurs CPs. Les MNOs offrent des services de stockage payables et cherchent à inciter les CPs à venir stocker leurs fichiers populaires. Ces derniers sont en compétition permanente sur l'espace limitée des caches des MNOs. Les auteurs ont modélisés la concurrence entre les différents acteurs de système par un jeu de type Stackelberg avec multiple leaders (MNOs) et multiples suiveurs (CPs). Sur la base du jeu de type Stackelberg, un autre travail a été proposé dans [34] pour encourager la mise en cache compétitif dans les réseaux cellulaires composé de nombreux fournisseurs de services de vidéo (Video Service Provider, VSP) et de nombreux opérateurs mobiles (MNOs). Les MNOs agissent en tant que leaders qui agissent en premier après avoir estimé la stratégie des VSPs, et ces derniers agissent comme des suiveurs pour répondre aux stratégies des MNOs. Les MNOs visent à maximiser leurs bénéfices tandis que les CPs rivalisent pour augmenter le nombre des fichiers qu'ils puissent mettre en cache afin d'améliorer la QoE de leurs utilisateurs et maximiser leurs profits.

2.3.3 Travaux sur l'incitation à la mise en cache avec des caches mobiles

Dans cette catégorie, les contenus populaires des fournisseurs de service sont mis en caches sur des nœuds mobiles comme les téléphones et les véhicules mobiles. Un ensemble de travaux [34, 52–55] ont proposé des politiques de mise en cache sur des nœuds mobiles. Dans [34, 52–54] une politique d'incitation à la mise en cache pour les réseaux cellulaires a été proposé entre un MNO avec une seule SB et plusieurs utilisateurs mobiles (MU) en utilisant les communications de nœud à nœud (Device to Device, D2D). Le MNO motive les utilisateurs mobiles en offrant un gain monétaire pour les encourager à mettre en cache sur leurs appareils mobiles et partager le contenu avec d'autres utilisateurs en utilisant les communications D2D.

Par conséquent, les MUs entrent en compétition sur les contenus populaires de la BS pour gagner plus de profit. Ce mécanisme peut augmenter les chances de transmission D2D entre les MUs et donc réduire la charge sur la BS et libérer la bande passante. Les auteurs ont modélisé l'interaction entre la BS et les MUs en utilisant un jeu de type Stackelberg avec un leader (MNO) et plusieurs suiveurs (MUs). Les auteurs de [55] ont aussi proposé un mécanisme de mise en cache proactive pour un réseau cellulaire en utilisant les communications D2D composé d'une seule station de base et un ensemble d'équipements d'utilisateurs (User Equipment, UE). Chaque UE peut déterminer individuellement ses préférences de mise en cache (ex. volonté / intérêts, taille de la mémoire cache et état de la batterie) et signale au BS son prix unitaire de mise en cache. En tant que contrôleur central, la BS à son tour gère la diffusion du contenu pour tous les UEs en utilisant les communications D2D.

En 2020, un autre travail d'incitation à la mise en cache de contenu sur les serveurs mobiles placés en périphérie du réseau a été proposé par Chen et al. dans [56] entre un ensemble de CPs et plusieurs utilisateurs mobiles (MUs). Le but est de réduire le temps d'accès au contenu et satisfaire un grand nombre des demandes d'accès des utilisateurs en local. Dans ce système, il y a une concurrence entre les CPs sur l'espace de stockage limité des serveurs où chaque CP essaie d'augmenter son propre intérêt en maximisant le nombre de contenu populaire qui peut être mis en cache tandis que les MUs rivalisent pour gagner plus de profit. Dans ce travail les interactions entre les CPs et les MUs sont modélisées comme un jeu non coopératif. Dans un autre travail dans [35], les auteurs ont proposé une autre politique pour motiver les utilisateurs mobiles à stocker des contenus populaires sur des mémoires caches installés sur leurs équipements personnels et de distribuer ce contenu aux consommateurs mobiles à proximité en utilisant les communications D2D afin de soulager et décharger les liens de réseau cœur.

2.3.4 Tableaux taxonomique et récapitulatif

Le tableau 2.1 présente un résumé récapitulatif de l'étude taxonomique des travaux de l'incitation à la mise en cache présentée précédemment. Dans ce tableau, nous classifions les travaux selon les critères suivants : l'environnement de travail, les acteurs de mise en cache (le nombre de gestionnaire des caches, le nombre de propriétaires des fichiers populaires), la mobilité de nœud qui héberge les caches et l'outil de modélisation utilisé.

Travail	Environnement	Acteurs de mise en cache		Cache mobile	Outil de modélisation
		Propriétaire de contenus	Gestionnaire de caches		
[4]	Réseaux cellulaires	Un (VP)	Un(MNO), Multiple (BS)	Non	Jeu de type Stackelberg
[33]	SCN	Multiple (CP)	Un(MNO), Multiple (SBS)	Non	Jeu de type Stackelberg
[41, 45]	SCN	Multiple (CP)	Un(MNO), Multiple(SBS)	Non	Jeu de type Stackelberg
[3, 46]	SCN	Multiple (CP)	Un(NSP), Un(SBS)	Non	Théorie des contrats
[47]	SCN	Multiple (CP)	Un(NSP), Multiple(SBS)	Non	Théorie des contrats
[32] [42-44]	SCN	Multiple (CP)	Un(MNO), Multiple (SBS)	Non	Théorie des contrats
[36]	SCN	Multiple(CP)	Multiple(SBS)	Non	Jeu de type Stackelberg
[2]	IoV	Un (CP)	Multiple(MNO), Multiple (BS)	Non	Jeu de Stackelberg
[37]	ICN	Un (CP)	Multiple (ISP)	Non	Jeu de Stackelberg
[49, 50]	SCN	Un (VR)	Multiple(MNO), Multiple (SBS)	Non	Jeu de Stackelberg
[51]	Réseaux cellulaires	Multiple (CP)	Multiple(MNO), Multiple (BS)	Non	Jeu de Stackelberg
[34]	Réseaux cellulaires	Multiple (VP)	Multiple(MNO), Multiple (BS)	Non	Jeu de Stackelberg
[52] [53] [54]	Réseaux cellulaires D2D	Multiple (MNO), Un (BS)	Multiple (MU)	Oui	Jeu de Stackelberg
[55]	Réseaux cellulaires D2D	Un (BS)	Multiple (UE)	Oui	Méthode de transformation de base
[56]	Réseaux cellulaires	Multiple (CP)	Multiple (MU)	Oui	Jeu non coopératif
Notre proposition	IoV	Un / Multiple(CPs)	Multiple (société de transport)	Oui	Jeu de Stackelberg/ Théorie des contrats

Table 2.1: Tableau récapitulatif sur les travaux de l'incitation à la mise en cache

2.4 Discussion

Les problèmes de l'incitation à la mise en cache sont largement étudiés dans la littérature. Cependant, les efforts accomplis jusqu'à présent n'ont pas considérés un marché de mise en cache purement réaliste et complètement concurrentiel avec plusieurs gestionnaires de caches et plusieurs prétendants à la mise en cache. La plupart des travaux soient considèrent le problème de mise en cache entre un seul propriétaire de cache et un seul [4] / plusieurs [3], [32, 33], [41–45] [36, 46–48] fournisseurs de contenu, ou entre plusieurs propriétaires de cache et un seul fournisseur de contenu [2], [37, 49, 50], ce qui ne s'applique pas forcément à la réalité des marchés de nos jours complètement compétitifs avec plusieurs fournisseurs de services (à l'instar de Netflix, YouTube et Spotify), qui cherchent à stocker leurs contenus populaires à la périphérie de réseau, et plusieurs gestionnaires de cache qui proposent le service de mise en cache. Aussi, les travaux n'ont pas considéré des politiques de mise en cache avec asymétrie d'information où les acteurs ne détiennent pas toutes les données sur le marché. En conclusion, et sur la base de la discussion et des résultats que nous avons obtenus en classant les travaux de mise en cache, les chercheurs dans ce domaine d'incitation à la mise en cache doivent travailler dans des scénarios plus réalistes sur un marché complet, en tenant compte de la situation actuelle du marché avec de nombreux fournisseurs de services, de nombreux gestionnaires de cache. En plus, il serait plus intéressant de déployer des caches sur des nœuds mobiles pour s'adapter au besoin de plus en plus croissant du trafic de données mobile et offrir le service de mise en cache partout où l'utilisateur final se déplace.

2.5 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté la technique de mise en cache de contenus dans la périphérie du réseau, comme une technique prometteuse pour rapprocher le contenu de l'utilisateur et améliorer leur QoE. Ensuite, nous nous sommes focalisés sur les techniques de l'incitation à la mise en cache et nous avons présenté un survol bibliographique sur les principaux travaux sur l'incitation à la mise en cache existants dans la littérature. Après, nous avons classifié ces travaux dans un tableau récapitulatif selon plusieurs critères. Nous avons terminé le chapitre par une discussion critique sur les différents travaux présentés dans le tableau taxonomique.

Dans le chapitre suivant, nous allons présenter les concepts de base de la théorie des jeux et de la théorie des contrats, qui va nous servir pour modéliser notre contribution.

Notions de base de la théorie des jeux et la théorie des contrats

3.1 Introduction

La théorie des jeux fut fondée par Von Neumann et Morgenstern en 1944 lors de la parution de leur ouvrage «Theory of Games and Economic Behavior » [57]. Cette théorie prend comme hypothèse principale la rationalité forte des individus. La théorie des jeux essaie d’approcher d’une manière mathématique et logique le comportement stratégique d’un joueur dans des situations où le succès individuel dépend de ses propres choix et des choix de ses adversaires. Elle analyse les réactions d’individus face à des états d’opposition et cherche à mettre en évidence des stratégies optimales [58]. Depuis, la théorie des jeux a connu un développement mathématique important et de nombreuses applications dans diverses disciplines : la biologie, la psychologie, l’économie, la sociologie, la sécurité et les réseaux informatiques, etc. [59]

Dans ce troisième chapitre, nous abordons la théorie des jeux. Au début, nous commençons par la définition et les notions fondamentales de la théorie des jeux en définissant les grands concepts (typologie, formalisme de modélisation, exemple de cas d’application). Puis, nous continuons par présenter les détails des jeux séquentiels et leurs différentes caractéristiques. Ensuite nous décrivons les concepts fondamentaux de la théorie des contrats. Finalement, nous terminons le chapitre par une conclusion.

3.2 Définition de la théorie des jeux

La théorie des jeux ou la théorie de décision peut être définie comme l’étude mathématique des **interactions stratégiques** entre plusieurs agents **rationnels**. Les mots importants dans cette définition sont [60] :

- **Interaction** : il y a plusieurs agents (appelés aussi joueurs, "decision makers", etc.) qui interagissent, le contentement (appelé aussi paiement, gain, utilité, etc.) de chacun ne dépend pas que de lui, mais aussi en partie des autres.
- **Stratégique** : les joueurs ont le choix entre plusieurs options.
- **Rationnel** : un joueur ne joue pas n'importe comment, il cherche à optimiser son paiement (son intérêt).

3.3 Concept de base de la théorie des jeux

La théorie des jeux se base principalement sur quatre notions fondamentales. Dans cette section, nous présentons les détails de ces notions de base.

3.3.1 Joueurs

Un joueur est une entité de base dans un jeu, qui participe au jeu avec un ensemble fini de joueurs désignés par N et qui est chargé de prendre des mesures (actions) rationnelles désignées par A_i , pour chaque joueur i . Un joueur peut représenter une personne, une machine ou un groupe de personnes dans un jeu [61].

3.3.2 Stratégie (action/choix)

C'est un plan d'actions ou de choix complet d'un joueur dans n'importe quelle situation pouvant survenir au cours du jeu, en spécifiant ce que fera ce dernier à chaque étape [62]. La stratégie décrit totalement le comportement d'un joueur.

Il existe plusieurs types de stratégies. Une stratégie pure est une action, ou un plan d'actions, qui est choisie par chaque joueur avec certitude. Cette notion a été étendue à celle de stratégie mixte définie comme une distribution de probabilité sur l'ensemble des stratégies pures [62].

3.3.3 Utilité

L'utilité traduit les préférences (la satisfaction ou le gain) d'un joueur dans une situation ou une action donnée [63]. La fonction d'utilité, notée u_i tel que $u_i : S_i \times \dots \times S_n \rightarrow \mathbb{R}$, est l'outil mathématique qui à chaque ensemble de stratégies associe les gains du joueur i , tel que S_i : l'ensemble des stratégies (actions) de joueur i et n : le nombre des joueurs.

3.3.4 Equilibre de Nash

Dans cette sous-section, nous expliquons c'est quoi l'équilibre de Nash, en commençant par sa définition formelle. Ensuite nous parcourons les propriétés de cet équilibre. Enfin, nous expliquons comment déduire l'équilibre de Nash à travers un exemple illustratif.

3.3.4.1 Définition

«Un équilibre de Nash correspond à une situation d'équilibre où aucun joueur n'a intérêt à dévier unilatéralement de cette situation » [64]. Un équilibre de Nash est un profil de stratégies $s = \{s_1, \dots, s_n\}$ tel que pour tout joueur i et toute stratégie $s' \in S_i$ [65] :

$$u_i(s_i, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i}) \quad (1)$$

3.3.4.2 Propriétés

- (1) Un profil (unique) obtenu par élimination itérative des stratégies (strictement) dominées¹ est un équilibre de Nash (et c'est le seul équilibre du jeu).
- (2) Un jeu (en stratégies pures²) peut avoir plusieurs équilibres de Nash, mais il peut aussi n'en avoir aucun.
- (3) Deux équilibres de Nash $s = (s_i, s_{-i})$ et $s' = (s'_i, s'_{-i})$ sont *interchangeables* si pour tout i (s_i, s'_{-i}) et (s'_i, s_{-i}) sont aussi des équilibres de Nash.
- (4) Deux équilibres de Nash s et s' sont équivalents s'ils donnent la même utilité à tous les joueurs.

3.3.4.3 Fonction de meilleure réponse

La fonction de meilleure réponse du joueur i est la fonction B_i qui associe à chaque combinaison de stratégies des autres joueurs s_{-i} les stratégies du joueur i qui maximise son utilité [65]:

$$B_i(s_{-i}) = \{s_i \in S_i \text{ t.q. } u_i(s_i, s_{-i}) \geq u_i(s'_i, s_{-i}) \text{ pour tout } s'_i \in S_i\} \quad (2)$$

¹Une stratégie dominée est une stratégie qui génère le pire résultat dans tous les cas. Une stratégie s_i est (strictement) dominée pour le joueur i s'il existe une stratégie s'_i telle que pour tous les profils s_{-i} tel que $\forall s_{-i} \in S_{-i} : u_i(s'_i, s_{-i}) > u_i(s_i, s_{-i})$

²Une **stratégie pure** du joueur i est l'action qu'il choisit à chaque fois qu'il est susceptible de jouer, c'est-à-dire, toutes les options possibles qu'a le joueur. On note par X_i , l'ensemble de toutes les stratégies pures du joueur i avec $i \in \overline{1, 2}$. Et x_i un élément de X_i tel que $|X_i| = n_i$.

3.3.5 Exemple d'illustration : le dilemme du prisonnier

Afin d'illustrer la notion de la théorie des jeux, nous présentons comme exemple le problème du dilemme du prisonnier.

Le dilemme du prisonnier

« Deux suspects d'un crime majeur sont détenus dans des cellules séparées. La police a assez de preuves pour condamner chacun d'entre eux pour des crimes mineurs mais pas assez pour les condamner pour le crime majeur, à moins que l'un d'entre deux ne dénonce l'autre. Si les deux suspects se taisent, ils seront chacun condamnés à un an de prison. Si seulement l'un d'entre eux dénonce l'autre, il sera libéré et utilisé en tant que témoin contre l'autre qui écoperera de 10 ans de prison. Enfin si les deux dénoncent, ils passeront chacun 5 ans en prison ». [66]

Autrement dit, on a deux prisonniers (P1 et P2) avec deux choix à faire (deux actions possibles) Se taire, Dénoncer.

- Si le choix des deux prisonniers est égal à Dénoncer, Dénoncer, ils vont en prison pour 5 ans chacun.
- Si l'un des deux est dénoncé et pas l'autre (i.e., Se taire, Dénoncer, Dénoncer, Se taire), celui qui a dénoncé sort libre et l'autre va en prison pour 10 ans.
- Si les deux suspects se taisent, ils vont en prison pour un an tous les deux.

On peut modéliser ce problème à l'aide d'un jeu tel que :

- Les joueurs : les deux prisonniers (prisonnier 1 (P1) et prisonnier 2 (P2)).
- Les stratégies : chaque joueur a le choix entre deux stratégies : se taire (T) ou dénoncer (D).
- L'utilité : le gain u_i obtenu est lié au choix/action fait par chaque joueur P_i (donc les valeurs possibles pour chaque ensemble u_i égale a 2^2), Avec $i = \overline{1,2}$:

– Les gains u_1 de joueur P_1 :

$$u_1(\text{Se taire, Dénoncer}) = 0, u_1(\text{Se taire, Se taire}) = 1$$

$$u_1(\text{Dénoncer, Dénoncer}) = -5 \text{ et } u_1(\text{Dénoncer, Se taire}) = -10.$$

– Et de manière similaire, les gains u_2 de joueur P_2 :

$$u_2(\text{Se taire, Dénoncer}) = 0, u_2(\text{Se taire, Se taire}) = 1$$

$$u_2(\text{Dénoncer, Dénoncer}) = -5 \text{ et } u_2(\text{Dénoncer, Se taire}) = -10.$$

		Prisonnier 2	
		Se traire	Dénoncer
Prisonnier 1	Se traire	(-1,-1)	(-10,0)
	Dénoncer	(0,-10)	(-5,-5)

Table 3.1: Exemple des gains pour le jeu « Dilemme du prisonnier »

Le tableau 3.1 montre les gains que les deux joueurs peuvent obtenir en mettant en œuvre tout choix possible.

Afin de résoudre ce jeu, et atteindre l'équilibre de Nash (la meilleure situation pour les deux joueurs), nous procédons à une élimination itérative des stratégies jusqu'à ce que nous arrivions à la meilleure stratégie. En d'autres termes le joueur prend ses décisions en tenant compte des actions antérieures de l'autre joueur. Nous commencerons par le joueur 2, Si $P2$ prend le choix « **se taire** », il obtiendra soit -1 ou -10 , et s'il choisit de « **Dénoncer** », il obtiendra soit 0 ou -5 . Comme le $P2$ est rationnel, il choisira de dénoncer, car 0 est la meilleure stratégie pour lui (voir l'étape (3.2a) dans la table 3.2), et éliminer par suite les autres actions arrivent par le choix « **se taire** » (l'étape (3.2b) dans la table 3.2). Basé sur la décision de $P2$, $P1$ choisit de parmi les stratégies restantes $\{(-5)$ s'il dénonce, (-10) s'il se taise $\}$ (voir l'étape (3.2c) la table 3.2). Même résultat obtenu si l'on commence par les actions de $P1$. Donc **Dénoncer, Dénoncer** est le seul équilibre de Nash dans ce jeu, car c'est l'ensemble des stratégies qui maximisent l'utilité de chaque prisonnier par rapport à la stratégie de l'autre, (ils vont en prison pour 5 ans tous les deux) .

(-1,-1)	(-10,0)
(0,-10)	(-5,-5)

(a)

(-1,-1)	(-10,0)
(0,-10)	(-5,-5)

(b)

(-1,-1)	(-10,0)
(0,-10)	(-5,-5)

(c)

Table 3.2: Les étapes pour atteindre l'équilibre de Nash du jeu « Dilemme du prisonnier »

3.4 Domaine d'application de la théorie des jeux

La théorie des jeux est fréquemment utilisée dans différents domaines. Nous citons quelques exemples de ces domaines dans les points suivants :

- **L'économie** : la théorie des jeux est très utilisée pour analyser la concurrence entre les entreprises en situation d'oligopole [63].
- **Les sciences sociales** : la théorie des jeux est utilisée aussi pour analyser le comportement des populations humaines.
- **Les sciences politiques** : la théorie des jeux est un outil efficace dans les mains de diplomates et politiciens pour analyser toute situation de conflit entre les particuliers, les

entreprises, les états, les partis politiques, etc. [67]

- **La biologie** : les interactions entre individus ayant des stratégies concurrentes ou identiques peuvent être traitées comme des jeux avec plusieurs joueurs [68].
- **La sécurité des systèmes informatiques** : la théorie des jeux permet d'anticiper les actions des pirates et elle est donc utilisée pour la sécurité et la confidentialité du cyberspace.
- **Les réseaux informatiques** : la théorie des jeux a été largement utilisée dans la recherche sur les réseaux sans fil pour développer la compréhension des points de fonctionnement stables pour les réseaux constitués de nœuds autonomes / égoïstes. Les nœuds sont considérés comme les joueurs. Les fonctions d'utilités sont souvent choisies pour correspondre au taux de connexion atteint ou à des mesures techniques similaires. Le but est d'améliorer les performances du réseau, l'efficacité énergétique et de minimiser les coûts [69].
- etc.

3.5 Typologie des jeux

Les jeux sont divisés en différentes catégories en fonction de différents critères. Dans cette section, nous fournissons un bref aperçu des différentes classifications des jeux :

- **Jeux à somme nulle / Jeux à somme non nulle** : la catégorie des jeux à somme nulle englobe tous les jeux où la somme algébrique des gains des joueurs est nulle (c.-à-d. la somme des gains totaux et des pertes totales donne 0). Le gain d'utilité d'un joueur résulte des pertes équivalentes d'un autre joueur [58], [70]. Nous citons comme exemple : *le jeu de pile ou face*.
- **Jeux à information complète / Jeux à information incomplète** : dans un jeu, si chaque joueur connaît la structure du jeu, c'est-à-dire : les règles du jeu, l'ensemble des stratégies possibles de chaque joueur et le paiement (l'utilité) de chaque joueur à chacune des issues possibles du jeu ; le jeu est appelé *jeu à information complète*. Si au moins un joueur n'a pas d'informations sur un élément de la structure du jeu, (Par exemple, le joueur i ne connaît pas la fonction de gain du joueur k) on est dans un *jeu à information incomplète* [70]. Par exemple: dans le jeu d'échecs, dames ou de Go : l'information est complète. Par contre dans le poker et les dominos sont des jeux à information incomplète.
- **Jeux coopératifs / Jeux non coopératifs** : un jeu est dit coopératif lorsque les joueurs peuvent collaborer entre eux et passer des accords. Ils peuvent être alors divisés en groupes ayant les mêmes avantages, appelés coalitions et recherchent l'intérêt général suivi d'un partage des gains entre tous les joueurs [71]. En revanche, dans les jeux non

coopératifs, chaque joueur agit égoïstement et cherche sa meilleure décision afin de maximiser son propre gain. La solution du jeu est équivalente à un problème d'optimisation conjointe, où chaque joueur essaie d'optimiser son propre utilité [70].

- **Jeux à deux joueurs / Jeux à n joueurs** : si le jeu est composé de deux joueurs on est dans un jeu à deux joueurs (exemple. les jeux de plateau (échecs, dames, etc.)), si le nombre de joueurs d'un jeu dépasse deux, le jeu est à N joueurs (exemple : le jeu de football).
- **Jeux finis / Jeux infinis** : «un jeu est dit fini si l'ensemble des stratégies de chacun des joueurs est fini » [72] (exemple : le jeu de Pierre-papier-ciseaux, le jeu de cartes, etc.). Par contre dans les jeux infinis l'ensemble des stratégies est infini comme dans le basketball ou le tennis.
- **Jeux simultanés / jeux séquentiels** : dans les jeux *simultanés*, les décisions sont prises une fois et en même temps par tous les joueurs ; autrement dit, les joueurs prennent leurs décisions sans pouvoir observer les actions des autres (exemple : le jeu de boxe, le dilemme de prisonnier, etc.). Au contraire dans un jeu *séquentiel*, les joueurs prennent des décisions un après l'autre avec un ordre prédéfini, et au moins certains joueurs peuvent observer les actions des précédents joueurs comme dans le jeu d'échecs ou le jeu de go [70].
- **Jeux répétés / Jeux à coups unique** : si une partie n'est jouée qu'une seule fois où tous les joueurs choisissent leur unique coup simultanément et que les joueurs reçoivent leurs gains à la fin de tour comme dans le jeu de pile ou face, le jeu est appelé jeu à coups unique. Par contre, si le jeu se répète pendant plusieurs tours, et les joueurs sont payés à la fin de chaque tour comme dans le jeu de cartes, le jeu est appelé *répété* [58], [70].

3.6 Modélisation des jeux

Il existe deux modèles de représentation des jeux, la représentation extensive et la représentation stratégique (ou normale). Dans cette section, nous présentons les deux modèles avec des exemples d'illustrations.

3.6.1 Jeux sous forme extensive (arbre de Kuhn)

La modélisation sous forme extensive est un des moyens les plus simples pour représenter un jeu [66]. Il décrit de manière précise les règles de déroulement du jeu : qui joue, quand, quels sont ses choix et quelle est son information jusqu'au moment où le jeu est déclaré fini.

3.6.1.1 Définition usuelle

La forme extensive du jeu est généralement représentée à l'aide d'un arbre appelé arbre de Kuhn (un arbre : est un graphe connexe sans cycle). Cet arbre décrit comment le jeu est joué, afin de spécifier : l'ensemble des joueurs, dans quel ordre ils jouent, les différentes actions qu'ils peuvent choisir, ce qu'ils savent au moment de jouer et les paiements pour toutes les issues possibles du jeu.

Plus précisément, comme il est illustré dans la figure 3.1, chaque nœud ou sommet de l'arbre spécifie le (les) joueur(s) qui fait son choix, donc le nœud racine est représenté le premier joueur qui commence le jeu et chaque arc représente chacune des actions (choix) que ce joueur peut prendre à ce point du jeu, les gains que chaque joueur peut réaliser après avoir suivi un des chemins possibles au sein de l'arbre sont donnés aux sommets terminaux [58], [66].

