

N° d'ordre : 297/20



**UNIVERSITÉ SULTAN MOULAY
SLIMANE**
Faculté des Sciences et Techniques
Béni Mellal



Centre d'Etudes Doctorales : Sciences et Techniques

Formation doctorale : Mathématiques et Physique Appliquées

Structure d'accueil : Traitement de l'Information et Aide à la Décision

THÈSE

Présentée par

HAMID GARMANI

Pour l'obtention du grade de

Docteur

Spécialité : Informatique

Théorie des Jeux et Apprentissage pour les Aspects Concurrentiels en Réseaux de Communications

Pr Cherki DAOUI,	Professeur à la FST, Béni Mellal, Maroc	Président, Rapporteur.
Pr Mohamed EL KAMILI,	Professeur à l'EST, Casablanca, Maroc	Rapporteur.
Pr Mohammed ERRITALI,	Professeur à la FST, Béni Mellal, Maroc	Rapporteur.
Pr Rachid EL AYACHI,	Professeur à la FST, Béni Mellal, Maroc	Examineur.
Pr Mohamed BASLAM,	Professeur à la FST, Béni Mellal, Maroc	Co-directeur de Thèse.
Pr Mostafa JOURHMANE,	Professeur à la FST, Béni Mellal, Maroc	Directeur de Thèse.

À *ma mère*
À *mon père*
À *mes frères*
À *ma grande famille*
À *mes amis.*

Remerciements

Je n'aurais jamais pu réaliser ce travail doctoral sans le soutien d'un grand nombre de personnes dont la générosité, la bonne humeur et l'intérêt manifestés à l'égard de ma recherche m'ont permis de progresser dans cette phase délicate.

En premier lieu, je remercie mes directeurs de thèse, les professeurs **Mostafa JOURHMANE** et **Mohamed BASLAM**, pour la confiance qu'ils m'ont accordé en acceptant d'encadrer ce travail doctoral, pour leurs multiples conseils et pour toutes les heures qu'ils ont consacré à diriger cette recherche. J'aimerais également leur dire à quel point j'ai apprécié leur grande disponibilité et respect sans faille des délais serrés de relecture des documents que je leur ai adressé. Enfin, j'ai été extrêmement sensible à leurs qualités humaines d'écoute et de compréhension tout au long de ce travail doctoral.

Je présente mes sincères remerciements à tous mes enseignants, durant toutes les années de mes études, qui ont participé à ma formation et pour leurs conseils et encouragements.

J'adresse mes remerciements à tous les membres du laboratoire TIAD et à mes collègues, en particulier **Mohamed EL AMRANI**, **Driss AIT OMAR** et **M'hamed OUTANOUTE**, pour leurs contributions, discussions et les échanges fructueux que nous avons entretenus pendant ces années de recherche.

Que tous ceux qui m'ont apporté leurs aides, de près ou de loin dans l'élaboration de ce travail, trouvent ici l'expression de mes sincères gratitude.

Liste des Publications

Publications dans des Revues Internationales

1. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Analysis of a dynamics duopoly game with two content providers*, Chaos Solitons Fractals, 131 : 109466, 2020.
<https://doi.org/10.1016/j.chaos.2019.109466>.
2. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *A Dynamic Duopoly Game with Content Providers' Bounded Rationality*, International Journal of Bifurcation and Chaos, 30(7) : 16, 2020.
<https://dx.doi.org/10.1142/S0218127420500959>.
3. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Joint Beacon Power and Beacon Rate Control Based on Game Theoretic Approach in Vehicular Ad Hoc Networks*, (être soumis à) International Journal of Cognitive Informatics and Natural Intelligence, 2020.
4. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Nash Bargaining and Policy Impact in Emerging ISP-CP Relationships*, Int. J. Ad Hoc and Ubiquitous Computing, 35(3) : 117–135, 2020.
5. **Hamid Garmani**, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam, Rachid El Ayachi & Mostafa Jourhmane, *A Stackelberg Game-Based Approach for Interactions among Internet Service Providers and Content Providers*, NETNOMICS : Economic Research and Electronic Networking, 20(2-3) : 101-128, 2019.
<https://doi.org/10.1007/s11066-019-09136-1>.
6. **Hamid Garmani**, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Caching Games between ISP in Information Centric Network*, International Journal of Control and Automation, 11(4) : 125-142, 2018.
<https://doi.org/10.14257/ijca.2018.11.4.12>.

7. **Hamid Garmani**, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Analysis of Competition between CPs Fronting Advertisers*, International Journal of Advanced Science and Technology, 117 : 53-66, 2018.
<http://dx.doi.org/10.14257/ijast.2018.117.05>.

Chapitres de Livres

1. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *Strategic Interaction Among Content Providers in Sponsored Content Markets*, In Innovative Perspectives on Interactive Communication Systems and Technologies, edited by Muhammad Sarfraz, IGI Global, 157-177, 2020.
<http://doi:10.4018/978-1-7998-3355-0.ch007>.

Communications dans les Conférences Internationales à Comité de Lecture

1. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *A Game Theory Approach for UAV-based Flying Access Networks*, The 5th International Conference on Business Intelligence (CBI'19), April 17-19, 2019, Beni Mellal, Morocco.
2. **Hamid Garmani**, M'hamed Outanoute, Mohamed Baslam & Mostafa Jourhmane, *New Competition-Based Approach for Caching Popular Content in ICN*, The 6th Edition of the International Conference on NETworked sYSTems (NETYS 2018), May 9-11, 2018, Essaouira, Morocco.
3. **Hamid Garmani**, Driss Ait Omar, Mohamed El Amrani, Mohamed Baslam & Mohamed Fakir, *A dynamic duopoly game with CPs bounded rationality*, The 4th International Conference on Business Intelligence (CBI'18), April 25-27, 2018, Beni Mellal, Morocco.

Résumé

Dans cette thèse, nous modélisons et nous analysons des modèles technico-économiques motivant les fournisseurs de services internet (ISPs) à contribuer aux nouveaux paradigmes de l'Internet du futur, afin d'avoir des meilleures performances en ce qui concerne la distribution du contenu, la sécurité et la connectivité. D'autre part, nous examinons les comportements dynamiques des fournisseurs de contenu (CPs) dans le marché du contenu payant, pour étudier la stabilité des situations économiques afin de garantir que ce marché se développe d'une manière ordonnée. Par ailleurs, nous étudions l'une des questions centrales dans le débat de la neutralité du net, l'impact de la facturation des CPs par les ISPs pour la distribution de contenu. Enfin, nous proposons des algorithmes distribués basés sur la théorie des jeux, pour contrôler la puissance et le taux d'émission des messages de sécurité de base (BSMs) dans les réseaux ad hoc véhiculaires (VANETs).

Notre premier objectif dans ce travail de thèse est d'analyser l'impact de la concurrence entre les ISPs dans l'approche centrée information (ICN) sur leurs politiques. L'ICN est une future architecture d'Internet, qui a été récemment proposé pour améliorer les performances de l'Internet actuel. Nous développons un modèle analytique pour la distribution de contenu populaire dans l'ICN. Ensuite, nous utilisons la distribution de Zipf généralisée pour modéliser la popularité du contenu, et nous élaborons une approche de la théorie des jeux pour déterminer les stratégies de la mise en cache, la qualité de service et la tarification de chaque ISP. Les résultats numériques montrent que la mise en cache est avantageuse à la fois pour les ISPs et pour les utilisateurs.

Dans le but de formaliser des modèles plus réalistes, nos contributions abordent différentes situations observées dans le monde réel des marchés de contenu payant : D'une part, nous supposons le concept de la rationalité limitée, qui signifie que les joueurs n'ont pas des informations suffisantes sur les stratégies des concurrentes pour décider les stratégies qui maximisent leurs revenus. Nous supposons que les joueurs qui ont une rationalité limitée ajustent leurs politiques en fonction de l'estimation locale du profit marginal. Nous décrivons la compétition entre les CPs sous la forme d'un système dynamique. Ensuite, nous calculons explicitement les points d'équilibre du système dynamique, et nous établissons les conditions nécessaires et suffisantes pour la stabilité des points d'équilibre.

Les résultats numériques indiquent que si on modifie les paramètres du modèle, des comportements dynamiques complexes se produisent, comme la bifurcation et le chaos. En plus, une méthode de contrôle du chaos est appliquée pour forcer le système à revenir à son état de stabilité.

Dans cette thèse de doctorat, nous avons aussi étudié des utilités économiques et la qualité de service dans un marché de télécommunication non neutre, où les ISPs facturent les CPs pour la livraison du contenu. Nous considérons un écosystème se composant de plusieurs CPs et plusieurs ISPs, et nous utilisons le jeu de Stackelberg pour analyser les interactions existant entre les CPs et les ISPs. De plus, nous utilisons la théorie des jeux non coopératifs pour analyser la concurrence entre les CPs et entre les ISPs. À travers une analyse détaillée, nous montrons l'unicité de l'équilibre de Nash. Afin de quantifier l'efficacité de l'équilibre de Nash, une analyse détaillée du prix de l'anarchie est adoptée pour mesurer la performance du système à l'équilibre de Nash. Les résultats numériques montrent que la facturation des CPs pour la distribution de contenu dégrade leurs performances et améliore les performances des ISPs.

Finalement, nous proposons des mécanismes du contrôle de la puissance et le taux d'émission des BSMS dans les réseaux VANETs basée sur la théorie des jeux. Nous utilisons la théorie des jeux super-modulaires pour montrer l'existence de l'équilibre de Nash. De plus, nous proposons deux algorithmes distribués et itératifs pour déterminer le point d'équilibre du jeu. L'analyse numérique effectuée à base d'un simple scénario montre le nombre d'itérations nécessaires pour la convergence vers le point d'équilibre et l'impact des paramètres du modèle sur l'évolution du point d'équilibre.

Mots clés :

L'approche centrée information, Neutralité du net, Réseaux ad hoc véhiculaires, Fournisseur de service internet, Fournisseur de contenu, Qualité du service, Qualité du contenu, Tarification, Mise en cache, Crédibilité de contenu, Théorie des jeux, Jeu non coopératif, Jeu coopératif, Jeux de Stackelberg, Équilibre de Nash, Rationalité limitée, Comportement chaotique, Prix de l'anarchie.

Abstract

In this thesis, we model and analyze techno-economic models motivating internet service providers (ISPs) to contribute to the new paradigms of the future internet to have better performance in terms of content distribution, security and connectivity. On the other hand, we investigate the dynamic behavior of content providers (CPs) in the paid content market to study the stability of the economic situation to ensure that the content market develops in an orderly way. Also, this thesis presents a novel economic model to study the impact the competition among ISPs and CPs in a non-neutral market when ISPs charge CPs for content distribution. Finally, we propose two distributed algorithms based on game theory to control beacon transmission power and beacon transmission rate in vehicular ad hoc networks (VANETs) to avoid channel congestion.

Our first objective here is to study the impact of competition between ISPs in Information-Centric Networking (ICN). ICN is a new communication paradigm for future networks, which has recently proposed to improve the performance of the current Internet. We develop an analytical framework for the distribution of popular content in the ICN that consists of many rational ISPs. Using a generalized Zipf distribution to model content popularity, we devise a game-theoretic approach to decide the caching strategy, quality of service strategy, and pricing strategy for each ISP. The numerical results show that caching is advantageous for ISPs and users.

In order to develop more realistic models, our contributions address different situations observed in the real world of paid content markets : On the one hand, we assume the concept of bounded rationality, which means that players do not have sufficient information about competitors' strategies to decide the policies that maximize their revenues. We assume that bounded rational players adjust their policies according to the marginal profit in the previous period. We compute explicitly the steady states of the dynamical system induced by bounded rationality and establish a necessary and sufficient condition for the stability of its Nash equilibrium. Numerical simulations show that if some parameters of the model are varied, the stability of the Nash equilibrium point is lost, and the complex (periodic or chaotic) behavior occurs. Finally, an appropriate method of chaos controlling is applied to force the system to go back to its stabilization behavior.

In this PhD thesis, we also studied the economic utilities and quality of service in a non-neutral market where the ISP charges the CPs for content delivery. Each provider seeks to maximize its profit by determining its price and its quality of service. We utilize a Stackelberg game to study the interactions between ISPs and CPs. We formulate the interactions among multiple ISPs (multiple CPs) as a non-cooperative game. Then we provide some impressive results regarding the Nash equilibrium of this game. More precisely, we show the existence and uniqueness of the Nash equilibrium under some conditions. Additionally, to quantify how efficient the Nash equilibrium point is, a detailed analysis of the Price of Anarchy is adopted to evaluate the performance of the system at equilibrium. Finally, extensive simulations show that side payment has a positive effect on the ISP and a negative effect on the CPs.

Finally, we tackle the problem of joint beacon transmission power and a beacon rate in VANETs. A joint utility-based beacon power and beacon rate game are formulated, where each vehicle aims selfishly to maximize his revenue. The theory of Super-modular games is utilized towards treating the two-variable optimization problem. The existence of the equilibrium point is analytically shown. A two distributed and iterative algorithm for computing the desired equilibrium point are introduced, where the optimal values of beaconing power and beaconing rate are simultaneously updated at the same step. Extensive simulations show the convergence of the proposed algorithms to the equilibrium point and give some insights on how the model parameters may vary the game outcome.

Key Words :

Information-centric networking, Net neutrality, VANETs, ISP, CP, Pricing, QoS, QoC, Cache, Credibility of content, Game theory, Stackelberg game, Nash equilibrium, Bounded rationality, Chaotic behaviour, Price of anarchy.

Liste des Acronymes

ICN Information-Centric Networks (Approche Centrée Information).

CP Content Provider (Fournisseur de Contenu).

ISP Internet Service Provider (Fournisseur de Services Internet).

AS Autonomous System (Système Autonome).

VANETs Vehicular Ad-Hoc NETwork (Réseaux Ad Hoc Véhiculaires).

QoS Quality of Service (Qualité de Service).

QoC Quality of Content (Qualité de Contenu).

PoA Price of Anarchy (Prix de l'Anarchie).

ITS Intelligent Transportation System (Système de Transport Intelligent).

BSM Basic Safety Message (Message de Sécurité de Base).

CBR Channel Busy Ratio (Taux d'Occupation du Canal).

Table des matières

Liste des Publications	7
Résumé	9
Abstract	9
Liste des Acronymes	12
Introduction Générale	20
Chapitre 1 Notions Fondamentales de la Théorie des Jeux	28
1.1 Introduction	28
1.2 Définition d'un jeu	29
1.3 Joueur	29
1.4 Utilité	30
1.5 Typologie et types de jeux	30
1.5.1 Le comportement des joueurs	30
1.5.2 Selon le modèle mathématique utilisé pour les décrire	31
1.5.3 Le nombre de stratégies	32
1.5.4 La nature de l'information	33
1.5.5 Déroulement du jeu dans le temps	35
1.6 Notion de stratégie	36
1.6.1 Stratégie pure	36
1.6.2 Stratégie mixte	37
1.7 Concepts de solutions	37
1.7.1 Équilibre en stratégies dominantes	37
1.7.2 Meilleure réponse	38
1.7.3 Équilibre de Pareto	38
1.7.4 Équilibre de Nash	38
1.7.5 Concept du α -noyau	39
1.7.6 Concept du noyau	39

1.7.7	Valeur de Shapley	40
1.8	Jeu de marchandage de Nash	40
1.8.1	Formulation du problème de marchandage	40
1.8.2	Concept de solution	41
1.8.3	La solution de négociation de Nash	41
1.9	Des jeux fameux	42
1.9.1	Dilemme du prisonnier	42
1.9.2	Oligopole de Cournot	42
1.10	Concepts de base de l'organisation industrielle	44
1.11	Conclusion	45

Chapitre 2 Analyse de la Mise en Cache des Fournisseurs de Services

Internet dans l'Approche Centrée Information 46

2.1	Introduction	46
2.2	Travaux connexes	47
2.3	Formulation du problème	48
2.3.1	Popularité de contenu	48
2.3.2	Coût de la mise en cache	49
2.3.3	Modélisation de la demande	49
2.3.4	Modélisation de l'utilité	50
2.4	Analyse du jeu non-coopératif	51
2.4.1	Jeu de prix p_s	52
2.4.2	Jeu de prix p_c	53
2.4.3	Jeu de la QoS	54
2.4.4	Apprentissage de l'équilibre de Nash	55
2.5	Analyse numérique	56
2.6	Conclusion	59

Chapitre 3 Analyse de la Dynamique Complexe d'un Jeu de Duopole

des Fournisseurs de Contenu avec la Rationalité Limitée 61

3.1	Introduction	61
3.2	Formulation du problème	63
3.2.1	Modélisation de la demande	63
3.2.2	Modèle d'utilité	64
3.2.3	Rationalité limitée	64
3.3	Analyse des jeux	65
3.3.1	Scénario asymétrique	65

3.3.2	Scénario symétrique	71
3.4	Contrôle du chaos	77
3.5	Conclusion	80

Chapitre 4 Émergence des Relations entre les Fournisseurs de Contenu et les Fournisseurs de Services Internet : Modèles, Analyses et l'Impact sur les Politiques 82

4.1	Introduction	82
4.2	Travaux connexes	83
4.3	Modélisation du problème	84
4.3.1	Modélisation de la demande	85
4.3.2	Modélisation de l'utilité du CP	86
4.3.3	Modélisation de l'utilité de l'ISP	87
4.4	Modélisation du jeu de Stackelberg	87
4.5	Formulation du jeu	89
4.5.1	Jeu G_1 à QoS et QoC fixes	89
4.5.2	Jeu G_1 à Prix et QoC fixes	90
4.5.3	Jeu G_1 à Prix et QoS fixes	91
4.5.4	Jeu G_2 à QoS fixe	92
4.5.5	Jeu G_2 à Prix fixe	93
4.5.6	Apprentissage de l'équilibre de Nash	94
4.5.7	Prix de l'anarchie	95
4.6	Résultats numériques	95
4.7	Conclusion	100

Chapitre 5 Approche de la Théorie des Jeux pour Contrôler la Puissance et le Taux d'Émission dans les Réseaux VANETs 103

5.1	Introduction	103
5.2	Modélisation du Problème	104
5.3	Formulation du jeu non-coopératif	105
5.3.1	Apprentissage de l'équilibre de Nash	108
5.4	Jeu coopératif	109
5.4.1	Solution du jeu coopératif	110
5.4.2	Actualisation des multiplicateurs de Lagrange	111
5.4.3	Apprentissage de la solution de négociation de Nash	112
5.5	Résultat numériques	112
5.6	Conclusion	115

<i>TABLE DES MATIÈRES</i>	15
Conlusion Générale et Perspectives	120
Bibliographie	130

Liste des figures

1.1	Paielements des prisonniers	42
2.1	Mouvement monétaire sur l'ICN.	49
2.2	Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de prix p_s	56
2.3	Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de prix p_c	56
2.4	Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de QoS q_s	57
2.5	Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction de η	57
2.6	Évolution du prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût initial de la mise en cache C	58
2.7	Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du coût initial de la mise en cache C	58
2.8	Évolution du prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H	59
2.9	Évolution de la QoS à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H	59
2.10	Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H	60
3.1	Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de θ_2 , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 7$	69
3.2	Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de θ_2 , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 7$	69
3.3	Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de γ , où $\gamma = \gamma_1 = \gamma_2$ et $\theta_2 = 0.07$	70
3.4	Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de γ , où $\gamma = \gamma_1 = \gamma_2$ et $\theta_2 = 0.07$	70
3.5	Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de θ_1 , où $\theta_1 = \theta_2 \in [0.04, 0.08]$ et $\gamma_1 = \gamma_2 = 2$	76
3.6	Diagrammes de bifurcation de q_{s_1} en fonction de ρ_1 , où $\rho_1 = \rho_2 \in [0.04, 0.08]$ et $\gamma_1 = \gamma_2 = 1$	77
3.7	Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de γ_1 , où $\gamma_1 = \gamma_2 \in [1, 4]$ et $\theta_1 = \theta_2 = 0.05$	77
3.8	Diagrammes de bifurcation de q_{s_1} en fonction de γ_1 , où $\gamma_1 = \gamma_2 \in [1, 4.2]$ et $\rho_1 = \rho_2 = 0.055$	78
3.9	Scénario symétrique : Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de κ_1 , où $\kappa_1 = \kappa_2 \in [0.1, 0.6]$, $\gamma_1 = \gamma_2 = 3$ et $\theta_1 = \theta_2 = 0.65$	79

3.10	Scénario symétrique : Diagrammes de bifurcation de q_{s_1} en fonction de ξ_1 , où $\xi_1 = \xi_2 \in [0.1, 0.8]$, $\gamma_1 = \gamma_2 = 4$ et $\rho_1 = \rho_2 = 0.7$	80
3.11	Scénario asymétrique : Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de ϖ , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 8$ et $\theta_2 = 0.08$	80
4.1	Mouvement monétaire sur un réseau non neutre.	85
4.2	Modélisation du jeu de Stackelberg.	88
4.3	Jeu G_1 de prix p_c : Convergence vers l'équilibre de Nash des prix.	96
4.4	Jeu G_1 de QoC q_c : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoCs.	97
4.5	Jeu G_1 de QoS q_{ss} : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoSs.	97
4.6	Jeu G_2 de prix p_s : Convergence vers l'équilibre de Nash des prix.	98
4.7	Jeu G_2 de QoS q_s : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoSs.	98
4.8	Prix à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t	99
4.9	QoS à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t	99
4.10	Prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t	100
4.11	QoS q_{ss} à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t	100
4.12	QoC q_c à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t	101
4.13	Prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût de la bande passante v	101
4.14	QoS q_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût de la bande passante v	101
4.15	PoA en fonction du prix de transmission p_t dans le jeu G_1	102
4.16	PoA en fonction du prix de transmission p_t dans le jeu G_2	102
4.17	PoA en fonction du coût de la bande passante v dans le jeu G_2	102
5.1	Recherche de la puissance d'émission à l'équilibre de Nash en utilisant l'algorithme de la meilleure réponse.	112
5.2	Recherche du taux d'émission à l'équilibre de Nash en utilisant l'algorithme de la meilleure réponse.	113
5.3	Recherche de la puissance d'émission à l'équilibre de Pareto en utilisant l'algorithme de la négociation coopérative.	113
5.4	Recherche du taux d'émission à l'équilibre de Pareto en utilisant l'algorithme de la négociation coopérative.	114
5.5	Évolution de la puissance d'émission à l'équilibre en fonction du coût c	114
5.6	Évolution du taux d'émission à l'équilibre en fonction du coût c	115
5.7	Évolution du taux d'émission à l'équilibre en fonction du paramètre a	115
5.8	Évolution de la puissance d'émission à l'équilibre en fonction du paramètre a	116

5.9	Évolution de la puissance d'émission à l'équilibre en fonction du paramètre C_p .	116
5.10	Évolution du taux d'émission à l'équilibre en fonction du paramètre C_r .	116

Liste des tableaux

3.1	Scénario asymétrique : Paramètres utilisés pour les simulations numériques.	69
3.2	Scénario symétrique : Paramètres utilisés dans les simulations numériques.	76
4.1	Paramètres du système utilisés pour l'étude numérique d'un réseaux non-neutre.	96

Introduction Générale

Contexte général

L'Internet, basé sur TCP/IP, a traversé une série de changements évolutionnaires dans les quarante ou cinquante dernières années. Il est passé d'un petit réseau universitaire à la plus importante infrastructure commerciale. Des milliards de personnes dans le monde utilisent l'Internet pour trouver, accéder et échanger des informations, profiter de communications multimédias, bénéficier des services logiciels avancés, acheter et vendre, rester en contact avec leur famille et leurs amis. Le succès d'Internet a suscité un grand espoir et des attentes élevées pour les nouvelles applications et les nouveaux services [1]. L'Internet actuel, en tant que moyen omniprésent et universel de communication et de calcul, a connu un succès extraordinaire. Mais en raison de la diversité des types d'utilisateurs et des applications, de nombreux défis techniques et non-techniques sont apparus, que l'Internet actuel ne peut pas supporter à un niveau suffisant [2]. La fiabilité accrue, les exigences de disponibilité et d'interopérabilité des nouveaux services en réseau, et les volumes extrêmement élevés de contenu multimédia mettent au défi l'Internet actuel. Certains de ces problèmes et défis n'auraient pas pu être prévus lorsque les premières parties de l'Internet ont été construites, puisque l'Internet était un réseau à petite échelle au début, mais maintenant c'est un service web mondial.

La grande majorité du trafic d'Internet correspond à des contenus issus de sources tels que YouTube, Netflix, Bit Torrent, Hulu, etc. La forte augmentation de la demande de contenu vidéo sur l'Internet et la nécessité d'une nouvelle approche pour contrôler ce grand volume d'informations a motivé le développement des futures architectures d'Internet qui s'est centrée sur les données elles-mêmes plutôt que sur leurs emplacements dans le réseau [3, 4], pour une distribution efficace du contenu aux utilisateurs. Ces architectures proposées sont généralement appelées *Approches Centrées Information* (Information Centric Networking (ICN)), qui est un nouveau paradigme de communication visant à améliorer la distribution et la disponibilité du contenu [5, 6]. Dans ce nouveau concept, l'infrastructure du réseau contribue à la mise en cache et à la distribution du contenu, chaque nœud du réseau peut mettre en cache et distribuer le contenu demandé. Pour atteindre cet ob-

jectif, plusieurs architectures ont été proposées pour l'architecture ICN, afin de refléter les besoins actuels et futurs d'une façon plus efficace que l'architecture actuelle d'Internet [7]. Pour fournir des services préférentiels aux utilisateurs dans l'architecture ICN, les fournisseurs de services internet devraient améliorer la qualité de service en minimisent le temps de réponse de la demande du contenu. Pour cela, les fournisseurs de services internet introduisent la mise en cache afin de fournir aux éléments du réseau une capacité pour stocker les contenus fréquemment demandés ou populaires. Par conséquent, chaque nœud du réseau, contribue à la mise en cache, fonctionne comme une source potentielle de contenu. Finalement, la mise en cache des contenus les plus populaires permet de réduire la congestion du réseau, la latence d'accès des utilisateurs et d'augmenter le débit du réseau [8].

Au cœur des dernières années, le trafic Internet a une croissance explosive. Le contenu en ligne occupe la partie majeure du trafic Internet. Le contenu en ligne désigne la catégorie de contenu numérique partagé et distribué par des canaux en ligne, tels que les vidéos en ligne, les journaux électroniques, les téléchargements de musique, etc. Deux modèles de revenus ont été identifiés dans la littérature sur les services de contenu en ligne : le modèle des revenus publicitaires et le modèle des contenus payant. Dans le modèle des revenus publicitaires, les fournisseurs de contenu attirent les "clics" et les "consultations" des utilisateurs grâce à un contenu gratuit et tirent des revenus publicitaires de ces "clics". Le modèle des revenus publicitaires a le potentiel d'attirer des nouveaux utilisateurs et d'augmenter la taille du marché [9]. Cependant, comme les revenus sont supportés par les publicitaires, les fournisseurs de contenu ne peuvent être responsables uniquement envers les publicitaires au lieu des utilisateurs. Dans ce contexte, la qualité du contenu en ligne peut se détériorer, ce qui conduit à un marché en ligne qui ne se pliant que aux exigences des publicitaires.

Pour surmonter les inconvénients du modèle des revenus publicitaires, le modèle des contenus payant s'est imposé comme un autre modèle de revenus. Dans ce modèle, les fournisseurs de contenu attirent les utilisateurs par un contenu en ligne différencié avec une haute qualité de service, sans publicité, et facturent les utilisateurs sous forme d'abonnement. Comme les revenus sont supportés par les utilisateurs, les fournisseurs de contenu sont désireux d'accroître la qualité et la diversité des produits, par exemple en offrant un niveau de contenu supérieur et plus créatif, afin de répondre à la demande hétérogène des utilisateurs. Parallèlement, les fournisseurs de contenu sont motivés pour améliorer la qualité du service, ce qui peut renforcer leur relation avec les utilisateurs. Le contenu payant peut être classé en deux catégories : 1) la vidéo à la demande par abonnement, où

les utilisateurs doivent payer des forfaits mensuels pour un accès illimité aux catalogues d'une plateforme, comme dans le cas de Hulu, Netflix, Amazon Prime, et Playstation Vue, et 2) la vidéo à la demande transactionnelle, où les utilisateurs achètent individuellement chaque programme qu'il souhaite visionner. Le contenu peut être acheté définitivement ou tout simplement loué pour une durée déterminée, comme pour iTunes et Vudu.