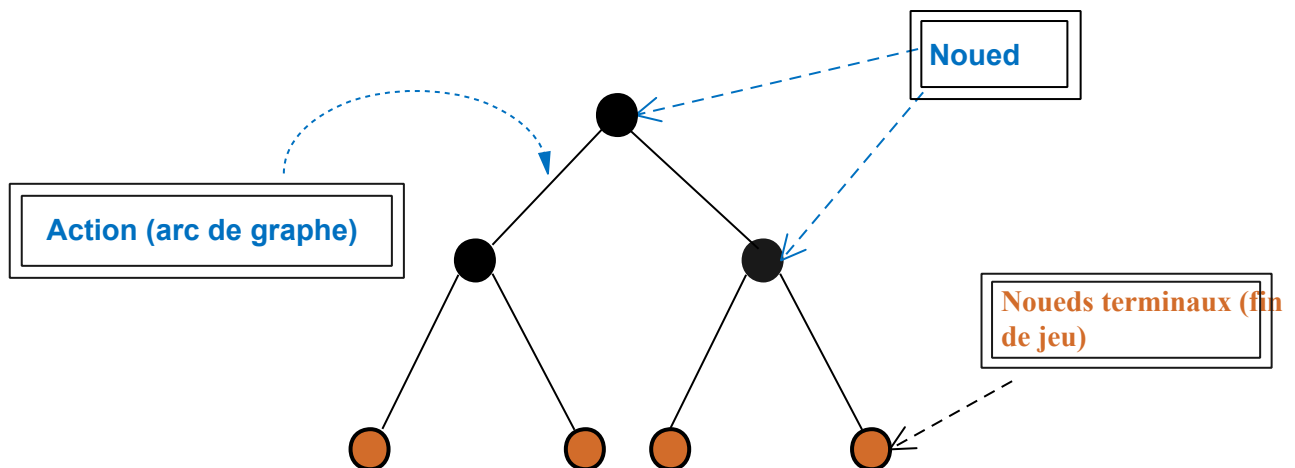


Figure 3.1: La représentation de jeu sous forme extensive (arbre de Kuhn)

3.6.1.2 Définition mathématique

Un jeu sous forme extensive Γ est donnée par [73]:

- I ensemble fini de joueurs, $N \notin I$ (nature),
- T ensemble fini de nœuds, $Z \subset T$ nœuds terminaux, et pour $t \notin Z$:
 - Le joueur ou la nature $i(t) \in \{N\} \cup I$ qui joue en t ,
 - L'ensemble de choix possibles $A(t)$,
 - Le nœud successeur résultant du choix $a, N(t, a)$,
 - Une distribution $D(t)$ sur $A(t)$ si $i(t) = N$.
- $u_i : Z \rightarrow \mathbb{R}$ fonctions d'utilité de i ;

- $h(t)$ classe d'équivalence de t pour l'information :

$$x' \in h(x) \Rightarrow i(x') = i(x), A(x') = A(x), h(x') = h(x)$$

Afin que le jeu ait une structure d'arbre, on requiert que les éléments vérifient les propriétés suivantes :

- $s(t) = \{N(t, a), a \in A(t)\}$ ensemble des successeurs directs de t . (\emptyset si $t \in Z$),
- $S(t) = s(t) \cup s(s(t)) \cup s(s(s(t)))$. tous les successeurs de t ;
- Il n'y a pas de cycle : $\forall t, t \notin S(t)$,
- Nœud initial $\exists \tilde{t}, S(\tilde{t}) \cup \{\tilde{t}\} = T$,
- Chaque nœud non initial a un unique prédécesseur : $\forall \tilde{t} \neq t, \exists ! \tilde{t}, t \in s(\tilde{t})$.

3.6.1.3 Exemple d'illustration : le dilemme du prisonnier

Dans cet exemple, nous prendrons l'exemple du jeu « dilemme du prisonnier » décrit dans la sous-section 3.3.5, la forme extensive de ce jeu est illustrée dans la figure 3.2

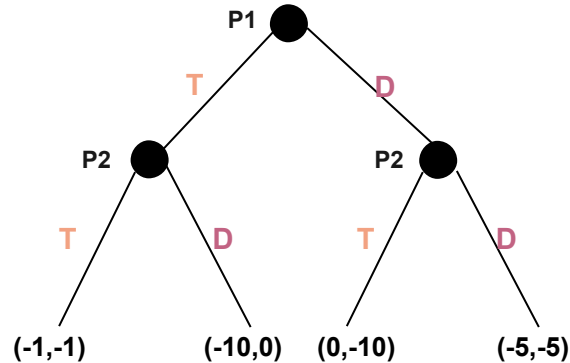


Figure 3.2: Forme extensive du jeu "Le dilemme du prisonnier"

- Le premier nœud de cet arbre représente la décision du premier joueur ($P1$).
- A la suite de chacun de ses choix (se taire (T) ou dénoncer (D)), la possibilité est donnée au joueur suivant ($P2$) d'effectuer son choix.
- Une fois que les deux joueurs ($P1, P2$) ont pris leurs décisions, on arrive à un résultat du jeu auquel les gains correspondants sont associés.

3.6.2 Jeux sous forme stratégique (ou normale)

Lorsque le jeu est simultané, la représentation par la forme extensive devient particulièrement lourde et plus compliquée. La forme stratégique (ou normale) est une façon pratique de présenter les gains (ou utilités) et les stratégies de chaque joueur [74]. En revanche, dans le cadre des jeux en forme stratégique, les joueurs peuvent choisir leurs actions de manière simultanée sans connaître le choix des autres et le jeu est décrit sous la forme d'une matrice.

3.6.2.1 Définition Mathématique

Un jeu sous forme normale peut être représenté sous la forme [64] :

$$\langle N, \{X_i\}_{i \in N}, \{u_i\}_{i \in N} \rangle$$

Où :

1. $N = \{1, 2, \dots, N\}$ est l'ensemble des joueurs,
2. $X_i \subset \mathbb{R}_{n_i}$ désigne l'ensemble des stratégies du joueur $i \in N$, $X = \prod_{i=1}^N X_i$ est l'ensemble des issues du jeu,
3. $u_i : X \rightarrow \mathbb{R}$ est la fonction gain du i^{eme} joueur.

3.6.2.2 Représentation

Dans les jeux sous forme normale, l'ensemble des gains possibles qui peuvent être remportés par les joueurs, est représenté par une matrice à m lignes et n colonnes, où m et n sont le nombre de stratégies à la portée du joueur, représentées respectivement en ligne et en colonne. Pour un jeu à deux joueurs, le fonctionnement est relativement simple : le premier joueur choisit ses actions à partir des lignes et le second joueur choisit ses actions à partir des colonnes. Le choix fait en commun, détermine les gains de chaque joueur en fonction de la matrice jouée [75].

Le plus connu des jeux sous forme stratégique est *le dilemme du prisonnier*. Nous avons déjà parlé des détails de ce jeu dans la sous-section 3.3.5. Il est usuel de représenter le jeu fini à deux joueurs sous forme stratégique du dilemme du prisonnier par le tableau des gains. Le jeu peut alors être représenté comme suit :

La Table 3.3 représente sous forme matricielle le jeu du dilemme du prisonnier, avec deux joueurs (Prisonnier 1 et Prisonnier 2), chacun ayant deux actions 'Se taire 'et 'Dénoncer '. Par convention les gains sont représentés sous la forme (x, y) , où x est le gain du joueur ligne (Prisonnier 1) et y est le gain du joueur colonne (Prisonnier 2) (*où le gain est égal au nombre d'années de condamnation à la prison*). Si le premier joueur choisit la première ligne et que

		Prisonnier 2	
		Se traire	Dénoncer
Prisonnier 1	Se traire	(-1,-1)	(-10,0)
	Dénoncer	(0,-10)	(-5,-5)

Table 3.3: La représentation stratégique du jeu du « dilemme du prisonnier »

le second choisit la deuxième colonne, alors ils auront respectivement les gains $x_{12} = -10$ et $y_{12} = 0$.

3.7 Jeux Séquentiels

Dans cette section, nous détaillons les jeux séquentiels. Nous commençons par la définition et les caractéristiques principales de ces jeux en donnant un exemple pour une meilleure compréhension. Ensuite, nous expliquons la notion de sous-jeu et comment déduire l'équilibre de Nash et la technique de déduction à rebours dans ce type de jeux.

3.7.1 Définition

“Un jeu séquentiel est un jeu où les joueurs se déplacent les uns après les autres. En disposant à chaque fois de l'information sur le coup adverse, en d'autres mots chaque protagoniste connaît l'historique du jeu et l'action de l'adversaire au moment de formuler son choix” [58].

“Les jeux séquentiels sont constitués mêmes éléments qu'un jeu normal : les joueurs, les stratégies et les gains. Cependant, les jeux séquentiels ont l'élément supplémentaire que l'historique du jeu est important car les joueurs peuvent prendre des décisions conditionnelles à ce qu'ont joué les autres joueurs précédemment” [76].

3.7.2 Caractéristiques

Un jeu séquentiel se caractérise par [76] :

- Un ensemble de joueurs.
- Un déroulement, l'information et les actions à disposition de chaque joueur au moment où il joue.
- Le paiement à la fin du jeu, qui dépend de l'historique du jeu.

3.7.3 Exemple d'illustration : le pilote et le terroriste

Un terroriste monte sur un avion, après 10 Km de vol, le terroriste (T) menace le pilote (P) de faire exploser l'avion s'il n'atterrit pas à la ville $V1$. Donc, le pilote a le choix entre la décision ($V2$) qui consiste à continuer le vol vers la ville $V2$ et la décision ($V1$) de suivre la direction de la ville $V1$. Ainsi, l'ensemble X_p des décisions du pilote est : $X_p = \{V_1, V_2\}$.

Après avoir observé les choix possibles du pilote, le terroriste a le choix entre faire exploser la bombe (B) ou abandonner (N). D'où l'ensemble X_t des décisions du terroriste est $X_t = \{B, N\}$. Les fonctions de gain du pilote et du terroriste sont respectivement :

$$u_p : X_p \times X_t \rightarrow \mathbb{R}$$

$$u_t : X_p \times X_t \rightarrow \mathbb{R}$$

On note par $S(i)$ la stratégie du joueur (i), avec $i \in \{p, t\}$, on a :

$$(S_p, S_t) = (u_p(S_p, S_t), u_t(S_p, S_t)) = \begin{cases} (2, 0) & \text{si } S_t = N, S_p = V_2 ; \\ (-1, 1) & \text{si } S_t = B, \forall S_p ; \\ (1, 1) & \text{si } S_t = V_1, S_p = N ; \end{cases} \quad (3)$$

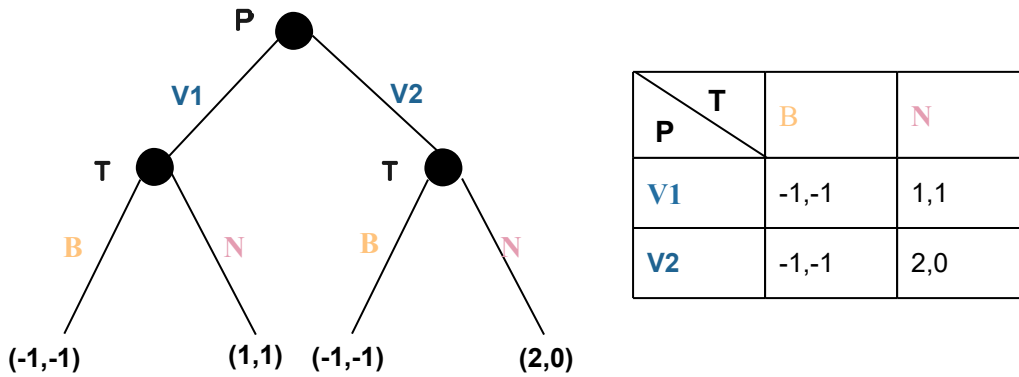


Figure 3.3: Exemple d'un jeu séquentiel sous forme extensive/stratégique

Nous prendrons ce jeu, si les joueurs P et T participent à une séquence de jeu, le joueur 1 à deux actions possibles $V1$ et $V2$, et le joueur T après remarque son travail, décide d'aller à gauche ou à droite. L'arbre du jeu et la matrice des gains sont représentés dans la figure 3.3.

3.7.4 Stratégie dominante / stratégie dominé

Les notions de stratégies dominantes et de stratégies dominées sont des concepts importants en théorie des jeux.

3.7.4.1 Stratégie dominante

“Une stratégie dominante est une stratégie optimale quelle que soit la stratégie de l’autre joueur. Une stratégie dominante donne toujours un gain supérieur ou égal au gain qu’il peut attendre de toutes les autres stratégies ” [77]. C’est-à-dire qu’elle donne toujours le meilleur résultat.

Plus précisément, la stratégie (S_i) du joueur i est dominante si et seulement si quel que soit le comportement des autres joueurs, la stratégie (S_i) apporte strictement plus de gain que les autres stratégies du joueur i [72].

$$u_i(s'_i, s_{-i}) \geq u_i(s_i, s_{-i}) \forall s_{-i} \in S_{-i}, \forall s_i \in S_i \quad [78] \quad (4)$$

3.7.4.2 Stratégie dominée

Une stratégie dominée est une stratégie qui génère le pire résultat dans tous les cas. Elle donne toujours un gain inférieur à celui d’au moins une des autres stratégies à sa disposition. La stratégie (S_i) du joueur i est strictement dominée par la stratégie (S'_i) si et seulement si, quel que soit les actions des autres joueurs, le joueur i obtient avec (S_i) un gain inférieure à celui obtenu avec (S'_i) [72], [77].

$$u_i(s'_i, s_{-i}) > u_i(s_i, s_{-i}) \forall s_{-i} \in S_{-i} \quad [78] \quad (5)$$

3.7.5 Notion de sous-jeu

Un sous-jeu est une partie d’un jeu qui est elle-même un arbre, formé de nœuds dont un nœud initial et toutes les branches qui en sont issues. Cette partie peut être étudiée séparément du jeu dans son entièreté [66].

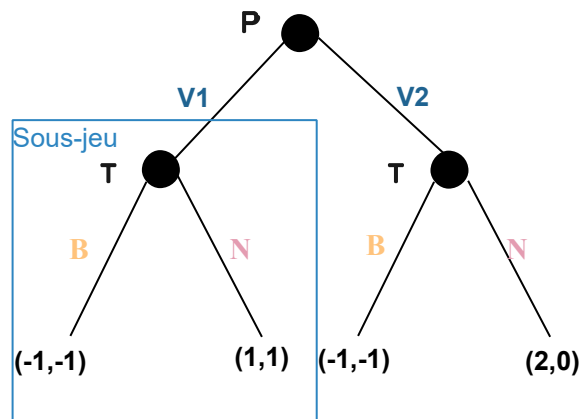


Figure 3.4: Un sous-jeu d’exemple précédant « le pilote et le terroriste »

Selon la figure 3.4. Un sous-jeu est déterminé à partir d'où moins un nœud, deux branches et un ensemble d'information formant ainsi un petit jeu sous forme extensive appartenant à un jeu plus grand.

3.7.6 Equilibre de Nash et la notion de déduction à rebours (rebours induction)

Les jeux dynamiques peuvent admettre un grand nombre d'équilibres de Nash, et parmi eux, des équilibres incluant des décisions. Le problème découle du fait qu'un équilibre de Nash garantit seulement des décisions rationnelles aux nœuds situés sur le chemin d'équilibre.

Par définition, un jeu est dynamique lorsque son déroulement procure de l'information à au moins un joueur. Ce type de jeu peut être résolu de façon satisfaisante au moyen de l'équilibre de Nash à condition de l'accompagner d'une condition supplémentaire dénommée «critère de perfection »(on parle précisément d'équilibre de Nash parfait en sous-jeux) [79].

Il s'agit de la résolution par induction à rebours, également appelée algorithme de Kuhn. Cet algorithme conduit toujours à identifier un équilibre de Nash satisfaisant la condition de rationalité séquentielle.

L'algorithme est le suivant : “commencer à partir de la fin de jeu, en un nœud prédécesseur d'un nœud terminal. Imaginer que le déroulement du jeu conduise à ce point. On peut anticiper que le joueur en question, jouera de manière optimale et choisira l'action (on suppose ici qu'il n'y a pas d'indifférence pour simplifier) qui maximise son gain. On peut donc effacer les autres actions issues de ce nœud. Le comportement devient d'une certaine manière totalement prévisible et on peut remplacer le nœud en question par le nœud terminal (avec les paiements correspondant) associé à l'action optimale. On recommence la procédure d'analyse pour les autres nœuds qui précèdent immédiatement les nœuds terminaux.

A chaque étape de l'algorithme, l'arbre est (strictement) réduit. Si l'on répète l'opération on débouche nécessairement sur le nœud initial. Le jeu est réduit à un problème de décision simple du premier joueur ” [66]. Cette méthode repose sur l'hypothèse de *connaissance commune de la rationalité* [79].

On applique la méthode de déduction à rebours sur l'exemple suivant (figure 3.5) : [79]

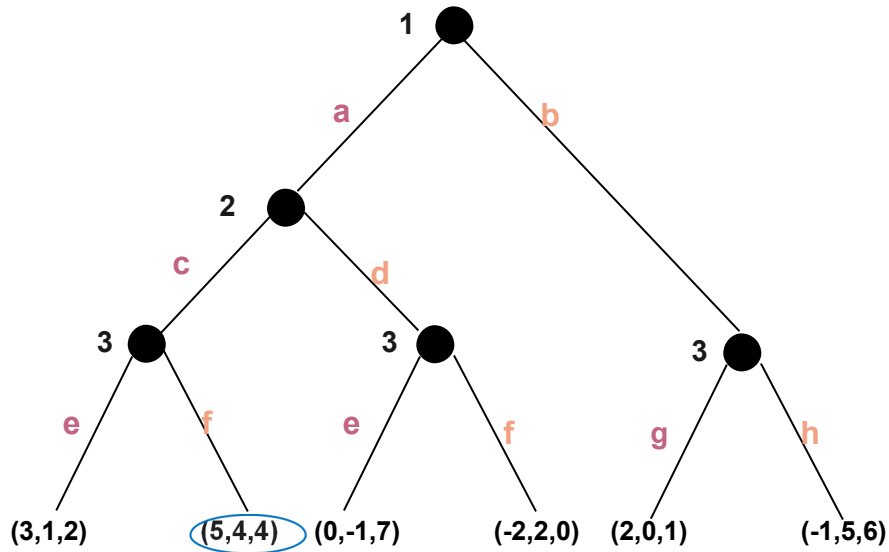


Figure 3.5: Exemple sur la méthode de déduction à rebours

On l'obtient en raisonnant comme suit : au dernier coup,

- (1) Si le joueur 3 est rationnel, il jouera y s'il observe que le joueur 1 joue b (car $6 > 1$), f s'il observe que le joueur 1 joue a et le joueur 2 joue c (car $4 > 2$), et e s'il observe que le joueur 1 joue a et le joueur 2 joue d (car $7 > 0$).
- (2) Si le joueur 2 sait que le joueur 3 est rationnel, le joueur 2 sait qu'il obtiendra 4 en jouant c , et -1 en jouant d . S'il est rationnel, le joueur 2 jouera donc c (car $4 > -1$).
- (3) Si le joueur 1, sait que les joueurs 2 et 3 sont rationnels, le joueur 1 sait qu'il obtiendra -1 en jouant b , et 5 en jouant a . S'il est rationnel, le joueur 1 jouera donc a (car $5 > -1$).

L'équilibre de Nash parfait est donc $\{a, c, f\}$ et les paiements sont $\{5, 4, 4\}$.

Autre exemple de jeu séquentiel (le jeu de Stackelberg)

Le jeu Stackelberg est une classe de jeux séquentiels non coopératifs, dans lesquels un joueur a une priorité plus élevée, appelé un *leader*. Les autres utilisateurs sont appelés *suiveurs*. Le leader a la capacité de faire appliquer sa stratégie sur les suiveurs, dans un jeu de Stackelberg, le leader déclare d'abord une stratégie, puis les suiveurs réagissent rationnellement à l'action du leader [61].

3.8 Théorie des contrats

Dans cette section, nous décrirons les concepts fondamentaux de la théorie des contrats. Nous commençons par donner la définition de la théorie des contrats et présenter l'utilisation de cette théorie dans les mécanismes d'incitation. Nous abordons par la suite leur types. Puis nous donnons les composants clés pour la conception de contrat dans le contexte des réseaux sans fils.

3.8.1 Définition

La théorie des contrats est une théorie économique qui décrit la manière dont les parties prenantes peuvent développer un accord juridique dans une situation impliquant une information asymétrique. Dans un scénario d'information asymétrique, la partie principale ne connaît pas exactement les caractéristiques des autres parties. La théorie du contrat analyse la manière dont les parties prennent des décisions à un accord et conviennent de conditions particulières en cas d'imprévu. Elle s'appuie sur des principes de comportement économique, car les différentes entités ont des motivations différentes pour exécuter ou ne pas exécuter certaines actions [80], [81].

3.8.2 Théorie des contrats pour les mécanismes d'incitation

La théorie des contrats est un outil puissant utilisé pour modéliser des accords contractuels entre deux entités aux intérêts différents et interdépendants [82]. En utilisant la théorie des contrats, un employeur peut inciter plus efficacement son employé en lui proposant un ensemble de contrats avec une récompense pour chaque performance atteinte [80], [83].

Plus précisément, la théorie des contrats permet d'étudier l'interaction entre les employeurs et les employés. Les performances des employés ont tendance à être meilleures lorsqu'ils travaillent plus durs, et la probabilité d'une mauvaise performance sera plus faible si les employés sont plus dévoués ou se concentrent sur le travail. En revanche, si la rémunération d'un employé est indépendante de ses performances, il sera moins probable que l'employé fasse des efforts dans son travail. La conception du mécanisme d'incitation joue un rôle important dans la résolution du problème des incitations des employés. En théorie des contrats, la solution obtenue est un menu de contrats pour les employés. Habituellement, l'objectif est de maximiser l'utilité ou le rendement de l'employé s'il se comporte de façon honnête, ce problème est formulé comme une maximisation de la fonction d'utilité d'employeur, sous réserve de la contrainte, qui est la compatibilité des incitations, afin que l'utilité de l'employé puisse être maximisée lors de la signature du contrat envisagé avec sa véritable préférence, et la contrainte, qui est la rationalité individuelle, de sorte que l'utilité de l'employé dans le cadre de ce contrat est plus grande, *i.e.*, supérieur ou égal à son utilité réservée lorsqu'il ne participe pas [80].

3.8.3 Types de théorie des contrats

Dans la pratique, la théorie des contrats se divise en trois modèles ou types. Ces modèles définissent les moyens pour les parties afin de prendre des mesures appropriées dans certaines circonstances énoncées dans le contrat.

- i. **Sélection adverse** : en cas de la sélection adverse, la partie principale (l'employeur) n'est pas pleinement informée des facteurs de l'employé, dans laquelle l'employé transmet des informations sur lui-même à l'employeur, mais les employés peuvent mentir et ne pas révéler leurs informations privées précises [82]. Cette information est connue sous le nom de «type d'agent ». Par exemple, les personnes qui tombent fréquemment malades sont plus susceptibles de souscrire une assurance-maladie et sont moins susceptibles d'informer l'assureur qu'elles sont souvent malades [81]. Ceci qui pousse la partie principale (*i.e.* l'employeur) a proposé des contrats qui obligent la partie informée (*i.e.* l'employé) à choisir le contrat prévu pour elle et qui révèle son vrai statut. En utilisant le principe de la révélation, l'employeur peut offrir des contrats (t, r) destinés aux employés ayant des niveaux de compétence différents, où t correspond au résultat requis par l'employé, et r représente les récompenses versées par l'employeur. L'asymétrie d'information entre les entités est présente avant que l'employeur ne propose un accord aux employés, appelés informations asymétriques précontractuelles [80].
- ii. **Aléa moral** : en cas de risque moral, les employés peuvent prendre des mesures qui ne sont pas observées par l'employeur. Une telle asymétrie d'information apparaît après la signature des contrats par les deux parties, dite asymétrie d'information post-contractuelle [82]. Dans ce type, le contrat est un ensemble action-récompense (a, r) où a est l'effort ou l'action offerte par l'employé après être embauché, et r est la récompense de l'employé versée par l'employeur [80].
- iii. **Mixte** : dans la pratique, il est généralement difficile de savoir lequel des deux problèmes est le plus approprié pour modéliser un scénario spécifique, c'est-à-dire pour déterminer s'il s'agit d'un problème d'aléa moral ou d'un problème de sélection adverse. En effet, la plupart des problèmes d'incitation sont des combinaisons d'aléa moral et de sélection adverse [80].

3.8.4 Théorie des contrats dans les réseaux sans fil

La théorie des contrats a été adoptée récemment dans les réseaux sans fil pour assurer le déploiement réussi de plusieurs solutions d'allocation des ressources. Dans les réseaux sans fil, les rôles des employeurs et des employés peuvent être différents selon les scénarios. Un employeur peut être un fournisseur de services (Service Provider, SP), une société de transports, ou un propriétaire de spectre autorisé. Un employé peut être un utilisateur, un véhicule, un appareil intelligent, ou un autre tiers. La théorie des contrats permet à un

acteur de réseau appelé principal (employeur) de motiver les agents (employé) à participer ou à accepter le déploiement de solution d'allocation des ressources optimales en présence d'informations asymétriques. Cette asymétrie d'information capture l'incapacité d'une partie du système à observer les informations pertinentes qui sont privées à l'autre partie et peuvent être utilisées pour manipuler les accords et améliorer ses propres performances dans le réseau. Les informations privées peuvent correspondre à la volonté des utilisateurs de servir d'autres utilisateurs via les communications D2D (Device to Device) ou à la volonté des CPs de mettre en cache leur contenu dans les stations de base cellulaires, les véhicules ou les appareils des utilisateurs [80], [82].

3.8.5 Composants et terminologies clés pour la conception de contrat dans le contexte des réseaux sans fils

Nous citons dans les points suivants les principaux composants et terminologies utilisés lors de la conception des contrats pour les réseaux sans fil [82], [84]:

- **Principal** : le but du principal est d'encourager les agents à utiliser les ressources en concevant et en proposant un ensemble des contrats.
- **Agents** : chaque agent peut choisir l'un des contrats proposés par le mandant (le principal) dans le but d'améliorer ses performances dans le réseau. Si un agent ne bénéficie pas de l'un des contrats, il peut décliner toutes les offres.
- **Type d'agent** : les agents disposent d'informations privées qui modélisent soit leur volonté d'utiliser les ressources réseau, soit leur impact sur les ressources réseau. Donc, chaque agent est caractérisé par un type, noté θ .
- **Ensemble de contrats** : le principal propose un contrat (r_n, π_n) pour chaque type d'agents θ_n , où r_n est la ressource réseau (par exemple, bande de fréquences, espace de mise en cache) que le principal alloue à l'agent n en échange d'un actif monétaire π_n .
- **Fonction d'utilité** : détermine les utilités que chaque agent et principal attribue à chaque type de contrat. Où chaque agent sélectionne le contrat qui maximise son utilité et le principal conçoit un contrat pour le type de chaque agent afin qu'il optimise son utilité.

Donc le but principal est d'identifier l'ensemble de contrats qui maximise son utilité, sous réserve d'être réalisable et individuellement rationnel. Ces deux conditions connues sous le nom de **rationalité individuelle** et de **compatibilité incitative** sont nécessaires et suffisantes pour la faisabilité des contrats.

3.9 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté les notions fondamentales de la théorie des jeux. Nous avons commencé par définir les concepts de base, les différents types des jeux de la théorie des jeux et les domaines d'application possibles. Ensuite, nous avons présenté les deux formes de représentation d'un jeu. Après, nous avons détaillé les jeux séquentiels et certains de leurs principaux éléments. Enfin, nous avons présenté les notions fondamentales de la théorie des contrats.

Dans le chapitre suivant, nous avons utilisé la théorie des jeux et la théorie des contrats pour modéliser formellement l'interaction entre les acteurs d'une stratégie de l'incitation à la mise en cache.

Proposition d'une nouvelle stratégie de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules

4.1 Introduction

Avec l'explosion du volume de données mobiles, il devient difficile de fournir un service de haute qualité aux utilisateurs mobiles. Par conséquent, la mise en cache en périphérie de réseau des contenus populaires a reçu une attention considérable car elle peut rapprocher le contenu des utilisateurs mobiles, pour diminuer les délais d'accès/téléchargement et réduire la charge sur les liaisons de réseau cœur [6]. De plus, vu l'hétérogénéité des équipements mobiles, la diversité des demandes des utilisateurs en termes de qualité de service, et les ressources de stockage limitées des terminaux mobiles, il est important d'améliorer l'efficacité de la gestion de contenu dans la mise en cache en périphérie de réseau. Pour cela, plusieurs chercheurs [2], [33], [43], [35] ont déjà étudié le problème de mise en cache d'une perspective commerciale en se concentrant sur la façon comment inciter et encourager les acteurs à participer dans l'amélioration du processus de la mise en cache.

Dans le même contexte, nous proposons dans ce chapitre une stratégie d'incitation à la mise en cache pour un réseau d'internet de véhicules, dans lequel plusieurs sociétés de transport de voyageurs en commun (Public Transport Company, PTCs) qui offrent un service de stockage payant (des caches embarqués sur des véhicules) aux fournisseurs de contenu (Content Provider, CP) à l'instar de Youtube et Netflix qui possèdent des contenus généralement de la vidéo et cherchent à les rapprocher de leurs utilisateurs finaux pour améliorer la qualité de service (Quality of Experience, QoE).

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit. Dans les sections 4.2, nous décrivons le

modèle du système et nous modélisons la distribution de la popularité du contenu, ainsi que la popularité globale des CPs. Puis, nous discutons la motivation de la politique d'incitation à la mise en cache pour chacun des deux approches proposées : premièrement, nous formalisons la théorie des contrats pour le marché monopolistique puis le jeu de type Stackelberg pour le marché concurrentiel et nous cherchons dans chaque approche les paramètres optimaux de notre système. La section 4.3 conclut le chapitre.

4.2 Incitation à la mise en cache dans les réseaux de véhicules

Nous présentons dans cette section notre politique d'incitation à la mise en cache pour les réseaux d'Internet de véhicules. Nous commençons par présenter le modèle du système. Puis, nous modélisons la distribution de la popularité du contenu et la popularité globale des CPs. Enfin, nous détaillons notre politique d'incitation et la solution proposée.

4.2.1 Modèle du système

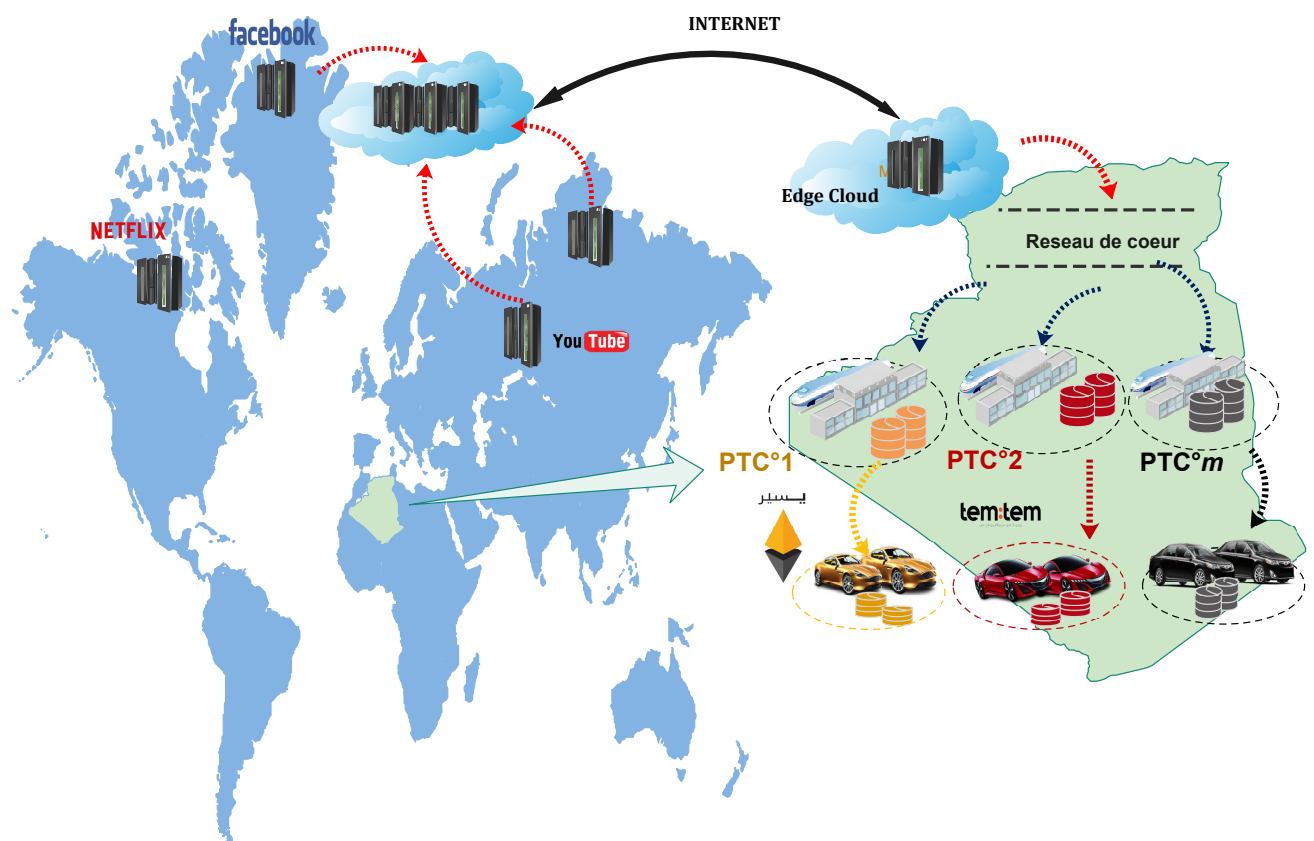


Figure 4.1: Modèle du système de la politique de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'IoVs.

Comme il est illustré à la figure 4.1, nous considérons un système d'incitation à la mise en

cache dans les réseaux d'IoV. Notre scénario est composé de m sociétés de transports public des voyageurs (Public Transport Company, PTCs) et un ensemble de \mathcal{C} fournisseurs de contenu (Content Provider, CPs). $G = \{PTC_1, PTC_2, \dots, PTC_m\}$ est l'ensemble des PTCs. Comme exemple des PTCs nous citons : les sociétés des bus comme **FlixBus**, les sociétés de Taxi ou de co-voiturage (**BlaBlaCar**) ou même les CTCs (Compagnie de Transport avec Chauffeur) comme **Yassir**, **Uber**, **Lyft**, **temtem**, etc. Chaque PTC i possède un ensemble de v_i véhicules géographiquement répartis sur l'ensemble de réseau autoroutier, tel que $\mathcal{V}_i = \{v_{1,i}, v_{2,i}, \dots, v_{v_i,i}\}$. Chaque véhicule $v_{v_i,i}$ de PTC i est équipé par un cache embarqué (un espace de stockage) et peut servir les autres véhicules dans son entourage en utilisant des liaisons véhicule à véhicule (V2V). Sans perte de généralité, nous supposons que tous les caches sur les véhicules ont la même taille de stockage T_c . D'autre part, les véhicules ont la même puissance de transmission P^t . Les véhicules communiquent les uns avec les autres en utilisant IEEE 802.11p et avec l'infrastructure fixe en utilisant 4G/5G. Les PTCs proposent le service de mise en cache aux \mathcal{C} fournisseurs de contenu (CPs). Notons par $\mathcal{C} = \{CP_1, CP_2, \dots, CP_{|\mathcal{C}|}\}$ l'ensemble des CPs, qui sont prêts à mettre leurs fichiers en cache des véhicules afin d'améliorer la QoE de leurs utilisateurs. Ces derniers sont classés en différents types en fonction de leurs popularités, ces types sont inconnus au PTC. Comme exemple de CPs, nous pouvons cité : YouTube, Netflix, Spotify, Facebook, etc.

Chaque $CP_c (0 < c \leq \mathcal{C})$ gère une bibliothèque de contenu local, notée L_c , composée d'un ensemble fini $f < \infty$ de ses fichiers populaires \mathcal{F}_c tel que $\mathcal{F}_c = \{\mathcal{F}_{1,c}, \mathcal{F}_{2,c}, \dots, \mathcal{F}_{f,c}\}$ [33], et tous les fichiers $\mathcal{F}_c \in L_c$ sont supposés avoir la même unité de taille [2]. Cependant, la capacité de stockage des véhicules est limitée et pas tous les fichiers des CPs peuvent être stockés en cache avec suffisamment de copies. Les principales notations utilisées dans ce chapitre sont résumées dans le tableau 4.1.

Notation	Description
c	Le nombre de CPs
m	Le nombre de PTCs
v	Le nombre de véhicules
f	Le nombre de fichiers d'un CP
$\mathcal{C} = \{CP_1, CP_2, \dots, CP_c\}$	L'ensemble de CPs
$G = \{PTC_1, PTC_2, \dots, PTC_m\}$	L'ensemble des PTCs
$\mathcal{V}_i = \{v_{1,i}, v_{2,i}, \dots, v_{v,i}\}$	L'ensemble de véhicule de PTC_i
$\mathcal{F}_c = \{\mathcal{F}_{1,c}, \mathcal{F}_{2,c}, \dots, \mathcal{F}_{f,c}\}$	L'ensemble de fichiers de CPs
$p_{i,c}$	La popularité du i - ème fichier
Q	La quantité des fichiers populaires qu'un CP veut mettre en cache.
θ_k	La popularité du k^{ieme} CP
π_i	Le prix initial annoncé par le PTC
Q^t	La quantité totale des fichiers de CP_j caché chez le PTC_i
Q_{ij}	La quantité de contenus de CP_j acceptés dans le cache de PTC_i
P^t	La puissance de transmission des fichiers d'un CP
μ	L'unité de coût de transmission et la maintenance
η_i	Le coût d'énergie qu'il consomme pour gérer les accès aux fichiers stockés dans les caches de PTC_i
T_c	La taille de stockage des caches de véhicules
S_i	La taille globale de stockage d'un PTC_i

Table 4.1: Résumé des principales notations

4.2.2 Modélisation de la popularité du contenu des CPs

La popularité du contenu est définie comme la distribution de probabilité des demandes des fichiers populaires de la bibliothèque \mathcal{F}_c par tous les abonnés du réseau (par exemple, les vidéos qui sont fréquemment demandés par les utilisateurs mobiles).

L'ensemble des fichiers est désigné par $\mathcal{F}_c = \{\mathcal{F}_{1,c}, \mathcal{F}_{2,c}, \dots, \mathcal{F}_{f,c}\}$ et il est composé des fichiers \mathcal{F} . La popularité de ces fichiers est indiquée par un vecteur $p_c = \{p_{1,c}, p_{2,c}, \dots, p_{f,c}\}$ qui peut être modélisée par la distribution Zipf comme dans les études précédentes [2] [43] [35]. La popularité du i - ème fichiers est donné par :

$$p_{i,c} = \frac{1/i^\gamma}{\sum_{j=1}^{\mathcal{F}} 1/j^\gamma} ; \quad i = 1 \dots \mathcal{F} \quad (6)$$

Où $i < \mathcal{F}$ c'est le nombre d'éléments des fichiers dans la bibliothèque de CP_c , et l'exposant γ est une valeur positive caractérisant la popularité du contenu et il peut varier d'un CP à l'autre. C'est-à-dire un γ plus grand correspond à un contenu plus utilisé, donc les fichiers les plus populaires représentent la majorité des demandes. La distribution de Zipf trie le contenu par ordre décroissant de popularité (le contenu avec un plus petit i correspond à une plus grande popularité) [2].

Dans le même temps, les MUs ont des affiliations déséquilibrées en ce qui concerne les CP , *i.e.*, certains CPs ont plus d'utilisateurs mobiles que d'autres. Par exemple, la majorité des MUs peut avoir tendance à accéder à YouTube pour le streaming vidéo (Certains CP peuvent avoir plus d'utilisateurs mobiles que les autres) [48]. Les préférences des MUs envers les CPs est indiquée par $\theta_k = \{\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_C\}$ où $\theta_k, k = 1, \dots, C$ représente la popularité total de CP_k (Type de CP).

La distribution des préférences θ peut également être modélisée en calculant l'écart type de popularité des fichiers de CP qui peut être définie comme suite :

$$\theta_k = \sqrt{\frac{\sum_{f=1}^F \left(p_f - \frac{\sum_{f=1}^F p_f}{F} \right)^2}{F}} ; \quad k = 1 \dots C \quad (7)$$

Dans le reste de ce chapitre, nous décrirons nos deux politiques d'incitation à la mise en cache. Une première politique pour l'incitation dans un marché de mise en cache monopoliste et une deuxième politique dans un marché de l'incitation à la mise en cache compétitif.

4.2.3 Politique d'incitation dans un marché de mise en cache monopoliste

Dans cette politique, nous considérons un marché de mise en cache monopoliste composé d'un seul PTC et plusieurs CPs. Notre idée de base consiste à placer les contenus populaires des CPs dans les caches des véhicules qui sont distribués dans les endroits les plus proches possible des utilisateurs mobiles. Donc, les CPs ont besoin de cache des véhicules pour stocker leurs contenus, et le PTC aussi a besoin de remplir les caches de ses véhicules. Par conséquent, ces deux acteurs ont intérêt à collaborer entre eux pour un déploiement réussi de la mise en cache.

Nous proposons dans cette section une politique d'incitation à la mise en cache mobile dans les réseaux d'IoV avec des informations asymétriques. Dans laquelle les CPs rivalisent pour augmenter la QoE de leurs utilisateurs par rapport aux contenus stockés dans les espaces limités de stockage des véhicules. Cela, en plaçant les contenus populaires dans les endroits

plus proches possibles des utilisateurs mobiles afin de bénéficier d'un taux de transmission plus élevé et d'un délai d'accès plus rapide.

Par conséquent, Le PTC a pour objectif de déterminer une politique de prix qui motive les CPs à participer au système de mise en cache en offrant des prix de stockage plus attractifs. En effet, le CP récompense le PTC en fonction du nombre de contenus populaires qu'il accepte de mettre en cache en payant un prix monétaire pour chaque contenu mis en cache.

4.2.3.1 Approche basée sur la théorie des contrats pour l'incitation à la mise en cache monopoliste dans les réseaux d'IoV

Sur la base du modèle d'incitation à la mise en cache mobile dans les réseaux IoVs présenté ci-dessus, nous considérons un scénario pratique avec des informations asymétriques au sein duquel les CPs peuvent être de différents types privés et ils sont inconnus du PTC.

Dans notre travail, nous ne pouvons pas utiliser le jeu de Stackelberg comme dans les travaux [2], [48], [35] et [85] par ce que ces études supposent généralement que les joueurs sont honnêtes et révèlent toutes leurs informations privées, ce qui n'est pas toujours une hypothèse valable en pratique. À cette fin, pour gérer le problème d'asymétrie de l'information, nous nous tournons vers la théorie des contrats dans notre système incitatif. Ces informations privées concernent la popularité et la volonté de mise en cache de chaque CP, nous formulons l'interaction entre le PTC et les CPs sur la base de la théorie des contrats qui permet au PTC de définir un contrat (Q_k, π_k) pour chaque CP de type θ_k en présence d'informations asymétriques. Tel que π_k dénote la récompense monétaire qui est versée par le CP_k , et Q_k dénote l'espace de stockage alloué au CP_k .

1) Type de fournisseur de contenu (CP)

Nous définissons le type du CP_i comme une représentation de sa popularité du contenu (la popularité globale des fichiers) et sa volonté de mise en cache. Nous supposons qu'il existe au total \mathcal{C} différents types et nous désignons l'ensemble des types par $\theta = \{\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_e\}$.

Nous utilisons la popularité définie dans l'équation (7) pour représenter les types des CPs [42], [44] qui sont triés par ordre croissant comme suivant $\theta_1 \leq \dots \leq \theta_k \leq \dots \leq \theta_e$. Un type supérieur implique une plus grande popularité par rapport au CP d'un type inférieur. Veuillez noter que l'environnement est à information asymétrique où les valeurs exactes des types de CP sont des informations privées. En effet, les informations véridiques de popularité sont nécessaires au PTC pour définir les contrats qui optimisent le bénéfice des CPs et couvrir les coûts de la mise en cache. Ce coût comprend les frais de déploiement de mémoire de stockage et aussi pour rafraîchir les unités de stockage. Ici, notre objectif est de concevoir des contrats qui incitent les CPs à révéler les vraies valeurs de leurs types θ au PTC. De ce fait, au lieu de fournir un contrat uniforme à tous les CPs, le PTC propose un ensemble de contrats selon le

type θ de CP. Il est laissé à libre choix des CPs d'accepter ou de refuser tout type de contrats. Si le CP refuse de signer un contrat, nous supposons que le CP reçoit un contrat (Q_1, π_1) tel que le prix est nul $\pi_1 = 0$.

2) Modèle des utilités

Dans cette sous-section, nous présentons la fonction d'utilité des CPs et de PTC basée sur le contrat signé.

Le PTC qui possède le monopole de marché de mise en cache établit les contrats avec les entrées $\{Q, \Pi\}$ qui sont les combinaisons de la quantité et de prix de ses ressources, à savoir les caches embarqués sur les véhicules. L'ensemble des prix est noté par $\Pi = \{\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_c\}$ et il est associé à l'ensemble $Q = \{Q_1, Q_2, \dots, Q_c\}$ des espaces alloués à chaque type θ_k . Les CPs sont libres de décider quelle quantité de stockage ils vont acheter.

A) Utilité du PTC

La fonction d'utilité de PTC peut être définie comme l'ensemble des gains monétaires π_k qui sont facturées aux CPs en contrepartie de stockage de leurs fichiers moins les coûts $c(Q_k)$ de la gestion des ressources allouées aux CPs, y compris le coût de stockage et de la transmission [42].

Le PTC peut connaître la probabilité qu'un CP appartienne au type- k malgré l'asymétrie de l'information, qui peut être indiquée par φ_k et elle doit satisfaire la condition $\sum_{k=1}^C \varphi_k = 1$. Dans ce travail, nous supposons que tous les types des CPs ont une probabilité égale à $\varphi_k = 1/C$. [86]

La fonction d'utilité globale de PTC peut être formulée comme suit :

$$u_{PTC} = \sum_{k=1}^c \varphi_k (\pi_k - c(Q_k)) \quad (8)$$

Le gain de PTC dans le problème de mise en cache pour chaque type de CP est représenté par le profit monétaire total π_k que le CP $_k$ doit payer en contrepartie de stockage de la quantité Q_k de ses fichiers populaires.

Le coût (les pertes) de PTC concernant l'opération de la mise en cache est représenté par le coût de stockage en cache. Il est défini, par le coût énergétique que le PTC consomme pour gérer les différents accès aux fichiers stockés dans les caches plus le coût de la transmission et de partage des fichiers de CP (pareil comme il a été proposé dans [44]). Par conséquent, le coût de la mise en cache de tous les fichiers de CP dans l'espace Q_k de PTC peut être défini par l'équation suivante :

$$c(Q_k) = (\mu * p^t * Q_k + \eta_k * \sigma_k) \quad (9)$$

Tel que :

S : La capacité maximale en cache de tous les véhicules de PTC.

Q_k : La quantité des fichiers de CP_k .

P^t : La puissance de transmission des fichiers d'un CP.

μ : L'unité de coût de transmission et de la maintenance.

η_k : Le coût en énergie que le PTC consomme pour gérer les accès de CP_k aux fichiers stockés dans les caches.

σ_k : dénote l'écart type de la popularité des fichiers Q_k de CP_k , il est calculé comme suit :

$$\sigma_k = \sqrt{\frac{\sum_{q=1}^Q \left(p_q - \frac{\sum_{q=1}^Q p_q}{Q} \right)^2}{Q}} \quad (10)$$

à partir de (9), l'utilité de PTC peut être donnée par :

$$u_{PTC} = \sum_{k=1}^c \varphi_k \left(\pi_k - (\mu * P^t * Q_k + \eta_k * \sigma_k) \right) \quad q \neq k \quad (11)$$

B) Utilité du CP_k

La fonction d'utilité des CP_k de type θ_k qui décide de mettre en cache un ensemble de fichiers \mathcal{F}_k dans les caches embarqués sur les véhicules de PTC sur la base de contrat (Q_k, π_k) est représentée comme dans [86] par les récompenses reçues $r_k(\theta_k, Q_k)$ moins le coût de stockage π_k .

$$u_{CP}(k) = r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \quad (12)$$

Le gain de CP_k , noté par $r_k(\theta_k, Q_k)$, représente la satisfaction de ses utilisateurs qui est modélisée par la popularité qui peut être atteinte pour tous les fichiers de CP (la popularité totale de CP_k). Ce gain est modélisé via une fonction croissante par rapport à la quantité des fichiers stockés de CP_k et leur popularité. Il est calculé par la fonction suivante :

$$r(\theta_k, Q_k) = \theta_k \log(1 + Q_k) \quad (13)$$

À partir de (13) et comme dans [44], [87] et [86], nous pouvons remarquer que $r(\theta_k, Q_k)$ est une fonction concave strictement croissante puisque $r(0) = 0$, $r(\theta_k, Q_k)' > 0$ et $r(\theta_k, Q_k)'' < 0$.

$r(\theta_k, Q_k)$ augmente rapidement jusqu'à un certain seuil lorsque la quantité et la popularité des fichiers mis en cache augmentent, puis augmentent plus lentement lorsque les fichiers stockés devient redondants.

Le coût de CP est défini par le prix facturé π_k par le PTC en contrepartie de stockage de Q_k . Donc la fonction d'utilité de CP_k peut être désormais donnée par :

$$u_{CP}(k) = \theta_k \log(1 + Q_k) - \pi_k \quad (14)$$

Étant donné la fonction d'utilité dans (14), le CP choisira l'entrée qui maximisera son propre gain.

3) Solution de contrat

Dans cette sous-section, nous cherchons à formuler le contrat qui aide à réaliser un système de mise en cache efficace. Premièrement, nous décrivons les contraintes nécessaires qui peuvent garantir la faisabilité du contrat. Ensuite, nous formulons le problème de maximisation d'utilité de système basé sur les contraintes des faisabilités. Enfin nous cherchons à simplifier et calculer les valeurs optimales (Q_k^*, π_k^*) .

A) Contraintes de faisabilité d'un contrat

Le PTC doit s'assurer que le coût des frais de stockages est au moins couvert par le prix facturé aux CPs [33].

Pour inciter les CPs à collaborer avec le PTC dans le système de mise en cache, le contrat qu'un CP a sélectionné doit respecter les contraintes de faisabilité qui sont la rationalité individuelle et compatibilité de l'incitation pour tous les types de CPs [88].

Définition 4.1. Rationalité individuelle (Individual Rationality, IR) : IR est définie dans la théorie des contrats comme une propriété selon laquelle chaque CP est considéré comme rationnel. Autrement dit, le contrat qu'un CP choisit devrait garantir que son utilité soit toujours positive par rapport à son type [33], [44]. IR peut-être exprimé comme suit :

$$u_{CP}(k) = r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq 0 \quad , \quad \forall k \quad (15)$$

Les contrats proposés par le PTC doivent apporter des utilités non négatives aux CPs, ce qui motive le CP à participer activement au processus de mise en cache.