Une autre préoccupation majeure est que le trafic d'Internet a augmenté au cours des dernières années non seulement en raison de la croissance de la base d'utilisateurs, mais aussi en raison de la prolifération des sites de vidéo comme Netflix, Hulu, etc. Un rapport récent publié par [10] indique que le trafic vidéo va augmenter de 70% du trafic d'Internet en 2015 pour atteindre 82% en 2020. Les fournisseurs de contenu tels que Netflix qui fournissent le contenu payant aux utilisateurs génèrent un énorme trafic sur le réseau. La livraison de ce type de contenu entraîne un volume important de transfert de données dans l'Internet. Les fournisseurs de services internet investissent dans l'infrastructure du réseau, afin de fournir une meilleure qualité de service aux utilisateurs du réseau. Les fournisseurs de services internet reçoivent leurs revenus des utilisateurs et des fournisseurs de contenu qui se connectent directement à leur réseau. Une option pour les fournisseurs de services internet pour compenser les frais d'investissements est de charger les fournisseurs de contenu des frais de transmission. En fait, la question de savoir si les fournisseurs de services internet peuvent charger les fournisseurs de contenu est restée dans le débat de la neutralité du net. La neutralité du net signifie que les fournisseurs de services internet et les gouvernements doivent traiter toutes les données sur l'Internet de la même manière, sans discrimination ni facturation distincte selon l'utilisateur, le contenu, le site, la plateforme, l'application, le type d'équipement connecté et les modes de communication.

Dans cette thèse, nous modélisons et analysons plusieurs types de situations de concurrence entre les acteurs des réseaux de télécommunications en utilisant la théorie des jeux. Nos contributions, dans cette thèse, portent sur l'analyse de l'impact socio-économique de la contribution des fournisseurs de services internet dans l'architecture ICN. Ainsi, nous analysons l'impact de la rationalité limitée sur la stabilité du marché de contenu payant. Par suite, nous modélisons et nous analysons l'impact de la concurrence des fournisseurs de contenu et des fournisseurs de services internet dans un réseau non neutre. Enfin, nous proposons des algorithmes pour contrôler les politiques des véhicules dans les réseaux VANETs.

La théorie des jeux est une branche mathématique consacrée à l'étude des situations de conflit qui peuvent exister entre des joueurs en interaction, choisissant leurs actions en fonction des actions des autres joueurs. Chaque joueur prend ses décisions afin de

maximiser une fonction d'utilité propre qui dépend généralement des actions de tous les joueurs. Dans l'étude d'un jeu, une question cruciale est l'existence de l'équilibre de Nash. L'équilibre de Nash est un profil d'actions dont aucun joueur n'a intérêt à dévier unilatéralement, c'est donc un profil d'action dont la stabilité est assurée sous l'hypothèse que les joueurs sont rationnels.

Au cours des dernières années, la théorie des jeux a été utilisée pour résoudre de nombreux problèmes dans les réseaux de communication [11, 12, 9, 13, 14]. Elle a été utilisée pour proposer de nouvelles stratégies de tarification pour les services internet [15, 16]. De nombreuses autres questions relatives aux réseaux sans fil, ont été modélisées et analysées à l'aide de la théorie des jeux, comme la gestion des ressources [17], le contrôle de la puissance [18], le routage du réseau [19], la mise en cache sur le réseau [20], la sécurité [21], etc.

Motivations et objectifs

L'Internet a connu un énorme essor en ce qui concerne l'accès et la recherche d'informations depuis que les appareils mobiles ont envahi notre vie et nos activités. Le grand nombre d'utilisateurs et d'entreprises ont poussé l'infrastructure de l'Internet à ses limites. C'est pourquoi des recherches ont proposé un nouveau modèle de l'infrastructure d'Internet, afin d'obtenir le contenu de la manière la plus efficace. L'approche centrée information (ICN) est un nouveau paradigme pour l'Internet du futur. Les principales idées de l'ICN sont les suivantes : 1) le contenu est localisé par son nom plutôt que par son emplacement, et 2) chaque nœud de l'ICN peut mettre en cache et servir le contenu demandé. Par conséquent, la mise en cache et le partage de contenu jouent un rôle important dans l'ICN. Plus précisément, chaque nœud du réseau devrait coopérer avec d'autres nœuds du réseau afin de fournir un réseau mondial performant pour la diffusion du contenu.

Malgré ces avantages techniques attendus, qui sont largement étudiés par la communauté de recherche, l'ICN est resté jusqu'à présent uniquement dans la littérature de recherche, contrairement aux réseaux de distribution de contenu CDN qui bénéficient d'un large déploiement. En effet, les avantages techniques ne sont pas suffisants pour persuader les fournisseurs de services internet de passer à l'ICN, s'ils ne bénéficient pas des motivations économiques claires.

Étant donné que la mise en cache sur le réseau joue un rôle important dans l'ICN, les chercheurs ont accordé une grande attention à la mise en cache et à la distribution du contenu. Un consensus important est que les différentes entités de l'ICN doivent colla-

borer pour améliorer les performances du réseau. Cependant, il est nécessaire d'avoir des politiques de tarification pour motiver les fournisseurs de services internet à contribuer au processus de la mise en cache. Plusieurs travaux ont été réalisés pour étudier le problème de la tarification des services dans les réseaux actuels d'Internet [22, 23, 24, 25, 26, 27, 28]. L'utilisation des politiques de prix contemporains ne peut pas encourager les fournisseurs de services internet à coopérer dans les futures architectures d'Internet ; il sera donc nécessaire de disposer d'un nouveau modèle économique pour les motiver financièrement à collaborer à la mise en cache et à la distribution de contenu. Alors, il est fortement indispensable de modéliser et analyser un nouveau modèle économique pour montrer les bénéfices de la mise en cache pour les fournisseurs de services internet et les utilisateurs.

La théorie des jeux est un champ des mathématiques qui a pour objet d'établir et d'étudier les principes et les règles mathématiques pouvant intervenir dans l'analyse des différents types de comportement et des issues possibles lors d'une interaction stratégique entre plusieurs preneurs de décisions (appelés agents en économie et joueurs en théorie des jeux). La rationalité des joueurs est l'hypothèse la plus importante dans la théorie des jeux. Un joueur est rationnel s'il a des objectifs (ou des préférences) bien définis parmi l'ensemble des résultats possibles et il décide les meilleures stratégies disponibles pour les atteindre. L'hypothèse que chaque joueur a des informations parfaites sur les stratégies des autres joueurs n'est pas pratique dans la réalité. Dans la réalité, la "rationalité limitée" est l'un des principaux obstacles à l'application de la théorie des jeux. Dans la réalité, la stratégie de la rationalité limitée signifie que le joueur prend sa décision à partir d'une information partielle. Dans la littérature économique [24, 29, 30], l'information partielle est modélisée comme le profit marginal. En d'autres termes, les joueurs décident leurs stratégies en fonction de leurs profits marginaux.

Le contenu payant est un type de contenu tel que le texte, la vidéo, l'animation, et l'audio qui est partagé et distribué sur l'Internet à la base du paiement. Le contenu payant est devenu la principale source de revenus de nombreux fournisseurs de contenu tel que Netix, Hulu, Amazon Prime et Playstation Vue. Dans le marché du contenu payant, les fournisseurs de contenu proposent aux utilisateurs une grande flexibilité dans leurs offres de crédibilité du contenu et de prix pour répondre à une variété de besoins. Le jeu des prix et des crédibilités de contenu entre les fournisseurs de contenu est un processus long et répétitif. Les fournisseurs de contenu cherchent à prendre des décisions d'une manière rationnelle. Mais dans le marché du contenu payant il est difficile pour les fournisseurs de contenu d'obtenir des informations complètes sur les demandes du marché, les décisions des concurrents, ce qui rendait la rationalité des fournisseurs de contenu limitée. Il est

donc nécessaire de modéliser et d’analyser la concurrence des fournisseurs de contenu dans le marché du contenu payé avec la rationalité limitée.

La législation sur la neutralité du net déterminera en grande partie le rôle socio-économique de l’Internet à l’avenir. L’Internet a déjà eu un impact énorme non seulement sur l’économie, mais aussi sur l’exercice de la liberté socioculturelle. Cependant, l’Internet est un conglomérat de plusieurs fournisseurs de services à but lucratif. L’interaction entre ces fournisseurs est largement gouvernée par les intérêts économiques, et leurs décisions peuvent avoir un impact négatif sur le rôle socio-économique de l’Internet. Il est donc nécessaire de comprendre l’interaction entre ces fournisseurs de services, et les connaissances acquises peuvent être utilisées pour l’adoption des lois qui profitent à la société et à son développement économique. De plus, dans le régime non neutre, les fournisseurs de services internet facturent les fournisseurs de contenu pour la transmission de contenu à leurs utilisateurs. Alors, il est nécessaire d’étudier l’impact du régime non neutre sur les stratégies des fournisseurs de services (aspects économiques) et sur les utilisateurs (aspects sociaux).

Au cours des dernières années, les systèmes de transport intelligents et les communications véhiculaires ont suscité l’intérêt des milieux académiques et industries. Le développement des réseaux ad hoc véhiculaires (VANETs) a ouvert la possibilité de déployer des applications destinées à la sécurité et à la gestion du trafic. Dans les réseaux VANETs, les véhicules diffusent périodiquement des messages de sécurité de base (BSM), pour informer les autres véhicules de leur état, leur position, leur vitesse et leur accélération. Dans les environnements véhiculaires à forte densité, la diffusion non contrôlée des BSMs entraîne la congestion du canal et donc un grand nombre de BSM est perdu, ce qui dégrade la précision des applications de sécurité. Il est donc nécessaire de proposer un mécanisme pour contrôler la puissance et le taux d’émission des BSMs pour éviter la congestion du canal.

Plan de la thèse

Le contenu principal de la thèse est divisé en cinq chapitres et une conclusion générale. Les préliminaires et la terminologie définie dans le premier chapitre vont permettre aux lecteurs de mieux positionner et comprendre les différentes contributions réalisées dans le cadre de ce travail. Le premier chapitre présente brièvement les notions fondamentales de la théorie des jeux. Nous définissons les différentes typologies des jeux et nous décrivons

leurs formes de représentations. Ensuite, nous présentons des définitions détaillées des concepts de solutions de la théorie des jeux. Par la suite, nous allons présenter deux exemples de jeux célèbres (Duopole de Cournot, dilemme du prisonnier). À la fin, nous définissons les concepts de base de l'organisation industrielle.

Dans le deuxième chapitre, nous avons développé un modèle basé sur la théorie des jeux pour étudier l'interaction entre les fournisseurs de services internet dans le cadre d'un modèle ICN, où les fournisseurs de services internet sont motivés pour mettre le contenu en cache. Chaque fournisseur de services internet choisit un prix d'accès aux contenus mis en cache, prix d'accès aux réseaux et une qualité de service. Nous utilisons la distribution Zipf généralisé pour modéliser la popularité du contenu. Nous avons montré le caractère unique de l'équilibre de Nash sous certaines conditions. De plus, nous avons introduit un algorithme d'apprentissage pour atteindre le point d'équilibre de Nash. Des simulations numériques effectuées montrent l'effet de la mise en cache sur les stratégies des fournisseurs de services internet. Nous montrons que la mise en cache est bénéfique pour les fournisseurs de services internet et les utilisateurs.

Dans le troisième chapitre, nous avons examiné les comportements dynamiques d'un modèle de duopole avec deux fournisseurs de contenu. Par la suite, nous avons étudié l'interaction entre ces deux fournisseurs de contenu, qui ne sont pas forcément rationnels et qui calculent leurs stratégies en fonction de l'estimation locale du profit marginal. Nous calculons explicitement les états d'équilibre du système dynamique, et nous établissons les conditions nécessaires et suffisantes pour la stabilité des points d'équilibre. Les résultats numériques montrent que si on varie certains paramètres du modèle, la stabilité des points d'équilibre est perdue et un comportement chaotique se produit. Le comportement chaotique du système est stabilisé en appliquant une méthode de contrôle du chaos.

Ensuite, dans le quatrième chapitre, nous étudions un réseau non neutre où les fournisseurs de services internet facturent les fournisseurs de contenu pour la distribution du contenu. Nous modélisons et analysons les interactions existant entre les fournisseurs de contenu et les fournisseurs de services internet en utilisant le jeu de Stackelberg. De plus, nous formulons les interactions entre les fournisseurs de services internet et entre les fournisseurs de contenu comme un jeu non coopératif. Enfin, nous fournissons une étude numérique qui montre la convergence vers l'équilibre de Nash et montre l'effet des paramètres du système sur les politiques des fournisseurs. Nous concluons que le prix de transmission a un effet positif sur les stratégies des fournisseurs de services internet et un impact négatif sur les stratégies des fournisseurs de contenu.

Dans le cinquième chapitre, nous abordons le problème du contrôle de la puissance et le taux d'émission des BSMs dans les réseaux VANETs. Le problème du contrôle de la puissance et le taux d'émission des BSMs est formulé comme un jeu non coopératif et un jeu coopératif. Ensuite, nous proposons deux algorithmes distribué et itératif pour calculer le point d'équilibre, où les valeurs optimales de la puissance et du taux d'émission de chaque véhicule sont actualisées simultanément à la même étape. Enfin, nous fournissons des résultats numériques qui montrent la convergence vers le point d'équilibre et donnent quelques indications sur l'impact des paramètres du système sur les stratégies des véhicules.

À la fin de ce document, nous présentons une [conclusion générale](#) dédiée à la synthèse des travaux effectués, ainsi que les principaux résultats obtenus.

Notions Fondamentales de la Théorie des Jeux

1.1 Introduction

Dans de nombreuses situations de la vie quotidienne, la performance d'un acteur, qu'il soit un individu, une entreprise ou un pays, ne dépend pas uniquement de son action, mais aussi de celles prises par les autres. Cette interdépendance stratégique est le domaine de prédilection de la théorie des jeux. Au cours des dernières décennies, cette théorie a fait sa marque dans le développement de nombreuses disciplines, à savoir les sciences économiques, la gestion, la recherche opérationnelle, le génie, les sciences politiques, l'informatique et la biologie, pour ne citer que quelques-unes. L'apprentissage de la théorie des jeux est devenu ainsi incontournable pour quiconque qui s'intéresse à ces disciplines.

Lorsque les actions des éléments décideurs dans un environnement défini s'interagissent au cours de leurs activités, et quand chacun d'eux cherche à optimiser ses gains ; alors les performances de cet environnement peuvent être affaiblies dégressivement, en causant ainsi une dégradation individuelle au niveau de chaque élément. Dans une telle situation où l'action d'un élément peut exercer un impact sur les décisions des autres, l'emploi de la théorie des jeux est très bénéfique. En effet, la théorie des jeux présente un outil d'analyse des situations conflictuelles en se basant sur des notions et des calculs des probabilités subjectives ; quand l'action de chaque agent actif est dépendante non seulement aux conditions environnementales mais également à ce que les autres agents décident d'opérer afin qu'il optimise son utilité. Par exemple, dans un marché, le cas d'un vendeur et un consommateur, le vendeur agira de telle façon qu'il maximise son profit face à des concurrents en choisissant par exemple, le meilleur prix de vente. Le consommateur cherche quand à lui à acquérir le bien qui l'intéresse au prix le plus bas après un marchandage avec le vendeur. Dans cet exemple, chacun des éléments du marché agit pour son propre compte selon le principe de rationalité économique. Ce principe stipule que chacun cherche à prendre les meilleures décisions pour lui-même. Comme le cas d'un joueur d'échecs qui désire gagner la partie, et qui, pour cela, emploie les moyens qui lui paraissent les meilleurs.

La publication de l'ouvrage "Theory of Games and Economic Behavior" réalisé par John Von Neumann et Oskar Morgenstern en 1944 a donné naissance à la théorie des jeux. Le livre porte des définitions pratiques pour l'utilisation de cette théorie et a introduit l'idée que le conflit pouvait être analysé mathématiquement avec une terminologie

nécessaire pour y arriver. En d'autre part, on ne peut pas nier les écrits de Cournot, Zermelo et d'Emile Borel qui ont donné les idées de base de cette théorie. Mais bien avant cela, le résultat pionnier de cette théorie revient à John Von Neumann. Ce dernier a démontré le théorème de min-max qui a joué et joue jusqu'à présent un rôle très important dans la théorie des jeux. Selon Nash, l'homme doit dépasser son propre intérêt individuel et prendre en considération les stratégies des autres éléments du groupe. Les travaux de John Nash sur la théorie des jeux ont mérité le prix Nobel d'économie en 1994. Depuis, cette théorie a largement progressé notamment dans les jeux dits coopératifs et les jeux non coopératifs répétés. La reconnaissance du rôle de cette théorie a été renforcée avec l'attribution du prix Nobel d'économie à Robert Aumann et Thomas Schelling en Octobre 2005.

Dans ce chapitre, nous présentons brièvement certains concepts et définitions de la théorie des jeux. Nous commençons alors par présenter cette théorie comme un outil mathématique qui comporte un ensemble de règles et techniques nécessaires pour les développements analytiques. Pour cet effet, on définit tout d'abord ce que c'est un jeu, joueur, utilité et stratégie de jeu. Ensuite, on distingue les différents types de jeux qui peuvent exister en décrivant relativement leurs formes de représentations. Pratiquement, on ne peut jamais parler de la théorie des jeux sans aborder ces concepts de solutions. Pour cela, nous présentons une définition détaillée de ces concepts. Et, en dernier, nous allons citer quelques exemples de jeux célèbres connus par la théorie des jeux.

1.2 Définition d'un jeu

On appelle jeu, toute interaction entre plusieurs décideurs ayant des intérêts partiellement (ou totalement) opposés, où chacun est en possession d'un ensemble d'actions parmi lesquelles il fait son choix et dans un cadre défini à l'avance (les règles du jeu), qui permet de déterminer qui peut faire quoi et quand. Une fois que les décideurs (joueurs) ont fait leurs choix, ils reçoivent chacun un gain et ces gains constituent la valeur de ce jeu. On appelle donc joueur tout individu participant à un jeu et l'ensemble de ses actions est dit ensemble de stratégies, où chaque stratégie est une description de la façon dont un joueur entend jouer jusqu'à la fin du jeu.

1.3 Joueur

Toute personne ou agent qui participe au jeu et capable de prendre une décision est appelé "joueur". Un joueur peut être un agent, une entreprise, un gouvernement, un consommateur, un abonné, un nœud, . . . selon le domaine d'activité où déroule le jeu. Dans la théorie des jeux, et suivant le type de relation entre les joueurs, on peut avoir un jeu coopératif ou non coopératif. Aussi, on peut distinguer entre un jeu à information parfaite ou imparfaite selon le taux d'information que possède le joueur avant qu'il exécute ses décisions. Chaque joueur rentré en interactions dans le jeu agira pour son propre compte afin de maximiser son intérêt selon le principe de rationalité.

1.4 Utilité

L'utilité est le gain que ce soit négatif ou positif qui résulte lors des actions d'un joueur. L'objectif de chaque joueur dans un conflit est toujours de maximiser son gain, par apport aux conditions qui l'entourent. L'utilité d'un joueur peut dépendre non seulement de ses décisions mais aussi de celles de tous les autres joueurs. Aussi, selon le genre du jeu, l'utilité peut se figurer en plusieurs qualités ; elle peut être par exemple un prix dans un marché, nombre de points dans un jeu d'échecs, délai dans une course, taux de la réussite dans une école, salaire dans une entreprise, robustesse d'un mécanisme industrielle, puissance d'un phénomène physique, taux d'erreur d'une transmission numérique, ..., etc. Finalement, On dit qu'un jeu à conflit est en équilibre, lorsque tous les joueurs sont satisfaits par apport à leurs utilités individuelles acquises. Dans la littérature, l'utilité peut être exprimée par les mots : gain, bénéfice, paiement, ..., etc.

Formellement, dans un jeu G on désigne par $u_i(s) \in \mathbb{R}$ la fonction utilité du joueur i . On peut dire alors ; que l'utilité du joueur $i \in \mathcal{N}$, dépend non seulement de sa stratégie s_i , mais également de celles des autres joueurs résumées en s_{-i} . Donc, on peut écrire que, si le joueur i préfère strictement l'issue s à l'issue s' alors ; $u_i(s) > u_i(s')$. Et si $u_i(s) = u_i(s')$, on dit que le joueur est indifférent entre les deux issues.

1.5 Typologie et types de jeux

La littérature tend à classifier entre les jeux selon plusieurs critères :

1.5.1 Le comportement des joueurs

On peut distinguer deux types de jeux :

1.5.1.1 Jeux coopératifs

Un jeu est dit coopératif si les joueurs peuvent passer entre eux des accords qui les lient de manière contraignante où leur stratégie est décidée en commun, afin d'améliorer le gain de tous les joueurs coalisés [31]. C'est le cas par exemple, si les joueurs s'accordent sur un contrat, un accord devant une autorité, etc., où il est prévu une sanction (punition) légale en cas de non respect du contrat ou de l'accord.

Définition 1.1 Une coalition est tout sous-ensemble de l'ensemble $\mathcal{N}$ des joueurs. Une structure de coalitions est une partition notée $T = S_1, \dots, S_L$ de l'ensemble $\mathcal{N}$ en coalitions telle que :

- $S_l \subseteq \mathcal{N}$, $\forall l = 1, \dots, L$.
- $\cup_{l=1}^L S_l = \mathcal{N}$.
- $S_l \cap S_j = \emptyset$, $\forall l, j \in \{1, \dots, L\}$, $l \neq j$.

Définition 1.2 Une issue d'un jeu sous forme coalitionnelle $(\mathcal{N}, V)$ est une paire (T, x) , où

- T : est une structure de coalitions.
- $x = (x_1, \dots, x_N)$ est un vecteur de paiements, qui distribue les valeurs de chaque coalition de T , tel que :
 - $x_i > 0, \forall i \in \mathcal{N}$,
 - $\sum_{i \in S} x_i = V(S)$.

On distingue deux catégories de jeux :

- **Jeux à utilités transférables** : Les gains sont affectés à chaque coalition qui les divise entre ses membres. Ces jeux sont aussi connus sous le nom de jeux à fonction de partition.
- **Jeux à utilités non transférables** : Les décisions du groupe dépendent des gains qu'elles rapportent à chacun d'eux.

1.5.1.2 Jeux non coopératifs

On appelle jeu non coopératif, un jeu, où les joueurs ne peuvent pas former de coalition. Par contre, ils peuvent communiquer entre eux et échanger des informations, se mettre d'accord sur telle ou telle issue sans jamais contracter d'accord contraignant.

1.5.2 Selon le modèle mathématique utilisé pour les décrire

Selon l'ordre dans lequel les joueurs annoncent leurs stratégies, il existe deux principales formes de représentation du jeu :

1.5.2.1 Jeu sous forme normale

La forme normale, également connue sous le nom de forme stratégique, est la représentation la plus familière des interactions stratégiques dans la théorie des jeux. Un jeu écrit de cette façon s'élève à une représentation de l'utilité de chaque joueur, l'ensemble de ses stratégies et les issues possibles du jeu.

Un jeu sous forme normale [32] peut être représenté sous la forme suivante :

$$G = [\mathcal{N}, \{X_i\}_{i \in \mathcal{N}}, \{\sigma_i\}_{i \in \mathcal{N}}] \quad (1.1)$$

- $\mathcal{N} = \{1, 2, 3, \dots, N\}$ est l'ensemble des joueurs ;
- $X_i \subset \mathbb{R}^n, i \in \mathcal{N}$: désigne l'ensemble de stratégies du joueur i .
- On note par $\mathbf{x} = (x_i, \mathbf{x}_{-i}) \in X = \prod_{i \in \mathcal{N}} X_i$ une issue, situation, état ou profil du jeu, où :
 - x_i : est la stratégie du joueur i ;
 - $\mathbf{x}_{-i} = x_{\mathcal{N} \setminus i} = (x_1, x_2, \dots, x_{i-1}, x_{i+1}, \dots, x_N)$: une situation du jeu qui contient les stratégies de tous les joueurs sauf celle du i^{eme} .

- $u_i : X = X_1 \times \dots \times X_N \mapsto \mathbb{R}$, est la fonction gain du joueur i .
- Chaque joueur connaît les ensembles de stratégies et les fonctions de gain de tous les autres joueurs (information complète).

1.5.2.2 Jeu extensif

Jeu extensif est un jeu qui se déroule en plusieurs coups. Il est défini par un arbre qui décrit comment le jeu est joué. Dans ce cas, chaque sommet de l'arbre indique le joueur qui va choisir une action à cette étape du jeu ainsi que l'information dont chaque joueur dispose lors de la prise de la décision. Les gains que chaque joueur réalise après avoir suivi un des chemins possibles au sein de l'arbre sont donnés aux points terminaux de l'arbre. Il se peut parfois, que les événements possibles et leurs probabilités peuvent aussi être associés à certains sommets de l'arbre.

1.5.2.3 Jeu sous forme coalitionnelle

Un jeu sous forme coalitionnelle est très utilisé pour les jeux coopératifs. Cette représentation consiste à assigner à chaque coalition, l'ensemble des gains qu'elle peut garantir à ses membres.

Un jeu sous forme coalitionnelle est donné par le couple :

$$(\mathcal{N}, V) \tag{1.2}$$

- $\mathcal{N} = \{1, \dots, N\}$ est l'ensemble des joueurs,
- $V : 2^{\mathcal{N}} \rightarrow \mathbb{R}$ est la fonction caractéristique,
- Pour tout sous-ensemble $S \subseteq \mathcal{N}$, $V(S)$ est le montant que les membres de S peuvent gagner en agissant collectivement.

1.5.3 Le nombre de stratégies

1.5.3.1 Jeu fini

Le jeu sous forme normale défini par la relation (1.1) est dit fini, si les ensembles de stratégies $X_i, i \in \mathcal{N}$ sont des ensembles finis ($|X_i| < \infty, \forall i \in \mathcal{N}$).

1.5.3.2 Jeu fini à deux joueurs

Si $\mathcal{N} = 1, 2$, $|X_1| = m < \infty$ et $|X_2| = n < \infty$, on dit que le jeu (1.1) est un jeu fini à deux joueurs. Il est représenté par :

$$G = [\mathcal{N}, X_1, X_2, u_1, u_2] \tag{1.3}$$

où

- X_1 est l'ensemble constitué d'un nombre fini de m stratégies du joueur 1,
- X_2 est l'ensemble constitué d'un nombre fini de n stratégies du joueur 2,
- $u_1 : X_1 \times X_2 \rightarrow \mathbb{R}$ est la fonction de gain du joueur 1,
- $u_2 : X_1 \times X_2 \rightarrow \mathbb{R}$ est la fonction de gain du joueur 2,
- $X = X_1 \times X_2$ est l'ensemble des issues possibles du jeu.

1.5.3.3 Jeu fini à deux joueurs à somme nulle

Si dans le jeu fini à deux joueurs défini dans (1.3) la somme des gains des deux joueurs est nulle en toute situation du jeu ($u_1(x) + u_2(x) = 0, \forall x \in X$), on dit que le jeu (1.3) est un jeu fini à 2 joueurs à somme nulle. Il sera noté par

$$G = [\mathcal{N}, X_1, X_2, u] \quad (1.4)$$

où : $u = u_1 = -u_2$ est la fonction que le joueur 1 veut maximiser et que le joueur 2 veut minimiser.

Remarque Les jeux à deux joueurs et à somme nulle constituent une classe certes intéressante, mais très particulière dans le sens où les joueurs n'accordent aucune coopération entre eux, puisque le gain d'un joueur représente la perte du second.

1.5.4 La nature de l'information

L'information dont on dispose chaque fois qu'on doit choisir une action est une dimension très importante des jeux. Elle possède une influence déterminante sur l'évaluation des stratégies par les joueurs et même sur leur perception des stratégies. Selon la nature de l'information, on distingue quatre types de jeu.

1.5.4.1 Jeu à information parfaite

Un jeu est à information parfaite, si chaque joueur, au moment de choisir sa stratégie, a une connaissance parfaite de l'ensemble des décisions prises antérieurement par les autres joueurs. La représentation qui semble appropriée à ce type de jeux est la forme extensif.

1.5.4.2 Jeu à information imparfaite

Contrairement au type précédent, ici les joueurs n'interviennent pas les uns après les autres. Autrement dit, les règles du jeu stipulent l'existence de coups simultanés, ce qui revient à introduire une certaine imperfection au niveau de l'information dont disposent les joueurs. La représentation qui apparaît comme la plus appropriée pour chaque coup est la forme normale.

1.5.4.3 Jeu à information complète

Les premiers jeux étudiés par V. Neumann et Morgenstern furent des jeux à information complète. On dit qu'un jeu est à information complète si chaque joueur connaît lors de la prise de décision : l'ensemble des joueurs, l'ensemble de ses stratégies ainsi que l'ensemble des stratégies des autres joueurs et les motivations ou les fonctions objectifs de tous les autres joueurs. Dans ce cas, on dit aussi qu'il y a connaissance commune de la structure du jeu de la part de tous ceux qui y participent.

1.5.4.4 Jeu à information incomplète

Si l'une des conditions dans la définition du jeu à information complète n'est pas vérifiée, le jeu est dit à information incomplète (appelé aussi jeu bayésien). Un travail de pionnier a été réalisé par J. Harsanyi (1967-1968). Dans ses articles [33], l'auteur montre que si l'on suppose que chaque joueur dispose d'une distribution de probabilités subjectives sur les caractéristiques inconnues des autres joueurs, alors on peut transformer un jeu d'information incomplète en un jeu d'information complète mais imparfaite. Le système imaginé par Harsanyi pour traduire l'incertitude mathématique est pris en compte par l'introduction d'un événement lié à la nature qui représente un joueur fictif et qui n'intervient qu'avant le début du jeu.

Jeu simultané à information incomplète Un jeu simultané à information incomplète est donné par :

$$\Gamma = [\mathcal{N}, \{A_i\}_{i \in \mathcal{N}}, \{\Theta_i\}_{i \in \mathcal{N}}, \{\sigma_i\}_{i \in \mathcal{N}}, \{\pi_i\}_{i \in \mathcal{N}}] \quad (1.5)$$

- $\mathcal{N} = \{1, 2, 3, \dots, N\}$ est l'ensemble des joueurs,
- A_i est l'ensemble d'actions possibles du joueur i . $a_i \in A_i$ est une action particulière du joueur i ,
- Θ_i est l'ensemble de différents types possibles du joueur i . $\theta_i \in \Theta_i$ est un type du joueur i (appelé aussi caractéristique, état d'information) résume l'information dont dispose le joueur i avant de jouer, par exemple ses coûts de production ou son estimation de la valeur d'un objet dans une enchère. Soit $\theta = (\theta_1, \dots, \theta_N) \in \Theta$, un profil de types,
- $\sigma_i : (\prod_{i \in \mathcal{N}} A_i) \times \Theta \mapsto \mathbb{R}$ est la fonction gain du joueur i ,
- $\pi_i : \Theta \mapsto [0, 1]$ représente la distribution de probabilité du joueur i . Elle donne ses croyances quant aux types des autres joueurs :

$$\begin{aligned} \pi_i : \Theta &\mapsto [0, 1] \\ (\theta_1, \theta_2, \dots, \theta_N) &\mapsto \pi_i(\theta_{-i} | \theta_i) \end{aligned}$$

Définition 1.3 Une stratégie pure du joueur i dans le jeu (1.5) est définie de manière à

préciser une action pour chaque type $\theta_i \in \Theta_i$ à partir de l'ensemble des actions A_i :

$$\begin{aligned} x_i : \Theta &\longmapsto A_i \\ \theta_i &\mapsto x_i(\theta_i) = a_i \end{aligned}$$

Soit X_i l'ensemble de ses stratégies. Une fois ses stratégies sont fixées, on peut calculer le gain espéré du joueur i :

$$\bar{\sigma}_i(\mathbf{x}) = E[\sigma_i(x(\cdot), \theta)] = \sum_{\theta \in \Theta} \sigma_i(x(\theta), \theta) \pi(\theta) \quad (1.6)$$

où l'on note : $x(\theta) = (x_1(\theta_1), x_2(\theta_2), \dots, x_N(\theta_N))$.

1.5.5 Déroulement du jeu dans le temps

1.5.5.1 Jeux statiques

Un jeu est dit statique, simultané, stratégique ou sous forme normale lorsque les joueurs choisissent simultanément leurs actions et reçoivent ensuite leurs gains respectifs ([32]).

1.5.5.2 Jeux dynamiques

Un jeu dynamique est un jeu qui se déroule en plusieurs étapes. Ce type de jeux est important car il permet de modéliser le fait qu'une action passée d'un joueur puisse contraindre les gains d'un autre joueur dans le futur. Il existe deux sortes de jeux dynamiques : le jeu en information parfaite (appelé jeu séquentiel) dans lequel chaque joueur connaît l'ensemble des actions passées de tous les autres joueurs. Le joueur est donc le seul à choisir à une étape donnée. Le jeu de Stackelberg est un exemple de ce type de jeu dynamique. Dans le deuxième type, l'information est imparfaite dans lequel les joueurs choisissent leurs actions simultanément à chaque étape du jeu (appelé jeu répété). On se trouve donc plus ou moins dans le cadre d'un jeu statique bien que l'historique influence les stratégies des joueurs. Parmi les principaux jeux dynamiques, on distingue :

Jeux répétés Un jeu répété consiste en la répétition d'un nombre fini ou infini de fois d'un jeu sous forme normale défini par (1.1). C'est le même jeu, appelé jeu constituant, qu'on répète de période en période. Appelé jeu stationnaire dans le cas où les conditions du jeu ne se modifient pas au cours du temps (même nombre de joueurs, même ensemble de stratégies, même fonctions de gain et même facteur d'actualisation) [34]. Étant donné T , un nombre entier fini ou infini appelé l'horizon du jeu, et δ , un réel dans l'intervalle $[0, 1]$. On définit le jeu (1.1) répété T fois, actualisé par δ , comme le jeu sous forme extensive noté, $J_\delta(T)$.

Jeux stochastiques Un jeu stochastique est un jeu répété où la fonction objectif dépend d'un paramètre qui varie aléatoirement. Ce jeu a été d'abord introduit et étudié par

Lloyd Shapley ([35]). Un jeu stochastique discontinu fini est défini par :

$$\Delta = [\mathcal{N}, \Omega, \{X_i(\omega)\}_{(i,\omega) \in (\mathcal{N} \times \Omega)}, \{\sigma_i\}_{i \in \mathcal{N}}, \pi, \delta] \quad (1.7)$$

Où :

- $\mathcal{N} = \{1, \dots, N\}$ est l'ensemble des joueurs,
- $\Omega = \{\omega_1, \dots, \omega_z\}$ est l'espace des états,
- $X_i(\omega) = \{x_i^1(\omega), x_i^2(\omega), \dots, x_i^{m_i^{\omega}}(\omega)\}$ désigne l'ensemble des stratégies du joueur $i \in \mathcal{N}$ à l'état $\omega \in \Omega$ et $m_i^{\omega} = |X_i(\omega)|$,
- $X(\omega) = \prod_{i \in \mathcal{N}} X_i(\omega)$ est donc l'ensemble de tous les profils d'actions admissibles en une étape donnée à l'état $\omega \in \Omega$,
- $\sigma_i : \Omega \times X \rightarrow \mathbb{R}$ est la fonction du gain instantané (en une seule période) du joueur i si à l'état $\omega \in \Omega$, le profil $x(\omega)$ est choisi,
- $\pi : \Omega \times X \rightarrow \Xi(\Omega)$, appelée probabilité de transition, où $\Xi(\Omega)$ est la famille de distributions de probabilités sur l'espace Ω . Pour chaque couple $(\omega, x(\omega)) \in \Omega \times X$, on peut identifier le vecteur $(\pi(\omega_1/\omega, x(\omega)), \dots, \pi(\omega_z/\omega, x(\omega)))$. $\pi(\hat{\omega}/\omega, x(\omega))$ représente la probabilité que le système passe à l'état $\hat{\omega} \in \Omega$ si à l'état $\omega \in \Omega$ le profil d'actions $x(\omega) \in X(\omega)$ est joué. Cependant, $\pi(\hat{\omega}/\omega, x(\omega)) > 0$ et $\sum_{\hat{\omega} \in \Omega} \pi(\hat{\omega}/\omega, x(\omega)) = 1$,
- $\delta = (0, 1)$ est appelé le taux d'actualisation ou le facteur d'escompte.
- Les ensembles $\mathcal{N}$, Ω et $X_i(\omega)$, pour tout $i \in \mathcal{N}$ sont supposés finis et non vides. La fonction $\sigma_i(\omega, \cdot)$ est supposée continue sur X , pour tout $\omega \in \Omega$.

1.6 Notion de stratégie

La notion de stratégie constitue un concept central en théorie des jeux. Selon Andrew Schotter [36], une stratégie est un plan d'actions complète pour chaque joueur spécifiant ce que fera ce dernier à chaque étape du jeu et face à chaque situation pouvant survenir au cours du jeu.

1.6.1 Stratégie pure

Considérons le jeu (1.1). Une 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 $i \in \mathcal{N}$ tel que $|X_i| = n_i$.

1.6.2 Stratégie mixte

Lorsqu'un joueur choisit ses actions de manière aléatoire (on dit qu'il joue en stratégies mixtes). Cette idée est modélisée en introduisant une distribution de probabilité sur l'ensemble des stratégies pures pour chacun des deux joueurs. De tels sous-ensembles sont appelés ensemble de stratégies mixtes.

Définition 1.4 Une stratégie mixte pour le joueur 1 dans le jeu (1.3) est un élément du simplexe défini par :

$$\mathcal{A} = \{\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m) \in \mathbb{R}^m, \sum_{i=1}^m \alpha_i = 1, \alpha_i \geq 0, \forall i = \overline{1, m}\} \quad (1.8)$$

et une stratégie mixte pour le joueur 2 dans le jeu (1.3) est un élément du simplexe défini par :

$$\mathcal{B} = \{\beta = (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_n) \in \mathbb{R}^n, \sum_{j=1}^n \beta_j = 1, \beta_j \geq 0, \forall j = \overline{1, n}\} \quad (1.9)$$

Dans ce cas, la composante α_i représente la fréquence avec laquelle le joueur 1 joue la stratégie pure $x_i \in X_1$ et β_j celle avec laquelle le joueur 2 joue la stratégie pure $y_j \in X_2$.

1.7 Concepts de solutions

1.7.1 Équilibre en stratégies dominantes

Définition 1.5 Considérons le jeu sous forme normale (1.1). On dit que la stratégie $x_i \in X_i$ est une stratégie dominante, si

$$\forall y_i \in X_i, y_i \neq x_i, \forall x_{-i} \in X_{-i} \quad \sigma_i(x_i, x_{-i}) \geq \sigma_i(y_i, x_{-i}) \quad (1.10)$$

La stratégie $x_i \in X_i$ est dominante pour le joueur i , si x_i domine y_i .

Définition 1.6 Une situation $\mathbf{x}^* = (x_1^*, x_2^*, \dots, x_N^*)$ est appelée équilibre en stratégies dominantes dans le jeu (1.1), si chaque composante $x_i^* \in X_i$ est une stratégie dominante pour le joueur i , $\forall i \in \mathcal{N}$.

Ce type d'équilibre nous fournit une prédiction très claire et intuitive du résultat d'un jeu. Malheureusement, ce type n'existe que pour très peu de jeux. Nous devons donc, introduire d'autres concepts d'équilibre pour pouvoir prédire la solution de différents types de jeux. Il existe plusieurs concepts d'équilibre, cependant l'équilibre de Nash est le plus applicable et le plus utilisé en théorie des jeux.

1.7.2 Meilleure réponse

Définition 1.7 Une stratégie x_i est une meilleure réponse aux stratégies des autres joueurs x_{-i} dans le jeu (1.1), si :

$$\sigma_i(x_i^*, x_{-i}^*) \geq \sigma_i(y_i, x_{-i}^*), \quad \forall y_i \in X_i \quad (1.11)$$

On note $MR(x_{-i})$, l'ensemble de toutes les stratégies qui sont une meilleure réponse à x_{-i} , autrement dit,

$$MR(x_{-i}) = \{x_i^* | \sigma_i(x_i^*, x_{-i}) \geq \sigma_i(y_i, x_{-i}), \quad \forall y_i \in X_i\} \quad (1.12)$$

De plus, la stratégie x_i n'est jamais une meilleure réponse s'il n'existe pas de x_{-i} pour laquelle x_i est une meilleure réponse. Ce qui signifie qu'aucune autre stratégie ne lui rapporte strictement plus face au profil x_{-i} adopté par les autres joueurs.

1.7.3 Équilibre de Pareto

Un optimum de Pareto est un état dans lequel on ne peut pas améliorer le bien-être ou le gain d'un individu sans détériorer celui d'un autre.

Définition 1.8 Une situation $x^* \in X$ est appelée équilibre de Pareto dans le jeu (1.1), s'il n'existe pas une autre stratégie $x \in X$ telle que :

$$\sigma_i(x_i^*, x_{-i}^*) \leq \sigma_i(x_i, x_{-i}), \quad \forall i \in \mathcal{N} \quad (1.13)$$

et pour au moins un $j_0 \in \mathcal{N}$, on a :

$$\sigma_{j_0}(x_i^*, x_{-i}^*) \leq \sigma_{j_0}(x_i, x_{-i}) \quad (1.14)$$

1.7.4 Équilibre de Nash

John Nash a développé une méthode pour solutionner les jeux avec interaction appelée "équilibre de Nash". Ce théorème est considéré comme étant la solution la plus efficace aux différents types de jeux à conflit. Le théoricien John Nash a démontré qu'il est possible à n'importe quelle situation conflictuelle sous certaines conditions de se retrouver en équilibre qui la mène à la stabilité, où tous les joueurs seront satisfaits de leurs gains et aucun d'eux ne cherche à changer sa situation. Dans l'équilibre de Nash, le joueur n'est pas forcément heureux des stratégies des autres joueurs, mais son stratégie est la meilleure réponse de ses actions. Les joueurs dans l'équilibre de Nash sont toujours non coopératifs.

1.7.4.1 Équilibre de Nash en stratégies pures

Définition 1.9 Une situation $\mathbf{x}^* = (x_1^*, x_2^*, \dots, x_N^*)$ est un équilibre de Nash en stratégies pures du jeu (1.1), si :

$$\forall (i, x_i) \in (\mathcal{N}, X_i), \sigma_i(x_i^*, \mathbf{x}_{-i}^*) \geq \sigma_i(x_i, \mathbf{x}_{-i}^*) \quad (1.15)$$

1.7.4.2 Équilibre de Nash en stratégies mixtes

Définition 1.10 Un équilibre de Nash en stratégies mixtes pour le jeu (1.1) est un ensemble de stratégies mixtes $\alpha^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*, \dots, \alpha_N^*)$ tel que :

$$\forall (i, \alpha_i) \in (\mathcal{N}, \Delta_i), \sigma_i(\alpha_i^*, \alpha_{-i}^*) \geq \sigma_i(\alpha_i, \alpha_{-i}^*). \quad (1.16)$$

Où $\Delta_i = \{\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{n_i}) \in \mathbb{R}^{n_i}, \sum_{j=1}^{n_i} \alpha_j = 1, \alpha_j \geq 0, \forall j = \overline{1, n_i}\}$.

1.7.5 Concept du α -noyau

Le α -noyau a été introduit par Aumann [37] en 1961. C'est un ensemble d'issues qui possèdent la propriété d'empêcher la formation des coalitions. Si une issue x est dans le α -noyau et si un certain nombre de joueurs envisagent de former une coalition et de dévier de x , alors le reste des joueurs possèdent au moins une stratégie qui va dissuader au moins un membre de la coalition envisagée d'y faire partie, car il ne pourra pas obtenir plus. Par conséquent, cette coalition ne se formera pas. De façon formelle, on a la définition suivante :

Définition 1.11 On appelle α -noyau du jeu (1.2) l'ensemble des issues $\bar{x} \in X$ vérifiant la propriété suivante :

pour toute coalition $S \in \mathcal{N}$, $\forall x_S \in X_S$, $\exists y_{-S} \in X_{-S}$ telle que :

$$\sigma_i(x_S, y_{-S}) > \sigma_i(\bar{x}), \quad i \in S$$

n'est pas vérifié.

1.7.6 Concept du noyau

La notion du noyau d'un jeu coopératif a une longue histoire. L'idée de base a été formulée par Edgeworth (1881) dans son examen du commerce [38].

Considérons le jeu coopératif à utilité transférable (1.2). Le noyau du jeu (1.2) est constitué de toutes les allocations $x = (x_1, \dots, x_N)$ satisfaisant les propriétés suivantes :

- rationalité individuel : $x_i \geq V(i)$, $i \in \mathcal{N}$,
- rationalité collective : $\sum_{i \in \mathcal{N}} x_i = V(\mathcal{N})$,
- rationalité coalitionnelle : $\sum_{i \in S} x_i = V(S)$, $\forall S \subseteq \mathcal{N}$.

1.7.7 Valeur de Shapley

La valeur de Shapley [39] pour le jeu (1.2) est la règle qui assigne à chaque joueur $i \in \mathcal{N}$ un profit donné par la formule suivante :

$$\phi_i = \sum_{S \subseteq \mathcal{N}, i \in S} \frac{(|S| - 1)! \times (|\mathcal{N}| - |S|)!}{|\mathcal{N}|!} (V(S) - V(S \setminus \{i\})) \quad (1.17)$$

où :

- $|\mathcal{N}|$ désigne le cardinal de $\mathcal{N}$,
- $|S|$ désigne le cardinal de la coalition S ,
- $(V(S) - V(S \setminus \{i\}))$ est la contribution marginale du joueur i à la coalition S .

1.8 Jeu de marchandage de Nash

La théorie moderne de la négociation est articulée sur le fait qu'une négociation constitue un jeu à somme non nulle. La théorie des négociations entre deux joueurs s'inspire des travaux pionniers de Nash [40, 41], où deux joueurs (individus, firmes, pays, ...) ont la possibilité de collaborer ensemble afin d'atteindre des situations mutuellement favorables.

1.8.1 Formulation du problème de marchandage

Soient deux joueurs, $\mathcal{N} = \{1, 2\}$, qui ont l'opportunité de coopérer afin d'atteindre des situations mutuellement bénéfiques. On note X l'ensemble des accords (issues) réalisables (l'espace de négociation) et $D \in X$ la situation de désaccord (ou le point du conflit). Chaque joueur $i = 1, 2$ est doté d'une fonction d'utilité (ou gain) $f_i : X \rightarrow \mathbb{R}$ qui associe à chaque accord $x \in X$ un gain $f_i(x) \in \mathbb{R}$. Cette fonction représente le niveau de satisfaction du joueur i si l'accord x est sélectionné. Soit :

$$U = \{f(x) = (f_1(x), f_2(x)), x \in X\} \quad (1.18)$$

l'ensemble des paires de gains en cas d'accord et

$$d = (f_1(D), f_2(D)) \quad (1.19)$$

la paire du gains en cas de désaccord. Par la suite, on notera $d = (d_1, d_2)$. Un jeu de négociation à deux joueurs est donné par :

$$G = \langle U, d \rangle \quad (1.20)$$

avec

- $d \in U$,
- il existe une paire de gains $f = (f_1, f_2) \in U$ telle que $f_i > d_i$ pour tout $i = 1, 2$,

1.8.2 Concept de solution

Définition 1.12 Soit $\mathcal{G}$ l'ensemble des jeux de négociation G à deux joueurs. Une solution est une fonction $\varphi : \mathcal{G} \rightarrow U$ qui associe à chaque jeu de négociation $G \in \mathcal{G}$ une unique paire de gains $\varphi(G) = (\varphi_1(G), \varphi_2(G)) \in U$.

Afin de déterminer la solution réalisable d'un problème de négociation, il faut formuler certaines propriétés ou axiomes souhaitables que la solution devra satisfaire. Les deux premières propriétés sont :

- **Rationalité individuelle** : le joueur $i = 1, 2$ refusera tout partage qui lui procure un gain inférieur à son gain de désaccord. Autrement dit, la solution φ satisfait $\varphi_i \geq d_i$ pour tout $i = 1, 2$.
- **Pareto optimalité de la solution** : la solution de l'accord est optimale au sens de Pareto c-à-d : $\nexists f \in U, f_i > \varphi_i, \forall i \in \{1, 2\}$.

1.8.3 La solution de négociation de Nash

Pour s'assurer de l'unicité de la solution, Nash [40] suggère qu'elle doit satisfaire **Optimalité au sens de faible de Pareto** et les trois axiomes suivants :

- **Symétrie** : Considérons un jeu G tel que U soit symétrique, c-à-d que $(f_1, f_2) \in U$ implique $(f_2, f_1) \in U$. Alors, $\varphi_1(G) = \varphi_2(G)$. Autrement dit, si l'ensemble des profits réalisables pour chacun des deux joueurs est identique, alors la solution doit leur attribuer un même gain.
- **Indépendance vis-à-vis des transformations linéaires** : Considérons le problème de négociation $G' = (U', d')$ obtenu à partir de $G = (U, d)$ par une transformation affine croissante, c-à-d : $f'_i = a_i f_i + b_i$ et $d'_i = a_i d_i + b_i$, avec $a_i > 0$. Alors $\varphi_i(G') = a_i \varphi_i(G) + b_i$.
- **Indépendance vis-à-vis des alternatives non pertinentes** : Soient deux jeux de négociation $G = (U, d)$ et $G' = (U', d')$ tels que $d' = d$. Si $U' \subseteq U$ et $\varphi(G') \in U'$, alors $\varphi(G) = \varphi(G')$.

Théorème 1.1 L'unique solution qui satisfait les axiomes ci-dessus est la solution de négociation de Nash, qui associe à chaque jeu coopératif $G \in \mathcal{G}$ l'unique paire de gains $\varphi^N(G) \in U$ qui maximise :

$$\begin{aligned} \max_{f \in U} (f_1 - d_1)(f_2 - d_2) \\ \text{s.t. } f_i \geq d_i, \quad i = 1, 2. \end{aligned} \tag{1.21}$$

1.9 Des jeux fameux

1.9.1 Dilemme du prisonnier

Le dilemme du prisonnier est l'exemple le plus connu dans la théorie des jeux. Son énoncé est la suivante ; « La police arrête deux suspects qui ont commis un délit ensemble et les interroge séparément. À chacun d'eux on présente le marché suivant : " si ton complice avoue (A) et que tu te tais (T), tu écoperas les dix ans fermes et lui s'en tirera avec sursis. Si c'est l'inverse, toi qui pourras obtenir un sursis tandis qu'il croupira en prison. Sinon, si vous avouez tous les deux, la peine sera partagée (cinq ans ferment) ". Si les deux se taisent, la peine sera (trois ans ferment pour chacun)».

Les choix possibles des deux prisonniers (P1 et P2) peuvent être représentés dans la figure 1.1. L'équilibre de Nash de ce jeu est quand les deux prisonniers avouent (avoue, avoue).

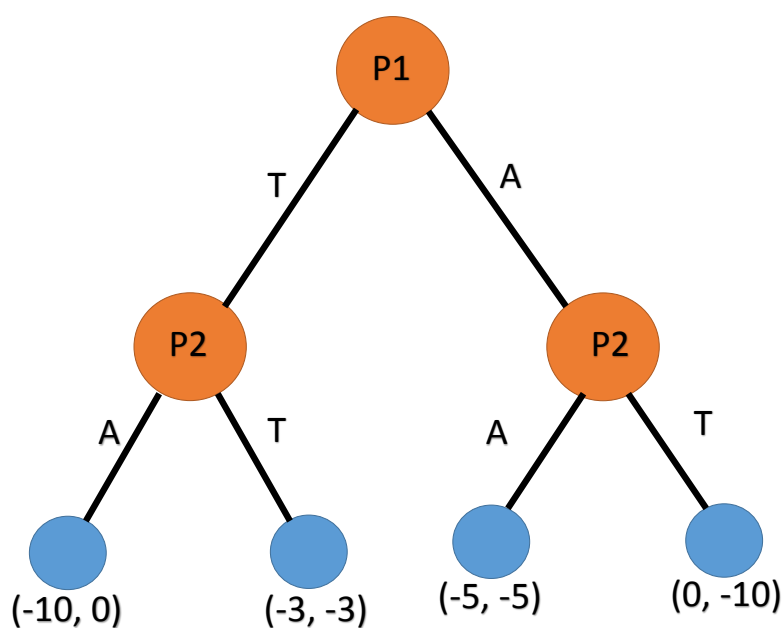


FIGURE 1.1 – Paiements des prisonniers

1.9.2 Oligopole de Cournot

Considérons un marché oligopolistique composé de trois firmes $\{1, 2, 3\}$ produisant un même bien. Chaque firme doit décider de la quantité à mettre sur le marché caractérisé par la fonction inverse de demande, donnée par

$$P(Q) = \max\{a - Q, 0\}, \quad Q = x_1 + x_2 + x_3$$

où : x_j est la quantité produite par la firme $j = \{1, 2, 3\}$.

La formulation du jeu non coopératif est

$$\langle \mathcal{N}, \{X_j\}_{j \in \mathcal{N}}, \{\pi_j\}_{j \in \mathcal{N}} \rangle \quad (1.22)$$

Où

- $\mathcal{N}$ est l'ensemble des joueurs qui sont les trois firmes $\mathcal{N} = \{1, 2, 3\}$,
- X_j est l'ensemble des stratégies de la firme j , $x_j = [0, +\infty[$, $j \in \mathcal{N}$,
- π_j la fonction de gain de la firme j , qui représente le bénéfice qu'elle réalisera de la vente de sa production. Si le coût de production unitaire pour toutes les firmes est c , alors la fonction de gain de la firme j sera :

$$\pi_j(x_j, \mathbf{x}_{-j}) = x_j [P(Q) - c], \quad Q = x_1 + x_2 + x_3.$$

On supposera que $c < a$. Pour trouver un équilibre de Nash pour ce jeu, on va construire les fonctions de réaction des trois firmes. La fonction de réaction MR_j de la firme j définit, pour des niveaux de production donnés des deux firmes, la meilleure décision de production pour la firme j . Construisons la fonction MR_1 : soient x_2, x_3 les niveaux de production fixés par les firmes 2 et 3 respectivement.

Le prix du marché est alors :

$$P(Q) = \max\{a - Q, 0\} = \max\{a - (x_1 + x_2 + x_3), 0\}$$

Le profit de la firme 1 sera alors :

$$\pi_1(x_1, x_2, x_3) = x_1(a - (x_1 + x_2 + x_3) - c) \quad (1.23)$$

La maximisation de (1.23), par rapport à x_1 , donne une meilleure réponse à la firme 1 qui est :

$$x_1 = \begin{cases} \frac{a - (x_2 + x_3) - c}{2} & \text{si } a - (x_2 + x_3) - c \geq 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

La fonction de réaction de la firme 1 est donnée par :

$$MR_1(x_2, x_3) = \begin{cases} \frac{a - (x_2 + x_3) - c}{2} & \text{si } a - (x_2 + x_3) - c \geq 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Les fonctions de réactions des deux autres firmes seront données par :

$$MR_2(x_1, x_3) = \begin{cases} \frac{a - (x_1 + x_3) - c}{2} & \text{si } a - (x_1 + x_3) - c \geq 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

$$MR_3(x_1, x_2) = \begin{cases} \frac{a - (x_1 + x_2) - c}{2} & \text{si } a - (x_1 + x_2) - c \geq 0 \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Nous pouvons à présent chercher les équilibres de Nash du jeu. En effet, un équilibre de

Nash de ce jeu est une situation (x_1, x_2, x_3) vérifiant :

$$\begin{cases} x_1 = MR_1(x_2, x_3) \\ x_2 = MR_2(x_1, x_3) \\ x_3 = MR_3(x_1, x_2) \end{cases}$$

La résolution de ce système conduit à une solution unique :

$$x_1^* = x_2^* = x_3^* = \frac{a - c}{4}$$

Les profits à l'équilibre des trois firmes seront alors :

$$\pi_1^* = \pi_2^* = \pi_3^* = \frac{(a - c)^2}{16}$$

1.10 Concepts de base de l'organisation industrielle

Définition 1.13 (L'offre) *L'offre d'un bien est exprimée par les firmes. C'est la quantité d'un certain produit offerte par ces firmes.*

Définition 1.14 (La demande) *La demande d'un bien est exprimée par les consommateurs. C'est une fonction qui relie la quantité demandée du bien au prix de celui-ci.*

Définition 1.15 (Le marché) *Un marché est groupe d'acheteurs et de vendeurs d'un bien ou d'un service. L'ensemble des acheteurs détermine la demande du marché, tandis que l'ensemble des vendeurs détermine l'offre. On peut distinguer deux types de marchés :*

- le marché amont : constitué des fournisseurs de l'entreprise.
- le marché aval : englobe les distributeurs et les clients.