Définition 4.2. Compatibilité incitative (Incentive Compatibility, IC) : le IC signifie qu'un CP ne peut pas gagner une utilité en acceptant une entrée de contrat qui n'est pas conçu

pour son type [44]. Plus précisément, un contrat satisfait la contrainte de compatibilité incitative si chaque CP de type θ_k préfère révéler son type réel θ_k plutôt que d'un autre type $\theta_{k'}$ [48]. IC peut être écrit comme suit :

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k'}) - \pi_{k'}, \quad \forall k \neq k' \quad (16)$$

B) Problème d'optimisation des contrats

Au-delà des contraintes IR et IC et comme dans les travaux [42], [46] et [87] le PTC conçoit plusieurs contrats et chaque CP choisit la bonne entrée à acheter (le bon contrat qui optimise son utilité). L'objectif de PTC est de maximiser son utilité $u_{PTC}(\theta_k)$ en offrant les entrées de contrat optimale (Q_k^*, π_k^*) , $\forall k = 1 \dots C$. Donc la conception du contrat optimal peut être formulée comme un problème de maximisation de l'utilité du PTC, comme suit :

$$\begin{aligned} (Q_k^*, \pi_k^*) &= \arg \max_{Q_k, \pi_k} \sum_{k=1}^c \varphi_k \left(\pi_k - \left((\mu * p^t * Q_k + \eta_k * \sigma_k) \right) \right) \\ \text{S.C. IR(15):} & \theta_k \log(1 + Q_k) - \pi_k \geq 0, \forall k \\ \text{IC(16):} & \theta_k \log(1 + Q_k) - \pi_k \geq \theta_k \log(1 + Q_{k'}) - \pi_{k'}, \forall k \\ & \sum_{k=1}^e Q_k \leq 1, Q_k \geq 0, \forall k \end{aligned} \quad (17)$$

C) Résolution de contrat optimal

La principale difficulté pour résoudre le problème décrit à l'équation (17) est qu'il existe un grand nombre de contraintes IR et IC (k pour IR et $k \times (k - 1)$ Contraintes IC). Par conséquent, pour rendre (17) plus simple, nous simplifions premièrement les contraintes IR et IC, puis nous résolvons le problème.

i. Simplification de contrat

Afin de résoudre le problème dans (17), nous devons simplifier les contraintes IR et IC avant de les résoudre. Nous simplifions ces contraintes en suivant la méthode standard décrite dans [88]. Premièrement, nous exprimons les contraintes IR par le lemme 1.

lemme1 : pour la solution optimale, étant donné que l'IC est satisfaite, la contrainte IR pour le type le plus bas est une liaison, c'est-à-dire :

$$r(\theta_1, Q_1) - \pi_1 = 0 \quad (18)$$

preuve1 : on a par définition des types de CPs: $\theta_1 \leq \dots \leq \theta_k \leq \dots \leq \theta_e$. Aussi, d'après les contraintes d'IC dans (17), nous avons $r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_1) - \pi_1 \geq r(\theta_1, Q_1) - \pi_1$. Tant

que $r_k(\theta_k, Q_k)$ augmente strictement avec θ_k et si la contrainte d'IR de CP de type 1 est satisfaite alors : $r(\theta_1, Q_1) - \pi_1 > 0$. De plus, du point de vue de PTC, afin de maximiser son profit, le PTC souhaite augmenter le prix autant que possible. En fixant $r(\theta_1, Q_1) - \pi_1 = 0$, le PTC obtient le bénéfice maximal. Par conséquent, la condition dans (17) sera vérifiée lorsque le contrat est optimal.

Les contraintes IR peuvent être réduites par le lemme 1, qui indique que le prix π_1 pour le type le plus bas θ_1 doit être égal à l'évaluation de la quantité Q_1 , c'est-à-dire, les gains de type θ_1 le plus faible ne réalisent aucun bénéfice, tandis que les bénéfices des autres CPs sont supérieurs à ceux du type θ_1 [42], [88].

Ensuite, nous prouverons que la contrainte IC : peut être réduite dans les lemmes suivants (2,3,4 et 5) :

lemme2 : pour tout contrat (Q_k, π_k) de type θ_k : $Q_k > Q_{k'}$ si et seulement si $\theta_k > \theta_{k'}$ et $Q_k = Q_{k'}$ si et seulement si $\theta_k = \theta_{k'}$.

preuve2 : selon la contrainte d'IC, nous avons :

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k'}) - \pi_{k'}, \quad \forall k \neq k' \quad (19)$$

et

$$r(\theta_{k'}, Q_{k'}) - \pi_{k'} \geq r(\theta_{k'}, Q_k) - \pi_k, \quad \forall k \neq k' \quad (20)$$

En additionnant les équations ci-dessus, nous aurons :

$$r(\theta_k, Q_k) + r(\theta_{k'}, Q_{k'}) \geq r(\theta_k, Q_{k'}) + r(\theta_{k'}, Q_k) \quad (21)$$

En remplaçant (13) par (21), et après quelques manipulations, nous obtenons :

$$(\theta_k - \theta_{k'}) (\log(1 + Q_k)) \geq (\theta_k - \theta_{k'}) (\log(1 + Q_{k'})) \quad (22)$$

1) SI $\theta_k > \theta_{k'}$ Alors $Q_k > Q_{k'}$: on a $Q_k > Q_{k'}$, cela implique $\theta_k - \theta_{k'} > 0$. En divisant les deux côtés de (22) par $(\theta_k - \theta_{k'})$ il reste $\log(1 + Q_k) \geq \log(1 + Q_{k'})$. De la définition de la fonction logarithme en mathématiques, nous savons que $\log(1 + Q_k)$ augmente strictement en fonction de Q_k . Comme $\log(1 + Q_k) > \log(1 + Q_{k'})$ est vrai, nous pouvons déduire que $Q_k > Q_{k'}$.

2) SI $Q_k > Q_{k'}$ Alors $\theta_k > \theta_{k'}$ Similaire au premier cas, nous commençons par la contrainte (22). Comme $Q_k > Q_{k'} > 0$ et $\log(1 + Q_k)$ augmente strictement avec Q_k , nous pouvons déduire que $\log(1 + Q_k) \geq \log(1 + Q_{k'})$. Par conséquent, on obtient $\theta_k - \theta_{k'} > 0$. Ainsi, nous avons prouvé que $\theta_k > \theta_{k'}$ si et seulement si $Q_k > Q_{k'}$.

En utilisant le même processus, nous pouvons facilement prouver que $\theta_k = \theta_{k'}$ si et seulement si $Q_k = Q_{k'}$. Cela implique que la quantité Q_k augmente de façon monotone

avec le type θ_k lorsque le contrat satisfait aux contraintes d'IC. Comme conclusion, nous pouvons dire qu'un CP de type élevé devrait recevoir plus d'espace qu'un CP de type faible. Si deux CPs reçoivent le même espace de mise en cache, ils doivent appartenir au même type, et vice-versa [42], [88]. Donc: Si $\theta_1 \leq \dots \leq \theta_k \leq \dots \leq \theta_c$ Alors:

$$0 \leq Q_1 \leq \dots \leq Q_k \leq \dots \leq Q_c \quad (23)$$

lemme3 : si le contrat satisfait aux contraintes d'IC, la condition suivante est vraie: Compte tenu de la quantité $Q_k > Q_{k'}$ si et seulement si le prix satisfait $\pi_k > \pi_{k'}$.

preuve3 : si le contrat satisfait les contraintes d'IC indiquées en (16), c'est-à-dire : $r(\theta_k, Q_{k'}) - \pi_{k'} \geq r(\theta_k, Q_k) - \pi_k$, $\forall k \neq k'$ qui peut être réécrit comme :

$$r(\theta_{k'}, Q_{k'}) - r(\theta_k, Q_k) \geq \pi_{k'} - \pi_k \quad , \quad k \neq k' .$$

Puisque $r(\theta_k, Q_k)$ est une fonction croissante de Q_k et si $Q_k > Q_{k'}$ alors :

$$r(\theta_{k'}, Q_{k'}) - r(\theta_k, Q_k) < 0 ; \text{ cela implique que } \pi_{k'} - \pi_k < 0 ; \text{ Donc : } \pi_k > \pi_{k'} .$$

Le lemme 3 présente une propriété importante pour un contrat, c'est-à-dire qu'une quantité supérieure correspond à un prix plus élevé et vice-versa.

D'après le lemme 2 et le lemme 3, nous concluons que : « dans un contrat réalisable, un CP_k d'un type supérieur θ_k peut acheter un espace de caches Q_k plus grand , ce qui l'aide à un QoE plus élevées » [42].

En combinant les lemmes 2 et 3, nous constatons que les conditions nécessaires aux contraintes d'IC, compte tenu des types $\theta_1 \leq \dots \leq \theta_k \leq \dots \leq \theta_c$ sont $0 \leq Q_1 \leq \dots \leq Q_k \leq \dots \leq Q_c$ e $0 \leq \pi_1 \leq \dots \leq \pi_k \leq \dots \leq \pi_c$. Par conséquent nous pouvons facilement déduire ce qui suit :

$$0 \leq u_{CP}(1) \leq \dots \leq u_{CP}(k) \leq \dots \leq u_{CP}(C) \quad (24)$$

Les CPs de type supérieur reçoivent plus d'utilité que les CPs de type inférieur. Si un CP sélectionne le contrat conçu pour un type élevé, même s'il reçoit plus d'espace de cache, le profit qui peut gagner ne peut pas compenser le coût de paiement versé au PTC. De plus, si un CP sélectionne un contrat destiné à un type faible, bien que moins de paiement au PTC, le moins d'espace de cache qu'il obtient. Le CP peut recevoir l'utilité maximale si et seulement s'il sélectionne le contrat qui convient le mieux à sa préférence. Ainsi, nous pouvons garantir que le contrat est sincèrement révélé.

D'après [86] et pareil comme dans [42] et [85], les contraintes IC contiennent deux types de contraintes. La contrainte entre le type θ_i et le type θ_j , $j \in \{1, \dots, i-1\}$ est appelée *Downward Incentive Constraints (DIC)*. En particulier, la contrainte entre le type θ_i , et le type θ_{i-1} , est appelée *Local Downward Incentive Constraints (LDIC)*. Au même temps, les contraintes entre les systèmes de type θ_i et de type θ_j , $j \in \{i+1, \dots, C\}$ est appelé *Up Ward Incentive Constraints (UIC)*, et la contrainte entre le type θ_i et le type θ_{i+1} est appelée *Local Up Ward Incentive Constraints (LUIC)*.

Tout d'abord, nous montrons que les contraintes DICs peuvent être réduites [88] :

lemme4 . (Réduire les contraintes LDIC (*Local Downward Incentive Constraints*)) : si les contraintes LDIC sont satisfaites pour un type θ_k de CP , c'est-à-dire:

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k-1}) - \pi_{k-1}, \forall k = \{1..C\} \quad (25)$$

Alors les contraintes d'IC seront valables pour tout $k' \leq k$, donc :

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k'}) - \pi_{k'} \quad (26)$$

preuve4 : nous avons deux LDIC comme suit:

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k-1}) - \pi_{k-1} \quad (27)$$

$$r(\theta_{k-1}, Q_{k-1}) - \pi_{k-1} \geq r(\theta_{k-1}, Q_{k-2}) - \pi_{k-2} \quad (28)$$

En remplaçant (13) par (28), et après quelques manipulations, nous obtenons :

$$(\theta_{k-1} (\log(1 + Q_{k-1})) - \pi_{k-1}) \geq (\theta_{k-1} (\log(1 + Q_{k-2})) - \pi_{k-2}) \quad (29)$$

Nous avons $\theta_k > \theta_{k-1}$, donc l'inégalité dans (29) devient :

$$\theta_k (\log(1 + Q_{k-1}) - \log(1 + Q_{k-2})) \geq \theta_{k-1} (\log(1 + Q_{k-1}) - \log(1 + Q_{k-2})) \geq \pi_{k-1} - \pi_{k-2} \quad (30)$$

De plus, (25) est équivalent à :

$$\theta_{k-1} (\log(1 + Q_{k-1}) - \log(1 + Q_{k-2})) \geq \pi_{k-1} - \pi_{k-2} \quad (31)$$

En additionnant (30) et (31), nous obtenons:

$$\theta_k (\log(1 + Q_k) - \pi_k) \geq \theta_k \log(1 + Q_{k-2}) - \pi_{k-2} \equiv r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k-2}) - \pi_{k-2} \quad (32)$$

Par conséquent, si pour le CP de type k-1, le LDIC détient la contrainte d'incitation par rapport au type k-2 . Ce processus peut être étendu vers le bas du type k-2 à 1. Ce qui prouve toutes les contraintes LDICs. Compte tenu de la sélection aléatoire de θ , nous avons terminé la preuve [46].

Ensuite, nous montrons que toute les contraintes UIC peuvent être réduites [88] :

lemme5 (Réduire les contraintes LUIC (*Local Up Ward Incentive Constraints*)): si les contraintes LUICs sont satisfaites pour tous les types θ_k des CPs , c'est-à-dire,

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k+1}) - \pi_{k+1}, \forall k = \{1 \dots \mathcal{C}\} \quad (33)$$

Alors les contraintes d'IC seront valables pour tout $k < k'$, c'est-à-dire,

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k \geq r(\theta_k, Q_{k'}) - \pi_{k'} \quad (34)$$

preuve5. la preuve est la même que lemme 4.

lemme6: (pour réduire les contraintes d'IC): pour maximiser les bénéfices du PTC, les contraintes d'IC peuvent être remplacées par :

$$r(\theta_k, Q_k) - \pi_k = r(\theta_k, Q_{k-1}) - \pi_{k-1} \quad (35)$$

lemme7: soit $\{Q_k, \pi_k\}$ un contrat réalisable, alors l'unique prix optimal satisfait :

$$\pi_1^* = r(\theta_1, Q_1) = \theta_1 \log(1 + Q_1) \quad (36)$$

$$\pi_k^* = \pi_{k-1}^* + \theta_k (\log(1 + Q_k) - \log(1 + Q_{k-1})) \quad (37)$$

preuve [46]: compte tenu de la quantité de mise en cache est fixe, l'utilité de PTC donc est décidée par $\sum_{i=1}^{\mathcal{C}} \varphi_i \pi_i$, Supposons qu'il existe un autre paiement possible $\{\pi'_k, \forall k\}$, qui est considéré comme meilleure solution que $\{\pi_k^*, \forall k\}$ dans (37) , Ainsi, il y a au moins un prix $\pi'_k > \pi_k^*$ pour un type θ_k .

1) Si $k = 1$: alors $\pi'_1 > \pi_1^*$ et $\pi_1^* = \theta_1 \log(1 + Q_1)$ Par conséquent : $\pi'_1 > \theta_1 \log(1 + Q_1)$ qui ne respecte pas les contraintes IR pour le type θ_1 .

2) Si $k > 1$: $\{\pi'_k, \forall k\}$ doivent satisfaire le LDIC (26) alors :

$$\theta_k \log(1 + Q_k) - \pi'_k \geq \theta_k \log(1 + Q_{k-1}) - \pi'_{k-1} \text{ ce qui implique :} \\ \pi'_k \leq \pi'_{k-1} + \theta_k (\log(1 + Q_k) - \log(1 + Q_{k-1})) .$$

En remplaçant $\pi_k^* = \pi_{k-1}^* + \theta_k (\log(1 + Q_k) - \log(1 + Q_{k-1}))$ dans cette expression de comparaison $\pi'_k \leq \pi'_{k-1} + \theta_k (\log(1 + Q_k) - \log(1 + Q_{k-1}))$ nous obtenons : $\pi'_{k-1} \geq \pi_{k-1}^*$ qui implique par induction $\pi'_1 \geq \pi_1^*$: qui ne respecte pas les contraintes IR pour le type θ_1 . Avec la démonstration par l'absurde, nous obtenons (37).

Après la simplification de (37), nous pouvons conclure que :

$$\pi_k^* = \theta_1 \log(1 + Q_1) + \sum_{i=2}^k w_i \quad , \quad \forall k = \{1, 2, \dots, \mathcal{C}\} \quad (38)$$

$$\text{Où : } W_i = \begin{cases} 0 & \text{si } i = 1 \\ \theta_i (\log(1 + Q_i) - \log(1 + Q_{i-1})) & \text{si } i = 2 \dots k \end{cases}$$

ii. Optimalité du contrat

Compte tenu des contraintes de faisabilité d'un contrat, nous formulerons ci-après le problème d'optimisation du système. En utilisant les lemmes dans la sous-section précédente, le problème d'optimisation dans (17) peut être réécrit comme :

$$\begin{aligned}
 (Q_k^*, \pi_k^*) &= \operatorname{argmax}_{Q_k, \pi_k} \sum_{k=1}^c \varphi_k (\theta_1 \log(1 + Q_1) + \sum_{i=1}^k w_i - c(Q_k)) \\
 \text{s.c : } &0 \leq Q_1 \leq \dots \leq Q_k, \leq \dots \leq Q_c \\
 \text{IR(18) : } &r(\theta_1, Q_1) - \pi_1 = 0 \\
 \text{IC(35) : } &r(\theta_k, Q_k) - \pi_k = r(\theta_k, Q_{k-1}) - \pi_{k-1} \\
 &\sum_{k=1}^c Q_k \leq 1, Q_k \geq 0, \forall k
 \end{aligned} \tag{39}$$

Où :

$$W_i = \begin{cases} 0 & \text{si } i = 1 \\ \theta_i (\log(1 + Q_i) - \log(1 + Q_{i-1})) & \text{si } i = 2 \dots k \end{cases} \tag{40}$$

Afin de résoudre le problème (39), une approche standard consiste à ignorer la condition de monotonie (23) dans un premier temps, puis de vérifier si la solution remplit cette condition [46], [87]. Après avoir supprimé la condition de monotonie, on peut réécrire le problème d'optimisation en (39) comme suite:

$$\begin{aligned}
 (Q_k^*, \pi_k^*) &= \operatorname{argmax}_{Q_k, \pi_k} \sum_{k=1}^c u_{ptc}(k) \\
 \text{s.c : } &0 \leq Q_1 \leq \dots \leq Q_k \leq \dots \leq Q_c \\
 \text{IR(18) : } &r(\theta_1, Q_1) - \pi_1 = 0 \\
 \text{IC(35) : } &r(\theta_k, Q_k) - \pi_k = r(\theta_k, Q_{k-1}) - \pi_{k-1} \\
 &\sum_{k=1}^c Q_k \leq 1, Q_k \geq 0, \forall k
 \end{aligned} \tag{41}$$

Tel que:

$$u_{PTC}(k) = \varphi_k \theta_k \log(1 + Q_k) + \omega_k \left(\sum_{i=k+1}^c \varphi_i \right) - \varphi_k c(Q_k) \tag{42}$$

Et: $\omega_k = (\theta_k - \theta_{k+1}) \log(1 + Q_k), \forall k = \{1, 2, \dots, C-1\}$ et $\omega_k = 0$ si $k = C$

Et : $\varphi_k = \frac{1}{C}, \forall k$

Et (42) peut être réécrit comme suit :

$$u_{PTC}(k) = \varphi_k (\theta_k \log(1 + Q_k) + (C - k)(\theta_k - \theta_{k+1}) \log(1 + Q_k) - c(Q_k)) \tag{43}$$

En simplifiant l'expression d' $u_{ptc}(k)$:

$$u_{PTC}(k) = \varphi_k [\theta_k (C - k + 1) \log(1 + Q_k) + ((k - C) \theta_{k+1} \log(1 + Q_k)) - c(Q_k)] \tag{44}$$

Nous calculons les dérivées partielles par rapport à Q_k Tel que $k = 1, 2, \dots, C$:

$$\frac{du_{PTC}(k)}{dQ_k} = \left(\varphi_k \left(((C-k+1)\theta_k \log(1+Q_k)) + ((k-C)\theta_{k+1} \log(1+Q_k)) - (\mu * P^t * Q_k + \eta_k * \sigma_k) \right) \right)' \quad (45)$$

$$= \varphi_k \left(\frac{\theta_k(C-k+1)}{(1+Q_k)} + \frac{\theta_{k+1}(k-C)}{(1+Q_k)} - (\mu * P^t) \right) \quad (46)$$

Nous calculons la deuxième dérivée de l'utilité de PTC par rapport à Q_k :

$$\frac{d^2 u_{PTC}(k)}{d^2 Q_k} = \left(\varphi_k \left(\frac{\theta_k(C-k+1)}{(1+Q_k)} + \frac{\theta_{k+1}(k-C)}{(1+Q_k)} - (\mu * P^t) \right) \right)'' \quad (47)$$

$$= \varphi_k \left(\frac{-(n-k+1)}{(1+Q_k)^2} \theta_k + \frac{-(k-C)}{(1+Q_k)^2} \theta_{k+1} \right) \quad (48)$$

$$= \varphi_k \left(-\frac{(c-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} - \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} + \frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} \right) \quad (49)$$

$$= \varphi_k \left(-\frac{(c-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} - \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} + \frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} \right) \quad (50)$$

Par simplification de l'expression

$$\frac{d^2 u_{PTC}(k)}{d^2 Q_k} = \varphi_k \left(-\left(\frac{(C-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} + \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} \right) + \frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} \right) \quad (51)$$

$$\rightarrow \frac{d^2 u_{PTC}(k)}{d^2 Q_k} > 0$$

Preuve : on a $(1+Q_k)^2 > 0$ et tantque $S > Q_k$ Alors : $(S-Q_k)^3 > 0$

D'après les lemmes de la sous-section précédente : $\theta_{k+1} > \theta_k > 0$ et $n \geq k, \forall k$

Donc :

$$\frac{\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} > \frac{-\theta_k}{(1+Q_k)^2} \quad (52)$$

En multipliant (52) par $(C-k)$; nous obtenons :

$$\frac{(c-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} > \frac{-(C-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} \quad (53)$$

En soustrayant $\left(\frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2}\right)$ des deux côtés de l'expression , nous obtenons :

$$\frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} - \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} > -\frac{(C-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} - \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} \quad (54)$$

Nous concluons que :

$$\frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} > -\frac{(C-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} - \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} \quad (55)$$

Donc :

$$\varphi_k \left(-\left(\frac{(C-k)\theta_k}{(1+Q_k)^2} + \frac{\theta_k}{(1+Q_k)^2} \right) + \frac{(C-k)\theta_{k+1}}{(1+Q_k)^2} \right) > 0 \quad (56)$$

Alors $:u_{ptc}(k) > 0$. On'a $u_{ptc}(k) > 0$ donc la fonction d'utilité de PTC est une fonction convexe par rapport à Q_k , $\forall k$. Par conséquent le problème d'optimisation dans (41), est un problème d'optimisation convexe standard, qui peut être résolu par la méthode du multiplicateur lagrangien [3], [46] et [87]. Nous construisons la fonction de Lagrange comme suit :

$$L = \sum_{k=1}^c u_{pTC}(k) + \left(\partial^1 \sum_{k=1}^c Q_k - 1 \right) + \sum_{k=1}^c (\partial_k^2 Q_k) \quad (57)$$

Où ∂^1 et ∂_k^2 sont les multiplicateurs de Lagrange. La valeur optimale de la quantité des fichiers populaires (Q_k^*) est obtenue en appliquant la condition de Karush-Kuhn-Tucker. Pour cela, il suffit de mettre la première dérivée de $L = 0$. Ici, $Q_k^*, k = \{1, 2, \dots, C\}$ sont des solutions de :

$$\begin{cases} u'_{pTC}(k) + \partial^1 + \partial_k^2 = 0, \forall k = \{1, 2, \dots, C\} \\ \partial^1 (\sum_{k=1}^c Q_k - 1) = 0 \\ \partial_k^2 Q_k = 0, \forall k = \{1, 2, \dots, C\} \end{cases} \quad (58)$$

Où $u'_{pTC}(k)$ est la dérivée de premier ordre de $u_{pTC}(k)$ par rapport à Q_k . En outre, nous devons vérifier si ces solutions sont réalisables. Si (Q_k^*) satisfait à la condition de monotonie (24) et les lemme(2) et (3), elle peut être considéré comme notre quantité optimale $Q_k^* = \overline{Q}_k^*, \forall k = \{1, 2, \dots, C\}$. Sinon, nous devons faire quelques ajustements basés sur la proposition suivante [46], [89].

Proposition1 : soit $X_1(x)$ et $X_2(x)$ des fonctions concaves sur x . Si $\overline{x}_1 \geq \overline{x}_2$ ou $\overline{x}_1 = \operatorname{argmax}_{x_1} X_1(x)$ et $\overline{x}_2 = \operatorname{argmax}_{x_2} X_2(x)$ alors $\overline{x}_1 = \overline{x}_2$ où :

$$\{\overline{x}_1, \overline{x}_2\} = \operatorname{argmax}_{x_1, x_2} \sum_{i=1}^2 X_i(x_i) \quad , \quad \text{s.c. } x_1 \leq x_2 \quad (59)$$

Preuve : la preuve de la proposition 1 est donnée dans [89].

La proposition 1 peut être étendue à une forme plus générale : si $\bar{x}_1 \geq \bar{x}_2 \geq x_3 \geq \dots \geq \bar{x}_c$
Où $\bar{x}_k = \operatorname{argmax}_{x_1, x_2} \sum_{k=1}^c X_k(x_k)$ alors $\bar{x}_1 = \bar{x}_2 = \dots = \bar{x}_e$ où :

$$\{\bar{x}_k\} = \operatorname{argmax}_{x_k} \sum_{k=1}^e X_k(x_k) \quad , \quad \text{s. c. } x_1 \leq x_2 \leq \dots \leq x_c \quad (60)$$

On note une sous-séquence de $\{\bar{Q}_k^*\}$, disons $\{\bar{Q}_i^*, \bar{Q}_{i+1}^*, \dots, \bar{Q}_j^*\}$ comme sous-séquence ir-réalisable, Si $\bar{Q}_i^* \geq \bar{Q}_{i+1}^* \geq \dots \geq \bar{Q}_j^*$, par exemple : dans une allocation de quantité $\{\bar{Q}_k^*\} = \{1, 3, 3, 2, 6, 5\}$ il y a deux sous-séquences possibles, c'est-à-dire $\{\bar{Q}_1^*, \bar{Q}_2^*, \bar{Q}_3^*\}$ et $\{\bar{Q}_5^*, \bar{Q}_6^*\}$ Selon la proposition 1, les valeurs ajustées satisfont $Q_i^* = Q_{i+1}^* = \dots = Q_j^*$. De plus, devrait maintenir les contraintes d'appartenance à un type, c'est-à-dire :

$$\varphi_i Q_i^* + \varphi_{i+1} Q_{i+1}^* + \dots + \varphi_j Q_j^* = \varphi_i \bar{Q}_i^* + \varphi_{i+1} \bar{Q}_{i+1}^* + \dots + \varphi_j \bar{Q}_j^* \quad (61)$$

Donc :

$$Q_i^* = Q_{i+1}^* = \dots = Q_j^* = \frac{\varphi_i \bar{Q}_i^* + \varphi_{i+1} \bar{Q}_{i+1}^* + \varphi_j \bar{Q}_j^*}{\varphi_i + \varphi_{i+1} + \dots + \varphi_j} \quad (62)$$

En substituant la quantité optimale Q_i^* en (38) nous obtenons le prix optimal correspondant π_k^* comme suit :

$$\pi_k^* = \theta_1 \log(1 + Q_1^*) + \sum_{i=1}^k W_i^* \quad , \quad \forall k = \{1, 2, \dots, n\} \quad (63)$$

Pour : $k = \{1, 2, \dots, n\}$

$$W_i^* = \begin{cases} 0 & \text{si } i = 1 \\ \theta_i (\log(1 + Q_i^*) - \log(1 + Q_{i-1}^*)) & \text{si } i = 2 \dots k \end{cases} \quad (64)$$

Dans ce qui suit, nous donnons dans l'algorithme 1 l'ensemble des étapes (algorithme) qui permet le calcul de contrat optimal .