Définition 1.16 (Le monopole) *Il y a une situation de monopole quand existe sur le marché une seule entreprise vendant un produit sans substitut proche. Un monopole pur est une entreprise produisant un bien qui n'a pas de substitut.*

Définition 1.17 (L'oligopole) *L'oligopole est une situation de marché de concurrence imparfaite dans laquelle un petit nombre d'offres (de vendeurs) se trouvent face à une multitude de demandeurs (d'acheteurs). Un marché peut être qualifié d'oligopole quand le nombre de firmes dans une branche est si faible que chacune doit prendre en considération les réactions de ses rivaux pour former sa politique de prix.*

Définition 1.18 (Le duopole de Cournot) *Ce premier modèle a été construit par Antoine-Augustin Cournot, un mathématicien français qui s'intéressa notamment à la formalisation des théories économiques, en 1838. Il s'agit d'un duopole, (un oligopole à deux*

entreprises). L'analyse de Cournot se situe dans le cas de deux biens homogènes, c'est-à-dire considérés comme équivalents du point de vue du consommateur (des fonctions de demande). Des biens homogènes ne peuvent être vendus que au même prix. Plus précisément, l'équilibre de Cournot est un équilibre de Nash en quantités, où chaque vendeur s'engage à fournir une quantité donnée au prix qui s'établira sur le marché.

Définition 1.19 (Le duopole de Bertrand) *Une autre formulation des interactions stratégiques entre firmes sur un marché oligopolistique que celle de Cournot a été proposée par Joseph Bertrand en 1883. Elle consiste à envisager les prix comme variables stratégiques et non plus les quantités.*

1.11 Conclusion

Ce chapitre est consacré à la présentation des notions fondamentales de la théorie des jeux, en particulier les jeux non coopératifs qui sont avérés extrêmement riche pour l'analyse des comportements oligopolistiques des joueurs. Pour cela, nous avons présenté quelques classes et types de jeux à savoir les jeux à information complète ou incomplète et les jeux dynamiques et nous avons introduit certains concepts de solutions connus dans la littérature pour déterminer les choix stratégiques des joueurs vérifiant certaines propriétés. Et, en dernier, nous avons cité quelques exemples de jeux célèbres connus par la théorie des jeux.

Analyse de la Mise en Cache des Fournisseurs de Services Internet dans l'Approche Centrée Information

2.1 Introduction

Le trafic Internet augmente rapidement, en raison de la prolifération du trafic multimédia, tels que YouTube, Netflix, Amazon Prime Video, Hulu, etc. L'augmentation remarquable de la demande de contenu sur l'Internet et le besoin de nouvelles approches pour contrôler ce grand volume d'information, est considéré comme motifs majeurs pour investir au développement des futures architectures de l'Internet, basées sur des objets de données nommés au lieu d'hôtes nommés [42]. Ces architectures proposées sont généralement connues sous le nom *Approche Centrée Information* (ICN), qui constituent un nouveau paradigme de communication visant à améliorer l'efficacité de la distribution de contenu et la disponibilité du contenu [5, 43]. Dans l'ICN, un nœud diffuse son intérêt pour un contenu en utilisant le nom de ce contenu. Chaque nœud du réseau peut répondre à cet intérêt, s'il possède le contenu demandé, ce qui rend le contenu indépendant d'un nœud (adresse) spécifique dans le réseau. Ceci est réalisé en permettant aux nœuds intermédiaires de stocker les contenus lors du transfert des intérêts/réponses entre une source et une destination. Pour atteindre cet objectif, plusieurs architectures ont été proposées pour l'ICN pour répondre aux besoins actuels et futurs par rapport à l'architecture d'Internet existante [42, 3, 44, 45, 46].

La mise en cache peut apporter de nombreux avantages aux utilisateurs et aux ISPs. Pour les utilisateurs, la mise en cache réduit le temps de réponse à la demande de contenu, ce qui améliore la qualité de l'expérience. Du point de vue de l'ISP, la mise en cache réduit le trafic vers les autres ISPs ou les CPs, ce qui optimise la consommation de la bande passante. De plus, lorsque le CP est temporairement hors ligne, la cache de l'ISP peut continuer à répondre à la demande des utilisateurs, ce qui améliore la robustesse du réseau.

Ce chapitre vise à concevoir un modèle économique flexible pour motiver le déploiement de l'ICN. Nous étudions le jeu non coopératif entre les ISPs dans l'ICN où la polarité du prix de transmission (de l'ISP au CP) est différente de celle de l'Internet actuel (de CP au l'ISP). De plus, nous étudions les stratégies de la mise en cache, de prix et de la QoS des ISP en fonction de la popularité du contenu. Nous analysons l'équilibre de Nash du jeu non coopératif entre les ISPs en supposant que les demandes d'accès suivent générale-

ment la distribution Zipf généralisée. Ensuite, Nous montrons analytiquement l'existence et l'unicité de l'équilibre de Nash, ce qui signifie qu'il existe un état stable où tous les ISPs n'ont pas de motivation pour changer leurs stratégies. Enfin, nous complétons notre analyse par des résultats numériques qui montrent que les ISPs et les utilisateurs peuvent bénéficier d'avantage dans les architectures qui exploitent la mise en cache.

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit : dans la section 2.2, nous citons les travaux connexes importants et remarquables dans la littérature. Dans la section 2.3, nous décrivons le modèle du système, la fonction de la demande et la fonction d'utilité. Dans la section 2.4, nous formulons le jeu non coopératif, et nous montrons l'existence et l'unicité de l'équilibre de Nash. Enfin, nous fournissons dans la section 2.5 une analyse numérique et nous concluons ce chapitre dans la section 2.6.

2.2 Travaux connexes

La littérature existante a étudié un certain nombre de problèmes liés à la mise en cache dans les réseaux de petites cellules, les stations de base, les ISPs et les CPs. Dans les articles [47][48], les auteurs ont présenté une enquête sur la mise en cache dans l'ICN. Les auteurs dans les articles [49][50] déterminent d'une manière optimale les contenus qui sont placés dans chaque nœud ICN. Dans l'article [51], les auteurs ont étudié le problème de la mise en cache dans un réseau dense de petites cellules sans fil en utilisant le jeu du champ moyen. L'objectif de ce travail est de définir une politique de la mise en cache qui réduit la charge sur les liens de backhaul à capacité limitée. Les auteurs de l'article [52] ont proposé une politique de la mise en cache proactive encodée basée sur les informations de mobilité des utilisateurs. La politique de la mise en cache proposée vise à minimiser la fraction des demandes de contenu qui sont servies par la station de base principale. Dans l'article [53], les auteurs formulent le problème de la mise en cache comme un jeu de correspondance de plusieurs à plusieurs pour minimiser la charge sur la liaison de backhaul et réduire le délai de transmission. Les auteurs dans l'article [54] ont étudié la capacité effective de la mise en cache en utilisant la géométrie stochastique et ils ont montré les principaux avantages de la mise en cache. Les auteurs dans les papiers [55] [56] ont étudié la mise en cache proactive dans les clouds réseaux d'accès radio. Les auteurs ont également mis au point un nouveau cadre de la mise en cache proactive qui peut prédire et mettre en cache le contenu. Dans l'article [57], les auteurs ont introduit la mise en cache proactive pour réduire la congestion au niveau de la liaison de backhaul et utilisent la communication D2D pour partager le contenu local sans demandé de la station de base.

Dans l'article [58], les auteurs ont montré que les ISPs sont impliqués dans le processus de déploiement de la mise en cache. De plus, les auteurs identifient les différents modèles économiques de l'ISP dans l'environnement de la mise en cache et utilisent la théorie des jeux pour évaluer ces modèles économiques. Les auteurs dans l'article [59] ont étudié un nouveau modèle économique dans lequel l'ISP charge le CP pour le service de la mise en cache, car le CP bénéficie d'une distribution de contenu plus efficace. Un modèle de tarification proposé dans l'article [60] pour étudier les motivations économiques pour la mise en cache et le partage de contenu dans l'ICN. Le résultat de ce travail montre le cas où l'investissement dans la mise en cache est profitable pour l'ISP. Dans l'article [61], les

auteurs ont considéré un jeu non coopératif entre le CP et l'ISP dans l'ICN, où le CP et l'ISP jouent avec leurs stratégies de prix et fixent les stratégies de la mise en cache. Les auteurs dans l'article [62] ont analysé l'impact du coût de la mise en cache sur les stratégies de la mise en cache et de tarification dans l'ICN avec un modèle composé d'un CP, deux ICN d'accès, et un ICN de transit. La concurrence entre les entités est modélisée comme un jeu non coopératif. Les auteurs montrent que la stratégie de la mise en cache dépend du coût de la mise en cache et du prix de transmission. Dans l'article [63], les auteurs ont étudié un jeu non coopératif entre le CP et l'ISP dans l'ICN, où l'ISP cache le contenu. Ils montrent que l'investissement dans la mise en cache est bénéfique pour l'ISP et le CP. Les auteurs dans l'article [64] ont modélisé le jeu de cache entre le CP et l'ISP comme un jeu coopératif, où l'ISP cache une fraction du contenu. Ensuite, le CP et l'ISP partagent à la fois le coût et le gain de la mise en cache. De plus, la compétition entre les CPs est modélisée comme un jeu non coopératif pour capturer l'impact négatif de la mise en cache sur la demande des CPs.

En revanche, dans ce chapitre, nous formulons et nous analysons l'interaction de la mise en cache, de la QoS et de prix dans un jeu non coopératif entre plusieurs ISPs dans l'ICN.

2.3 Formulation du problème

Nous considérons un marché ICN avec un CP, plusieurs ISP et un grand nombre d'utilisateurs. La figure 2.1 montre le mouvement monétaire entre les différentes entités avec divers prix. L'économie du réseau dépend de trois facteurs : la tarification, la mise en cache et la qualité de service. Selon l'hypothèse que chaque ISP peut avoir un accès aux contenus, il peut décider de mettre en cache la totalité ou une partie du contenu demandé. Mettons H le nombre des objets que le CP vend. La stratégie de mise en cache adoptée par chaque ISP est désignée par k_{jh} qui prend la valeur 1 si l' ISP_j décide de mettre en cache l'objet h et prend la valeur 0 si l' ISP_j décide de ne pas mettre en cache l'objet h . Chaque ISP_j définit deux prix différents : (1) le prix d'accès au réseau p_{s_j} ; et (2) le prix d'accès aux contenus mis en cache p_{c_j} . Chaque ISP_j alloue une bande passante B_j et annonce aux utilisateurs une QoS q_{s_j} .

2.3.1 Popularité de contenu

Dans le réseau, il y a H objets de contenu différents que chaque utilisateur essaie d'accéder. Chaque objet à une mesure de popularité représente la probabilité d'être demandé. Nous considérons un modèle où la popularité de contenu est identique dans toutes les parties du réseau, c'est-à-dire que tous les utilisateurs du réseau ont la même distribution de popularité des objets de contenu. Comme dans les travaux ([65], [66], [67]), la distribution des demandes de contenu des utilisateurs est définie par la distribution de Zipf généralisée comme suit :

$$\phi_h = A^{-1}h^{-\eta} \quad (2.1)$$

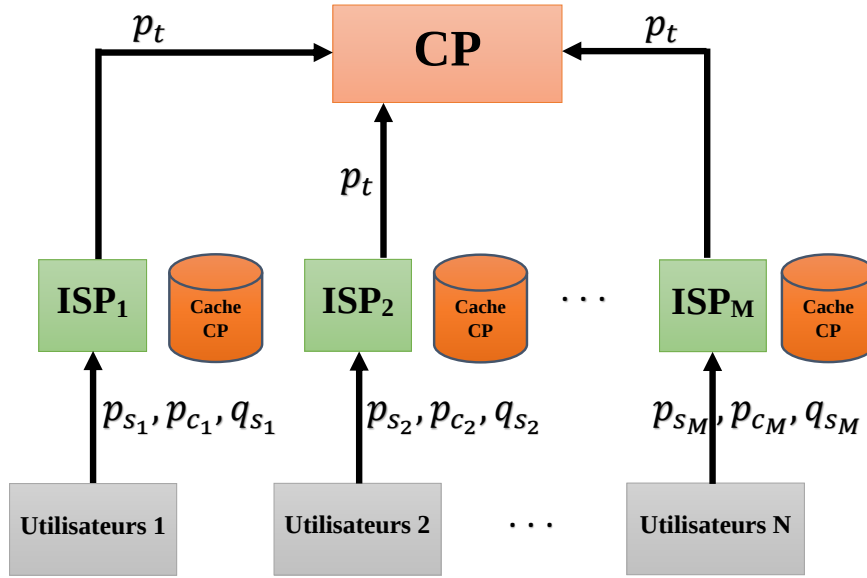


FIGURE 2.1 – Mouvement monétaire sur l'ICN.

Où $A = \sum_{h=1}^H h^{-\eta}$, h^η est le rang de l'objet h , η est un paramètre fixe qui détermine l'asymétrie de la distribution de popularité. Si $\eta = 0$, la distribution est uniforme et tous les objets ont la même popularité, dans ce cas la distribution des demandes de contenu suit la loi classique de Zipf. Les objets sont classés par ordres de popularité, où le premier objet ($h = 1$) de la liste est l'objet le plus populaire alors que le dernier ($H^{ième}$ objet ou $h = H$) est le moins populaire.

2.3.2 Coût de la mise en cache

Nous présentons une formule explicite du coût de la mise en cache c_{jh} de l'objet h par l'ISP j qui est défini dans l'article [68]; les auteurs supposent que : pour un cache fini, le coût de la mise en cache d'un objet est inversement proportionnel à la popularité du contenu, il est défini comme suit :

$$c_{jh} = \frac{C_j}{\phi_h} \quad (2.2)$$

où C_j est le coût initial (ou la charge fixe) de la mise en cache de l'ISP $_j$.

2.3.3 Modélisation de la demande

La demande des utilisateurs au service de l'ISP $_j$ est une fonction linéaire par rapport au prix d'accès au réseau p_{s_j} , au prix d'accès au contenu mis en cache p_{c_j} et la QoS q_{s_j} , (voire [69][14][70]). Cette fonction de demande dépend aussi des stratégies fixées par les concurrents : les prix $p_{s_{-j}}$, les prix $p_{c_{-j}}$, et les QoSs $q_{s_{-j}}$. Ainsi, la fonction de la demande D_j diminue par rapport à p_{s_j} , p_{c_j} et augmente par rapport à p_{s_i} , p_{c_i} , $j \neq i$. De plus, elle

augmente par rapport à q_{s_j} et diminue par rapport à q_{s_i} , $j \neq i$. Finalement, la fonction de la demande est écrite comme suit :

$$D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) = d_j - \alpha_j^j p_{s_j} + \beta_j^j q_{s_j} - \gamma_j^j p_{c_j} + \sum_{i=1, i \neq j}^M (\alpha_j^i p_{s_i} - \beta_j^i q_{s_i} + \gamma_j^i p_{c_i}) \quad (2.3)$$

Le paramètre d_j exprime la demande potentielle des utilisateurs. α_j^m , β_j^i et γ_j^i sont des constantes positives représentant respectivement les sensibilités de la demande de l'ISP $_j$ au prix p_{s_i} , à la QoS q_{s_i} et au prix p_{c_i} de l'ISP $_i$.

Hypothèse 2.1 La sensibilité α satisfait :

$$\alpha_j^j \geq \sum_{i=1, i \neq j}^M \alpha_j^i, \quad \forall j \in \{1, \dots, M\} \quad (2.4)$$

La sensibilité β satisfait :

$$\beta_j^j \geq \sum_{i=1, i \neq j}^M \beta_j^i, \quad \forall j \in \{1, \dots, M\} \quad (2.5)$$

La sensibilité γ satisfait :

$$\gamma_j^j \geq \sum_{i=1, i \neq j}^M \gamma_j^i, \quad \forall j \in \{1, \dots, M\} \quad (2.6)$$

L'hypothèse 2.1 sera utilisée pour assurer l'unicité de l'équilibre de Nash. L'hypothèse 2.1 signifie que l'influence des prix (resp. QoS) de l'ISP sur sa demande est plus grand que l'influence des prix (resp. QoS) de ses concurrents sur sa demande.

2.3.4 Modélisation de l'utilité

Chaque ISP peut cacher le contenu ou simplement transférer la demande au CP en se basant sur le gain qu'il obtient. La fonction d'utilité de chaque ISP est définie comme le revenu reçu en fournissant le réseau et le contenu aux utilisateurs. Par conséquent, la fonction d'utilité de chaque ISP est la différence entre le revenu total et les frais :

$$U_j = \sum_{h=1}^H \phi_h \left\{ (p_{s_j} - p_t) D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) (1 - k_{jh}) + (p_{s_j} + p_{c_j} - c_{jh}) k_{jh} D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) \right\} - v_j (H - \sum_{h=1}^H k_{jh}) B_j \quad (2.7)$$

Où p_t est le prix de transmission. $c_{jh} k_{jh} \phi_h D_j$ est le coût payé par l'ISP $_j$ quand il répond à la demande $k_{jh} \phi_h D_j$ à partir de son cache. $(p_{s_j} + p_{c_j} - c_{jh}) \phi_h k_{jh} D_j$ est le revenu de l'ISP $_j$ en répondant à la demande $\phi_h k_{jh} D_j$ à partir de son cache. $(p_{s_j} - p_t) \phi_h D_j (1 - k_{jh})$ est le

revenu de l' ISP_j en transmettant la demande $\phi_h D_j(1 - k_j)$ au CP. v_j est le coût unitaire de la bande passante. B_j est la bande passante nécessaire pour répondre à la demande D_j . Nous considérons que la mesure définissant la QoS correspond à une certaine fonction du délai prévu [71], définie par l'inverse de la racine carrée du délai :

$$q_{s_j} = \frac{1}{\sqrt{\text{Delay}}} = \sqrt{B_j(D_j, q_{s_j}) - D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)} \quad (2.8)$$

cela signifie que :

$$B_j = q_{s_j}^2 + D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) \quad (2.9)$$

Finalement, la fonction d'utilité de l' ISP_j est donnée par la formule suivante :

$$\begin{aligned} U_j = \sum_{h=1}^H \phi_h \{ & (p_{s_j} - p_t) D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)(1 - k_{jh}) + (p_{s_j} + p_{c_j} - c_{jh}) k_{jh} D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) \} \\ & - v_j (H - \sum_{h=1}^H k_{jh}) (q_{s_j}^2 + D_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)) \end{aligned} \quad (2.10)$$

L' ISP_j mettre en cache l'objet h sous la condition définie comme suit :

$$k_{jh} = \begin{cases} 1 & \text{Si } \phi_h(p_{c_j} - c_j) D_j \geq -\phi_h p_t D_j - v_j B_j \\ 0 & \text{Sinon} \end{cases} \quad (2.11)$$

Où $\phi_h(p_{c_j} - c_j) D_j$ est le revenu de l' ISP_j en répondant à la demande $\phi_h D_j$ de l'objet h depuis son cache. $(-\phi_h p_t D_j - v_j B_j)$ sont les charges de l' ISP_j en transmettant la demande de l'objet h au CP. L' ISP_j met en cache l'objet h si le gain de l' ISP_j en répondant à la demande de l'objet h à partir de son cache est supérieur aux charges pour transmettre la demande de l'objet h au CP.

2.4 Analyse du jeu non-coopératif

Soit $G = [\mathcal{M}, \{P_{s_j}, Q_{s_j}, P_{c_j}\}, \{U_j(\cdot)\}]$ désigne le jeu non coopératif prix, QoS et prix (NPQPG), où $\mathcal{M} = \{1, 2, \dots, M\}$ est l'ensemble des indices identifiant les ISPs. P_{s_j} est l'ensemble de stratégies du prix d'accès réseaux de l' ISP_j , Q_{s_j} est l'ensemble de stratégies de la QoS de l' ISP_j , P_{c_j} est l'ensemble de stratégies du prix d'accès aux contenu caché de l' ISP_j . $U_j(\cdot)$ est la fonction d'utilité de l' ISP_j . Nous supposons que les espaces de stratégies $P_{s_j}, Q_{s_j}, P_{c_j}$ sont des ensembles compacts et convexes avec des contraintes sur les extrémités maximales et minimales. Pour l' ISP_j , nous considérons que les espaces de stratégies sont les intervalles fermés $P_{s_j} = [\underline{p}_{s_j}, \bar{p}_{s_j}]$, $Q_{s_j} = [\underline{q}_{s_j}, \bar{q}_{s_j}]$ et $P_{c_j} = [\underline{p}_{c_j}, \bar{p}_{c_j}]$. Soit le vecteur de prix $\mathbf{p}_s = (p_{s_1}, p_{s_2}, \dots, p_{s_M})^T \in P_s = P_{s_1} \times P_{s_2} \times \dots \times P_{s_M}$, le vecteur de la QoS $\mathbf{q}_s = (q_{s_1}, q_{s_2}, \dots, q_{s_M})^T \in Q_s = Q_{s_1} \times Q_{s_2} \times \dots \times Q_{s_M}$ et le vecteur de prix $\mathbf{p}_c = (p_{c_1}, p_{c_2}, \dots, p_{c_M})^T \in P_c = P_{c_1} \times P_{c_2} \times \dots \times P_{c_M}$.

2.4.1 Jeu de prix p_s

Le jeu de prix d'accès réseaux est défini comme $G(\mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) = [\mathcal{M}, \{P_{s_j}\}, \{U_j(\cdot, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)\}]$, tel que le vecteur QoS $\mathbf{q}_s \in Q_s$ et le vecteur prix $\mathbf{p}_c \in P_c$ sont fixés.

Définition 2.1 *Le vecteur prix $\mathbf{p}_s^* = (p_{s_1}^*, p_{s_2}^*, \dots, p_{s_M}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G(\mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)$ si*

$$\forall (j, p_{s_j}) \in (\mathcal{M}, P_{s_j}), \quad U_j(p_{s_j}^*, \mathbf{p}_{s_{-j}}^*, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) \geq U_j(p_{s_j}, \mathbf{p}_{s_{-j}}^*, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c) \quad (2.12)$$

Théorème 2.1 *Pour chaque $\mathbf{q}_s \in Q_s$, $\mathbf{p}_c \in P_c$, le jeu $[\mathcal{M}, \{P_{s_j}\}, \{U_j(\cdot, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.*

Preuve. 1 *Pour démontrer l'existence, nous notons que pour chaque ISP, l'espace de stratégies des prix P_{s_j} est défini par tous les prix dans l'intervalle fermé borné par les prix minimal et maximal. Ainsi, l'espace de stratégies P_s est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. En plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux prix, comme le montre le test de la dérivée seconde :*

$$\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j}^2} = -2\alpha_j^j \leq 0$$

La dérivée seconde de la fonction d'utilité par rapport au prix est négative, ce qui garantit l'existence d'un point d'équilibre de Nash dans le jeu $G(\mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)$.

Le jeu $G(\mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j}^2} \geq \sum_{i=1, i \neq j}^M \left| \frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_i}} \right|$$

Le partiel mixte est écrit comme :

$$\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_i}} = \alpha_j^i$$

Donc,

$$-\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j}^2} - \sum_{i=1, i \neq j}^M \left| \frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_i}} \right| = \left(2\alpha_j^j - \sum_{i=1, i \neq j}^M \alpha_j^i \right) \geq 0$$

Ainsi, le jeu $G(\mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c)$ admet un point unique de l'équilibre de Nash.

2.4.2 Jeu de prix p_c

Le jeu de prix d'accès aux contenu mis en cache est défini comme $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s) = [\mathcal{M}, \{P_{c_j}\}, \{U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \cdot)\}]$, tel que le vecteur prix $\mathbf{p}_s \in P_s$ et le vecteur QoS $\mathbf{q}_s \in Q_s$ sont fixés.

Définition 2.2 *Le vecteur prix $\mathbf{p}_c^* = (p_{c_1}^*, p_{c_2}^*, \dots, p_{c_M}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)$ si*

$$\forall (j, p_{c_j}) \in (\mathcal{M}, P_{c_j}), \quad U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, p_{c_j}^*, \mathbf{p}_{c_{-j}}^*) \geq U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, p_{c_j}, \mathbf{p}_{c_{-j}}^*) \quad (2.13)$$

Théorème 2.2 *Pour chaque $\mathbf{p}_s \in P_s$, $\mathbf{q}_s \in Q_s$, le jeu $[\mathcal{M}, \{P_{c_j}\}, \{U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \cdot)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.*

Preuve. 2 *Pour démontrer l'existence, nous notons que pour chaque ISP, l'espace de stratégies des prix P_{c_j} est défini par tous les prix dans l'intervalle fermé borné par les prix minimal et maximal. Ainsi, l'espace de stratégies P_c est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. En plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux prix, comme le montre le test de la dérivée seconde :*

$$\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j}^2} = -2\gamma_j^j \sum_{h=1}^H \phi_h k_{jh} \leq 0$$

La dérivée seconde de la fonction d'utilité par rapport au prix est négative, ce qui garantit l'existence d'un point d'équilibre de Nash dans le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)$.

Le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j}^2} \geq \sum_{i=1, i \neq j}^M \left| \frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j} \partial p_{c_i}} \right|$$

Le partiel mixte est écrit comme :

$$\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j} \partial p_{c_i}} = \gamma_j^i \sum_{h=1}^H \phi_h k_{jh}$$

Alors,

$$-\frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j}^2} - \sum_{i=1, i \neq j}^M \left| \frac{\partial^2 U_j}{\partial p_{c_j} \partial p_{c_i}} \right| = \left(2\gamma_j^j - \sum_{i=1, i \neq j}^M \gamma_j^i \right) \sum_{h=1}^H \phi_h k_{jh} \geq 0$$

Donc, le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)$ admet un point unique de l'équilibre de Nash.

2.4.3 Jeu de la QoS

Le jeu de la QoS est défini comme $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{p}_c) = [\mathcal{M}, \{Q_{s_j}\}, \{U_j(\mathbf{p}_s, \cdot, \mathbf{p}_c)\}]$, tel que le vecteur prix $\mathbf{p}_s \in P_s$ et le vecteur prix $\mathbf{p}_c \in P_c$ sont fixés.

Définition 2.3 *Le vecteur QoS $\mathbf{q}_s^* = (q_{s_1}^*, q_{s_2}^*, \dots, q_{s_M}^*)$ est un équilibre de Nash pour le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{p}_c)$ si*

$$\forall (j, q_{s_j}) \in (\mathcal{M}, Q_{s_j}), \quad U_j(\mathbf{p}_s, q_{s_j}^*, \mathbf{q}_{s_{-j}}^*, \mathbf{p}_c) \geq U_j(\mathbf{p}_s, q_{s_j}, \mathbf{q}_{s_{-j}}^*, \mathbf{p}_c) \quad (2.14)$$

Théorème 2.3 *Pour chaque $\mathbf{p}_s \in P_s$, $\mathbf{p}_c \in P_c$, le jeu $[\mathcal{M}, \{Q_{s_j}\}, \{U_j(\mathbf{p}_s, \cdot, \mathbf{p}_c)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.*

Preuve. 3 *Pour démontrer l'existence, nous notons que pour chaque ISP, l'espace de stratégies des QoS Q_{s_j} est défini par tous les prix dans l'intervalle fermé borné par les QoS minimal et maximal. Ainsi, l'espace de stratégies Q_s est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. En plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux QoSs, comme le montre le test de la dérivée seconde :*

$$\frac{\partial^2 U_j}{\partial q_{s_j}^2} = -2v_j(H - \sum_{h=1}^H k_{jh}) \leq 0$$

La dérivée seconde de la fonction d'utilité par rapport à la QoS est négative, ce qui assure l'existence d'un point d'équilibre de Nash dans le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{p}_c)$.

Afin de prouver l'unicité de l'équilibre de Nash du jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{p}_c)$, nous définissons la somme pondérée des fonctions d'utilité :

$$\psi(\mathbf{q}_s, \mathbf{x}) = \sum_{j=1}^M x_j U_j(q_{s_j}, \mathbf{q}_{s_{-j}}) \quad (2.15)$$

Le pseudo-gradient de (2.15) est donné par :

$$v(\mathbf{q}_s, \mathbf{x}) = \left[x_1 \nabla U_1(q_{s_1}, \mathbf{q}_{s_{-1}}), \dots, x_M \nabla U_M(q_{s_M}, \mathbf{q}_{s_{-M}}) \right]^T \quad (2.16)$$

La matrice jacobienne J du pseudo-gradient s'écrit comme :

$$J = \begin{pmatrix} x_1 \frac{\partial^2 U_1}{\partial q_{s_1}^2} & x_1 \frac{\partial^2 U_1}{\partial q_{s_1} \partial q_{s_2}} & \cdot & \cdot & \cdot & x_1 \frac{\partial^2 U_1}{\partial q_{s_1} \partial q_{s_M}} \\ x_2 \frac{\partial^2 U_2}{\partial q_{s_2} \partial q_{s_1}} & x_2 \frac{\partial^2 U_2}{\partial q_{s_2}^2} & \cdot & \cdot & \cdot & x_2 \frac{\partial^2 U_2}{\partial q_{s_2} \partial q_{s_M}} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ x_M \frac{\partial^2 U_M}{\partial q_{s_M} \partial q_{s_1}} & x_M \frac{\partial^2 U_M}{\partial q_{s_M} \partial q_{s_2}} & \cdot & \cdot & \cdot & x_M \frac{\partial^2 U_M}{\partial q_{s_M}^2} \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} -2x_1v_1(H - \sum_{h=1}^H k_{1h}) & 0 & \cdot & \cdot & \cdot & 0 \\ 0 & -2x_2v_2(H - \sum_{h=1}^H k_{2h}) & \cdot & \cdot & \cdot & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ 0 & 0 & \cdot & \cdot & \cdot & -2x_Mv_M(H - \sum_{h=1}^H k_{Mh}) \end{pmatrix}$$

La matrice J est diagonale dont les éléments de la diagonale sont négatifs, alors J est définie négative. Donc, $[J + J^T]$ est défini négatif. D'après le théorème (6) dans [73], la fonction $\psi(q_s, x)$ est fortement dominante. Ainsi, le jeu $G(\mathbf{p}_s, \mathbf{p}_c)$ admet un point d'équilibre de Nash unique.

2.4.4 Apprentissage de l'équilibre de Nash

La section mentionnée ci-dessus montre clairement que l'équilibre de Nash est unique. Nous allons présenter les principes fondamentaux du schéma de la meilleure réponse, qui peuvent conduire à la convergence vers l'équilibre de Nash. Soit G un jeu stratégique non coopératif. La meilleure réponse d'un joueur, comme son nom l'indique, est la stratégie qui maximise l'utilité d'un joueur, en tenant compte les stratégies des autres joueurs.

L'idée de meilleure réponse est pertinente lorsque nous essayons de trouver une approche pour atteindre un état stable d'un jeu, c'est-à-dire l'équilibre de Nash d'un jeu. Un schéma de la meilleure réponse est composé d'une séquence des rondes, où dans chaque ronde, chaque ISP observe les politiques adoptées par ses concurrents lors des rondes précédentes et les intègre dans son processus de décision pour mettre à jour sa politique. Au cours du premier round, le choix des stratégies de chaque ISP est basé sur sa croyance arbitraire sur ce que les autres ISPs choisiront. L'algorithme 1 résume les étapes d'apprentissage que chaque ISP doit effectuer afin de trouver l'équilibre de Nash.

Algorithm 1 Algorithme de la Meilleure Réponse

- 1: Initialisation des vecteurs $\mathbf{x}(0) = [x_1(0), \dots, x_M(0)]$ de façon aléatoire ;
 - 2: Pour chaque $ISP_j \ j \in \mathcal{M}$ à l'itération t :
 - a) $x_j(t+1) = \underset{x_j \in X_j}{\operatorname{argmax}} (U_j(x(t)))$.
 - 3: Si $|x_j(t+1) - x_j(t)| < \epsilon$, STOP.
 - 4: Si Non, $t = t + 1$ et aller au étape (2)
-

Tel que $\mathbf{x}$ désigne le vecteur prix $\mathbf{p}_s$, le vecteur QoS $\mathbf{q}_s$ ou le vecteur prix $\mathbf{p}_c$. De plus, X_j désigne le profil de stratégie prix P_{s_j} , le profil de stratégie QoS Q_{s_j} et le profil de stratégie prix P_{c_j} .

2.5 Analyse numérique

Dans cette section, nous présentons une étude numérique du jeu prenant en compte l'expression de la demande et l'expression de la fonction d'utilité. Cette étude numérique est le résultat de l'utilisation de l'algorithme de la meilleure réponse qui est illustré dans la section précédente. À titre d'illustration, nous considérons un écosystème contenant deux ISPs cherchant à maximiser leurs revenus.

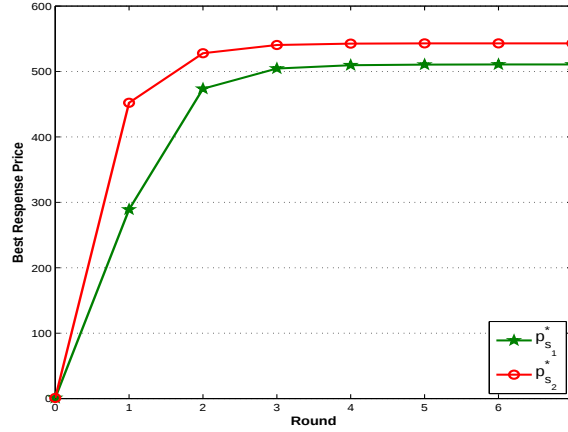


FIGURE 2.2 – Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de prix p_s .

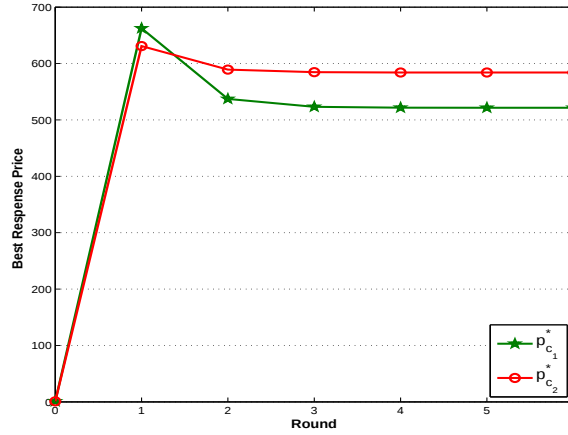
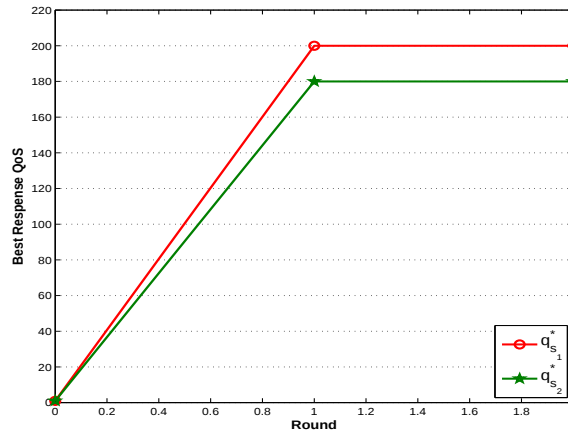
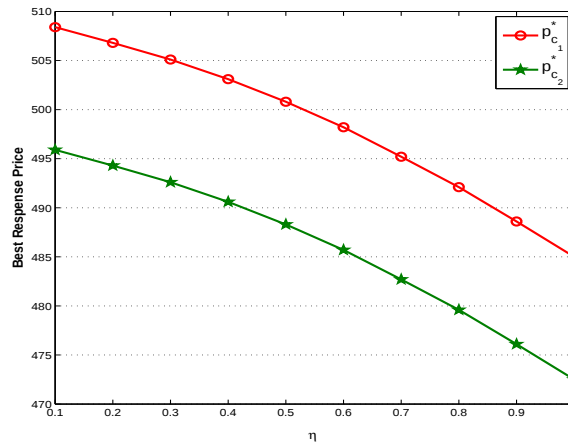


FIGURE 2.3 – Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de prix p_c .

Les courbes tracées dans les figures 2.2, 2.3 et 2.4 montrent que l'équilibre de Nash du jeu de prix d'accès réseaux (respectivement jeu de prix d'accès aux contenu mis en cache, jeu de la QoS) est unique et cela reflète ce que nous avons trouvé dans l'étude théorique. Il est clair que l'algorithme de la meilleure réponse converge vers l'unique équilibre de Nash prix et QoS après un certain nombre d'itérations. On remarque également que la vitesse de convergence est relativement élevée (environ 5 tours suffisent pour converger vers l'équilibre de Nash prix et QoS).

La figure 2.5 montre le prix p_c en fonction du paramètre η . On note à partir de cette figure que lorsque η augmente, le prix p_c diminue. Quand η augmente, le coût de la mise en

FIGURE 2.4 – Convergence vers le point d'équilibre pour le jeu de QoS q_s .FIGURE 2.5 – Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction de η .

cache des contenus populaires diminue. Ainsi, les ISPs sont motivés à mettre en cache les contenus les plus populaires. Ce qui conduit à l'augmentation de la demande des contenus mise en cache. Alors, les frais de transmission diminuent, le coût de la bande passante diminue, cela introduit l'augmentation des revenus des ISPs. Par conséquent, les ISPs diminuent leur prix p_c afin d'encourager les utilisateurs à demander plus de contenu pour augmenter la demande.

Dans la figure 2.6, nous traçons le prix p_s en fonction du coût initial de la mise en cache c . Le prix p_s augmente par rapport au coût C . Lorsque le coût initial de la mise en cache C augmente, le coût de la mise en cache c augmente et les ISPs ne sont pas motivés à mettre en cache le contenu. Par conséquent, les ISPs transmettent les demandes de contenu au CP, ce qui augmente les frais de transmission et le coût de la bande passante. Ainsi, les ISPs doivent augmenter le prix d'accès réseaux p_s pour compenser l'augmentation des frais de transmission et le coût de la bande passante.

La figure 2.7 représente l'impact du coût initial de la mise en cache C sur le prix p_c . La figure montre que le prix p_c augmente par rapport au coût C . Quand le coût initial de la mise en cache C augmente, chaque ISP augmente son prix p_c pour compenser l'augmentation du coût de la mise en cache c . Ainsi, chaque ISP doit mettre en cache

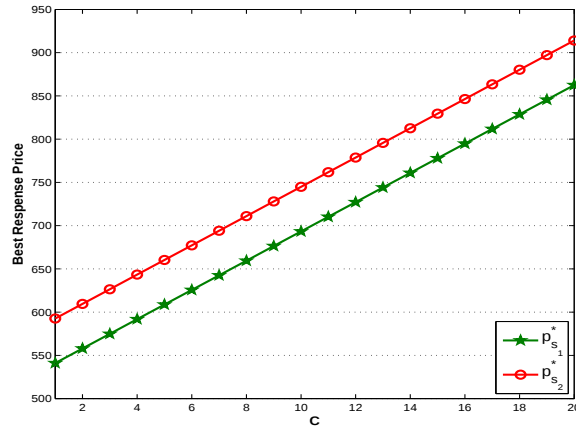


FIGURE 2.6 – Évolution du prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût initial de la mise en cache C .

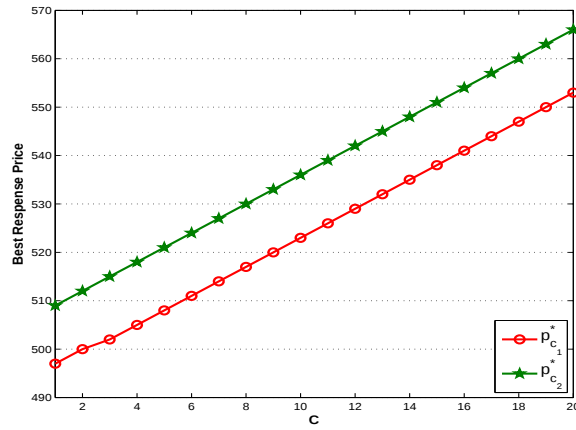


FIGURE 2.7 – Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du coût initial de la mise en cache C .

seulement les contenus populaires pour diminuer le coût de la mise en cache.

Dans la figure 2.8, nous traçons le prix d'accès aux réseaux p_s en fonction du nombre d'objets H . Le prix p_s diminue en fonction du nombre d'objets H . Lorsque H augmente, le nombre d'objets mis en cache augmente. Ainsi, la fraction des demandes de contenu satisfait du cache des ISPs augmente. Par conséquent, les frais de transmission diminuent et le coût de la bande passante diminue. Ce qui conduit à l'augmentation des revenus des ISPs. Alors, les ISPs diminuent leur prix p_s afin d'augmenter la demande accrue de la part des utilisateurs (voir la relation entre le prix p_s et la demande dans l'équation (2.3)).

La figure 2.9 représente l'impact du nombre d'objets H sur la QoS. Nous notons que la QoS augmente par rapport à H . Lorsque H augmente, la fraction des demandes de contenu satisfaites à partir du cache de l'ISP augmente. Alors, la largeur de bande passante nécessaire pour satisfaire les demandes de contenu du CP diminue. Ainsi, le coût de la bande passante diminue. Par conséquent, les ISPs investissent plus afin d'offrir une meilleure QoS aux utilisateurs. La mise en cache donne aux ISPs plus de liberté pour améliorer la QoS.

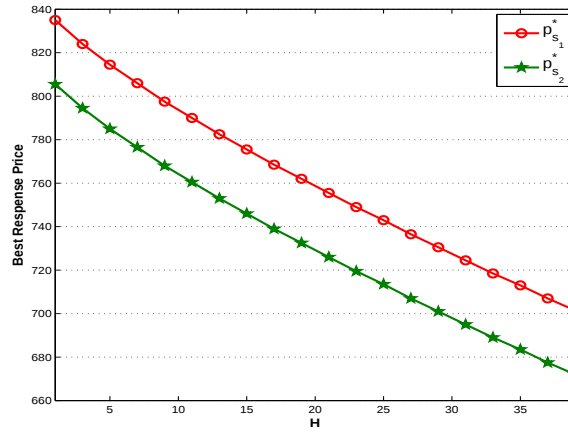


FIGURE 2.8 – Évolution du prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H .

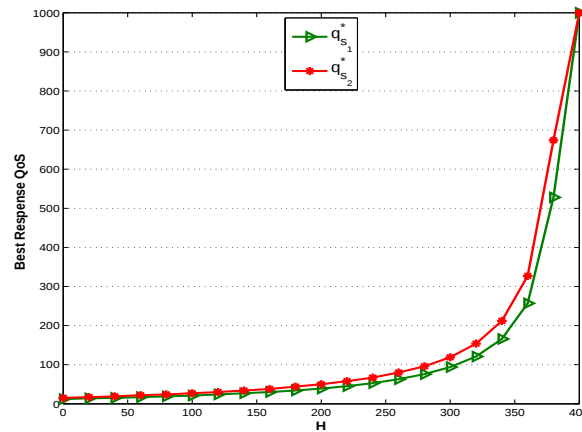


FIGURE 2.9 – Évolution de la QoS à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H .

La figure 2.10 représente le prix d'accès au contenu mis en cache p_c en fonction du nombre d'objets H . À partir de la figure 2.10, nous constatons que le prix p_c augmente par rapport à H . Quand H augmente, le coût de la mise en cache augmente. Ainsi, chaque ISP doit augmenter son prix p_c pour compenser l'augmentation du coût de la mise en cache C . Mais les ISPs doivent contrôler le prix p_c , pour ne pas excéder le prix d'accès au contenu des CPs, pour motiver les utilisateurs à demander plus de contenu à partir de leur cache.

2.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons formulé et analysé la compétition entre les ISPs dans un modèle ICN en utilisant la théorie des jeux, où chaque ISP décide les contenus mis en cache, le prix d'accès aux réseaux, le prix d'accès aux contenus mis en cache et la qualité de service. Nous avons considéré que le coût de la mise en cache est inversement

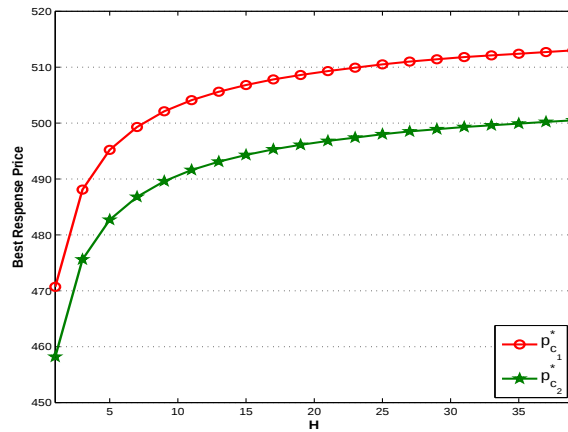


FIGURE 2.10 – Évolution du prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du nombre d'objets H .

proportionnel à la popularité de contenu, qui suit la distribution Zipf généralisée. De plus, nous avons montré l'existence et l'unicité de l'équilibre de Nash, puis nous avons appliqué l'algorithme de la meilleure réponse pour obtenir l'équilibre de Nash. Enfin, à l'aide des résultats numériques, nous avons montré que l'investissement dans la mise en cache est bénéfique pour les ISPs et pour les utilisateurs.

Analyse de la Dynamique Complexe d'un Jeu de Duopole des Fournisseurs de Contenu avec la Rationalité Limitée

3.1 Introduction

L'écosystème d'Internet est classiquement décrit comme une interconnexion des systèmes autonomes (AS) [74], échangeant du trafic par le biais des contrats gratuits ou des contrats client-fournisseur. Les AS ont été classés par les auteurs de l'article [75] en cinq catégories : Grands fournisseurs de transit, petits fournisseurs de transit, fournisseurs d'accès/d'hébergement, entreprises clientes et fournisseurs de contenu.

Plusieurs chercheurs ont donné une grande attention à la dynamique des jeux (voir [76, 77, 78, 79, 80]). En fait, ils ont essayé de rendre la théorie plus réaliste, en introduisant les différents comportements de la rationalité limitée et combinant les systèmes dynamiques avec la théorie des jeux. Tous ces aspects ont donné naissance au jeu dynamique à rationalité limitée. Les anticipations sont des facteurs importants dans la formulation de ces jeux. Pour qu'un joueur ajuste et modifie ses stratégies, plusieurs techniques d'anticipation ont été étudiées dans la littérature : les anticipations adaptatives, les anticipations naïves, les anticipations de la rationalité limitée et les anticipations de la meilleure réponse [81, 82, 83]. Les auteurs de [81] ont étudié un jeu dynamique dans le duopole de Cournot avec des joueurs hétérogènes ; dans ce jeu, un joueur adopte l'anticipation de la rationalité limitée, et l'autre adopte l'anticipation naïve. Dans [84], les auteurs ont étudié la dynamique du modèle de jeu de duopole. Les auteurs de [85] ont analysé le jeu de duopole avec des joueurs homogènes dans le secteur de l'énergie électrique, où les deux joueurs ajustent leurs stratégies en utilisant l'anticipation de la rationalité limitée. Les auteurs de [76] ont supposé qu'un joueur adopte l'anticipation adaptative et que l'autre joueur utilise l'anticipation de la rationalité limitée. Dans [81], les auteurs ont étudié un jeu dynamique dans le duopole de Cournot, où les joueurs qui ont une rationalité limitée adoptent un mécanisme d'ajustement de gradient pour actualiser leurs stratégies à chaque période. Les auteurs de [24] ont étudié la compétition entre les ISPs dans le marché de télécommunications avec la rationalité limitée. Les auteurs de [25] [86] [15] ont étudié la concurrence entre les ISPs, où les utilisateurs ont une rationalité bornée. Les auteurs dans [87] ont développé un jeu de duopole avec des joueurs hétérogènes participant au marché

des émissions de carbone, ils ont également étudié la stabilité des points d'équilibre du jeu. Dans [88, 89], les auteurs ont étudié la concurrence des prix dans la chaîne d'approvisionnement multicanal. De plus, ils ont montré l'apparition des phénomènes complexes tels que la bifurcation et le chaos. Les auteurs de [90] ont étudié un modèle dynamique du jeu de Stackelberg dans la chaîne d'approvisionnement et ils ont analysé les influences des paramètres du marché sur la stabilité de la chaîne d'approvisionnement. Dans [91], les auteurs ont étudié la stabilité de l'équilibre de Nash. Les auteurs montrent que la dynamique du jeu peut conduire à des comportements complexes tels que le chaos. Les auteurs de [92] ont montré des dynamiques complexes tels que la bifurcation et le chaos dans un jeu de duopole avec la notion de la rationalité limitée. Dans [79] les auteurs ont considéré un modèle de duopole d'innovation technologique avec la rationalité limitée et ils ont étudié la stabilité des points d'équilibre. Ils ont montré par le biais des simulations numériques, qu'une série de phénomènes chaotiques se produisent : bifurcation à double période et attracteurs étranges.

Plusieurs travaux ont étudié la concurrence entre les CPs offrant le contenu payant aux utilisateurs avec la théorie des jeux. Dans [93] [94] les auteurs ont étudié la concurrence entre les CPs dans un marché biface, où chaque CP choisit deux paramètres : le prix et la qualité du contenu. Les auteurs de [95] ont étudié un modèle de plusieurs CPs, où les utilisateurs choisissent un CP en fonction de son prix et sa qualité de service. Les auteurs de [96] ont analysé la concurrence entre les CPs, où les paramètres de décision de chaque CP sont : la quantité de publicité et la proportion des données sponsorisées. Dans [97] les auteurs ont étudié des problèmes de jeu impliquant deux types de CPs : un qui correspond à des CPs indépendants, et un qui correspond à des CPs ayant des accords exclusifs avec les ISPs. Les auteurs de [98] ont formulé les interactions entre les CPs comme un jeu non coopératif dans la chaîne de distribution de contenu sur l'Internet, où chaque CP choisit deux paramètres : qualité de contenu et prix.

Dans la littérature ci-dessus, les auteurs considèrent que les CPs sont rationnels et que la règle de prise de décision est la meilleure réponse. Le présent chapitre étudie la concurrence entre deux CPs dans le marché du contenu payant en deux scénarios : 1) scénario asymétrique où un CP est rationnel et l'autre CP à une rationalité limitée, 2) Scénario symétrique où les deux CPs ont une rationalité limitée. Le CP rationnel adopte la meilleure réponse et le CP à rationalité limitée adopte l'anticipation de la rationalité limitée.

Dans ce chapitre, nous étudions le marché des contenus payant avec deux CPs et un ensemble des utilisateurs. Le CP offre aux utilisateurs un prix par unités de demande et détermine les différents niveaux de la crédibilité de contenu. Nous étudions la concurrence entre les CPs avec la rationalité limitée. Chaque CP à une rationalité limitée ajuste son prix et sa crédibilité de contenu en fonction de son profit marginal. L'étude de ce problème nous permet de conclure qu'il existe plus qu'un point d'équilibre du système non linéaire. Dans certains d'entre eux, un CP n'obtient aucun gain, nous appelons ces points d'équilibre les points d'équilibre de la frontière. De plus, nous avons montré qu'il existe un point d'équilibre équitable; nous appellerons ce point l'équilibre de Nash du jeu de duopole. Ce dernier est caractérisée par une stratégie non nulle des deux CPs. La stabilité des points d'équilibre est aussi étudiée. Les simulations numériques montrent l'effet des paramètres du modèle sur la stabilité du système. Enfin, une méthode de contrôle est

utilisée pour forcer le système à revenir à son état stable.

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit : dans la Section 3.2, nous donnons une description détaillée du jeu de duopole avec le modèle de la rationalité limitée. Dans la Section 3.3, nous avons étudié l'existence et la stabilité des points d'équilibre, et nous effectuons des simulations numériques. Dans la Section 3.4, nous appliquons un schéma de contrôle sur le système proposé pour supprimer le comportement chaotique apparu. Enfin, nous concluons ce chapitre dans la Section 3.5.

3.2 Formulation du problème

Nous considérons un modèle du marché de contenu payé avec deux CPs et un nombre arbitraire d'utilisateurs qui peuvent passer d'un CP à un autre. Chaque CP décide un prix p_i et une crédibilité de contenu c_i afin de maximiser son revenu. Chaque utilisateur cherche à s'abonner au CP qui offre une meilleure crédibilité de contenu avec un prix raisonnable. Nous considérons que les comportements des utilisateurs étaient traités par une fonction appelée fonction de la demande, voir l'équation (3.1).

3.2.1 Modélisation de la demande

Nous considérons que la fonction de demande D_i du CP_i est une fonction linéaire par rapport au prix p_i et à la crédibilité de contenu c_i (voir [94][99]). La fonction de demande D_i dépend également des prix $\mathbf{p}_{-i}$ et des crédibilités de contenu $\mathbf{c}_{-i}$ fixés par les adversaires. Éventuellement, D_i est décroissante par rapport à p_i , et croissante par rapport à p_j , $j \neq i$. De plus, D_i est croissante par rapport à c_i , et est décroissante par rapport à c_j , $j \neq i$. Alors, la fonction de la demande D_i peut être écrite sous la forme :

$$D_i(\mathbf{p}, \mathbf{c}) = D_i^0 - \alpha_i^i p_i + \beta_i^i c_i + \sum_{j=1, j \neq i}^2 (\alpha_i^j p_j - \beta_i^j c_j) \quad (3.1)$$

Le paramètre D_i^0 exprime la demande potentielle totale des utilisateurs. α_i^j et β_i^j ce sont deux paramètres positifs représentant respectivement la sensibilité de CP_i au prix p_j et à la crédibilité de contenu c_j de CP_j .

Hypothèse 3.1 *La sensibilité α satisfait :*

$$\alpha_i^i \geq \alpha_i^j, \quad \forall i \neq j \in \{1, 2\}.$$

La sensibilité β satisfait :

$$\beta_i^i \geq \beta_i^j, \quad \forall i \neq j \in \{1, 2\}.$$

L'hypothèse 3.1 implique que l'influence des stratégies du CP sur sa demande est plus grande que l'influence des stratégies de ses adversaires sur sa demande. L'hypothèse 3.1

est utilisée pour s'assurer que les points d'équilibre du système dynamique sont économiquement significatifs.

Hypothèse 3.2 *Nous supposons que la fonction de la demande de chaque CP_i satisfait pour tous les $i \in \{1, 2\}$, [100] :*

$$D_i(p^{max} - p_i^{min}, 0_{-i}, \mathbf{c}) \leq 0, \quad \forall c \quad (3.2)$$

où p_i^{min} désigne le prix minimal dans l'espace de stratégie du CP_i , p^{max} est le prix maximal dans l'espace de stratégie de CP_i .

Selon la fonction de la demande dans l'équation (3.1) et l'hypothèse 3.1, si nous choisissons p^{max} assez grand, l'hypothèse 3.2 se tiendra.