Algorithme 1 : Algorithme de calcul de contrat optimal

Entrée : $\mathcal{C}, \varphi_k, \theta = \{\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_e\}$

Sortie : Q, π

Début

1. **Pour chaque type** $\{k = 1 \dots C\}$ **Faire**

a) Calculer :

$$u_{\text{PTC}}(k) = \varphi_k (\theta_k \log(1 + Q_k) + (C - k)(\theta_k - \theta_{k+1}) \log(1 + Q_k) - c(Q_k)) \quad (65)$$

b) Calculer :

$$Q_i^* = \begin{cases} u'_{\text{ptc}}(k) + \partial^1 + \partial_k^2 = 0 & , \forall = \{1, 2, \dots, c\} \\ \partial^1 \left(\sum_{k=1}^c Q_k - 1 \right) = 0 \\ \partial_k^2 Q_k = 0 & , \forall = \{1, 2, \dots, C\} \end{cases} \quad (66)$$

2. **Fin Pour.**

3. **Tant que** Q_i^* **n'est pas faisable**

a) Trouver une sous-séquence infaisable $\{\overline{Q}_i^*, \overline{Q}_{i+1}^*, \dots, \overline{Q}_j^*\}$

b) Calculer $Q_i^* = Q_{i+1}^* = \dots = Q_j^* = \frac{\varphi_i \overline{Q}_i^* + \varphi_{i+1} \overline{Q}_{i+1}^* + \varphi_j \overline{Q}_j^*}{\varphi_i + \varphi_{i+1} + \dots + \varphi_j}$

4. **Fin Tant que.**

5. **Pour** $k = 1 \dots C$ **Faire**

6. Calculer $W_i = \begin{cases} 0 & \text{si } i = 1 \\ \theta_i (\log(1 + Q_i) - \log(1 + Q_{i-1})) & \text{si } i = 2 \dots C \end{cases}$

7. Définir : $\pi_k^* = \theta_1 \log(1 + Q_1) + \sum_{i=1}^k W_i$

8. **Fin Pour.**

Fin

4.2.4 Politique d'incitation dans un marché de mise en cache compétitif

Dans cette politique, nous considérons un marché de mise en cache compétitif composé de plusieurs PTCs et plusieurs CPs. Notre idée consiste à placer les contenus populaires des CPs dans les caches embarqués sur les véhicules des PTCs qui sont déployés dans les endroits plus proches des utilisateurs mobiles. Dans notre politique, les CPs ont besoin des caches embarqués sur les véhicules des PTCs pour stocker leurs contenus, et les PTCs eux aussi ont besoin des CPs et plus particulièrement de leurs contenus pour remplir leurs caches. Par conséquent,

ces deux acteurs ont intérêt à collaborer les uns avec les autres pour un déploiement plus efficace de mise en cache.

Nous considérons dans cette sous-section, une politique d'incitation à la mise en cache compétitive dans les réseaux IoVs avec des informations symétriques. Dans notre politique, les PTCs encouragent les CPs à venir stocker leurs contenus populaires sur leurs caches embarqués sur les véhicules mobiles. Les PTCs utilisent le prix comme un moyen d'encouragement des CPs. À cause de la taille limitée de l'ensemble de l'espace de stockage en cache offert par les PTCs, les CPs vont entrer en compétition sur cette ressource limitée. Aussi, à cause de nombre limité des fichiers populaires des CPs, les PTCs vont aussi entrer en compétition pour stocker le maximum des fichiers populaires des CPs.

Les PTCs visent à gagner plus de profit monétaire, tant dis que les CPs visent à améliorer la QoE de leurs utilisateurs. Ce scénario se déroule avec la certitude que les CPs sont honnêtes lors de la transmission/déclaration de leurs informations de contenu aux PTCs, les valeurs exactes de leurs popularités des fichiers par exemple.

4.2.4.1 Approche basée sur un jeu de type Stackelberg pour l'incitation à la mise en cache compétitive dans les réseaux d'IoV

Afin de modéliser notre politique d'incitation à la mise en cache, nous utilisons un jeu de type Stackelberg. Ce dernier est un jeu séquentiel qui permet de modéliser l'interaction compétitive entre deux types d'acteurs rationnels, à savoir les leaders et les suiveurs.

Dans notre jeu, les PTCs agissent d'abord en tant que leaders en annonçant leurs stratégies qui consistent en un doublet : le prix initial de mise en cache ($\pi_i, i = \overline{1, m}$) et la taille globale de stockage disponible ($S_i, i = \overline{1, m}$). En allouant leurs caches embarqués sur les véhicules aux CPs, les PTCs visent à maximiser leurs profits monétaires de l'opération de mise en cache. Les CPs réagissent après comme des suiveurs en répondant par leurs stratégies qui consistent à déterminer les quantités optimales de leurs contenus populaires ($Q_{i,j}^*$) qu'ils souhaitent stocker en cache. En mettant en cache le maximum de leurs contenus les plus populaires dans les véhicules ayant le taux d'accès le plus élevé, chaque CP vise à maximiser la satisfaction de ses utilisateurs via l'amélioration de la QoE. Enfin, chaque PTC, après avoir reçu toutes les réponses des CPs, optimisera sa propre stratégie tout en prenant en considération les stratégies des autres PTCs. Cela, par le calcul du prix optimal de la mise en cache qui sera annoncé ensuite pour tous les CPs.

Ainsi, sur la base du scénario décrit ci-dessus et à cause de la limitation des ressources des CPs et des PTCs, on peut distinguer deux sous-jeux non-coopératifs. Un premier jeu non-coopératif qui modélise la compétition entre les suiveurs (CPs) sur la quantité limitée de l'espace de stockage des PTCs. Un deuxième jeu non-coopératif pour modéliser le conflit entre les leaders (PTCs) sur le nombre limité des fichiers populaires des CPs proposés pour le stockage en cache. Dans ce qui suit, nous fournissons les fonctions des utilités des leaders et

des suiveurs, respectivement. La fonction d'utilité est exprimée comme une fonction générale, telle que $Utilité = Gain - Coût$.

1) Utilité du leader (PTC)

Dans cette sous-section, nous décrirons mathématiquement les facteurs qui peuvent influencer le gain, le coût et par la suite l'utilité de chaque leader, tout en respectant les stratégies discutées précédemment. Afin de les noter sous forme de formules mathématiques.

a. Gain

Le gain de chaque leader (PTC_i) dépend principalement des profits monétaires obtenus en stockant le contenu populaire des CPs. Nous formalisons le gain du PTC_i , Notée par R_{PTC_i} , comme une fonction monotone croissante en fonction de la quantité de contenus stockés, noté $Q_{i,j}$, dans ses caches embarqués sur les véhicules et du prix unitaire de stockage, noté π_i , d'un seul fichier de CP. R_{PTC_i} est donné par :

$$R_{PTC_i} = \sum_{j=1}^n \pi_i \times Q_{i,j} \quad (67)$$

Tel que la valeur du prix initiale de $\pi_{i,j}$ est calculée en utilisant une fonction sigmoïde croissante. Cette fonction permet de définir des niveaux de prix suivant l'écart type de la popularité des fichiers $\sigma_{i,j}$ de CP_j dont les valeurs varient dans l'intervalle $[0, 1]$. $\pi_{i,j}$ est donné par :

$$\pi_{i,j} = \frac{1}{1 - e^{-\sigma_{i,j}}} \quad (68)$$

Où $\sigma_{i,j}$ dénote l'écart type de la popularité des fichiers de CP_j par rapport aux utilisateurs de PTC_i . $\sigma_{i,j}$ est calculé comme suit :

$$\sigma_{i,j} = \sqrt{\frac{\sum_{k=1}^{Q^t} \left(p_{i,j,k} - \frac{\sum_{k=1}^{Q^t} p_{i,j,k}}{Q^t} \right)^2}{Q^t}} \quad (69)$$

Tel que : Q^t dénote la quantité totale des fichiers de CP_j stocké sur les caches embarqués sur les véhicules de PTC_i , et $p_{i,j,k}$: la popularité des fichiers stockés en cache.

b. Coût

Pour chaque PTC_i le coût de la mise en cache des quantités $Q_{i,j}$ de contenu dans les caches, noté C_{PTC_i} , pour tout CP_j ($j = \overrightarrow{1, n}$) est égale au coût en termes d'énergie de transmission ou de partage des fichiers avec le voisinage des utilisateurs de CP plus le coût énergétique qu'il consomme pour gérer les différents accès aux fichiers stockés en cache [44]. C_{PTC_i} est donné par :

$$C_{PTC_i} = \mu \sum_{j=1}^n P^t Q_{i,j} + \eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} \quad (70)$$

Où :

μ : Dénote l'unité de coût de transmission et de maintenance.

P^t : Dénote la puissance de transmission d'un fichier de CP.

$\sigma_{i,j}$: Dénote l'écart type de popularité du contenu de CP_j connu par PTC_i .

η_i : Dénote le coût d'énergie que consomme le PTC_i pour gérer les accès aux fichiers stockés dans ses caches.

c. Fonction d'utilité

A partir de 67 et 70, la fonction d'utilité du leader PTC_i , notée par U_{PTC_i} , peut être exprimée comme une fonction croissante en termes du gain et décroissante par rapport au coût. U_{PTC_i} est donnée par :

$$U_{PTC_i} = R_{PTC_i} - C_{PTC_i} = \sum_{j=1}^n \pi_i Q_{i,j} - \sum_{j=1}^n (\mu P^t Q_{i,j} + \eta_i \sigma_{i,j}) \quad (71)$$

2) Utilité du suiveur (CP)

L'utilité de CP peut être exprimée comme une fonction générale en termes du gain et du coût de CP.

a. Gain

Chaque CP_j vise à améliorer la satisfaction de ses utilisateurs via la maximisation de la quantité de ses fichiers populaires stockés sur l'ensemble des caches sur les véhicules des PTC i avec la plus grande popularité. Le gain de CP_j , noté par R_{CP_j} , est exprimé en termes de la quantité de contenu stocké sur les caches des véhicules et sa popularité, comme ci-dessous :

$$R_{CP_j} = \sum_{i=1}^m (\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}) \times \log(1 + Q_{i,j}) \quad (72)$$

Tel que $\tau_{i,j}$: dénote un seuil de popularité de la mise en cache, donné par le CP_j et attribué comme une condition nécessaire que l'endroit où ses fichiers sont placés doivent garantir un taux d'accès, i.e., le désir de stocker un fichier dans le cache sur un véhicules avec un taux d'accès $\geq \tau_{i,j}$, cette condition doit être respectée par le PTC_i . Ce seuil est calculé à l'aide d'une fonction sigmoïde définie en fonction de l'écart-type de popularité des fichiers $\sigma_{i,j}$, comme suite :

$$\tau_{i,j} = \frac{1}{1 - e^{-\sigma_{i,j}}} \quad (73)$$

b. Coût

Le coût principal du suiveur, noté C_{CP_j} , est égale aux profits monétaires payés par le CP_j en contrepartie de stockage de la quantité de son contenu populaire au niveau de chaque PTC_i avec $i = \overline{1, m}$. C_{CP_j} est calculé par la fonction suivante :

$$C_{CP_j} = \sum_{i=1}^m \pi_i Q_{i,j} \quad (74)$$

Où : π_i c'est le prix unitaire proposé par PTC_i , $Q_{i,j}$ dénote la quantité de contenus populaires de CP_j stockés par le PTC_i et m dénote le nombre des sociétés de transport PTCs.

c. Fonction d'utilité

A partir de 72 et 74, la fonction d'utilité de CP_j , notée par U_{CP_j} , peut être exprimée comme une fonction croissante en termes de gain (satisfaction) et décroissante en termes de coût monétaire de mise en cache. U_{CP_j} est donnée comme suit :

$$U_{CP_j} = R_{CP_j} - C_{CP_j} = \sum_{i=1}^m ((\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}) * \log(1 + Q_{i,j}) - \pi_i Q_{i,j}) \quad (75)$$

Les joueurs doivent garantir que leurs utilités soient toujours positives, en s'assurant toujours que le coût reste toujours inférieur par rapport au gain.

Dans ce qui suit, nous détaillons les deux sous-jeux non coopératifs entre les leaders et après entre les suiveurs.

3) Sous-jeu non-coopératif des leaders

En raison de nombre de fichiers populaires limité des CPs, les leaders entrent en concurrence sur cette ressource afin d'optimiser leurs utilités. Cette compétition est modélisée à l'aide d'un sous-jeu non coopératif, défini comme suit.

Définition 1. le sous-jeu non-coopératif entre les leaders est défini par $J_1 = (T, S, U)$:

- $T = \{1, \dots, M\}$: représente l'ensemble fini et non vide des joueurs, *i.e.*, les sociétés de transport en commun des PTCs.
- $S = \{s_1, \dots, s_m\}$: représente l'ensemble fini et non vide des stratégies de PTCs où s_i , tel que $i = \overline{1, m}$, est la stratégie de leader i , exprimée en fonction de la taille globale de stockage et le prix initial de la mise en cache (S_i, π_i).
- $U = \{U_{PTC_1}, \dots, U_{PTC_m}\}$ dénote l'ensemble fini des fonctions d'utilité des leaders. La fonction d'utilité du joueur i est définie dans l'équation (71).

4) Sous-jeu non-coopératif des suiveurs

Le deuxième sous-jeu non-coopératif est formulé pour modéliser la concurrence entre les suiveurs (CPs) sur l'espace de stockage disponible des PTCs pour la mise en cache.

Définition 2. $J_2 = (C, S, U)$ est un jeu non-coopérative entre les suiveurs tel que :

- $C = \{1, \dots, N\}$: représente l'ensemble fini et non vide des suiveurs, *i.e.*, les fournisseurs de contenu CPs.
- $S = \{s_1, \dots, s_n\}$: représente l'ensemble fini et non vide des stratégies de CPs où s_j (tel que $i = \overline{1, m}$) est la stratégie de suiveur j , qui est exprimée en termes de la quantité qui souhaite stockée en mémoire cache embarquée sur les véhicules des PTCs.
- $U = \{U_{CP_1}, \dots, U_{CP_m}\}$ dénote l'ensemble fini des fonctions d'utilité des suiveurs. La fonction d'utilité du suiveur j est définie dans l'équation (75).

Dans ce sous-jeu, la situation d'équilibre pour tous les CPs n'aura lieu que si aucun CP n'espère améliorer son utilité en modifiant les quantités de son contenus/fichiers stockés dans les caches des PTCs.

L'équilibre de Nash (NE) représente la solution optimale des jeux non-coopératifs avec information complète et des stratégies pures. Un équilibre de Nash correspond à une situation d'équilibre où aucun joueur n'a intérêt à dévier unilatéralement de cette situation c'est-à-dire aucun PTC ne souhaite améliorer ces bénéfices en stockant un nombre différent de fichier ou en modifiant le prix de mise en cache.

Dans la section suivante, nous cherchons à prouver l'existence de l'équilibre de Stackelberg et après le calcul des stratégies optimales des joueurs.

5) Equilibre de Stackelberg

Notre jeu de type Stackelberg est composé de deux sous-jeux non-coopératif : le premier est entre les leaders et le second entre les suiveurs, chacun des deux jeux est un problème d'optimisation. Les leaders (PTCs) visent à remplir au maximum leurs caches embarqués sur les véhicules pour maximiser leurs gains monétaires, comme ils cherchent également à réduire les coûts de gestion du trafic de données. Les suiveurs (CPs) visent à maximiser la satisfaction de leurs utilisateurs via l'amélioration de la QoE, le temps de téléchargement/accès, etc. Cela, peut se faire en stockant en cache le maximum des contenus les plus populaires, tout en respectant un seuil de popularité, autrement dit, vise à stocker dans les caches des véhicules ayant le taux d'accès le plus élevé, en essayant de rationaliser le coût de mise en cache.

Le but principal de notre jeu est de trouver l'équilibre de Stackelberg (ES) et les valeurs optimales des stratégies des joueurs. Par définition l'équilibre fait référence à une situation mutuellement satisfaisante pour tous les joueurs. Pour laquelle, aucun joueur, n'a la motivation à dévier unilatéralement en espérant améliorer son utilité [41] et [53]. En d'autres termes, ni les leaders (PTCs) ni les suiveurs (CPs) n'ont intérêt à s'écarter du point d'équilibre de Stackelberg. Pour être plus précis, L'ES est exactement le point que les leaders et les suiveurs souhaitent atteindre [33].

Nous utilisons l'induction par rebours pour la solution de notre jeu [33] [41] [50]. Pour cela, nous commençons par chercher la meilleure réponse des suiveurs dans l'équilibre de Nash de sous jeu non-coopératif. Ensuite, nous cherchons la solution optimale des leaders dans l'équilibre de Stackelberg.

a) Stratégies optimales des suiveurs

Considérons la stratégie annoncée par chaque leader, représentée par le doublet (S_i, π_i) , les suiveurs vont entrer en compétition entre eux pour l'espace limitée annoncée pour la mise en cache. Chaque CP_j commencera par optimiser sa stratégie qui consiste à déterminer la quantité optimale des fichiers populaires qu'il va stocker dans les caches de chaque PTC_i , noté par $Q_{i,j}^*$, en fonction du prix annoncé par chaque $PTC_i, i.e., \pi_i$. Cette quantité $Q_{i,j}^*$ est obtenue en résolvant le problème d'optimisation suivant :

$$\begin{aligned} Q_{i,j} &= \operatorname{argmax}_{Q_{ij}} U_{CP_j}(Q_{i,j}, \pi_i) \\ &\text{s.t } 0 < Q_{i,j} \leq S_i \\ &\quad \pi_i > 0 \end{aligned} \tag{76}$$

Tel que U_{CP_j} est défini dans l'équation (75).

Pour résoudre le problème d'optimisation du suiveur dans (76), nous étudions la meilleure réponse de CP_j . Pour ce but, nous vérifions tout simplement si ce problème est une optimisation concave en procédant par le calcul des dérivées partielles du premier et de second ordre de la fonction d'utilité U_{CP_j} pour le suiveur j par rapport à $Q_{i,j}$.

i. Calcul de la dérivée de premier ordre

$$\frac{dU_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \left(\sum_{i=1}^m ((\sigma_{ij} - \tau_{ij}) * \log(1 - Q_{ij}) - \pi_i Q_{ij}) \right)' \quad (77)$$

Application des formules de différentielles :

$$\frac{dU_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \sum_{i=1}^m \frac{d}{dQ_{ij}} ((\sigma_{ij} - \tau_{ij}) * \log(1 - Q_{ij}) - \pi_i Q_{ij}) \quad (78)$$

On peut déduire pour $Q_{i,j}$ tel que $i = \overline{1, m}$:

$$\begin{aligned} \frac{dU_{CP_j}}{dQ_{1,j}} &= \left(\frac{(\sigma_{1,j} - \tau_{1,j})}{(1 + Q_{1,j})} - \pi_1 + 0 + \dots + 0 \right) \\ \frac{dU_{CP_j}}{dQ_{2,j}} &= \left(0 + \frac{(\sigma_{2,j} - \tau_{2,j})}{(1 + Q_{2,j})} - \pi_2 + \dots + 0 \right) \\ \frac{dU_{CP_j}}{dQ_{m,j}} &= \left(0 + 0 + \dots + \frac{(\sigma_{m,j} - \tau_{m,j})}{(1 + Q_{m,j})} - \pi_m \right) \end{aligned} \quad (79)$$

Simplification finale de l'expression pour obtenir la dérivée générale :

$$\frac{dU_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \sum_{i=1}^m \frac{(\sigma_{ij} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{ij})} - \pi_i \quad (80)$$

ii. Calcul de la dérivée de second ordre

$$\frac{d^2U_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \left(\sum_{i=1}^m ((\sigma_{ij} - \tau_{ij}) * \log(1 - Q_{ij}) - \pi_i Q_{ij}) \right)'' \quad (81)$$

$$\frac{d^2 U_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \left(\frac{dU_{CP_j}}{dQ_{ij}} \right)' = \left(\sum_{i=1}^m \frac{(\sigma_{ij} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{ij})} - \pi_i \right)' \quad (82)$$

$$\frac{d^2 U_{CP_j}}{dQ_{ij}} = \sum_{i=1}^m -\frac{(\sigma_{ij} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{ij})^2} \quad (83)$$

Par observation, il est clair que la valeur de deuxième dérivée est négative $\left(-\frac{(\sigma_{ij} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{ij})^2} < 0 \right)$ donc par suit la valeur de la somme reste < 0), la chose qui détermine que la fonction d'utilité U_{CP_j} est concave par rapport à la quantité $Q_{i,j}$ et que le système admit au moins une solution optimale. Ainsi, au moins une quantité maximale globale existe et elle peut être obtenue par la condition d'optimisation de la contrainte de Karush-Kuhn-Tucker (KKT condition). Par conséquent, la meilleure décision du suiveur j peut être facilement obtenue en mettant la première dérivée = 0 et résoudre l'équation correspondante :

$$\frac{dU_{CP_j}}{dQ_{i,j}} = \sum_{i=1}^m \left(\frac{(\sigma_{i,j} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{i,j})} - \pi_i \right) = 0 \quad (84)$$

$$\frac{(\sigma_{i,j} - \tau_{ij})}{(1 + Q_{i,j})} - \pi_i = 0 \quad (85)$$

$$1 + Q_{i,j} = \frac{(\sigma_{i,j} - \tau_{ij})}{\pi_i} \quad (86)$$

$$Q_{i,j}^* = \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i} \quad (87)$$

tel que $\pi_i \neq 0, 0 < \sigma_{ij} \leq 1$

Donc $Q_{i,j}^* = \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i}$ c'est la quantité optimale des fichiers populaires d'un CP_j qui vont être stockés par le PTC_i

b) Stratégies optimales des leaders

Compte tenu des meilleures réponses stratégiques des CPs, et après la réception de toutes les décisions optimales de la part des CPs, chacun des leaders PTC_i va optimiser sa stratégie (le prix optimal de stockage) par résoudre le problème d'optimisation suivant :

$$\begin{aligned} \pi_i^* &= \operatorname{argmax}_{\pi_i} U_{PTC_i}(\pi_i) \\ \text{s.t. } \pi_i &> 0 \end{aligned} \quad (88)$$

On a

$$U_{PTC_i} = \sum_{j=1}^n \pi_i Q_{ij} - \left(\mu \sum_{j=1}^n P^t Q_{ij} + \eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{ij} \right) \quad (89)$$

Pour résoudre le problème d'optimisation des leaders dans (88), on commence par remplacer la quantité $Q_{i,j}$ par $Q_{i,j}^*$, on obtient donc la formule suivante :

$$U_{PTC_i} = \sum_{j=1}^n \pi_i \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i} - \left(\mu \sum_{j=1}^n P^t \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i} + \eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} \right) \quad (90)$$

$$U_{PTC_i} = \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i - \left(\mu \sum_{j=1}^n P^t \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i} + \eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} \right) \quad (91)$$

Ensuite, nous calculons la première et la deuxième dérivée de la fonction d'utilité U_{PTC_i} pour prouver que la fonction est convexe et que l'équilibre du jeu existe.

i. Calcul de la dérivée de premier ordre

$$\frac{dU_{PTC_i}}{d\pi_i} = \left(\sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i - \mu \sum_{j=1}^n P^t \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i} - \eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} \right)' \quad (92)$$

Application des formules différentielles :

$$\frac{dU_{PTC_i}}{d\pi_i} = \frac{d\left(\sum_{j=1}^n \sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i\right)}{d\pi_i} - \frac{d\left(\mu \sum_{j=1}^n P^t \frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j} - \pi_i}{\pi_i}\right)}{d\pi_i} - \frac{d\left(\eta_i \sum_{j=1}^n \sigma_{i,j}\right)}{d\pi_i} \quad (93)$$

On obtient :

$$\frac{dU_{PTC_i}}{d\pi_i} = -1 + \mu P^t \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{\pi_i^2} \right) \quad (94)$$

ii. Calcul de la dérivée de second ordre

$$\frac{d^2 U_{PTC}}{d\pi_i} = \left(\frac{dU_{PTC}}{d\pi_i} \right)' = \left(-1 + \mu P^t \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{\pi_i^2} \right) \right)' \quad (95)$$

On obtient :

$$\frac{d^2 U_{PTC_i}}{d\pi_i} = -2\mu P^t \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{\pi_i^3} \right) \quad (96)$$

Il est clair que la valeur de deuxième dérivée est négative (nous établissons que la valeur de la somme est positive $\sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{\pi_i^3} \right) > 0$ du fait que les valeurs de $\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}$ et π_i sont toujours positives (par définition des concepts de base), il en va de même pour les constantes μ, P^t sont strictement positives. Par conséquent, la dérivée prend le signe de multiplicateur (-2)), ce qui détermine que la fonction d'utilité U_{PTC_i} est concave par rapport au prix de stockage π_i et que le système admit au moins une solution optimale. Cette solution peut être obtenue par la condition d'optimisation de la contrainte de Karush-Kuhn-Tucker, en fixant la première dérivée = 0 et en résolvant l'équation correspondante :

$$\frac{dU_{PTC_i}}{d\pi_i} = -1 + \mu P^t \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{(\pi_i)^2} \right) = 0 \quad (97)$$

$$\sum_{j=1}^n \left(\frac{\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}}{(\pi_i)^2} \right) = \frac{1}{\mu P^t} \quad (98)$$

$$\frac{1}{(\pi_i)^2} \sum_{j=1}^n (\sigma_{i,j} - \tau_{i,j}) = \frac{1}{\mu P^t} \quad (99)$$

$$\pi_i^* = \pm \sqrt{\mu P^t \sum_{j=1}^n (\sigma_{i,j} - \tau_{i,j})} \quad (100)$$

Parmi les deux solutions, nous prenons la valeur positive de π_i^* car elle vérifie la contrainte (88), nous avons donc :

$$\pi_i^* = \sqrt{\mu P^t \sum_{j=1}^n (\sigma_{i,j} - \tau_{i,j})} \quad (101)$$

Dans ce qui suit, nous proposons un algorithme pour calculer la valeur du prix dans l'équilibre de Stackelberg pour chaque $PTC_{i=1,m}$

iii. Algorithme de calculer l'équilibre de Stackelberg

Algorithme 2 : Algorithme itératif pour trouver la stratégie optimale du leader

Initialisation

- Soit \mathcal{I} l'ensemble des PTC_i tel que $i = \overline{1, m}$.
- $\pi_i(t_0)$: la valeur initiale du prix annoncé par le PTC_i au début de jeu, instant $t = 0$, calculer en utilisant l'équation (68).
- $U_{PTC_i}(t_0)$: La valeur initiale de l'utilité de U_{PTC_i} , calculer en utilisant l'équation (71).
- Fixer la valeur de ξ (niveau de la précision) à une valeur initiale (e.g., 5×10^{-7})
- $\pi^{ES} = \{\emptyset\}$ représente le vecteur de rang m des prix optimaux pour les PTCs

Fin Initialisation

Début

1. **Pour** chaque PTC_i **faire**
2. Calculer $\pi_i^*(t_1)$ à l'instant $t_1 = t_0 + 1$, en utilisant l'équation (101)
3. Calculer $U_{PTC_i}(t_1)$ à l'instant $t_1 = t_0 + 1$, en utilisant l'équation (71), le prix $\pi_i^*(t_1)$ calculé dans l'étape précédente 2 et la quantité optimal (87)
4. **Tanque** ($U_{PTC_i}(t_1) - U_{PTC_i}(t_0) > \xi$) **faire**
 - a) $t_0 \leftarrow t_1$
 - b) $U_{PTC_i}(t_0) \leftarrow U_{PTC_i}(t_1)$
 - c) Calculer $\pi_i^*(t_1)$ au nouvel instant $t_1 = t_0 + 1$, en utilisant l'équation (101)
 - d) Calculer la nouvelle valeur $U_{PTC_i}(t_1)$ en utilisant l'équation (71), la quantité optimale (87) et le prix calculé dans l'étape {4.c}
5. **Fin Tanque**
6. $\pi^{ES} = \pi^{ES} \cup \pi_i^*(t_1)$
7. **Fin Pour**

Fin

4.3 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons proposé deux mécanismes d'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'IoV : le premier est considéré comme un marché monopoliste joué entre un PTC et plusieurs CPs, le deuxième est un marché compétitif avec plusieurs PTCs et plusieurs CPs. Pour les deux scénarios, chaque PTC vise à remplir au maximum ses caches embarqués sur les véhicules afin de maximiser son gain monétaire, tout en incitant les CPs à venir stocker leurs contenus populaires dans ces caches. D'autre part, chaque CP vise à améliorer la satisfaction de ses utilisateurs en améliorant leurs QoE.