3.2.2 Modèle d'utilité

La fonction d'utilité de CP est la différence entre le revenu et les frais. L'utilité du CP_i est modélisée comme suit :

$$\Pi_i(\mathbf{p}, \mathbf{c}) = p_i D_i - v_i c_i - \gamma_i D_i c_i \quad (3.3)$$

v_i c'est le coût unitaire pour produire la crédibilité de contenu c_i . γ_i représente le cout unitaire de la transmission. Le premier terme $p_i D_i$ est le revenu de CP_i . Le deuxième terme $v_i c_i$ est le coût pour produire la crédibilité de contenu c_i . Le troisième terme $\gamma_i D_i c_i$ est le coût total pour transmettre le contenu avec la crédibilité de contenu c_i .

La crédibilité de contenu c_i est une fonction linéaire de la qualité du service (QoS) q_{s_i} et de la qualité du contenu (QoC) q_{c_i} , qui s'écrit comme suit [12] [11] :

$$c_i = \lambda q_{s_i} + \mu q_{c_i} \quad (3.4)$$

où λ et μ sont deux constantes positives. Nous considérons que la mesure définissant la QoS correspond à une certaine fonction du délai prévu [71] définie par l'inverse de la racine carrée du délai. La QoC fournie peut être spécifiée pour un domaine spécifique du contenu, par exemple le vidéo streaming [93].

Alors, la fonction d'utilité de CP_i peut s'écrire de la façon suivante :

$$\Pi_i(\mathbf{p}, \mathbf{q}_s, \mathbf{q}_c) = p_i D_i - v_i (\lambda q_{s_i} + \mu q_{c_i}) - \gamma_i D_i (\lambda q_{s_i} + \mu q_{c_i}) \quad (3.5)$$

3.2.3 Rationalité limitée

Dans ce chapitre, nous supposons que les joueurs ont des informations limitées sur les stratégies des autres joueurs. Nous nous intéressons à la capacité d'un joueur à prévoir la réaction de son adversaire, ainsi, la rationalité limitée est définie comme suit : lorsqu'un

joueur à un instant donné t décide ses stratégies, il ne sait pas comment son adversaire réagit à l'instant $t + 1$, donc, il ne connaît pas le gain qu'il peut avoir, car ce dernier dépend de la réaction de l'autre joueur. Cependant, comme le souligne [101], la stratégie de la rationalité limitée signifie que le joueur prend sa décision en fonction de l'estimation locale du profit marginal. En d'autres termes, un joueur décide d'augmenter sa stratégie s'il a un profit marginal positif, ou de diminuer sa stratégie si son profit marginal est négatif. Ainsi, si on considère le jeu de prix, la dynamique du jeu de prix prend la forme suivante :

$$p_i(t + 1) = p_i(t) + \theta_i p_i(t) \frac{\partial \Pi_i(t)}{\partial p_i} \quad i \in \{1, 2\} \quad (3.6)$$

où θ_i , $i = 1, 2$ est un paramètre positif qui représente la vitesse d'actualisation de prix.

3.3 Analyse des jeux

3.3.1 Scénario asymétrique

3.3.1.1 Jeu de prix

Dans cette section, nous supposons que les vecteurs QoS et QoC sont fixés à des points prédéterminés $\bar{\mathbf{q}}_s$ et $\bar{\mathbf{q}}_c$, et nous considérons le jeu de prix.

La dérivée seconde de la fonction d'utilité du CP_1 est donnée par :

$$\frac{\partial^2 \Pi_1(p, \bar{q}_s, \bar{q}_c)}{\partial p_1^2} = -2\alpha_1^1 < 0. \quad (3.7)$$

cela signifie que la fonction d'utilité de CP_1 est concave. Ensuite, nous montrerons que la stratégie (p_1^*) qui maximise le profit de CP_1 doit vérifier la condition d'optimalité : $\frac{\partial \Pi_1(p_1, \bar{q}_{s1}, \bar{q}_{c1})}{\partial p_1} = 0$. Pour ce faire, il suffit de montrer que le point p_1^* est dans l'intervalle $]p_1^{min}, p_1^{max}[$. Nous notons que, p_1^{min} , est une fonction de la QoS $\bar{q}_{s1}$ et de la QoC $\bar{q}_{c1}$, cette condition nous permettra d'éliminer explicitement les stratégies qui entraîneront des profits négatifs pour CP_1 , ainsi, en regardant la fonction d'utilité dans l'équation (3.5) nous en déduisons que : $p_i^{min} = \gamma_i(\lambda \bar{q}_{s_i} + \mu \bar{q}_{c_i})$. De plus, nous avons

$$\lim_{p_1 \rightarrow \gamma_1(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1})} \frac{\partial}{\partial p_1} \Pi_i = D_1(\gamma_1(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}), p_2, \bar{\mathbf{q}}_s, \bar{\mathbf{q}}_c) \geq 0 \quad (3.8)$$

$$\begin{aligned} \lim_{p_1 \rightarrow p^{max}} \frac{\partial}{\partial p_1} \Pi_1 &= -\alpha_1^1 p^{max} + \gamma_1 \alpha_1^1 (\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) + D_1(p^{max}, p_2, \bar{\mathbf{q}}_s, \bar{\mathbf{q}}_c) \\ &= D_1^0 - 2\alpha_1^1 p^{max} + \alpha_1^2 p_2 + (\gamma_1 \alpha_1^1 + \beta_1^1)(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) - \beta_1^2 (\lambda \bar{q}_{s2} + \mu \bar{q}_{c2}) \\ &\leq D_1^0 - 2\alpha_1^1 p^{max} + \alpha_1^2 p^{max} + (\gamma_1 \alpha_1^1 + \beta_1^1)(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) - \beta_1^2 (\lambda \bar{q}_{s2} + \mu \bar{q}_{c2}) \\ &= D_1^0 - \alpha_1^1 p^{max} + (-\alpha_1^1 + \alpha_1^2) p^{max} + (\gamma_1 \alpha_1^1 + \beta_1^1)(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) - \beta_1^2 (\lambda \bar{q}_{s2} + \mu \bar{q}_{c2}) \end{aligned} \quad (3.9)$$

$$\leq D_1^0 - \alpha_1^1 p^{max} + \gamma_1 \alpha_1^1 (\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) + \beta_1^1 (\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}) - \beta_1^2 (\lambda \bar{q}_{s2} + \mu \bar{q}_{c2}) \quad (3.10)$$

$$= D_1(p^{max} - \gamma_1(\lambda \bar{q}_{s1} + \mu \bar{q}_{c1}), 0, \bar{\mathbf{q}}_s, \bar{\mathbf{q}}_c) \leq 0 \quad (3.11)$$

la transition de (3.9) à (3.10) est basée sur l'hypothèse 3.1, de plus, la dernière transition

est due à l'hypothèse 3.2. À partir de (3.8) et (3.11) nous avons : $p_1^* \in]p_1^{min}, p^{max}[$, ainsi, p_1^* est une solution unique de la condition d'optimalité :

$$\frac{\partial \Pi_1(\mathbf{p}, \bar{\mathbf{q}}_s, \bar{\mathbf{q}}_c)}{\partial p_1} = 0. \quad (3.12)$$

La stratégie de prix qui maximise le profit de CP_1 est donné comme suite :

$$p_1 = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2}{2\alpha_1^1} \quad (3.13)$$

tel que $r_1 = D_1^0 + (\beta_1^1 + \alpha_1^1 \gamma_1)(\lambda \bar{q}_{s_1} + \mu \bar{q}_{c_1}) - \beta_1^2(\lambda \bar{q}_{s_2} + \mu \bar{q}_{c_2})$.

D'autre part, nous considérons que la rationalité du CP_2 est limitée, et comme le mentionnent Bischi et Naimzada [101], un joueur à rationalité limitée modifie ses stratégies en fonction de son profit marginal : $\frac{\partial \Pi_2(p)}{\partial p_2}$. L'équation dynamique de décisions du CP_2 a la forme :

$$p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) \frac{\partial \Pi_2(p_1^e(t+1), p_2(t))}{\partial p_2} \quad (3.14)$$

tels que $p_1^e(t+1)$ est le prix d'anticipation du CP_1 à la prochaine étape $(t+1)$.

À partir de (3.13) et (3.14), le système dynamique du jeu de prix est :

$$\begin{cases} p_1(t+1) = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2(t+1)}{2\alpha_1^1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [r_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 p_1^e(t+1)] \end{cases} \quad (3.15)$$

tel que $r_2 = D_2^0 + (\beta_2^2 + \gamma_2 \alpha_2^2)(\lambda \bar{q}_{s_2} + \mu \bar{q}_{c_2}) - \beta_2^1(\lambda \bar{q}_{s_1} + \mu \bar{q}_{c_1})$.

Comme le considérait Gibbons dans [32], il est raisonnable de supposer que dans le terme de la rationalité limitée, le prix d'anticipation $p_i^e(t+1)$ décidé par le CP_i est égal à sa valeur précédente $p_i(t)$. Cependant, pour prévoir le prix $p_i^e(t+1)$, il peut être plus logique de supposer que chaque CP dispose d'une mémoire pour stocker les prix décidés dans les instantes précédentes avant le temps, t . Donc, pour prévoir le prix de son adversaire à l'instante $(t+1)$, le CP_2 utilise l'historique des prix $p_1(t-1), p_1(t-2), \dots, p_1(t-T)$ avec des poids différents, ce problème a été étudié dans [102][103]. En général, Le prix d'anticipation du CP_i devient : $p_i^e(t+1) = \sum_{z=0}^T w_z p_i(t-z)$, $w_z \geq 0$ et $\sum_{z=0}^T w_z = 1$, les constants w_z , $z = 0, 1, \dots, T$ sont les poids donnés aux prix précédents et T représente la taille de la mémoire. Donc, le system (3.15) devient :

$$\begin{cases} p_1(t+1) = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2(t+1)}{2\alpha_1^1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) \left[r_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 \left(\sum_{z=0}^T w_z p_1(t-z) \right) \right] \end{cases} \quad (3.16)$$

Pour simplifier, nous fixons ($T = 1$). Donc, le système dynamique (3.16) est donné

par :

$$\begin{cases} p_1(t+1) = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2(t+1)}{2\alpha_1^1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [r_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) p_1(t-1))] \end{cases} \quad (3.17)$$

Pour étudier la stabilité du système dynamique (3.17), nous le réécrivons sous la forme suivante (en mettant $f_1(t) = p_1(t-1)$)

$$\begin{cases} f_1(t+1) = p_1(t) \\ p_1(t+1) = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2(t+1)}{2\alpha_1^1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [r_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) f_1(t))] \end{cases} \quad (3.18)$$

En mettant $p_2(t+1) = p_2(t)$ et $f_1(t+1) = p_1(t)$ dans le système dynamique (3.18), on obtient deux points d'équilibre :

$$E_1 = \left(\frac{r_1}{2\alpha_1^1}, \frac{r_1}{2\alpha_1^1}, 0 \right) \quad (3.19)$$

$$E_* = \left(\frac{2r_1\alpha_2^2 + r_2\alpha_1^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2}, \frac{2r_1\alpha_2^2 + r_2\alpha_1^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2}, \frac{r_1\alpha_2^1 + 2r_2\alpha_1^1}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2} \right) \quad (3.20)$$

Le point d'équilibre E_1 est un point d'équilibre de la frontière et le point d'équilibre E_* est un point d'équilibre de Nash. Pour des raisons économiques, les points d'équilibre E_1 et E_* du système (3.18) devraient être non négatifs. À partir de l'hypothèse 3.1, nous déduisons directement que $4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2 > 0$, donc, les points d'équilibre du système dynamique (3.18) ont une signification économique si $r_1 > 0$ et $r_2 > 0$.

E_1 représente une situation de monopole de CP_1 . E_* représente que le CP_1 et le CP_2 sont en compétition dans un jeu de duopole, avec les prix d'équilibre $\frac{2r_1\alpha_2^2 + r_2\alpha_1^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2}$ et $\frac{2r_1\alpha_2^2 + r_2\alpha_1^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\alpha_1^2}$, respectivement.

Pour analyser les propriétés de stabilité des points d'équilibre du système (3.18), il faut calculer les valeurs propres de la matrice jacobienne. Le point d'équilibre d'un système non linéaire est stable si et seulement si le module de toutes les valeurs propres de la matrice jacobienne évaluées aux points d'équilibre est inférieur à un. La matrice jacobienne du système (3.18) correspondant aux variables d'état (f_1, p_1, p_2) est calculée comme suit :

$$J(f_1, p_1, p_2) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ \frac{\alpha_1^2\alpha_2^1(1-\omega_1)\theta_2 p_2}{2\alpha_1^1} & \frac{\alpha_1^2\alpha_2^1\theta_2 p_2}{2\alpha_1^1} & \frac{\alpha_1^2(-4\alpha_2^2\theta_2 p_2 + \alpha_2^1\theta_2(\omega_1 p_1 + (1-\omega_1)f_1) + \theta_2 r_2 + 1)}{2\alpha_1^1} \\ \alpha_2^1(1-\omega_1)\theta_2 p_2 & \alpha_2^1\theta_2 p_2 & -4\alpha_2^2\theta_2 p_2 + \alpha_2^1\theta_2(\omega_1 p_1 + (1-\omega_1)f_1) + \theta_2 r_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.21)$$

Théorème 3.1 *Le point d'équilibre E_1 est une solution instable.*

Preuve. 4 *De (3.21), la matrice jacobienne au point d'équilibre $E_1 = \left(\frac{r_1}{2\alpha_1^1}, \frac{r_1}{2\alpha_1^1}, 0\right)$ est donné par*

$$J(E_1) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & \frac{\alpha_1^2(\alpha_2^1\theta_2\omega_1r_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1)}{4(\alpha_1^1)^2} \\ 0 & 0 & \frac{\alpha_2^1\theta_2r_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{2\alpha_1^1} \end{pmatrix} \quad (3.22)$$

Les valeurs propres de $J(E_1)$ sont $\iota_1 = \iota_2 = 0$ et $\iota_3 = \frac{\alpha_2^1\theta_2r_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{2\alpha_1^1}$. Nous avons $\frac{\alpha_2^1\theta_2r_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{2\alpha_1^1} > 1$, alors $|\iota_3| > 1$. Nous concluons que le point d'équilibre E_1 est instable.

Théorème 3.2 *Le point d'équilibre de Nash E_* est localement stable.*

Preuve. 5 *La matrice jacobienne (3.21) en E_* prend la forme*

$$J(E_*) = \begin{pmatrix} 0 & 1 & 0 \\ \frac{\alpha_1^2\alpha_2^1(1-\omega_1)B_2}{2\alpha_1^1} & \frac{\alpha_1^2\alpha_2^1\omega_1B_2}{2\alpha_1^1} & \frac{\alpha_1^2(-4\alpha_2^2B_2+B_1\alpha_2^1+\theta_2r_2+1)}{2\alpha_1^1} \\ \alpha_2^1(1-\omega_1)B_2 & \alpha_2^1\omega_1B_2 & -4\alpha_2^2B_2 + B_1\alpha_2^1 + \theta_2r_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.23)$$

tel que $B_2 = \theta_2p_2^$ et $B_1 = \theta_2p_1^*$.*

Le point d'équilibre de Nash E_ est localement stable si tous les racines de l'équation $P(\iota) = 0$ satisfont $|\iota| < 1$, où $P(\iota)$ est le polynôme caractéristique de la matrice jacobienne (3.23). Le polynôme caractéristique $P(\iota)$ a la forme :*

$$P(\iota) = \iota^3 + a\iota^2 + b\iota + c$$

telle que

$$\begin{aligned} a &= -\frac{B_2(\alpha_1^2\alpha_2^1\omega_1-8\alpha_1^1\alpha_2^2)+2\alpha_2^1\alpha_1^1B_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{2\alpha_1^1}, \\ b &= -\frac{\alpha_1^2\alpha_2^1(1-\omega_1)B_2}{2\alpha_1^1}, \\ c &= 0. \end{aligned}$$

Il est plus difficile de calculer explicitement l'expression des valeurs propres, mais il est encore possible d'évaluer sa stabilité en utilisant les conditions du jury [104]. Selon les critères du jury, [104], les conditions nécessaires et suffisantes pour la stabilité locale de E_ sont les suivantes :*

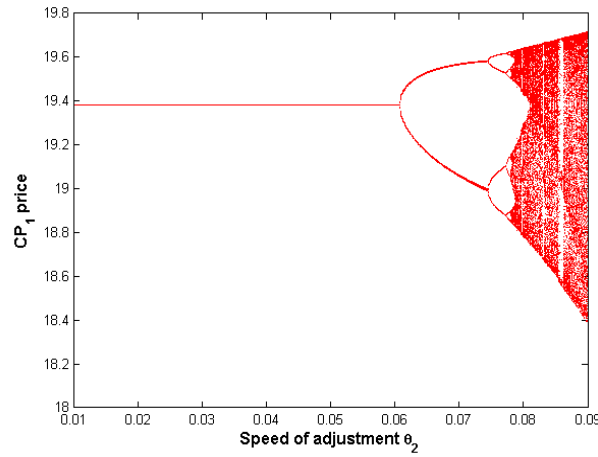
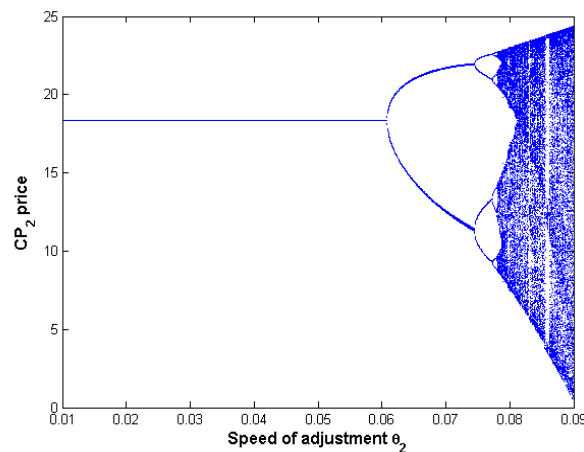
- 1) $1 + a + b + c = -\frac{B_2(\alpha_1^2\alpha_2^1\omega_1-8\alpha_1^1\alpha_2^2)+2\alpha_2^1\alpha_1^1B_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{\alpha_1^1} > 0$,
- 2) $1 - a + b - c = \frac{B_2(\alpha_1^2\alpha_2^1(2\omega_1-1)-8\alpha_1^1\alpha_2^2)+2\alpha_2^1\alpha_1^1B_1+2\alpha_1^1\theta_2r_2+2\alpha_1^1}{\alpha_1^1} > 0$,
- 3) $1 - c^2 > |b - ac|$, i.e. $1 > \left|\frac{\alpha_1^2\alpha_2^1(1-\omega_1)B_2}{2\alpha_1^1}\right|$,
- 4) $|c| < 1$.

$\alpha_1^1 = \alpha_2^2$	$\alpha_i^j, i \neq j$	$\beta_1^1 = \beta_2^2$	$\beta_i^j, i \neq j$	D_1^0	D_2^0	p_1
0.9	0.1	0.7	0.3	20	20	20
λ	μ	$v_1 = v_2$	$\omega_1 = \omega_2$	$\bar{q}_{s1} = \bar{q}_{s2}$	$\bar{q}_{c1} = \bar{q}_{c2}$	p_2
0.5	0.5	1	0.5	20	20	20

TABLE 3.1 – Scénario asymétrique : Paramètres utilisés pour les simulations numériques.

3.3.1.2 Résultats numériques

Dans cette section, nous fournissons des illustrations numériques des comportements dynamiques complexes du système (3.18) en cas de perte de stabilité, et nous montrons comment le système évolue lorsque les paramètres du modèle varient. Afin d'étudier les propriétés de la stabilité locale du point d'équilibre, nous utilisons les valeurs des paramètres dans le tableau 3.1.

FIGURE 3.1 – Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de θ_2 , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 7$.FIGURE 3.2 – Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de θ_2 , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 7$.

Les figures 3.1 et 3.2 représentent les diagrammes de bifurcation de p_1 et p_2 par rapport à θ_2 . Les figures 3.1 et 3.2 nous permettent de déduire que lorsque la vitesse d'actualisation θ_2 est faible, le système sera stable au point d'équilibre de Nash E_* . Cependant, quand

la vitesse d'actualisation continue à augmenter, le prix atteindra la bifurcation pour la première fois au point où $\theta_2 = 0.0608$, et deux solutions d'équilibre se produiront aussi. De plus, lorsque $\theta_2 = 0.074$ le prix entrera dans la bifurcation à quatre cycles, puis dans la bifurcation à huit cycles, et finalement le système deviendra chaotique.

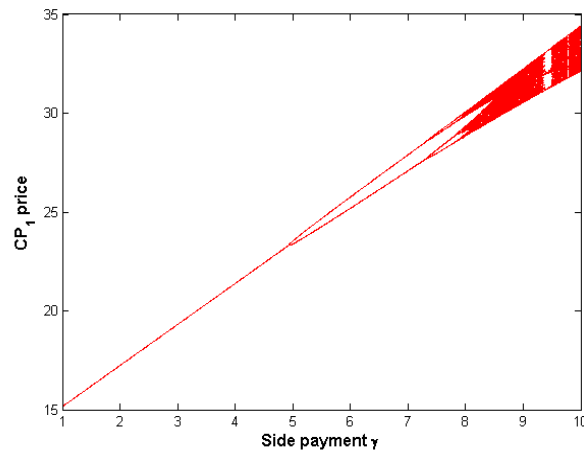


FIGURE 3.3 – Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de γ , où $\gamma = \gamma_1 = \gamma_2$ et $\theta_2 = 0.07$.

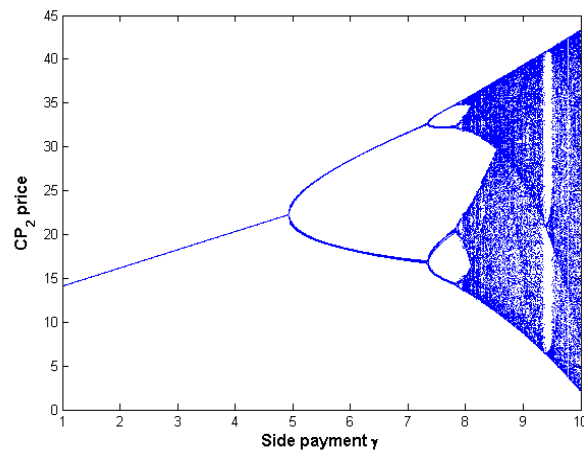


FIGURE 3.4 – Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de γ , où $\gamma = \gamma_1 = \gamma_2$ et $\theta_2 = 0.07$.

Les figures 3.3 et 3.4 montrent les diagrammes de bifurcation de p_1 et de p_2 en fonction du prix de transmission γ . Les figures 3.3 et 3.4 montrent que si la valeur du paramètre γ est faible, le point d'équilibre E_* est localement stable. Lorsque γ dépasse 4.95, la bifurcation apparaîtra encore et encore, et le système finira par tomber dans le chaos. Du point de vue économique, le prix de transmission devrait se situer dans une certaine marge ; sinon, le système passe à la bifurcation à double période, puis à la bifurcation à quatre périodes jusqu'au chaos, ce qui conduit à un comportement économique complexe.

3.3.2 Scénario symétrique

3.3.2.1 Jeu de prix

Comme expliqué ci-dessus, dans le scénario symétrique, nous considérons que la rationalité des deux CPs est limitée, et comme souligné par Bischi et Naimzada [101], un joueur à rationalité limitée modifie sa stratégie d'une façon dynamique, suivant son profit marginal : $\frac{\partial \Pi(p)}{\partial p_i}$, $i \in \{1, 2\}$. Ainsi, le système dynamique a la forme suivante :

$$\begin{cases} p_1(t+1) = p_1(t) + \theta_1 p_1(t) \frac{\partial \Pi_1(p_1(t), p_2^e(t+1))}{\partial p_1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) \frac{\partial \Pi_2(p_1^e(t+1), p_2(t))}{\partial p_2} \end{cases} \quad (3.24)$$

Où $p_i^e(t+1)$ est le prix anticipé de CP_i à l'itération $(t+1)$, comme expliqué ci-dessus, et si nous considérons que $T = 1$, le prix anticipé $p_i^e(t+1)$ est donné par :

$$p_i^e(t+1) = \omega_i p_i(t) + (1 - \omega_i) p_i(t-1)$$

Ainsi, le système dynamique (3.24) devient :

$$\begin{cases} p_1(t+1) = p_1(t) + \theta_1 p_1(t) [m_1 - 2\alpha_1^1 p_1(t) + \alpha_1^2 (\omega_2 p_2(t) + (1 - \omega_2) p_2(t-1))] \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [m_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) p_1(t-1))] \end{cases} \quad (3.25)$$

tel que $m_1 = D_1^0 + (\beta_1^1 + \alpha_1^1 \gamma_1)(\lambda q_{s_1} + \mu q_{c_1}) - \beta_1^2(\lambda q_{s_2} + \mu q_{c_2})$, $m_2 = D_2^0 + (\beta_2^2 + \alpha_2^2 \gamma_2)(\lambda q_{s_2} + \mu q_{c_2}) - \beta_2^1(\lambda q_{s_1} + \mu q_{c_1})$.

Afin d'étudier le système dynamique (3.25), nous le réécrivons sous la forme d'un système à quatre équations :

$$\begin{cases} g_1(t+1) = p_1(t) \\ g_2(t+1) = p_2(t) \\ p_1(t+1) = p_1(t) + \theta_1 p_1(t) [m_1 - 2\alpha_1^1 p_1(t) + \alpha_1^2 (\omega_2 p_2(t) + (1 - \omega_2) g_2(t))] \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [m_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) g_1(t))] \end{cases} \quad (3.26)$$

Les points d'équilibre du système (3.26) sont :

$$E_1 = (0, 0, 0, 0), \quad E_2 = \left(\frac{m_1}{2\alpha_1^1}, 0, \frac{m_1}{2\alpha_1^1}, 0 \right), \quad E_3 = \left(0, \frac{m_2}{2\alpha_2^2}, 0, \frac{m_2}{2\alpha_2^2} \right), \\ E_4 = \left(\frac{2m_1\alpha_2^2 + m_2\alpha_1^1}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, \frac{2m_2\alpha_1^1 + m_1\alpha_2^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, \frac{2m_1\alpha_2^2 + m_2\alpha_1^1}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, \frac{2m_2\alpha_1^1 + m_1\alpha_2^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1} \right)$$

Les points d'équilibre E_1 , E_2 et E_3 sont des points d'équilibre de la frontière et le point d'équilibre E_4 est un point d'équilibre de Nash. Pour des raisons économiques, tous les points d'équilibre E_1 , E_2 , E_3 et E_4 du système (3.26) devraient être positifs. De l'hypothèse

3.1, nous déduisons directement que $4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1 > 0$, donc, les points d'équilibre du système dynamique (3.26) ont une signification économique si $m_1 > 0$ et $m_2 > 0$.

E_1 représente que les prix des deux CPs sont null ; E_2 et E_3 représentent respectivement une situation de monopole du CP_1 et du CP_2 . E_4 représente que les deux CPs sont en concurrence dans le jeu de duopole, avec les prix d'équilibre : $\frac{2m_1.\alpha_2^2+m_2\alpha_1^2}{4\alpha_1^1\alpha_2^2-\alpha_1^2\alpha_2^1}$ et $\frac{2m_2\alpha_1^1+m_1\alpha_2^1}{4\alpha_1^1\alpha_2^2-\alpha_1^2\alpha_2^1}$.

La matrice jacobienne du système (3.26) correspondant au point (g_1, g_2, p_1, p_2) est :

$$J(g_1, g_2, p_1, p_2) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & (1-\omega_2)\theta_1 p_1 \alpha_1^2 & -4\theta_1 p_1 \alpha_1^1 + \theta_1 p_2 \alpha_1^2 + m_1 \theta_1 + 1 & \alpha_1^2 \omega_2 \theta_1 p_1 \\ (1-\omega_1)\theta_2 p_2 \alpha_2^1 & 0 & \alpha_2^1 \omega_1 \theta_2 p_2 & -4\theta_2 p_2 \alpha_2^2 + \theta_2 p_1 \alpha_2^1 + m_2 \theta_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.27)$$

Théorème 3.3 *Les points d'équilibre E_1 , E_2 et E_3 sont des points d'équilibre instables.*

Preuve. 6 *Au point d'équilibre E_1 la matrice jacobienne (3.27) devient*

$$J(E_1) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & m_1 \theta_1 + 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & m_2 \theta_2 + 1 \end{pmatrix}$$

Les valeurs propres de $J(E_1)$ sont $\iota_1 = \iota_2 = 0$, $\iota_3 = m_1 \theta_1 + 1 > 1$ et $\iota_4 = m_2 \theta_2 + 1 > 1$. Nous concluons que le point d'équilibre E_1 est instable.

Au point d'équilibre E_2 , la matrice jacobienne est

$$J(E_2) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & \frac{(1-\omega_2)\theta_1 \alpha_1^2 m_1}{2\alpha_1^1} & -\theta_1 m_1 + 1 & \frac{\theta_1 \alpha_1^2 \omega_2 m_1}{2\alpha_1^1} \\ 0 & 0 & 0 & \frac{\theta_1 \alpha_2^1 m_1}{2\alpha_1^1} \alpha_2^1 + m_2 \theta_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.28)$$

avec des valeurs propres $\iota_1 = \iota_2 = 0$, $\iota_3 = -\theta_1 m_1 + 1 < -1$ et $\iota_4 = \frac{\theta_1 \alpha_2^1 m_1}{2\alpha_1^1} \alpha_2^1 + m_2 \theta_2 + 1 > 1$, ce qui signifie que le point d'équilibre E_2 est instable.

De même, nous pouvons prouver que E_3 est également un point d'équilibre instable.

Théorème 3.4 *Le point d'équilibre de Nash E_4 est localement stable.*

Preuve. 7 La matrice jacobienne (3.27) au point d'équilibre E_4 est :

$$J(E_4) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & (1-\omega_2)G_1\alpha_1^2 & -4G_1\alpha_1^1 + G_4\alpha_1^2 + m_1\theta_1 + 1 & \alpha_1^2\omega_2G_1 \\ (1-\omega_1)G_2\alpha_2^1 & 0 & \alpha_2^1\omega_1G_2 & -4G_2\alpha_2^2 + G_3\alpha_2^1 + m_2\theta_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.29)$$

$$\text{Tel que } G_1 = \frac{\theta_1(2m_1\alpha_2^2 + m_2\alpha_1^2)}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, G_2 = \frac{\theta_2(2m_2\alpha_1^1 + m_1\alpha_2^1)}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, G_3 = \frac{\theta_2(2m_1\alpha_2^2 + m_2\alpha_1^2)}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}, G_4 = \frac{\theta_1(2m_2\alpha_1^1 + m_1\alpha_2^1)}{4\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_1^2\alpha_2^1}.$$

Le point d'équilibre E_4 est localement stable si toutes les racines de $P(\iota)$ satisfont $|\iota| < 1$, où $P(\iota)$ est le polynôme caractéristique de la matrice jacobienne (3.29). $P(\iota)$ a la forme :

$$P(\iota) = \iota^4 + a\iota^3 + b\iota^2 + c\iota + d \quad (3.30)$$

tel que :

$$a = 4G_1\alpha_1^1 + 4G_2\alpha_2^2 - G_3\alpha_2^1 - G_4\alpha_1^2 - m_1\theta_1 - m_2\theta_2 - 2.$$

$$b = 1 + m_2\theta_2 + m_1\theta_1 + G_4\alpha_1^2 + G_3\alpha_2^1 - 4G_2\alpha_2^2 - 4G_1\alpha_1^1 + m_1m_2\theta_1\theta_2 + G_4m_2\alpha_1^2\theta_2 + G_3m_1\alpha_2^1\theta_1 + G_3G_4\alpha_1^2\alpha_2^1 - 4G_2m_1\alpha_2^2\theta_1 - 4G_2G_4\alpha_1^2\alpha_2^2 - 4G_1m_2\alpha_1^1\theta_2 - 4G_1G_3\alpha_1^1\alpha_2^1 + 16G_1G_2\alpha_1^1\alpha_2^2 - \alpha_2^1\omega_1G_2\alpha_1^2\omega_2G_1.$$

$$c = \alpha_1^2\alpha_2^1G_1G_2(w_1 - 2w_1w_2 + w_2).$$

$$d = -\alpha_1^2\alpha_2^1G_1G_2(1 - w_1 - w_2 + w_1w_2).$$

Selon les critères du jury, [104], les conditions nécessaires et suffisantes pour la stabilité locale de E_4 sont les suivantes :

- 1) $1 + a + b + c + d > 0$,
- 2) $1 - a + b - c + d > 0$,
- 3) $(1 - d)(1 - d^4) - b(1 - d)^2 + (a - c)(c - ad) > 0$,
- 4) $3 + 3d > b$,
- 5) $|d| < 1$.

3.3.2.2 Jeu de QoS

Selon la section ci-dessus, un CP à rationalité limitée modifie son QoS en fonction du profit marginal $\frac{\partial \Pi(p)}{\partial q_{s_i}}$, $i \in \{1, 2\}$ suivant un mécanisme dynamique qui peut prendre la forme :

$$\begin{cases} q_{s_1}(t+1) = q_{s_1}(t) + \rho_1 q_{s_1}(t) \frac{\partial \Pi_1(q_{s_1}(t), q_{s_2}^e(t+1))}{\partial q_{s_1}} \\ q_{s_2}(t+1) = q_{s_2}(t) + \rho_2 q_{s_2}(t) \frac{\partial \Pi_2(q_{s_1}^e(t+1), q_{s_2}(t))}{\partial q_{s_2}} \end{cases} \quad (3.31)$$

tel que ρ_i est la vitesse d'actualisation de la QoS du CP_i et $q_{s_i}^e(t+1)$ représentent la QoS anticipé dans l'itération $(t+1)$.

Comme expliqué ci-dessus, et si nous considérons que $T = 1$, la QoS anticipé $q_{s_i}^e(t+1)$ est donnée par :

$$q_{s_i}^e(t+1) = \omega_i q_{s_i}(t) + (1 - \omega_i) q_{s_i}(t-1)$$

où ω_i et $(1 - \omega_i)$ sont des constantes positives représentant les pondérations des QoS dans les itérations précédentes. Le profit marginal de CP_i au point (q_{s_1}, q_{s_2}) est :

$$\frac{\partial U_i}{\partial q_{s_i}} = m_{i+2} - 2\gamma_i \lambda^2 \beta_i^i q_{s_i} + \beta_i^j \gamma_i \lambda^2 q_{s_j}, \quad i \neq j \in \{1, 2\}$$

Tel que $m_3 = -\lambda(\gamma_1 d_1 + \vartheta_1) + \lambda p_1(\beta_1^1 + \gamma_1 \alpha_1^1) - \gamma_1 \lambda \alpha_1^2 p_2 - 2\gamma_1 \beta_1^1 \lambda^2 q_{s_1} + \gamma_1 \lambda^2 \beta_1^2 q_{s_1}$,
 $m_4 = -\lambda(\gamma_2 D_0^2 + \vartheta_2) + \lambda p_2(\beta_2^2 + \gamma_2 \alpha_2^2) - \gamma_2 \lambda \alpha_2^1 p_1 - 2\gamma_2 \beta_2^2 \lambda^2 q_{s_2} + \gamma_2 \lambda^2 \beta_2^1 q_{s_2}$.

Ainsi, le system dynamique (3.31) devient :

$$\begin{cases} q_{s_1}(t+1) = q_{s_1}(t) + \rho_1 q_{s_1}(t) [m_3 - 2\gamma_1 \lambda^2 \beta_1^1 q_{s_1}(t) + \beta_1^2 \gamma_1 \lambda^2 (w_2 q_{s_2}(t) + (1 - w_2) q_{s_2}(t-1))] \\ q_{s_2}(t+1) = q_{s_2}(t) + \rho_2 q_{s_2}(t) [m_4 - 2\gamma_2 \lambda^2 \beta_2^2 q_{s_2}(t) + \beta_2^1 \gamma_2 \lambda^2 (w_1 q_{s_1}(t) + (1 - w_1) q_{s_1}(t-1))] \end{cases} \quad (3.32)$$

Afin d'étudier le système dynamique (3.32), nous l'écrivons sous la forme d'un système de quatre dimensions :

$$\begin{cases} h_1(t+1) = q_{s_1}(t) \\ h_2(t+1) = q_{s_2}(t) \\ q_{s_1}(t+1) = q_{s_1}(t) + \rho_1 q_{s_1}(t) [m_3 - 2\gamma_1 \lambda^2 \beta_1^1 q_{s_1}(t) + \beta_1^2 \gamma_1 \lambda^2 (1 - w_2) h_2(t) + \beta_1^2 \gamma_1 \lambda^2 w_2 q_{s_2}(t)] \\ q_{s_2}(t+1) = q_{s_2}(t) + \rho_2 q_{s_2}(t) [m_4 - 2\gamma_2 \lambda^2 \beta_2^2 q_{s_2}(t) + \beta_2^1 \gamma_2 \lambda^2 (1 - w_1) h_1(t) + \beta_2^1 \gamma_2 \lambda^2 w_1 q_{s_1}(t)] \end{cases} \quad (3.33)$$

Les points d'équilibre du système (3.33) sont :

$$E_5 = (0, 0, 0, 0), \quad E_6 = \left(\frac{m_3}{2\gamma_1 \lambda^2 \beta_1^1}, 0, \frac{m_3}{2\gamma_1 \lambda^2 \beta_1^1}, 0 \right), \quad E_7 = \left(0, \frac{m_4}{2\gamma_2 \lambda^2 \beta_2^2}, 0, \frac{m_4}{2\gamma_2 \lambda^2 \beta_2^2} \right), \\ E_8 = \left(\frac{2m_3 \beta_2^2 \gamma_2 + m_2 \beta_1^2 \gamma_1}{\lambda^2 \gamma_1 \gamma_2 (4\beta_1^1 \beta_2^2 - \beta_1^2 \beta_2^1)}, \frac{2m_4 \beta_1^1 \gamma_1 + m_1 \beta_2^1 \gamma_2}{\lambda^2 \gamma_1 \gamma_2 (4\beta_1^1 \beta_2^2 - \beta_1^2 \beta_2^1)}, \frac{2m_3 \beta_2^2 \gamma_2 + m_2 \beta_1^2 \gamma_1}{\lambda^2 \gamma_1 \gamma_2 (4\beta_1^1 \beta_2^2 - \beta_1^2 \beta_2^1)}, \frac{2m_4 \beta_1^1 \gamma_1 + m_1 \beta_2^1 \gamma_2}{\lambda^2 \gamma_1 \gamma_2 (4\beta_1^1 \beta_2^2 - \beta_1^2 \beta_2^1)} \right)$$

La matrice jacobienne du système (3.33) au point $(h_1, h_2, q_{s_1}, q_{s_2})$ prend la forme :

$$J(h_1, h_2, q_{s_1}, q_{s_2}) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 (1 - w_1) \rho_1 q_{s_1} & -4\lambda^2 \gamma_1 \beta_1^1 \rho_1 q_{s_1} + \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 \rho_1 q_{s_2} + m_3 \rho_1 + 1 & \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 w_1 \rho_1 q_{s_1} \\ \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_2 (1 - w_2) \rho_2 q_{s_2} & 0 & \lambda^2 \beta_2^1 \gamma_2 w_2 & \rho_2 q_{s_2} - 4\lambda^2 \gamma_2 \beta_2^2 \rho_2 q_{s_2} + \lambda^2 \beta_2^1 \gamma_2 \rho_1 q_{s_2} + m_4 \rho_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.34)$$

Théorème 3.5 *les points d'équilibre E_5 , E_6 et E_7 du système (3.33) sont instables.*

Preuve. 8 *La matrice jacobienne (3.34) au point d'équilibre E_5 a la forme suivante*

$$J(E_5) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & m_3 \rho_1 + 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & m_4 \rho_2 + 1 \end{pmatrix}$$

Les valeurs propres de $J(E_5)$ sont $\iota_1 = \iota_2 = 0$, $\iota_3 = m_3 \rho_1 + 1 > 1$ et $\iota_4 = m_4 \rho_2 + 1 > 1$.
 Donc, le point d'équilibre E_5 est instable.

Au point d'équilibre E_6 la matrice jacobienne (3.34) devient

$$J(E_6) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & \frac{\beta_1^2 m_3 \rho_1 (1-w_1)}{2\beta_1^1} & -m_3 \rho_1 + 1 & \frac{\beta_1^2 w_1 m_3 \rho_1}{2\beta_1^1} \\ 0 & 0 & 0 & \frac{\beta_2^1 \gamma_2 \rho_2 m_3}{2\beta_1^1 \gamma_1} + m_4 \rho_2 + 1 \end{pmatrix}$$

les valeurs propres de (8) sont $\iota_1 = \iota_2 = 0$, $\iota_3 = -\rho_1 m_3 + 1 < -1$ et $\iota_4 = \frac{\beta_2^1 \gamma_2 \rho_2 m_3}{2\beta_1^1 \gamma_1} + m_4 \rho_2 + 1 > 1$. Ainsi, le point d'équilibre E_6 est instable.

De même, nous pouvons montrer que E_7 est un point d'équilibre instable.

Nous étudions maintenant la stabilité locale du point d'équilibre E_8 .

la matrice jacobienne (3.34) au point d'équilibre E_8 est :

$$J(E_8) = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 (1-w_1) K_1 & -4\lambda^2 \gamma_1 \beta_1^1 K_1 + \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 K_4 + m_3 \rho_1 + 1 & \lambda^2 \beta_1^2 \gamma_1 w_1 K_1 \\ \lambda^2 \beta_2^1 \gamma_2 (1-w_2) K_2 & 0 & \lambda^2 \beta_2^2 \gamma_2 w_2 K_2 & -4\lambda^2 \gamma_2 \beta_2^2 K_2 + \lambda^2 \beta_2^1 \gamma_2 K_3 + m_4 \rho_2 + 1 \end{pmatrix} \quad (3.35)$$

Le polynôme caractéristique de la matrice jacobienne (3.35) est :

$$P(\iota) = \iota^4 + a\iota^2 + b\iota + c$$

tel que

$$\begin{aligned} a &= 4\lambda^2 K_1 \beta_1^1 \gamma_1 - \lambda^2 K_4 \beta_1^2 \gamma_1 - m_3 \rho_1 - 2 + 4\lambda^2 K_2 \beta_2^2 \gamma_2 - \lambda^2 K_3 \beta_2^1 \gamma_1 - m_4 \rho_2. \\ b &= 1 + m_4 \rho_2 + m_3 \rho_1 + m_3 m_4 \rho_1 \rho_2 + \lambda^2 K_4 \beta_1^2 \gamma_1 + \lambda^2 K_3 \beta_2^2 \gamma_1 - 4\lambda^2 K_2 \beta_2^2 \gamma_2 - 4\lambda^2 K_1 \beta_1^1 \gamma_1 + \\ &\quad \lambda^2 K_4 m_4 \beta_1^1 \gamma_1 \rho_2 + \lambda^2 K_3 m_3 \beta_2^1 \gamma_1 \rho_1 - 4\lambda^2 K_2 m_3 \beta_2^2 \gamma_2 \rho_1 - 4\lambda^2 K_1 m_4 \beta_1^1 \gamma_1 \rho_2 + \lambda^4 K_3 K_4 \beta_1^2 \beta_2^1 \gamma_1^2 - \\ &\quad 4\lambda^4 K_2 K_4 \beta_1^1 \beta_2^2 \gamma_1 \gamma_2 - 4\lambda^4 K_1 K_3 \beta_1^1 \beta_2^1 \gamma_1^2 + 16\lambda^4 K_1 K_2 \beta_1^1 \beta_2^2 \gamma_1 \gamma_2 - \beta_1^2 \gamma_1 \lambda^4 w_1 K_1 \beta_2^1 \gamma_2 w_2 K_2. \\ c &= \lambda^4 \beta_2^1 \beta_2^2 K_2 K_1 \gamma_1 \gamma_2 (w_1 - w_1 w_2 + w_2). \\ d &= -\beta_1^2 \gamma_1 \lambda^4 K_1 \beta_2^1 \gamma_2 K_2 (w_1 w_2 - w_1 - w_2 + 1). \end{aligned}$$

Selon les conditions du jury [104], les conditions nécessaires et suffisantes pour la stabilité locale du point d'équilibre E_8 sont :

- 1) $1 + a + b + c + d > 0$,
- 2) $1 - a + b - c + d > 0$,
- 3) $(1 - d)(1 - d^4) - b(1 - d)^2 + (a - c)(c - ad) > 0$,
- 4) $3 + 3d > b$,
- 5) $|d| < 1$.

Dans le cas de la qualité du contenu, il s'agit de la même analyse que celle de la qualité du service.

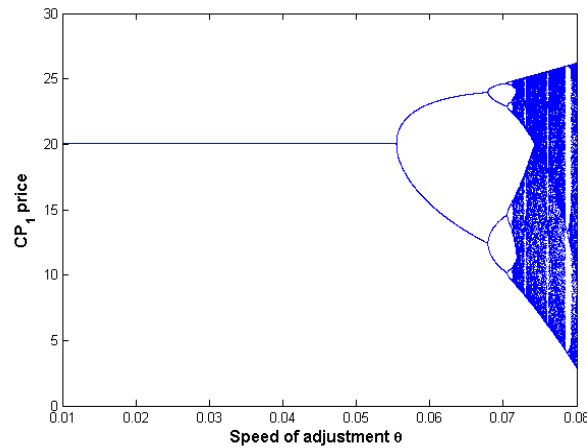
3.3.2.3 Résultats numériques

Dans cette section, nous fournissons des démonstrations numériques des comportements dynamiques complexes des systèmes (3.26) et (3.33) en cas de perte de stabilité, et nous montrons l'évolution du système quand les paramètres du modèle prennent diffé-

$\alpha_1^1 = \alpha_2^2$	$\alpha_i^j, i \neq j$	$\beta_1^1 = \beta_2^2$	$\beta_i^j, i \neq j$	D_1^0	D_2^0
0.9	0.1	0.7	0.3	20	20
λ	μ	$v_1 = v_2$	$\omega_1 = \omega_2$	$\bar{q}_{s_1} = \bar{q}_{s_2}$	$\bar{q}_{c_1} = \bar{q}_{c_2}$
0.5	0.5	1	0.5	20	20

TABLE 3.2 – Scénario symétrique : Paramètres utilisés dans les simulations numériques.

rentes valeurs. Les paramètres utilisés pour étudier la stabilité locale des points d'équilibre sont indiqués dans le tableau 3.2.

FIGURE 3.5 – Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de θ_1 , où $\theta_1 = \theta_2 \in [0.04, 0.08]$ et $\gamma_1 = \gamma_2 = 2$.

La figure 3.5 montre l'évolution du prix p_1 avec le changement de θ_1 . Pour des valeurs de θ_1 inférieures à 0.0541 le point d'équilibre de Nash E_4 est localement stable. Ensuite, une bifurcation à double période apparaît pour $\theta_1 > 0.0541$. Enfin, quand θ_1 continue à augmenter, le point d'équilibre de Nash E_4 devient instable et le scénario de bifurcation qui se produit conduit à des stratégies imprévisibles (chaotiques).

Figure 3.6 montre le diagramme de bifurcation de la QoS q_{s_1} en fonction de la vitesse d'actualisation ρ_1 . Il est clair que le point d'équilibre de Nash E_8 est localement stable pour des valeurs de ρ_1 inférieures à 0.0571. Au fur et à mesure que ρ_1 augmente, le point d'équilibre E_8 devient instable et un comportement dynamique complexe se produit, incluant la bifurcation à deux périodes, la bifurcation à quatre périodes, la bifurcation à huit périodes et le chaos.

Les deux figures 3.7 et 3.8 montrent les diagrammes de bifurcation de p_1 et de q_{s_1} en fonction du prix de transmission γ_1 . Les points d'équilibre E_4 et E_8 sont localement stables pour des petites valeurs du γ_1 . Si γ_1 augmente, les points d'équilibre E_4 et E_8 deviennent instables, puis des doubles bifurcations apparaissent et enfin des comportements chaotiques se produisent. En d'autres termes, le marché deviendra de plus en plus confus et il est difficile pour les CPs d'établir un plan à long terme.

Les significations économiques des différents états de ce système sont : la stabilisation signifie que le marché est régulier et fixe, chaque CP peut obtenir un profit fixe en facturant un prix raisonnable et en offrant une meilleure crédibilité de contenu aux utilisateurs. Un

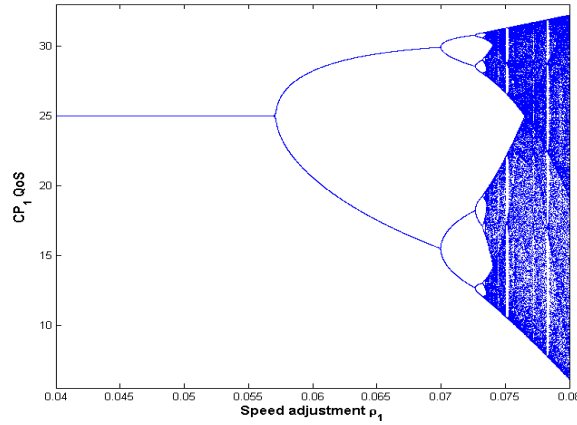


FIGURE 3.6 – Diagrammes de bifurcation de q_{s1} en fonction de ρ_1 , où $\rho_1 = \rho_2 \in [0.04, 0.08]$ et $\gamma_1 = \gamma_2 = 1$.

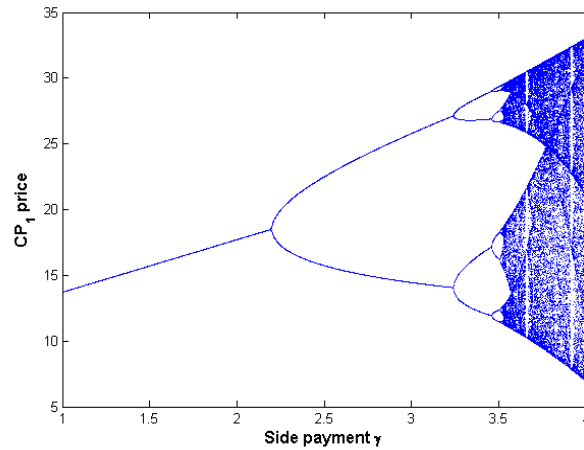


FIGURE 3.7 – Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de γ_1 , où $\gamma_1 = \gamma_2 \in [1, 4]$ et $\theta_1 = \theta_2 = 0.05$.

état stable permet généralement au CP d'élaborer des stratégies à long terme. La période à double bifurcation est régulière mais fluctuante, les CPs peuvent connaître l'évolution du marché mais doivent fréquemment changer les stratégies dans cette situation. Le chaos signifie que le marché est irrégulier et fluctuant, il est difficile pour les CPs de faire des stratégies à long terme.

3.4 Contrôle du chaos

De la section ci-dessus, on peut constater que le comportement dynamique des systèmes (3.18), (3.26) et (3.33) peut être chaotique. Le comportement chaotique est toujours irrégulier et imprévisible. Dans la réalité, le comportement chaotique n'est pas désiré, il faut donc éviter le chaos. Dans le système économique, le chaos peut être interprété comme une confusion ou une irrégularité du marché. Lorsque le marché fonctionne d'une manière irrégulière, la crédibilité de contenu et le prix ne peuvent plus s'équilibrer. C'est pour-

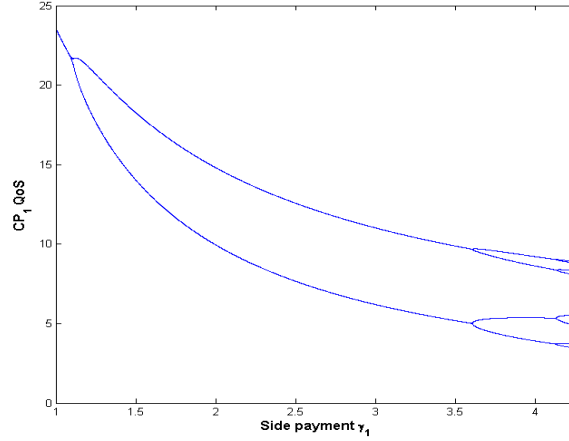


FIGURE 3.8 – Diagrammes de bifurcation de q_{s1} en fonction de γ_1 , où $\gamma_1 = \gamma_2 \in [1, 4.2]$ et $\rho_1 = \rho_2 = 0.055$.

quoi tous les CPs du marché souhaitent toujours que le marché soit stable. Nombreuses méthodes ont été proposées pour contrôler le chaos : la contrôle de type OGY [105], le contrôle par contre-réaction retardée (delayed feedback control)[106] et la méthode des limites (limiter method) [107]. Dans ce chapitre, nous employons le contrôle par contre-réaction retardée [108][109]. Les auteurs des articles [110] [111] [112] ont utilisé le contrôle par contre-réaction retardée pour contrôler le chaos dans des modèles économiques. Ce type de contrôle peut être considéré comme une méthode "privée" ou "individuelle" pour contrôler un marché chaotique.

En utilisant le contrôle par contre-réaction retardée, nous modifions le système (3.26) en insérant l'action de contrôle $\kappa_i(p_i(t) - p_i(t+1))$ dans la main droite des deux dernières équations, où $p_i(t)$ est la variable d'état retardée et $\kappa_i > 0$ est le coefficient de contrôle qui exprime le contrôle de la vitesse d'actualisation des prix. Le CP est capable d'apprendre et de changer sa politique en appliquant l'action de contrôle.

Ensuite, nous obtenons le système contrôlé comme suit :

$$\begin{cases} g_1(t+1) = p_1(t) \\ g_2(t+1) = p_2(t) \\ p_1(t+1) = p_1(t) + \theta_1 p_1(t) [m_1 - 2\alpha_1^1 p_1(t) + \alpha_1^2 (\omega_2 p_2(t) + (1 - \omega_2) g_2(t))] + \kappa_1 (p_1(t) - p_1(t+1)) \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \theta_2 p_2(t) [m_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) g_1(t))] + \kappa_2 (p_2(t) - p_2(t+1)) \end{cases} \quad (3.36)$$

qui peut être réécrit comme suit

$$\begin{cases} g_1(t+1) = p_1(t) \\ g_2(t+1) = p_2(t) \\ p_1(t+1) = p_1(t) + \frac{\theta_1 p_1(t)}{\kappa_1 + 1} [m_1 - 2\alpha_1^1 p_1(t) + \alpha_1^2 (\omega_2 p_2(t) + (1 - \omega_2) g_2(t))] \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \frac{\theta_2 p_2(t)}{\kappa_2 + 1} [m_2 - 2\alpha_2^2 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) g_1(t))] \end{cases} \quad (3.37)$$

Il est évident que le système contrôlé (3.37) a les mêmes points d'équilibre que le système original (3.26).