Nous avons formulé la première politique d'incitation à l'aide de la théorie des contrats. La deuxième politique compétitive en tant qu'un jeu de type Stackelberg avec multiples leaders et multiples suiveurs. Nous avons aussi décrit les fonctions d'utilité de chaque acteur de mise en cache. Après, nous avons basé sur la condition d'optimisation contrainte de Karush-Kuhn-Tucker pour calculer les valeurs optimales des joueurs. Enfin, nous avons terminé chacun des deux propositions par un algorithme : le premier pour définir le contrat optimal, le deuxième a but de trouver l'équilibre de Stackelberg.

Dans le chapitre suivant, nous allons implémenter les deux stratégies d'incitation à la mise en cache afin d'étudier leurs performances respectives.

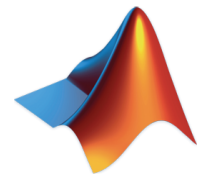
Implémentation et résultats

5.1 Introduction

Dans ce chapitre nous allons implémenter notre stratégie de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules déjà présentée dans le chapitre précédent. Nous utilisons le logiciel **MATLAB** [90] pour évaluer les performances de notre jeu de Stackelberg et aussi la théorie des contrats pour l'incitation à la mise en cache. Ensuite, nous discutons les résultats et nous comparons entre les deux approches basées sur le jeu de Stackelberg et la théorie des contrats.

5.2 Présentation de l'outil de simulation

“Des millions d'ingénieurs et de scientifiques utilisent MATLAB pour analyser et concevoir les systèmes et produits de demain. MATLAB est présent dans des systèmes automobiles de sécurité active, des véhicules spatiaux, des appareils de surveillance médicale, des réseaux électriques intelligents et des réseaux mobiles ” [90]. Il est utilisé dans les domaines de l'apprentissage automatique et fournit un environnement qui encourage l'exploration et la découverte.



5.2.1 Environnement logiciel

La plate-forme **MATLAB** est optimisée pour résoudre les problèmes scientifiques et techniques. Le langage **MATLAB**, basé sur les matrices, est un des moyens le plus naturel au monde pour exprimer les mathématiques calculatoires. Les graphiques intégrés permettent de visualiser facilement les données afin d'en dégager des informations. Grâce à la vaste biblio-

thèque de boîtes à outils prédéfinies [90]. L'environnement bureau encourage l'expérimentation, l'exploration et la découverte. Les applications et le code personnalisables disponibles dans les tool boxes **MATLAB** permettent d'explorer rapidement des designs alternatifs, d'effectuer des tests avec des données réelles et d'analyser les résultats de simulation ainsi que les mesures [91]. Comme notre étude est basée sur la théorie des jeux et celle de contrats, toutes deux basées sur la formulation mathématique de problèmes. Nous avons choisi d'utiliser Matlab comme outil pour implémenter notre approche.

5.3 Description de scénario de simulation

Matlab nous permet de modéliser, simuler et déployer notre problème de la mise en cache en se basant sur le modèle de système présenté dans le chapitre précédent. Dans cette section, nous présentons les paramètres du système que nous avons utilisé pour réaliser la simulation.

5.3.1 Paramètres de simulation

Pour les différentes expérimentations, nous considérons 8 CPs et 3 PTCs pour notre approche basée sur le jeu de type Stackelberg et 8 CPs et 1 PTC pour la théorie des contrats. Chaque PTC possède un ensemble de 50 véhicules. Chaque véhicule est équipé d'un cache embarqué avec une capacité de stockage de taille limitée égale à 10 Gigaoctet. Chaque CP souhaite mettre en cache ses fichiers populaires. Sans perte de généralité et pour soucis de simulation, nous supposons que tous les fichiers ont la même taille égale à 1 Gigaoctet, pour des contenus multimédias de haute qualité.

Nous considérons une bibliothèque de contenu avec un ensemble de 100 fichiers populaires. La popularité des fichiers suit une distribution Zipf du paramètre $\alpha = 0,8$, pareil comme il a été utilisé dans [87]. $P^t = 10^{-4}W$ est la puissance de transmission des fichiers d'un CP [44]. $\mu = 1$ C'est l'unité de coût de transmission [44].

Les principaux paramètres de simulation sont résumés dans le tableau 5.1 :

5.4 Expérimentation

Dans cette section, nous présentons les différentes expérimentations que nous avons utilisées pour réaliser les simulations des deux politiques proposées dans le chapitre précédent. Nous commençons par présenter l'interface de notre application **MATLAB**. Ensuite, nous décrirons les expérimentations de la théorie des contrats puis de jeu de type Stackelberg. Enfin nous terminons par une comparaison entre les deux modèles.

Paramètre	Description	Valeur
\mathcal{C}	Le nombre de CP.	8
\mathcal{T}	Le nombre de PTC.	1 pour la théorie des contrats
		3 pour le jeu de type Stackelberg
\mathcal{V}	Le nombre de véhicule.	50
\mathcal{F}	Le nombre de fichiers.	100
γ	La popularité de distribution Zipf.	0,8
S	La capacité maximale de cache d'un PTC.	500GO
P^t	La puissance de transmission d'un fichier de CP.	$10^{-4}W$
μ	L'unité de coût de transmission.	1
η_k	Le cout d'énergie d'un PTC.	0.5

Table 5.1: Paramètres de simulation

5.4.1 Présentation de l'interface d'application

Dans ce qui suit une présentation des captures écrans d'interfaces de notre application.

La figure 5.1 présente l'interface principale de notre application. A travers cette fenêtre l'utilisateur peut choisir l'expérimentation qu'il veut pour commencer à utiliser l'application. La fenêtre contient un espace réservé pour afficher les résultats de simulation. figure 5.1

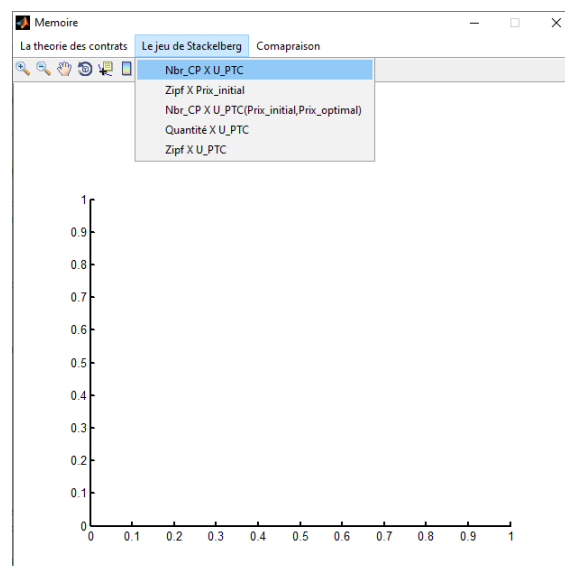
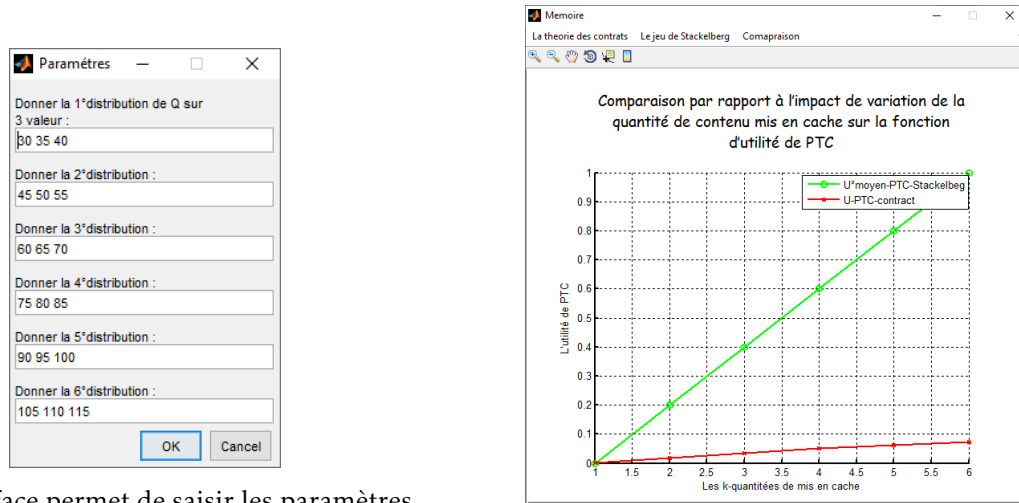


Figure 5.1: L'interface principale d'application sur MATLAB.

Sur cette interface (figure 5.2), l'utilisateur doit saisir les paramètres de simulation, puis cliquer sur le bouton "ok" pour afficher les résultats.



(a) L'interface permet de saisir les paramètres de simulation.

(b) Les résultats finaux.

Figure 5.2: Les étapes d'atteindre les résultats de simulation.

5.4.2 Etude des performances de la politique de mise en cache monopoliste basée sur la théorie des contrats

Nous étudions dans cette sous-section les expérimentations suivantes :

1. L'utilité du CP avec contrat conçu pour chaque type de CP (étude de faisabilité de contrat).
2. L'impact de type de (CP) sur son utilité de mise en cache avec le contrat conçu pour chaque type de CP.
3. L'impact de types de (CP) sur l'utilité de (PTC).
4. L'impact de nombres des types (CPs) sur l'utilité de (PTC).
5. L'impact de la quantité de contenu mis en cache sur la fonction d'utilité d'un (PTC) pour différents type de CP (θ_i).

5.4.2.1 Etude de la faisabilité de contrat : l'utilité du CP avec contrat conçu pour chaque type de CP

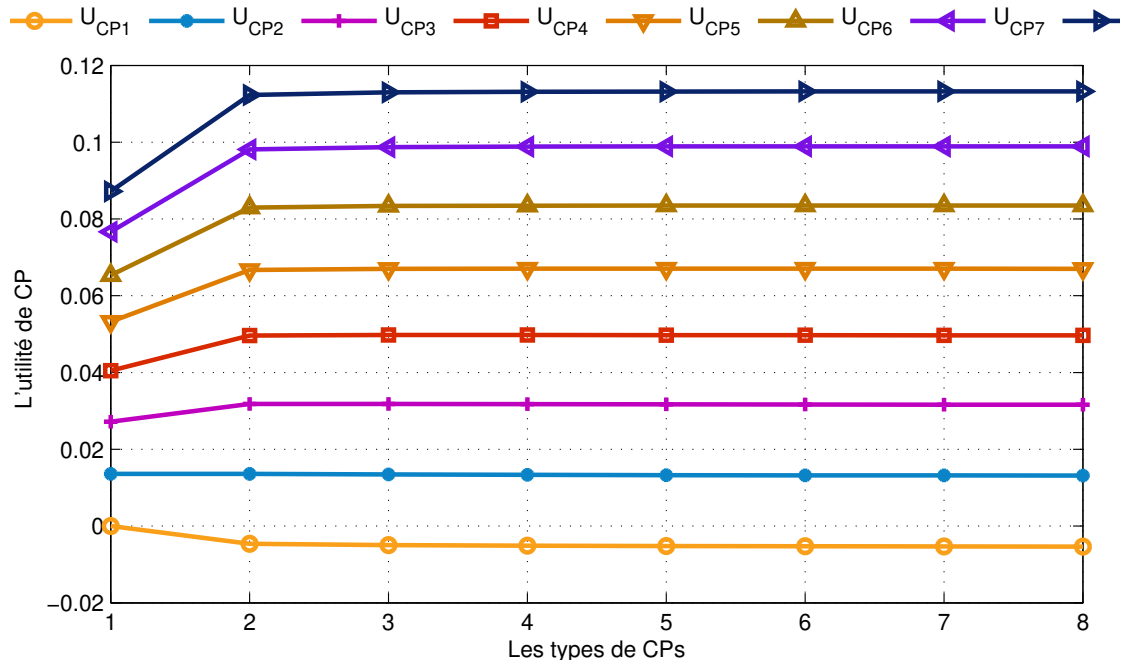


Figure 5.3: L'utilité du CP avec contrat conçu pour chaque type de CP.

Dans un premier temps, nous vérifions la faisabilité de notre contrat. La figure 5.3 montre l'utilité des CP lorsque CP sélectionne le contrat conçu par le PTC pour chaque type. Dans cette première expérimentation, nous avons fixé la taille des fichiers de tous les CP, et nous avons changé la distribution de popularité du fichier pour chaque CP, ce qui entraîne un changement dans le type de CP (voir l'équation 7). Puis nous avons calculé le contrat optimal pour chaque type et nous étudions l'utilité de chaque CP avec tous les contrats.

Les résultats dans la figure 5.3 démontrent qu'un CP obtient une utilité maximale lorsque ce CP choisit le contrat conçu pour son type, qui convient à l'état IC de la conception du contrat équation (16). Si un CP sélectionne le contrat conçu pour un type élevé, même s'il reçoit plus d'espace de cache, le profit de la mise en cache ne peut pas compenser le paiement à PTC. De plus, si un CP sélectionne un contrat destiné à un type bas, bien que moins de paiement à PTC, moins d'espace de cache qu'il obtient (lemme 2 et 3). Donc le CP peut recevoir l'utilité maximale si et seulement s'il sélectionne le contrat qui correspond le mieux à sa préférence. Nous pouvons également observer à partir de la figure 5.3 qu'avec le même contrat, l'utilité de CP du type 8 est plus grande que les autres types de CP, ce qui indique que le plus le type CP est élevé, plus l'utilité qu'il obtiendra. De plus, lorsque le CP choisit son contrat optimal, il s'assure que son utilité est positive, comme c'est le cas pour le premier CP. Lorsque l'on choisit des contrats inappropriés, leur utilité est négative et c'est ce qui permet d'obtenir l'équation (15). Ce résultat est une preuve de la définition 4.1 et 4.2.

Afin de vérifier que le problème d'information asymétrique dans la scène a été résolu, nous pouvons voir dans la figure 5.3 que le CP ne peut atteindre l'utilité maximale qu'en sélectionnant l'élément de contrat du type correspondant. C'est ce qui pousse chaque CP à exploiter leurs informations privées.

5.4.2.2 L'impact de la variation des types de CP sur l'utilité de mise en cache de CP avec le contrat conçu pour chaque type de CP

Dans l'expérimentation illustrée à la figure 5.4, nous étudions l'impact de la variation du type de CP sur l'utilité de mise en cache de CP.

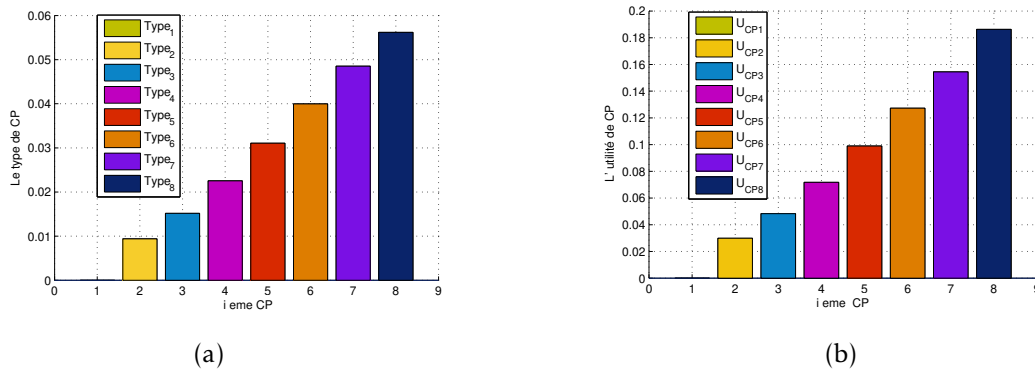


Figure 5.4: L'impact de type de CP sur l'utilité de mise en cache de CP.

Dans cette évaluation, nous changeons à chaque fois la popularité des fichiers de chaque CP et nous calculons les valeurs θ_i des types de CPs (figure 5.4 (a)), puis nous calculons l'utilité de chaque type de CP (figure 5.4(b)) lorsque ce CP sélectionne le contrat optimal conçu par le PTC pour son type.

Les résultats obtenus montrent que, lorsque le CP choisit le contrat optimal conçu pour son type, l'utilité du CP augmente selon ce type. Comme dans la figure 5.4 (a) par exemple les CPs 6,7,8 des types 0.069,0.072,0.078 (figure 5.4(a)) reçoivent respectivement les utilités 0,139,0.159 et 0.172 (figure 5.4 (b)). En effet, lorsque le type θ de CP augmente, les préférences des utilisateurs envers le CP sera plus grande, le PTC donc fourni un contrat avec une quantité de mise en cache plus élevée pour ce CP pour gagner plus de récompense monétaire (lemme 2). Par conséquent la récompense du CP augmentera (voir l'équation 13). Tout ce qui précède les arguments contribuera à l'amélioration d'utilité de CP (voir l'équation 14). Ce qui satisfait la condition de monotonie de l'équation (24), dans lequel le type de CP supérieur obtiendra une utilité supérieure.

5.4.2.3 L'impact de types des CPs sur l'utilité de PTC

Dans la figure 5.5, nous étudions l'impact de la variation de types de CP sur l'utilité du PTC.

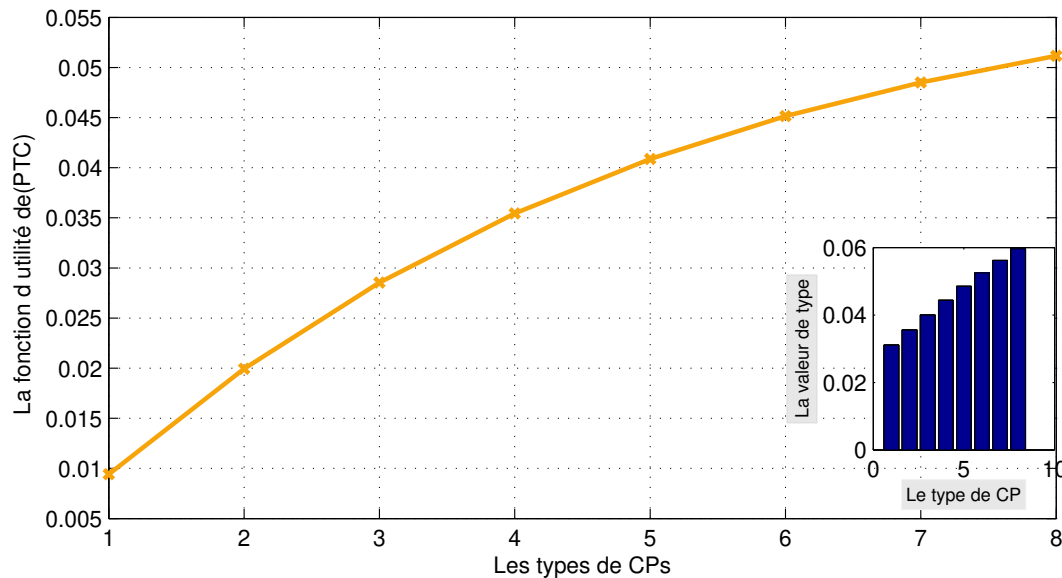


Figure 5.5: L'impact de type de CP sur l'utilité de PTC.

Les résultats obtenus montrent que plus le type des fournisseurs de contenu (CPs) augmente, l'utilité du PTC augmente. En fait, l'augmentation des valeurs de type de fournisseurs de contenu (CPs) est due à l'augmentation de la popularité de leur contenu (référer à l'équation 7), ce qui créera une concurrence accrue entre les CPs sur l'espace de stockage limité des véhicules afin d'améliorer la qualité d'expériences de leurs utilisateurs et par conséquent réalisera plus de bénéfice. Le PTC profite de cette situation de manque des ressources de mise en cache et peut augmenter le prix ce qui va contribuer à l'amélioration de son gain et par la suite de son utilité (référer aux équations 37 et 42).

5.4.2.4 L'impact de nombre des types de CP sur l'utilité de PTC

La figure 5.6 montre l'étude de l'impact de la variation de nombre des types de CP sur l'utilité de PTC. Dans cette expérimentation nous augmentant à chaque fois le nombre des types de CPs (4, 6 et puis 8) et nous étudions le changement de l'utilité de PTC.

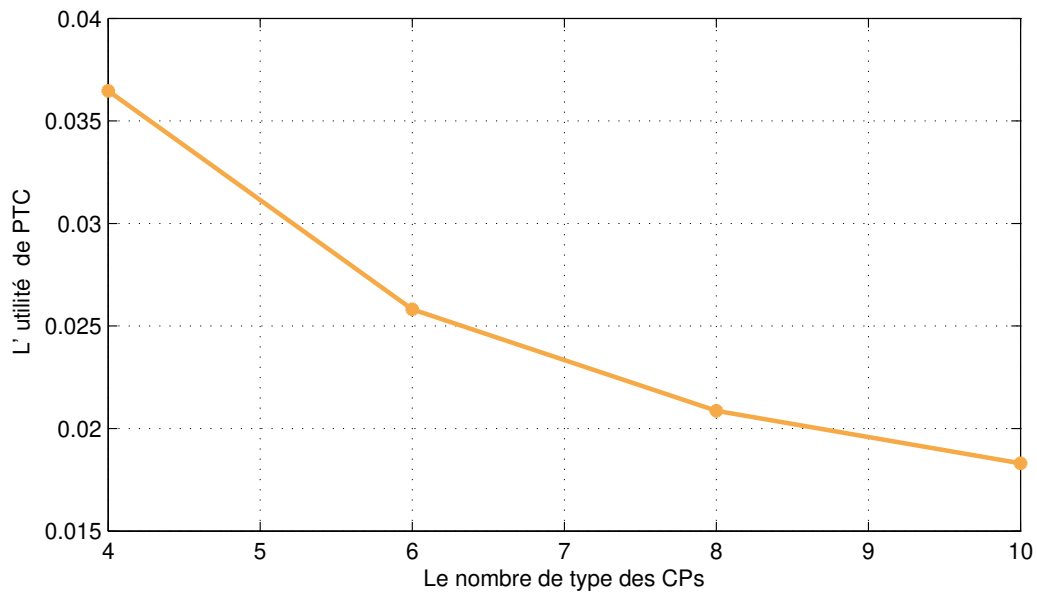


Figure 5.6: L'impact de nombre de types des (CPs) sur l'utilité de (PTC).

Nous observons que plus il y a des types, plus l'utilité de PTC diminue. Cela peut être justifié par la raison suivante, lorsque le nombre des types augmente, la quantité de mise en cache de chaque type est augmentée. Par conséquent, le coût de stockage en cache (l'énergie pour gérer les différents accès aux fichiers stockés dans les caches des véhicules) va augmenter (référez-vous à l'équation 9) ce qui va affecter négativement sur l'utilité de ce PTC, voir l'équation (11).

5.4.2.5 L'impact de la variation de la quantité de contenu mis en cache (Q) sur la fonction d'utilité d'un PTC pour différents type de CP (θ_i)

Dans la figure 5.7, nous étudions l'impact de la variation de la quantité de contenu en cache (Q) sur l'utilité du PTC pour trois types de CPs où $\gamma_1 > \gamma_2 > \gamma_3$.

Les résultats de la figure 5.7 montrent que l'utilité du PTC augmente avec l'augmentation de la quantité mise en cache de contenu des CPs et qu'une utilité supérieure correspond à un type supérieur. En effet, lorsque la quantité mise en cache augmente et la popularité de CP aussi augmente, le prix augmente, le CP doit payer un coût de mise en cache plus élevé (référer à l'équation 38), le PTC donc obtiendra plus de revenus monétaires contribuant à l'amélioration de son gain (référer à l'équation 42).

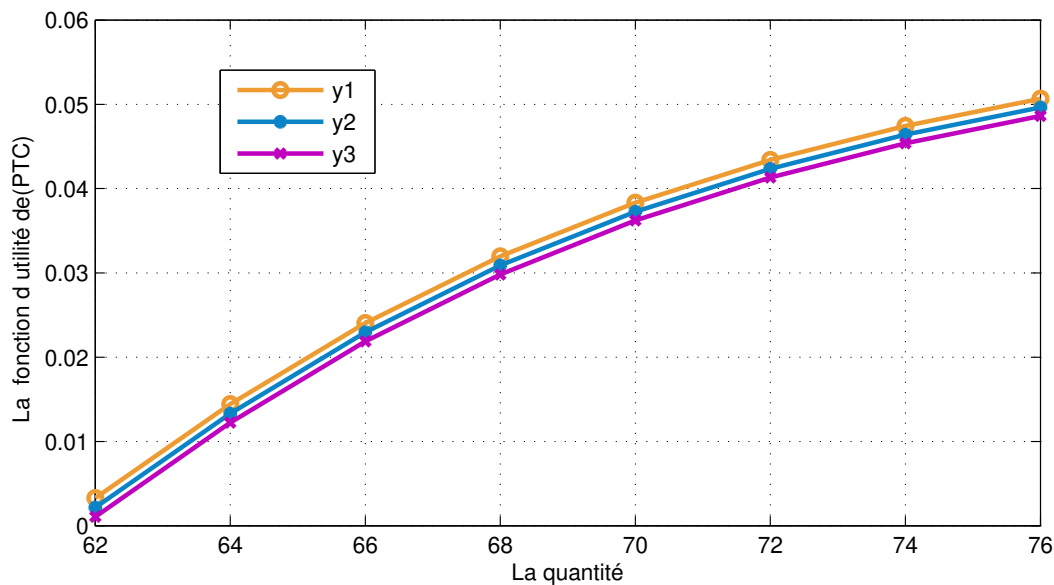


Figure 5.7: L'impact de la quantité de contenu mis en cache (Q) sur la fonction d'utilité d'un (PTC).

5.4.3 Etude des performances de la politique de mise en cache compétitive basée sur le jeu de type de Stackelberg

Dans ce qui suit, nous présentons les résultats des expérimentations suivants :

1. L'impact de la variation de nombre de suiveurs (CPs) sur l'utilité de mise en cache d'un leader (PTC).
2. L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur le prix initial (π_i) de mise en cache pour différentes quantités de fichiers.
3. L'impact de la variation du prix optimal (π_i^*) sur la fonction d'utilité du leader (PTC).
4. L'impact de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur la fonction d'utilité d'un leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i).
5. L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).

5.4.3.1 L'impact de la variation de nombre de suiveurs (CPs) sur l'utilité de mise en cache d'un leader (PTC)

Dans la figure 5.8, nous avons étudié l'impact de l'augmentation de nombres des suiveurs (CPs) sur l'utilité d'un leader (PTC).

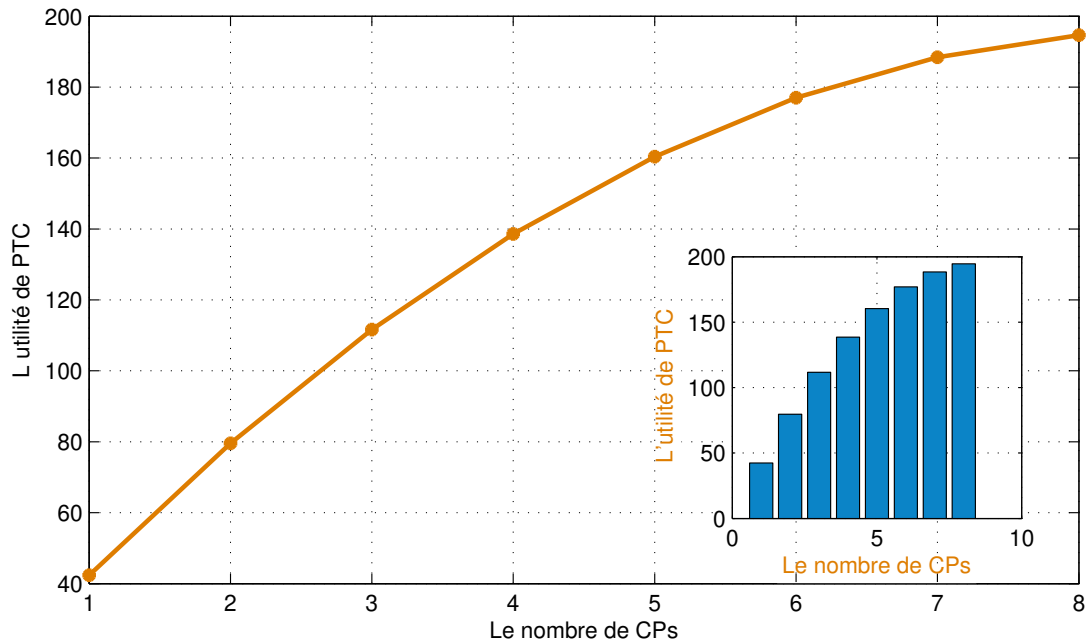


Figure 5.8: L'impact de nombre de suiveurs (CPs) sur l'utilité de mise en cache des leaders (PTCs).

Nous observons, à partir des résultats dans la figure 5.8 que l'utilité du leader PTC augmente avec le nombre de fournisseurs de contenu (CP). À mesure que le nombre de CPs, la quantité de l'ensemble de contenu populaire proposée en mise en cache va augmenter également et le prix aussi à cause de la concurrence sur l'espace de stockage en cache limité, (il convient de noter que dans cette expérimentation tous les CPs ont le même taux de popularité $\gamma = 5$ pour leur contenus et une puissance de transmission égale à $P^t = 10$). Cela va contribuer à générer pour le leader (PTC) plus de revenus monétaires en contribuant à l'amélioration de son gain et par la suite de son utilité, référer à l'équation (71).

5.4.3.2 L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur le prix initial (π_i) de mise en cache pour différentes quantités de fichiers

Dans la figure 5.9, nous avons étudié l'impact de la popularité du contenu de CP sur le prix initial de mise en cache (π_i) annoncé par le PTC pour différentes quantités de contenu populaires.

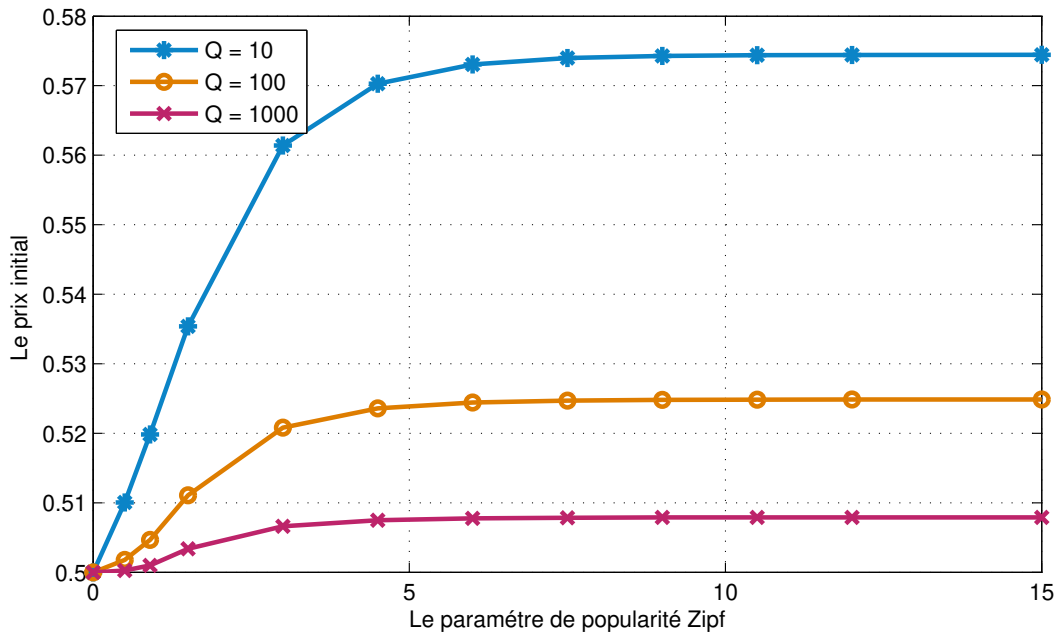


Figure 5.9: L'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur le prix de mise en cache initial (π_i) pour différentes quantités de contenu populaire.

Les résultats dans la figure 5.9 montrent clairement que la valeur du prix initial augmente avec l'augmentation du paramètre de popularité Zipf (γ) (taux de la popularité). Cela peut s'expliquer principalement par le fait qu'une valeur plus élevée de γ signifie que de la quantité de contenu du CP annoncée pour la mise en cache correspond aux fichiers les plus populaires du point de vue des utilisateurs finaux. Ainsi, le PTC va donc facturer un prix initial plus élevé pour stocker dans son cache ces contenus afin de compenser l'énergie supplémentaire nécessaire pour gérer l'augmentation de la charge du trafic et les interférences, voir les équations (6), (71-67) et (68).

Il est également à noter que le facteur quantité des contenus annoncés pour la mise en cache a un effet défavorable sur le prix, car pour une même valeur (γ), la valeur du prix pratiquée diminue en augmentant la quantité de fichiers stockés (10, 100 et 1000 dans cette expérimentation), voir les équations (6) et (69). Lorsque la quantité de contenu proposé pour la mise en cache augmente avec une même popularité, notre modèle qui s'appuie sur l'écart type pour le calcul de la popularité, et lorsque on a un grand nombre de fichiers, l'écart type va diminuer, référer à l'équation (68).

5.4.3.3 L'impact de la variation du prix optimal (π_i^*) sur la fonction d'utilité du leader (PTC)

Dans l'expérimentation illustrée à la figure 5.10, nous étudions l'impact de la variation du prix optimal sur la fonction d'utilité de leader (PTC) par rapport à celui de prix initial annoncé au début de jeu, cela pour différent nombre des CPs.

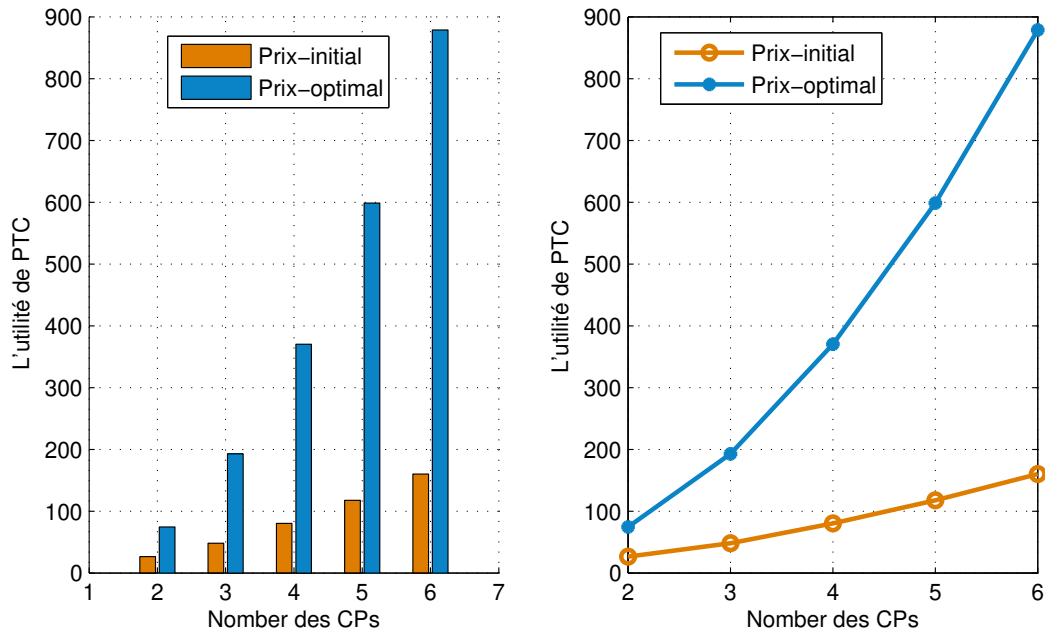


Figure 5.10: L'impact du prix optimal (π_i^*) sur la fonction d'utilité du leader (PTC).

Nous observons à partir des résultats que l'utilité du leader (PTC) augmente avec le nombre de fournisseurs de contenu (CPs). L'interprétation a été déjà expliquée dans l'expérimentation 5.4.3.1. Aussi, il est clair que l'utilité augmente de manière plus importante lorsqu'elle est calculée à la base de prix optimal (i.e., utilité finale). Cela peut être justifié par le fait qu'au premier stage de notre jeu, l'utilité est calculée sur la base de prix initial. Ce dernier est principalement estimé sur la base de la popularité des fichiers proposés pour la mise en cache, référer à l'équation (68). Par contre, l'utilité finale, calculée une fois le point d'équilibre est atteint, est estimée sur des valeurs plus réels résultats de la collaboration entre les joueurs (prix optimal) et qui considèrent d'autres paramètres de systèmes tels que l'espace disponible pour la mise en cache et la compétition entre les CPs.

5.4.3.4 L'impact de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur la fonction d'utilité d'un leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i)

Dans la figure 5.11 nous nous concentrons sur un leader (PTC) et nous étudions l'impact de la variation de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur l'utilité du leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i).

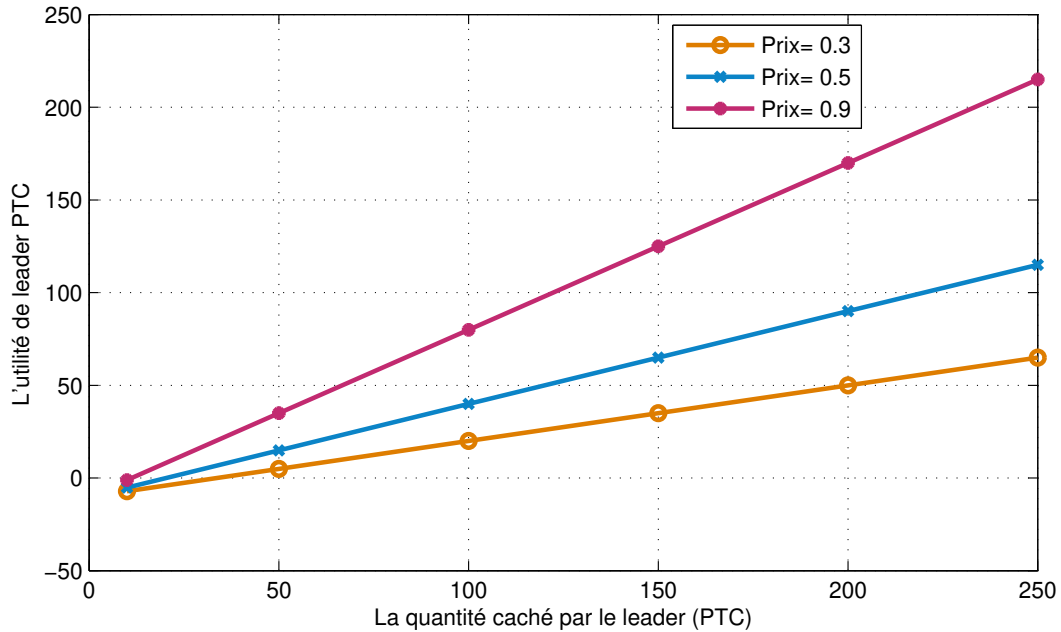


Figure 5.11: L'impact de la quantité de contenu en cache (Q_{ij}) sur la fonction d'utilité d'un leader (PTC) pour différents prix de mise en cache (π_i).

Les résultats de la figure 5.11 montrent clairement que l'utilité du leader (PTC) augmente avec l'augmentation de la quantité mise en cache et qu'une utilité supérieure correspond à un prix de mise en cache supérieur. En effet, à mesure que la quantité mise en cache augmente, le leader obtiendra plus de revenus monétaires contribuant à l'amélioration de son gain. En outre, il est clair que lorsque le prix de la mise en cache augmente, la récompense monétaire de leader (PTC) augmente pour la même quantité mise en cache et son utilité sera donc améliorée, voir les équations (67), (68) et (71).

5.4.3.5 L'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC)

Dans la figure 5.12, nous avons examiné l'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).

Les résultats dans la figure 5.12 montrent clairement que l'utilité de PTC augmente avec

l'augmentation du paramètre de paramètre Zipf de la popularité(γ) (taux de la popularité). Cela peut s'expliquer principalement par le fait qu'une valeur plus élevée de γ signifie qu'une plus grande partie du contenu de CP annoncé pour la mise en cache correspond à des fichiers plus populaires, référer à (6) et (69).

À mesure que la popularité du contenu augmente, cela va causer une augmentation du prix pour compenser les coûts. Aussi il peut générer plus de contenu populaire à proposer pour la mise en cache. Tout cela va contribuer à l'amélioration du prix de mise en cache et par la suite l'amélioration du gain de PTC. Ce qui va améliorer son utilité, référer à (67), (68) et (71).

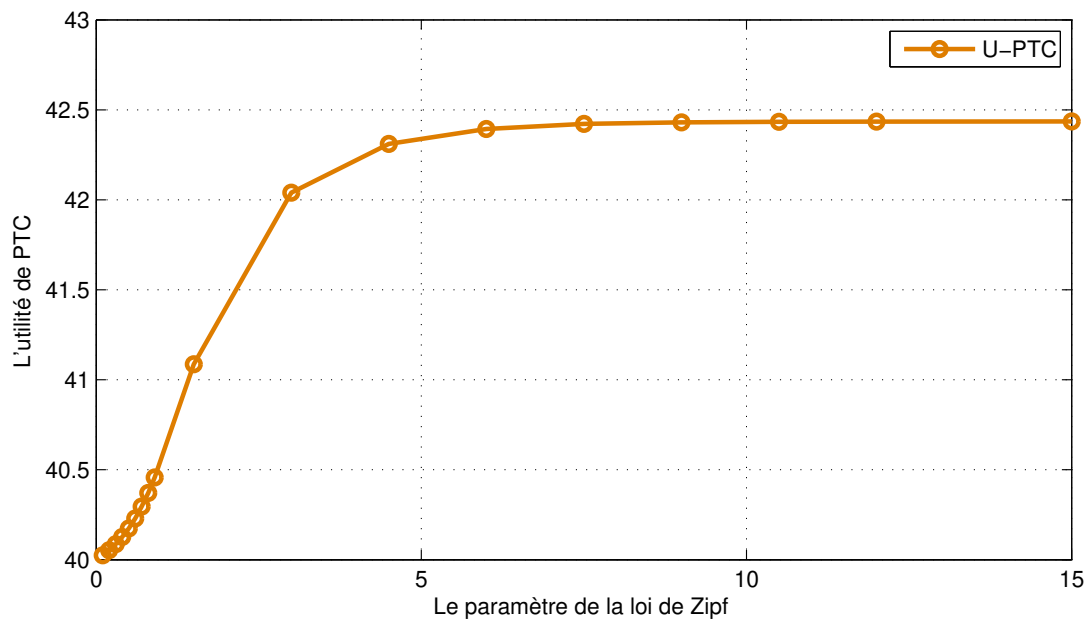


Figure 5.12: L'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).

5.4.4 Etude comparative de nos deux modèles d'incitation à la mise en cache : le modèle compétitif basé sur le jeu de Stackelberg et le modèle monopoliste basé sur la théorie des contrats

Dans cette sous-section, nous comparons les deux politiques ci-dessus :

5.4.4.1 Comparaison par rapport à l'impact de variation de la quantité de contenu mis en cache sur la fonction d'utilité de PTC

Dans l'expérimentation illustrée à la figure 5.13 , nous étudions l'impact de la variation de la quantité mise en cache (Q) sur l'utilité des PTC dans les deux cas : un marché monopoliste

basé sur la théorie des et un marché concurrentiel basé sur le jeu de Stackelberg illustré à la figure 5.13(a).

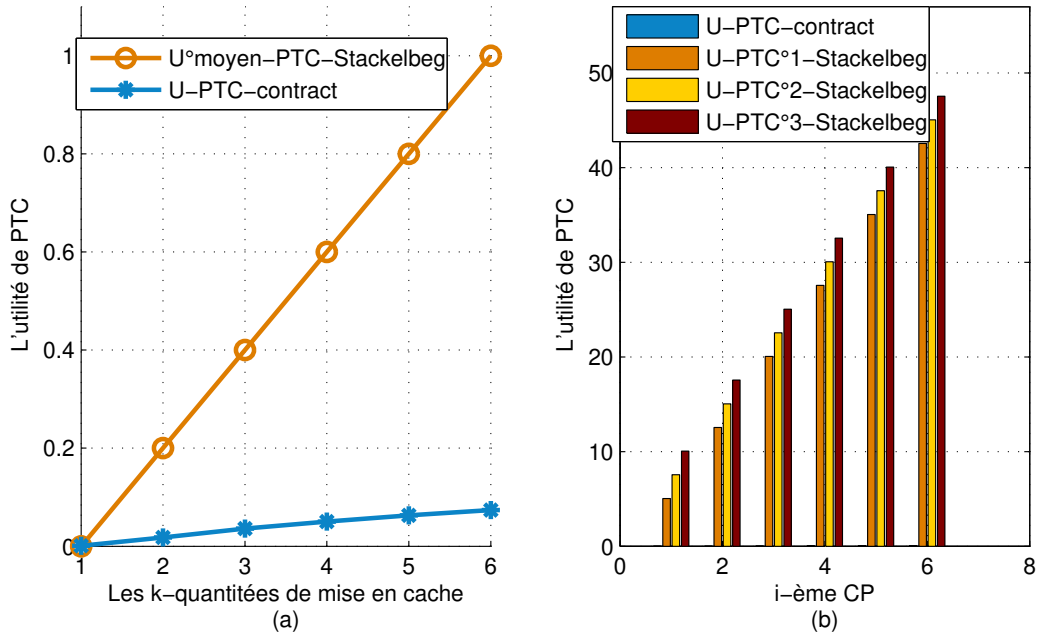


Figure 5.13: Comparaison à la base de l'impact de la quantité de contenu mise en cache sur la fonction d'utilité du PTC.

Dans cette évaluation, nous fixons le nombre des fichiers et les popularités des fichiers de chaque CP et nous changeons à chaque fois la quantité de mise en cache des CPs des deux modèles (le modèle basé sur le contrat et le modèle basé sur le jeu de Stackelberg).

Cependant, dans le modèle basé sur les contrats, la mise en cache est effectuée avec un seul PTC, par contre dans le modèle Stackelberg nous avons utilisé trois PTCs pour la mise en cache où chaque CP distribue ses fichiers populaires sur les trois PTCs. Puis nous calculons l'utilité des PTCs de chaque politique avec chaque PTC dans la figure 5.13(b). La figure 5.13 (a) montre l'utilité **moyenne** de mise en cache de modèle compétitif et l'utilité de mise en cache de modèle monopoliste.

D'après les résultats illustrés à la figure 5.13 (b), nous pouvons clairement observer que l'utilité du PTC augmente avec l'augmentation de la quantité mise en cache pareil dans les deux modèles (Contrat et Stackelberg). En effet, dans les scénarios de mise en cache compétitifs (figure 5.13 (a)) l'utilité de PTC est plus grande que dans le marché monopoliste. En effet, lorsque la quantité de mise en cache augmente, le prix de la mise en cache augmente à cause de la concurrence sur l'espace de stockage en cache limité. De plus, il est évident que lorsque le prix de mise en cache augmente, la récompense monétaire de l'adepte augmente et son utilité sera donc amélioré, voir les équations (67) et (71).

5.4.4.2 Comparaison par rapport à l'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC)

Dans l'expérimentation illustrée à la figure 5.14, nous comparons nos deux modèles (compétitif et monopoliste) en étudiant l'impact de la variation du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de PTC

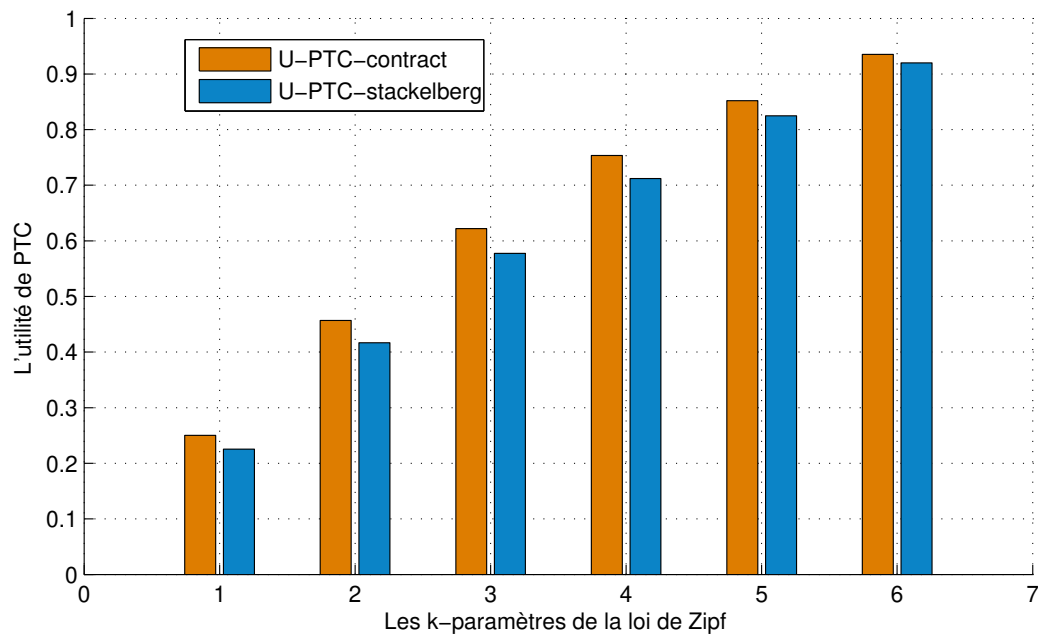


Figure 5.14: Comparaison à la base de l'impact du paramètre de popularité Zipf (γ) sur la fonction d'utilité de leader (PTC).

Les résultats obtenus montrent clairement que l'utilité de PTC augmente avec l'augmentation du paramètre de popularité Zipf (γ) dans les deux approches : contrat et Stackelberg. Cela peut être expliqué par le fait qu'une valeur plus élevée de γ signifie qu'une plus grande partie du contenu de CP annoncé pour la mise en cache correspond à des fichiers plus populaires. Par conséquent, le PTC facturera un prix correspondant à ce niveau de popularité pour compenser le coût, référer à (6), (71) et (11). Il en résultera une augmentation des revenus monétaires qui contribuera à l'amélioration de ses gains.

Noter que la valeur de l'utilité de PTC obtenu dans l'approche Contrat est plus grande que la valeur de l'approche Stackelberg. Ceci est dû au fait que la valeur provient d'un marché monopolistique où un seul PTC obtiendra tous les revenus monétaires, par contre, dans le scénario Stackelberg nous sommes confrontés à un marché concurrentiel où plusieurs PTCs participent à la mise en cache et sont obligées de partager en quelque sorte les revenus obtenus pendant le jeu.

5.5 Conclusion

Nous avons consacré ce chapitre à l'implémentation et l'évaluation des performances de notre politique de l'incitation à la mise en cache dans les réseaux d'internet de véhicules ainsi que l'interprétation des résultats obtenus. Les résultats ont démontré que les acteurs de mise en cache (PTCs et CPs) peuvent atteindre des utilités optimales et permettent d'avoir une mise en cache plus efficace. Aussi, Les résultats de simulation ont démontré que notre modèle basé sur la théorie des contrats et le jeu de type Stackelberg permet d'améliorer la QoE des utilisateurs finaux et contribuer à la diminution du coût de mise en cache.

Conclusion générale

L'une des plus prometteuses technologies qui suscite tant d'intérêt dans le domaine des systèmes de transport intelligents (STI) est l'internet des véhicules (Internet of Vehicles, IoV). L'IoV est une vague émergente qui fait converger la technologie d'Internet des objets (Internet of Thing, IoT) vers les réseaux de véhicules pour bénéficier d'une connectivité Internet omniprésente et améliorer les performances des STIs. Cependant, les réseaux de véhicules souffrent de beaucoup de problèmes à cause de l'augmentation du trafic de données mobile et la surcharge des liaisons backhails. En déplaçant le contenu populaire vers des nœuds proches de l'utilisateur final, la technique de mise en cache, *caching* en anglais, a été proposée comme une solution innovante pour résoudre ce problème. Malgré les divers avantages de la mise en cache, des mécanismes de motivation et d'incitation doivent être développés afin d'encourager les acteurs à participer plus efficacement pour améliorer le processus de mise en cache.

Le travail que nous avons mené dans ce mémoire vise à résoudre le problème d'augmentation du trafic de données mobiles dans l'IoV. Nous avons proposé une nouvelle politique d'incitation à la mise en cache composée de plusieurs fournisseurs de contenu (Content Provider, CPs) qui possèdent un ensemble de contenu populaire et souhaitent le rapprocher des utilisateurs finaux dans le but d'améliorer la qualité d'expériences de ces derniers, et de plusieurs sociétés de transports en commun des voyageurs (Public Transport Company, PTCs) qui possèdent des mémoires caches embarqués sur leurs véhicules mobiles. Les PTCs proposent de louer l'espace de stockage de leurs caches embarqués sur les véhicules aux CPs dans le but de rentabiliser les caches et gagner plus de profit monétaire. Dans notre politique de mise en cache, les CPs et les PTCs interagissent et coopèrent pour améliorer les performances de processus de mise en cache. Pour cela, nous avons formulé deux modèles de système d'incitation à la mise en cache selon la symétrie des informations sur la popularité des fichiers fournies par les CPs.

Dans le premier modèle, nous avons utilisé la théorie des contrats pour modéliser le problème d'incitation à la mise en cache avec des informations asymétriques entre un PTC et plusieurs CPs. Nous avons regroupé les CPs en plusieurs types selon la popularité de leurs fichiers. Après, le PTC va formuler des contrats spécifiques pour chaque type de CP.

Dans le deuxième modèle, nous avons utilisé un jeu du type Stackelberg avec plusieurs leaders et plusieurs suiveurs pour modéliser un modèle dans un environnement avec information symétrique. Dans ce modèle, plusieurs PTCs vont agir en premier comme des leaders pour encourager les CPs à venir stocker leurs contenus populaires sur les caches embarqués par les véhicules mobiles. Après, les CPs vont réagir comme des suiveurs en répondant avec la quantité des fichiers qu'ils veulent stocker en cache. À cause de la taille d'espace limité des caches, les CPs vont entrer en compétition sur cette ressource critique. Cette interaction est formulée par un jeu non coopératif.

Nous avons évalué les performances de nos deux modèles sous plusieurs expérimentations. Les résultats obtenus par les simulations ont démontré que nos deux modèles basés sur la théorie de contrat et le jeu du type Stackelberg permettent aux CPs et PTCs atteindre des utilités optimales et aussi permettent d'avoir une mise en cache plus efficace.

En guise de conclusion, nous pouvons dire que les prochaines études sur les problèmes d'incitation à la mise en cache doivent considérer des marchés de mise en cache plus réaliste avec plusieurs acteurs rationnels qui sont en constante compétition sur les ressources de mise en cache. De plus, d'explorer de nouveaux endroits plus performants pour placer les caches et servir mieux les utilisateurs finaux. Il est aussi primordial de considérer la non disponibilité de tous les paramètres de mise en cache tout le temps et le non honnêteté des acteurs dans un système de mise en cache à information asymétrique.

Comme perspective future, nous souhaitons améliorer notre modèle d'incitation compétitif et par la suite notre jeu de Stackelberg avec cette fois la considération de la compétition entre les CPs sur l'espace de stockage limité des PTCs en utilisant des paramètres de modélisation plus avancés comme l'espace de stockage global des caches. Nous pensons aussi que ça serait intéressant, si on étudie le problème de sens inverse, quand les CPs encouragent les PTCs à déployer des caches et stocker leurs contenus populaires.

Bibliographie

- [1] MERAIHI Yassine. *Qualité de service dans les réseaux sans fil maillés/Vanet*. PhD thesis, UNIVERSITE M'HAMED BOUGARA-BOUMERDES, 2016.
- [2] Ahmed Alioua, Sidi-Mohammed Senouci, Hichem Sedjelmaci, and Samira Moussaoui. Incentive edge caching in software-defined internet of vehicles: A stackelberg game approach. *International Journal of Communication Systems*, 32(17):e3787, 2019.
- [3] Tra Huong Thi Le, Nguyen H Tran, Phuong Luu Vo, Zhu Han, Mehdi Bennis, and Choong Seon Hong. Contract-based cache partitioning and pricing mechanism in wireless network slicing. In *GLOBECOM 2017-2017 IEEE Global Communications Conference*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [4] Junni Zou, Chenglin Li, Congcong Zhai, Hongkai Xiong, and Eckehard Steinbach. Joint pricing and cache placement for video caching: a game theoretic approach. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 37(7):1566–1583, 2019.
- [5] Fangchun Yang, Jinglin Li, Tao Lei, and Shangguang Wang. Architecture and key technologies for internet of vehicles: a survey. *Journal of Communications and Information Networks*, 2, 06 2017.
- [6] ALIOUA Ahmed. *Intégration du Software-Defined Networking (SDN) dans les réseaux de véhicules (VANETs)*. PhD thesis, UNIVERSITÉ DES SCIENCES ET DE LA TECHNOLOGIE HOUARI BOUMEDIENNE, 2019.
- [7] INES Cillill. Étude de l'attaque « black hole » sur le protocole de routage vadd (vehicule-assisted data delivery). Master's thesis, UNIVERSITÉ DU QUÉBEC, JUILLET 2017.
- [8] Rejab HAJLAOUI. *Résolution à base d'heuristiques du problème de routage dans les réseaux ad hoc de véhicules*. PhD thesis, L'UNIVERSITÉ DE FRANCHE-COMTÉ, 18 décembre 2018.
- [9] KAHINA MOGHRAOUI. *Gestion de l'anonymat des communications dans les réseaux véhiculaires ad hoc sans fil (vanets)*. Master's thesis, UNIVERSITÉ DU QUÉBEC, 2015.

-
- [10] M. Abdelwahab BOUALOUACHE. *SÉCURITÉ ET VIE PRIVÉE DANS LES RÉSEAUX VÉHICULAIRES*. PhD thesis, UNIVERSITE HOUARI BOUMEDIENE, 15/12/2016.
- [11] Christian TCHEPNDA. *Authentification dans les Réseaux Véhiculaires Opérés*. PhD thesis, Ecole Doctorale d'informatique de Paris, 18 Décembre 2008.
- [12] Hadjer BOUZEBIBA and Yasmina BOUIZEM. Impact des modèles de mobilités sur les performances des protocoles de routage en milieu urbain réaliste dans les réseaux vanet (v2v). Master's thesis, Université Abou Bakr Belkaid–Tlemcen, JUILLET 2015.
- [13] Salim Allal. Optimisation des échanges dans le routage géocast pour les réseaux de véhicules ad hoc vanets. Master's thesis, Université Paris 13, 2014.
- [14] KHALID ANOUAR, Mohamed Talea, and EL Habib Benlahmar. Étude de la qualité de service dans les réseaux vanet. In *La deuxième journée sur les Technologies d'Information et de Modélisation TIM'14*, 05 2014.
- [15] M. JERBI. *Protocoles pour les communications dans les réseaux de véhicules en environnement urbain : Routage et GeoCast basés sur les intersections*. PhD thesis, UNIVERSITE D'EVRY VAL D'ESSONNE, 2008.
- [16] Kahina Ait Ali. *Modélisation et étude de performances dans les réseaux VANET*. PhD thesis, Université de Technologie de Belfort-Montbéliard, 2012.
- [17] Ieee standard for wireless access in vehicular environments (wave) networking services. In *IEEE Std 1609.3-2010 (Revision of IEEE Std 1609.3-2007)*, page 1–144, 2010.
- [18] Ieee standard for information technology–telecommunications and information exchange between systems local and metropolitan area networks– specific requirements part 11: Wireless lan medium access control (mac) and physical layer (phy) specifications. In *IEEE Std 802.11-2012 (Revision of IEEE Std 802.11-2007)*, page 1–2793, 2012.
- [19] Abdennour Zekri and Weijia Jia. Heterogeneous vehicular communications: A comprehensive study. *Ad Hoc Networks*, 75:52–79, 2018.
- [20] Hatem Abou-Zeid, Farhan Pervez, Abdulkareem Adinoyi, Mohammed Aljlayl, and Halim Yanikomeroğlu. Cellular v2x transmission for connected and autonomous vehicles standardization, applications, and enabling technologies. *IEEE Consumer Electronics Magazine*, 8(6):91–98, 2019.
- [21] Sibaram Khara Indu. Internet of vehicles (ioV): Evolution, architectures, security issues and trust aspects. *International Journal of Recent Technology and Engineering (IJRTE) ISSN*, pages 2277–3878, 2019.
- [22] Matthew N. O. Sadiku, Mahamadou Tembely, and Sarhan M. Musa. Internet of vehicles: An introduction. *International Journal of Advanced Research in Computer Science and Software Engineering*, 8(1):11–13, 2018.

- [23] Ching-Hsien Hsu, Sondès Kallel, Kun-Chan Lan, and Zibin Zheng. *Internet of Vehicles. Technologies and Services Toward Smart Cities: 6th International Conference, IOV 2019, Kaohsiung, Taiwan, November 18–21, 2019, Proceedings*, volume 11894. Springer Nature, 2020.
- [24] Wu He, Gongjun Yan, and Li Da Xu. Developing vehicular data cloud services in the iot environment. *IEEE transactions on industrial informatics*, 10(2):1587–1595, 2014.
- [25] Zeadally. S Bello.O. Intelligent device-to-device communication in the internet of things (iot). *IEEE Systems Journal*, page 1172–1182, 2016.
- [26] Hicham Toumi, A. Eddaoui, Mohamed Talea, and EL Habib Benlahmar. Vers une architecture de sÉcuritÉ de cloud computing. In *La deuxième journée sur les Technologies d’Information et de Modélisation TIM’14*, 05 2014.
- [27] Yung-Li Hu, Chu-Yu Wang, Ching-Kai Kao, Shao-Yu Chang, David SL Wei, Yennun Huang, Yi Chen, and Sy-Yen Kuo. Toward fog-based event-driven services for internet of vehicles: design and evaluation. In *International Conference on Internet of Vehicles*, pages 201–212. Springer, 2017.
- [28] Eugen Borcoci, Marius Vochin, and Serban Obreja. Mobile edge computing versus fog computing in internet of vehicles. In *Proc. the 10th International Conference on Advances in Future Internet*, pages 8–15, 2018.
- [29] Zaigham Mahmood. *Connected Vehicles in the Internet of Things: Concepts, Technologies and Frameworks for the IoV*. Springer Nature, 2020.
- [30] Rachid Chelouah Nga Nguyen, Lylia Alouache. Qos, performances, securite et des communications dans l’ioV. *Journée Nationale de l’Internet des Objets*, 2016.
- [31] Xiaofei Wang, Min Chen, Tarik Taleb, Adlen Ksentini, and Victor CM Leung. Cache in the air: Exploiting content caching and delivery techniques for 5g systems. *IEEE Communications Magazine*, 52(2):131–139, 2014.
- [32] Kenza Hamidouche, Walid Saad, and Mérouane Debbah. Breaking the economic barrier of caching in cellular networks: Incentives and contracts. In *2016 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pages 1–6. IEEE, 2016.
- [33] Fei Shen, Kenza Hamidouche, Ejder Bastug, and Mérouane Debbah. A stackelberg game for incentive proactive caching mechanisms in wireless networks. In *2016 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pages 1–6. IEEE, 2016.
- [34] Lei Wang, Jincheng Li, Mingkai Chen, Sulan Tang, and Baoyu Zheng. An incentive caching mechanism in wireless networks based on stackelberg game. In *2019 IEEE International Conference on Consumer Electronics-Taiwan (ICCE-TW)*, pages 1–2. IEEE, 2019.
- [35] Ahmed S Ali, Korany R Mahmoud, and Khaled M Naguib. Optimal caching policy for wireless content delivery in d2d networks. *Journal of Network and Computer Applications*, 150:102467, 2020.

-
- [36] Kaichuan Zhao, Shan Zhang, Ning Zhang, Yuezhi Zhou, Yaoxue Zhang, and Xuemin Shen. Incentive mechanism for cached-enabled small cell sharing: A stackelberg game approach. In *GLOBECOM 2017-2017 IEEE Global Communications Conference*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [37] Yuemei Xu, Yang Li, Song Ci, Tao Lin, and Fu Chen. Distributed caching via rewarding: An incentive caching model for icn. In *GLOBECOM 2017-2017 IEEE Global Communications Conference*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [38] Huaqing Wu, Wenchao Xu, Jiayin Chen, Li Wang, and Xuemin Shen. Matching-based content caching in heterogeneous vehicular networks. In *2018 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pages 1–6. IEEE, 2018.
- [39] Georgios S Paschos, George Iosifidis, Meixia Tao, Don Towsley, and Giuseppe Caire. The role of caching in future communication systems and networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 36(6):1111–1125, 2018.
- [40] Yao Zhang, Changle Li, Tom Hao Luan, Yuchuan Fu, Weisong Shi, and Lina Zhu. A mobility-aware vehicular caching scheme in content centric networks: Model and optimization. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 68(4):3100–3112, 2019.
- [41] Jun Li, He Chen, Youjia Chen, Zihuai Lin, Branka Vucetic, and Lajos Hanzo. Pricing and resource allocation via game theory for a small-cell video caching system. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 34(8):2115–2129, 2016.
- [42] Tingting Liu, Jun Li, Feng Shu, Meixia Tao, Wen Chen, and Zhu Han. Design of contract-based trading mechanism for a small-cell caching system. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 16(10):6602–6617, 2017.
- [43] Tingting Liu, Jun Li, Feng Shu, Yongpeng Wu, Zhu Han, et al. Incentive mechanism design for two-layer wireless edge caching networks using contract theory. *IEEE Transactions on Services Computing*, 2018.
- [44] Tingting Liu, Jun Li, Feng Shu, and Zhu Han. Resource trading for a small-cell caching system: A contract-theory based approach. In *2017 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [45] Francesco De Pellegrini, Antonio Massaro, Leonardo Goratti, and Rachid El-Azouzi. A pricing scheme for content caching in 5g mobile edge clouds. In *2016 International Conference on Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM)*, pages 193–198. IEEE, 2016.
- [46] Tra Huong Thi Le, Nguyen H Tran, Phuong Luu Vo, Zhu Han, Mehdi Bennis, and Choong Seon Hong. Joint cache allocation with incentive and user association in cloud radio access networks using hierarchical game. *IEEE Access*, 7:20773–20788, 2019.
- [47] Jun Li, Shunfeng Chu, Feng Shu, Jun Wu, and Dushantha Nalin K Jayakody. Contract-based small-cell caching for data disseminations in ultra-dense cellular networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 18(5):1042–1053, 2018.

-
- [48] Feiran You, Jun Li, Jinhui Lu, and Feng Shu. On the auction-based resource trading for a small-cell caching system. *IEEE Communications Letters*, 21(7):1473–1476, 2017.
- [49] Jun Li, Jinshan Sun, Yuwen Qian, Feng Shu, Ming Xiao, and Wei Xiang. A commercial video-caching system for small-cell cellular networks using game theory. *IEEE Access*, 4:7519–7531, 2016.
- [50] Jun Li, Wen Chen, Ming Xiao, Feng Shu, and Xuan Liu. Efficient video pricing and caching in heterogeneous networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 65(10):8744–8751, 2015.
- [51] Bouchaib Assila, Abdellatif Kobbane, Mouna Elmachkour, and Mohammed El Koutbi. A dynamic stackelberg-cournot game for competitive content caching in 5g networks. In *2017 International Conference on Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM)*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [52] Rui Wang, Jun Zhang, and Khaled Ben Letaief. Incentive mechanism design for cache-assisted d2d communications: A mobility-aware approach. In *2017 IEEE 18th International Workshop on Signal Processing Advances in Wireless Communications (SPAWC)*, pages 1–5. IEEE, 2017.
- [53] Zhuoqun Chen, Yangyang Liu, Bo Zhou, and Meixia Tao. Caching incentive design in wireless d2d networks: A stackelberg game approach. In *2016 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–6. IEEE, 2016.
- [54] Jiazhi Ren, Hui Tian, Yuanzhuo Lin, Shaoshuai Fan, Gaofeng Nie, Hao Wu, and Fan Zhang. Incentivized social-aware proactive device caching with user preference prediction. *IEEE Access*, 7:136148–136160, 2019.
- [55] Changyan Yi, Shiwei Huang, and Jun Cai. An incentive mechanism integrating joint power, channel and link management for social-aware d2d content sharing and proactive caching. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 17(4):789–802, 2017.
- [56] Ying Chen, Shuang Chen, and Xin Chen. Efficient caching strategy in wireless networks with mobile edge computing. *Peer-to-Peer Networking and Applications*, pages 1–11, 2020.
- [57] Nicolas Eber. *Théorie des jeux-3ème édition*. Dunod, 2013.
- [58] Yves Dominicy. Théorie des jeux: représentations et types de jeux. *Notes de la quatrième BSSM*, 2012.
- [59] Nicole Berline, Alain Plagne, and Claude Sabbah. *Théorie des jeux: Introduction à la théorie des jeux répétés*. Editions Ecole Polytechnique, 2007.
- [60] G Vigerál. Cours de théorie des jeux l3 mido. <https://www.ceremade.dauphine.fr/~vigerál/PolycopieL3.pdf>, June 2012.

- [61] Mohamed S Abdalzaher, Karim Seddik, Maha Elsabrouty, Osamu Muta, Hiroshi Furukawa, and Adel Abdel-Rahman. Game theory meets wireless sensor networks security requirements and threats mitigation: A survey. *Sensors*, 16(7):1003, 2016.
- [62] Jean Gabszewicz. Théories du noyau et de la concurrence imparfaite. *Recherches Économiques de Louvain/Louvain Economic Review*, 36(1):21–37, 1970.
- [63] Octave Boussaton. *Application de la théorie des jeux à l'optimisation du routage réseau: solutions algorithmiques*. PhD thesis, 2010.
- [64] Belakbir Naima. *Application de la théorie des jeux dans les réseaux de télécommunications*. PhD thesis, Université de Béjaïa-Abderrahmane Mira.
- [65] Sébastien Konieczny. Introduction à la théorie des jeux.
- [66] D. Henriët R. Bourlès. Théorie des jeux. <https://docplayer.fr/23425244-Theorie-des-jeux-renaud-bourles-dominique-henriet-eao-32-o-fist.html>, 2015.
- [67] Bellal Ahmed Bhuiyan. An overview of game theory and some applications. *Philosophy and Progress*, pages 111–128, 2016.
- [68] Steven N Durlauf and Lawrence E Blume. *Game Theory. The New Palgrave Economics Collection : The New Palgrave Dictionary of Economics 2nd edition*. Palgrave Macmillan UK, 2010.
- [69] Deyu Lin, Quan Wang, and Pengfei Yang. The game theory: Applications in the wireless networks. *Game Theory: Applications in Logistics and Economy*, page 35, 2018.
- [70] Fatemeh Afghah. *Design and analysis of cooperative communications networks using game theory*. The University of Maine, 2013.
- [71] Robert J Aumann and Jacques H Dreze. Cooperative games with coalition structures. *International Journal of game theory*, 3(4):217–237, 1974.
- [72] M. OZTURK. Transparents: theorie des jeux (pas tres mathematique). <https://www.lamsade.dauphine.fr/~ozturk/courses.html>, 2011.
- [73] Jonathan Levin. Extensive form games, January 2002.
- [74] F. Barache. *Sur la Théorie des Jeux évolutives et ses Applications en Economie*. PhD thesis, Université A. Mira de Bejaïa, 2007.
- [75] Bouhafis hanene Mehdid ikram. *Application de la théorie des jeux à l'optimisation du fonctionnement Réseau-Client*. PhD thesis, Université Abou bekr Belkaid Tlemcen, 2013.
- [76] Quan Wen. A folk theorem for repeated sequential games. *The Review of Economic Studies*, 69(2):493–512, 2002.

- [77] T PENARD. Introduction à la théorie des jeux, faculté de sciences économiques, université de rennes i, france, 2007.
- [78] A. Ozdaglar. Strategic form games , applications game theory with engineering. https://ocw.mit.edu/courses/electrical-engineering-and-computer-science/6-254-game-theory-with-engineering-applications-spring-2010/lecture-notes/MIT6_254S10_1ec01.pdf, February 2010.
- [79] Dominique Lepelley, Michel Paul, and Hatem Smaoui. Introduction à la théorie des jeux (1) : jeux non coopératifs. Post-Print hal-01258586, HAL, 2013.
- [80] Yanru Zhang and Zhu Han. *Contract Theory for Wireless Networks*. 01 2017.
- [81] Olivier Favereau and Pierre Picard. L'approche économique des contrats : unité ou diversité ?. in: Sociologie du travail, 38 année n°4, octobre-décembre 1996. contrats et pratiques contractuelles. approches pluridisciplinaires. *Sociologie du travail*, pages 441–464, 1996.
- [82] Kenza Hamidouche. *La théorie des jeux pour l'allocation de ressources dans les réseaux à petites cellules*. PhD thesis, Université Paris-Saclay (ComUE), 2016.
- [83] Zhanwei Hou, He Chen, Yonghui Li, Zhu Han, and Branka Vucetic. A contract-based incentive mechanism for energy harvesting-based internet of things. In *2017 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–6. IEEE, 2017.
- [84] Patrick Bolton, Mathias Dewatripont, et al. *Contract theory*. MIT press, 2005.
- [85] Yanru Zhang, Lingyang Song, Walid Saad, Zaher Dawy, and Zhu Han. Contract-based incentive mechanisms for device-to-device communications in cellular networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 33(10):2144–2155, 2015.
- [86] Yanru Zhang and Zhu Han. *Contract Theory for Wireless Networks*. Springer, 2017.
- [87] Weidang Lu, Bin Yin, Guoxiang Huang, and Bo Li. Edge caching strategy design and reward contract optimization for uav-enabled mobile edge networks. *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, 2020(1):38, 2020.
- [88] Patrick Bolton, Mathias Dewatripont, et al. *Contract theory*. MIT press, 2005.
- [89] Lin Gao, Xinbing Wang, Youyun Xu, and Qian Zhang. Spectrum trading in cognitive radio networks: A contract-theoretic modeling approach. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 29(4):843–855, 2011.
- [90] Présentation de matlab. <https://matlabpourtous.com/presentation/presentation-de-matlab/>, June 2020.
- [91] La conception de systèmes de télécommunications commence avec matlab. <https://fr.mathworks.com/solutions/wireless-communications.html>, June 2020.