En ajoutant l'action de contrôle $\xi_i(q_{s_i}(t) - q_{s_i}(t+1))$ au système (3.33) et en simplifiant le système, on obtient la forme suivante du système dynamique contrôlé :

$$\begin{cases} h_1(t+1) = q_{s_1}(t) \\ h_2(t+1) = q_{s_2}(t) \\ q_{s_1}(t+1) = q_{s_1}(t) + \frac{\rho_1 q_{s_1}(t)}{\xi_1 + 1} [m_3 - 2\gamma_1 \lambda^2 \beta_1^1 q_{s_1}(t) + \beta_1^2 \gamma_1 \lambda^2 ((1 - w_2)h_2(t) + w_2 q_{s_2}(t))] \\ q_{s_2}(t+1) = q_{s_2}(t) + \frac{\rho_2 q_{s_2}(t)}{\xi_2 + 1} [m_4 - 2\gamma_2 \lambda^2 \beta_2^2 q_{s_2}(t) + \beta_2^1 \gamma_2 \lambda^2 ((1 - w_1)h_1(t) + w_1 q_{s_1}(t))] \end{cases} \quad (3.38)$$

En ajoutant l'action de contrôle $\varpi(p_i(t) - p_i(t+1))$ au système (3.18) et en simplifiant le système, on obtient la forme suivante du système dynamique contrôlé :

$$\begin{cases} f_1(t+1) = p_1(t) \\ p_1(t+1) = \frac{r_1 + \alpha_1^2 p_2(t+1)}{2\alpha_1^1} \\ p_2(t+1) = p_2(t) + \frac{\theta_2 p_2(t)}{\varpi + 1} [r_2 + r_3 p_2(t) + \alpha_2^1 (\omega_1 p_1(t) + (1 - \omega_1) f_1(t))] \end{cases} \quad (3.39)$$

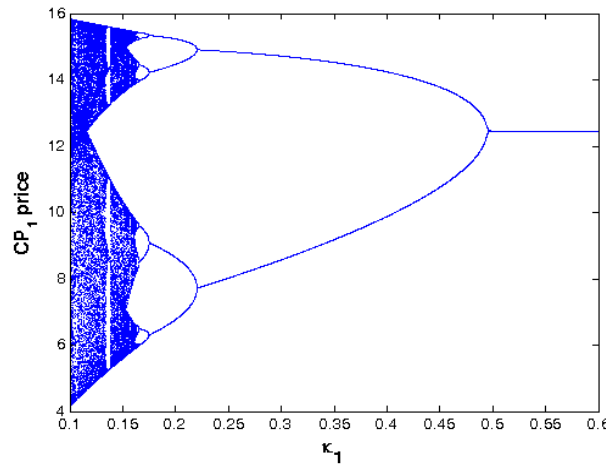


FIGURE 3.9 – Scénario symétrique : Diagrammes de bifurcation de p_1 en fonction de κ_1 , où $\kappa_1 = \kappa_2 \in [0.1, 0.6]$, $\gamma_1 = \gamma_2 = 3$ et $\theta_1 = \theta_2 = 0.65$.

La figure 3.9 montre le diagramme de bifurcation du système (3.37) en fonction du coefficient de contrôle κ_1 . La figure montre que lorsque le coefficient de contrôle κ_1 augmente, le système (3.37) se déplace progressivement de l'état chaotique, à la bifurcation à 4-périodes, à la bifurcation à 2-périodes à un état stable. Lorsque $\kappa_1 > 0.5$, le système (3.37) devient stable.

La figure 3.10 représente le diagramme de bifurcation du système (3.38) par rapport au coefficient de contrôle ξ_1 . Le système dynamique est dans un état chaotique ou quasi périodique lorsque $\xi_1 < 0.21$. Quand, $\xi_1 > 0.21$ le mouvement du système (3.38) varie d'un mouvement multi périodique à un mouvement à 2-périodes. Lorsque $\xi_1 > 0.55$, le système (3.38) atteint l'état stable.

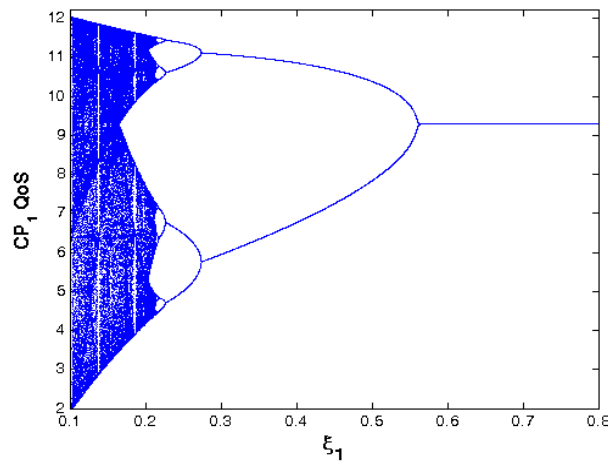


FIGURE 3.10 – Scénario symétrique : Diagrammes de bifurcation de q_{s1} en fonction de ξ_1 , où $\xi_1 = \xi_2 \in [0.1, 0.8]$, $\gamma_1 = \gamma_2 = 4$ et $\rho_1 = \rho_2 = 0.7$.

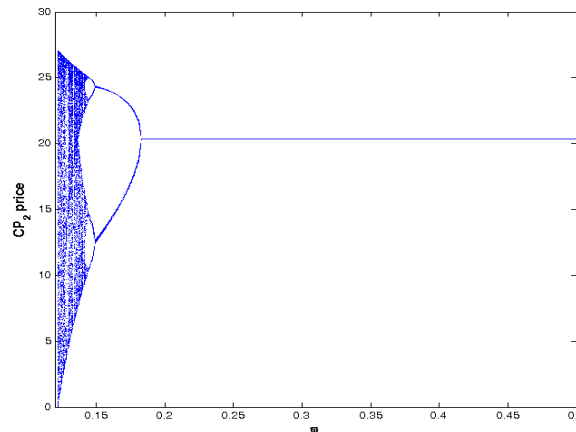


FIGURE 3.11 – Scénario asymétrique : Diagrammes de bifurcation de p_2 en fonction de ϖ , où $\gamma_1 = \gamma_2 = 8$ et $\theta_2 = 0.08$.

La figure 3.11 représente le diagramme de bifurcation du système (3.39) en fonction de ϖ . Avec l'augmentation de ϖ , le système (3.39) passe progressivement de l'état chaotique à l'état d'équilibre. Lorsque $\varpi > 0.19$, le système (3.39) est dans un état stable.

3.5 Conclusion

Ce chapitre étudie les comportements dynamiques d'un modèle de duopole avec deux CPs selon deux scénarios : scénario symétrique où les deux CPs sont bornés dans leur rationalité, et scénario asymétrique où l'un d'eux est rationnel et le second à des informations limitées. Nous avons obtenu explicitement les points d'équilibre, et nous avons étudié la stabilité de ces points. Les résultats numériques montrent que pour des faibles valeurs de la vitesse d'actualisation et du prix de transmissions, l'équilibre de Nash est stable. Lorsque la vitesse d'actualisation et le prix de transmissions augmentent, l'équilibre de

Nash devient instable et des comportements dynamiques complexes se produisent, tels que la bifurcation et le chaos. Enfin, un schéma de contrôle est utilisé pour ramener le système à son état stable.

Émergence des Relations entre les Fournisseurs de Contenu et les Fournisseurs de Services Internet : Modèles, Analyses et l'Impact sur les Politiques

4.1 Introduction

Depuis la création d'Internet, les paquets d'informations sont distribués sur Internet sous le concept de la "Neutralité du Net". Il s'agit d'un régime qui ne fait pas de distinction en termes de prix entre les paquets en fonction des services pour lesquels ces paquets sont utilisés, ou les identités de l'expéditeur et du destinataire [71, 113, 114]. Selon ce principe les ISPs devraient donner aux utilisateurs l'accès à tous les contenus et les applications sur un pied d'égalité, sans favoriser certaines sources ou en bloquant d'autres. Cependant, le principe de la neutralité du net a été récemment remis en question. Au cours des dernières années, le volume du trafic d'Internet a connu une croissance spectaculaire [10], ce qui a obligé les ISPs à investir plus dans l'infrastructure du réseau, afin d'offrir une meilleure qualité de service aux utilisateurs du réseau, mais les ISPs tirent leurs revenus à partir des utilisateurs ou les CPs qui se connectent directement à leur réseau. Par conséquent, les ISPs demandent des revenus supplémentaires des CPs qui ne sont pas directement connectés à eux. Par exemple, un ISP pourrait facturer Netflix afin d'offrir une qualité de service supérieure à leur trafic. Cela a suscité des plaintes de la part des associations d'utilisateurs et des CPs qui ont fait valoir, entre autres, que cela empêcherait l'innovation [115, 116, 117, 118].

Il existe de nombreux modèles permettant d'analyser les avantages et les inconvénients de la neutralité du net [71, 119, 117, 120]. L'objectif est de discuter si la différenciation des services peut être bénéfique ou nuisible à la société, et si l'introduction d'une réglementation peu améliorer les résultats.

Dans ce chapitre, nous étudions l'impact du régime non neutre sur les décisions des CPs et des ISPs, dans ce régime les ISPs facturent les CPs pour la distribution de contenu aux utilisateurs. Nous considérons une chaîne d'approvisionnement d'Internet avec des CPs, des ISPs et des utilisateurs. Cependant, dans la pratique, nous avons souvent les ISPs et

les CPs sont en concurrence pour attirer les utilisateurs. L'ISP facture les utilisateurs en fonction de leur utilisation et fixe le niveau de la qualité de service (QoS) par rapport au prix payé. De plus, le CP charge les utilisateurs par un prix et offre un niveau de la crédibilité de contenu. Les utilisateurs adaptent leur demande de contenu en fonction des politiques des fournisseurs (le CP et l'ISP).

Les principales contributions de ce chapitre sont les suivantes :

- Nous présentons des nouvelles caractéristiques dans la modélisation mathématique qui incluent les revenus des CPs et les revenus des ISPs.
- Nous modélisons la concurrence entre les ISPs en fonction de deux paramètres du marché, le prix d'accès au réseau et la QoS, où chaque ISP souhaite maximiser son gain. Nous formulons ce problème de concurrence par la théorie des jeux non coopératif.
- Nous modélisons la concurrence entre les CPs en fonction du prix d'accès au contenu et de la crédibilité du contenu, où tous les CPs cherchent à maximiser leur profit. Nous formulons la compétition entre les CPs comme un jeu non coopératif.
- Nous utilisons le jeu de Stackelberg pour analyser la compétition entre le CP et l'ISP.
- Nous montrons analytiquement l'existence et l'unicité de l'équilibre de Nash dans les jeux non coopératifs, ce qui signifie qu'il existe un état stable où tous les fournisseurs n'ont pas de motivation pour changer leurs stratégies. Ainsi, notre modèle assure la stabilité économique, ce qui granit la croissance économique. De plus, l'algorithme de la meilleure réponse est utilisé pour calculer le point d'équilibre de Nash.
- L'analyse numérique montre l'effet du prix de transmission et l'effet du coût de la bande passante sur les politiques des fournisseurs.

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit : la section 4.2 présente les travaux antérieurs. Dans la section 4.3, nous décrivons le modèle du système, la demande, la crédibilité du contenu et les fonctions d'utilité. Dans la section 4.4, nous modélisons le jeu de Stackelberg. Ensuite, nous présentons l'analyse théorique du jeu non coopératif considéré dans cette étude dans la section 4.5. Nous donnons une analyse numérique obtenue sur les modèles proposés dans la section 4.6. Finalement, nous concluons ce chapitre dans la section 4.7.

4.2 Travaux connexes

Dans l'article [121], les auteurs ont étudié un jeu de Stackelberg à deux étages avec la compétition de Cournot et de Bertrand. Le prix d'un service des CPs est déterminé en fonction de la demande des utilisateurs et le prix d'accès au réseau. Les auteurs de l'article [122] ont modélisé la compétition dans un marché oligopolistique par la théorie des inégalités variationnelles, ce marché est composé de plusieurs ISPs et plusieurs CPs. La résolution du modèle détermine le volume du service et le niveau de la qualité de contenu des CPs. Dans l'article [123], les auteurs ont modélisé la concurrence de Bertrand entre les ISPs dans un réseau composé de deux ISPs, multi CPs, et des utilisateurs. Un nouveau mécanisme de fixation des prix a été proposé pour calculer le prix optimal pour charger

les utilisateurs et les CPs. Ils ont analysé l'impact des frais d'accès sur le coût social et les revenus. Les résultats ont montré que les frais d'accès déterminent la répartition des coûts de communication et affectent le niveau de trafic. Dans le papier [124], les auteurs ont développé un modèle de la théorie des jeux pour étudier la concurrence entre les CPs et entre les ISPs. Elles incluaient la QoS, en plus de prix pour les ISP et les CPs. Ils ont montré l'impact du prix de transmission sur les stratégies des CPs et des ISPs. Les auteurs de l'article [22] ont formulé l'interaction entre les ISPs sous la forme d'un jeu non coopératif. Chaque ISP choisit deux paramètres, la QoS et le prix. Dans l'article [125], l'auteur considère que les CPs sont confrontés à la question "quel contenu à choisir?". Il a utilisé la théorie des jeux pour étudier l'impact des décisions d'un CP sur les autres CPs. De plus, il a montré que le problème de la sélection du type de contenu est équivalent à un jeu de congestion. Les auteurs dans l'article [126] ont montré que si un ISP a le pouvoir d'imposer le prix de transmission sur le CP, le CP perd le contrôle sur ce qu'il peut payer, les utilisateurs souffrent, et les performances de l'ISPs se dégradent. Dans l'article [127], les auteurs ont étudié un marché bilatéral dans lequel les CPs et les ISPs investissent conjointement dans l'infrastructure du réseau et partageront le revenu. La demande des utilisateurs est déterminée en fonction des produits des CPs et de l'investissement des ISPs. Les auteurs dans les articles [128] [129] ont proposé un jeu de Stackelberg-Bertrand pour étudier le comportement non coopératif entre le CP et l'ISP dans le marché d'Internet, qui était constitué d'un ISP, d'un CP et d'un grand nombre d'utilisateurs. Dans les articles [130] [97], les auteurs ont étudié l'impact d'un contrat exclusif entre le CP et l'ISP dans un réseau non neutre. Ils ont montré que ces contrats produisaient des effets positifs sur les utilisateurs et négatifs pour les CPs. Les auteurs dans l'article [14] considèrent un jeu de Stackelberg où les ISPs sont les leaders et les utilisateurs sont les suiveurs. Dans ce modèle, les ISPs tiennent en compte la migration des utilisateurs lorsqu'ils fixent leur prix et leur QoS.

Dans ce chapitre, nous proposons un nouveau modèle de concurrence entre les ISPs et entre les CPs qui intègre la QoS est la crédibilité de contenu. De plus, nous étudions l'impact du prix de transmission sur les politiques des fournisseurs.

4.3 Modélisation du problème

Nous considérons un modèle économique général de distribution du contenu sur Internet. Les ISPs fournissent une plate-forme reliant les utilisateurs et les CPs. Nous supposons que plusieurs CPs distribuent le même contenu sur les différents ISPs.

Nous considérons un nombre fixe N de CPs. La diffusion de contenu est acheminée sur le réseau par des ISPs de haut niveau qui ont des liens directs avec tous les CPs. En pratique, lorsqu'un utilisateur demande un contenu spécifique d'un CP, ce contenu doit traverser plusieurs réseaux différents. Ce transit complexe de trafic entre les réseaux est régi par divers accords entre les ISPs des différents niveaux. Nous considérons que les ISPs des différents niveaux collaborent pour acheminer le trafic à partir des CPs vers les utilisateurs, nous pouvons les considérer comme un seul ISP.

Nous considérons un système composé de M ISPs. La figure 4.1 montre le mouvement

financier entre les différentes entités. L'ISP charge le CP un prix p_t . Ici, p_t est le prix de transmission payé par le CP à l'ISP pour la distribution de contenu. Dans ce chapitre nous étudions le cas d'un réseau non neutre $p_t \neq 0$, $p_t = 0$ correspond au cas d'un réseau neutre. Les CPs fixent deux paramètres du marché, le prix d'accès au contenu p_c et la crédibilité du contenu c . De plus, chaque ISP choisit un prix d'accès au réseau p_s et une QoS q_s . Les utilisateurs cherchent à s'abonner à l'ISP qui fournissent des meilleures QoSs avec des bons prix, et au CP garantissant les meilleures crédibilités de contenu avec des prix raisonnables. Le comportement des utilisateurs est modélisé par la fonction de la demande.

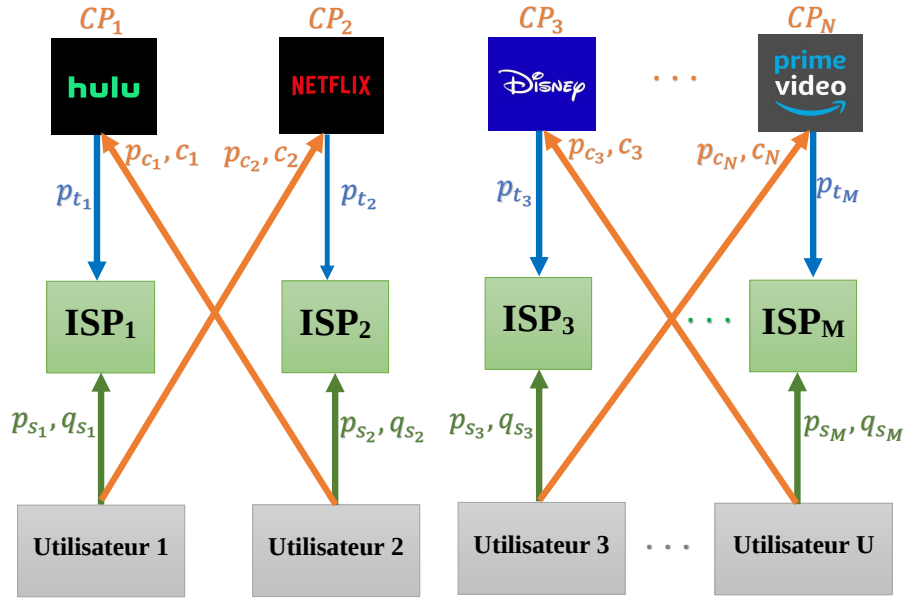


FIGURE 4.1 – Mouvement monétaire sur un réseau non neutre.

4.3.1 Modélisation de la demande

D_{ij} est la demande des utilisateurs de ISP_j au contenu de CP_i , qui dépend du prix p_{c_i} , de la crédibilité c_i , du prix p_{s_j} et de la QoS q_{s_j} ([99] [131]). Cette fonction de demande dépend également des prix $p_{c_{-i}}$, des crédibilités c_{-i} , des prix $p_{s_{-j}}$ et des QoSs $q_{s_{-j}}$ décidé par les concurrents. Finalement, la demande D_{ij} diminue par rapport à p_{c_i} , p_{s_j} et augmente par rapport à p_{c_n} , $n \neq i$ et p_{s_m} , $m \neq j$. De plus, il augmente par rapport à c_i , q_{s_j} diminue par rapport à c_n , $n \neq i$ et q_{s_m} , $m \neq j$.

Ensuite, la fonction de la demande D_{ij} peut être écrite comme suit :

$$\begin{aligned}
 D_{ij} = & d_{ij} - \rho_j^j p_{s_j} - \alpha_i^i p_{c_i} + \sigma_j^j q_{s_j} + \beta_i^i c_i + \sum_{m=1, m \neq j}^M (\rho_j^m p_{s_m} - \sigma_j^m q_{s_m}) \\
 & + \sum_{n=1, n \neq i}^N (\alpha_i^n p_{c_n} - \beta_i^n c_n)
 \end{aligned} \tag{4.1}$$

où d_{ij} est une constante positive utilisée pour assurer des demandes non négatives sur le domaine réalisable. α_i^n et β_i^n sont des constantes positives représentant respectivement la sensibilité de la fonction de demande D_{ij} au prix et à la crédibilité de contenu du CP_n . De plus, ρ_j^m et σ_j^m sont des constantes positives représentant respectivement la sensibilité de la fonction de demande D_{ij} au prix et à la QoS du ISP_m .

Hypothèse 4.1

La sensibilité ρ vérifie :

$$\rho_j^j \geq \sum_{m=1, m \neq j}^M \rho_j^m, \quad \forall j = 1, \dots, M.$$

La sensibilité σ vérifie :

$$\sigma_j^j \geq \sum_{m=1, m \neq j}^M \sigma_j^m, \quad \forall j = 1, \dots, M.$$

La sensibilité α vérifie :

$$\alpha_i^i \geq \sum_{n=1, n \neq i}^N \alpha_i^n, \quad \forall i = 1, \dots, N.$$

La sensibilité β vérifie :

$$\beta_i^i \geq \sum_{n=1, n \neq i}^N \beta_i^n, \quad \forall i = 1, \dots, N.$$

L'hypothèse 4.1 sera nécessaire pour assurer l'unicité de l'équilibre de Nash. Cette hypothèse 4.1 signifie que l'influence des stratégies décidées par un fournisseur sur sa demande est plus grande que l'influence des stratégies de ses opposants sur sa demande.

4.3.2 Modélisation de l'utilité du CP

La fonction d'utilité des CPs est définie comme l'utilité reçue en fournissant le contenu aux utilisateurs. Ainsi, la fonction d'utilité du CP est la différence entre le revenu total et les charges :

$$U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{c}) = p_{c_i} \sum_{j=1}^M D_{ij} - \theta_i c_i - \left(\sum_{j=1}^M p_{t_j} D_{ij} \right) c_i \quad (4.2)$$

p_{t_j} est le coût unitaire de la transmission de l' ISP_j . $p_{c_i} D_{ij}$ est le revenu du CP_i . θ_i est le coût unitaire pour produire la crédibilité de contenu c_i . $\theta_i c_i$ est le coût pour produire la crédibilité du contenu c_i . $p_{t_j} D_{ij} c_i$ est le coût de la transmission de la demande D_{ij} avec la crédibilité c_i à travers l' ISP_j .

La crédibilité de contenu c_i est une fonction linéaire par rapport à la qualité de service

(QoS) q_{ss_i} et la qualité du contenu (QoC) q_{c_i} , qui s'écrit comme suit :

$$c_i = \lambda q_{ss_i} + \mu q_{c_i} \quad (4.3)$$

Où λ et μ sont deux constantes positives. La QoS est définie comme le délai prévu [71], définie par l'inverse de la racine carrée du délai. La QoC peut être spécifiée pour un domaine de contenu spécifique, par exemple le streaming vidéo.

Ainsi, l'utilité du CP_i est donnée par la formule suivante :

$$U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c) = p_{c_i} \sum_{j=1}^M D_{ij} - \theta_i(\lambda q_{ss_i} + \mu q_{c_i}) - \left(\sum_{j=1}^M p_{t_j} D_{ij} \right) (\lambda q_{ss_i} + \mu q_{c_i}) \quad (4.4)$$

4.3.3 Modélisation de l'utilité de l'ISP

La fonction d'utilité de chaque ISP est le revenu total moins le coût de la bande passante. La fonction d'utilité de l' ISP_j peut être exprimée formellement comme suit :

$$U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s) = p_{s_j} \sum_{i=1}^N D_{ij} + p_{t_j} \sum_{i=1}^N c_i D_{ij} - v_j B_j \quad (4.5)$$

Où $p_{s_j} D_{ij}$ est le revenu d'accès réseaux de l' ISP_j . $p_{t_j} D_{ij} c_i$ est le revenu de l' ISP_j résultant de la transmettant de la demande du contenu D_{ij} avec la crédibilité de contenu c_i aux utilisateurs. v_j est le coût unitaire de la bande passante. B_j est la quantité de la bande passante requise par l' ISP_j pour garantir la QoS q_{s_j} . $v_j B_j$ est le coût de la bande passante B_j . Nous considérons que la mesure définissant la QoS correspond à une certaine fonction du délai prévu [71], définie par l'inverse de la racine carrée du délai :

$$q_{s_j} = \frac{1}{\sqrt{Delay_j}} = \sqrt{B_j - \sum_{i=1}^N D_{ij}}, \quad (4.6)$$

cela signifie que :

$$B_j = \sum_{i=1}^N D_{ij} + q_{s_j}^2 \quad (4.7)$$

La fonction d'utilité de l' ISP_j devient :

$$U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s) = p_{s_j} \sum_{i=1}^N D_{ij} + p_{t_j} \left(\sum_{i=1}^N ((\lambda q_{ss_i} + \mu q_{c_i}) D_{ij}) \right) - v_j \left(\sum_{i=1}^N D_{ij} + q_{s_j}^2 \right) \quad (4.8)$$

4.4 Modélisation du jeu de Stackelberg

Le jeu de Stackelberg est une extension du jeu non coopératif avec une hiérarchie à deux niveaux. Le jeu de Stackelberg est un jeu entre deux groupes de joueurs, à savoir

les leaders et les suiveurs. Les leaders ont le privilège d'agir en premier, tandis que les suiveurs agissent selon les stratégies des leaders. Le raisonnement rétrograde est toujours utilisé pour résoudre le jeu de Stackelberg. Dans la méthode de raisonnement rétrograde, les stratégies optimales des suiveurs sont d'abord résolues, étant donné les stratégies des leaders. Par suite, les stratégies optimales des leaders sont résolues. Dans le premier niveau du jeu de Stackelberg, les ISPs fixent le prix de transmission p_t . Dans le deuxième niveau du jeu, étant donné le prix de transmission p_t , les ISPs fixent leur prix p_s et leur QoS q_s , de plus, les CPs fixent leur prix p_c et leur crédibilité du contenu c pour optimiser leur gain, respectivement. La modélisation proposée du jeu de Stackelberg est illustrée dans la figure 4.2.

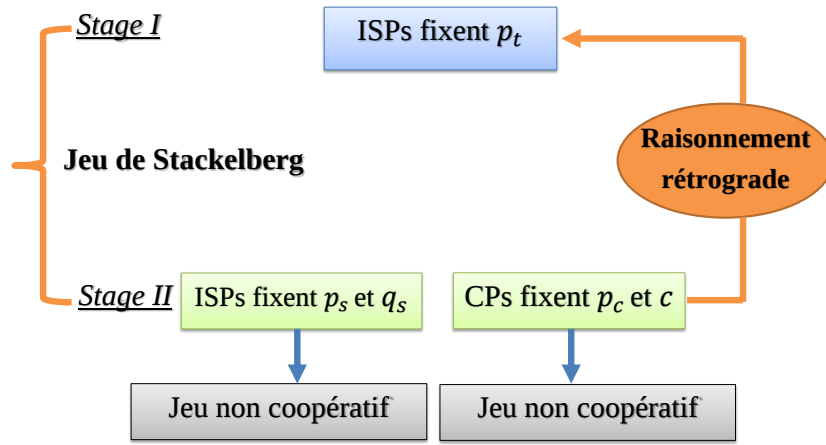


FIGURE 4.2 – Modélisation du jeu de Stackelberg.

Formellement, nous formulons le jeu de Stackelberg entre les ISP et les CP de la manière suivante :

- **Joueurs** : Les ISPs et les CPs sont les joueurs de ce jeu.
- **Stratégie** : Pour l'ISP, les stratégies sont le prix p_s et la QoS q_s ; et pour le CP, les stratégies sont le prix p_c et la crédibilité du contenu c .
- **Utilité** : L'utilité de l'ISP et l'utilité de CP sont donnés dans les deux équations (4.8) et (4.4), respectivement.

Tout d'abord, nous considérons le jeu du deuxième étage. Étant donné le prix p_t , nous formulons le jeu entre les ISPs et entre le CPs comme un jeu non coopératif. Ces jeux non coopératifs sont résolus dans la section 4.5.

Deuxièmement, nous résolvons le premier étage du jeu Stackelberg, où l'ISP fixe le prix p_t pour maximiser son gain. Ainsi, le problème d'optimisation des ISPs peut être exprimé comme suit :

$$\begin{aligned}
 & \max_{p_{t_j}} U_{ISP_j}(p_s, q_s, p_{t_j}, p_c, q_c, q_{ss}) \\
 & s.t. \quad 0 \leq p_{t_j} \leq p_t^{max}
 \end{aligned} \tag{4.9}$$

où p_t^{max} représente le prix maximal de la transmission. Le prix p_t^{max} est fixé par les régulateurs du réseau [132].

Théorème 4.1 *La solution optimale $p_{t_j}^*$ du problème (4.9) prend la valeur 0 ou p_t^{max} .*

Preuve. 9 *La fonction d'utilité U_{ISP_j} est linéaire par rapport au paramètre p_{t_j} . Alors, pour maximiser la fonction d'utilité, le paramètre p_{t_j} prend simplement des valeurs aux bornes de l'intervalle où il est défini. Comme p_{t_j} est définie dans l'intervalle $[0, p_t^{max}]$, donc, il peut être égal à 0 ou à p_t^{max} .*

Nous évaluons l'effet du prix p_t sur les stratégies des ISPs et des CPs par le biais d'une analyse numérique dans la section 4.6.

4.5 Formulation du jeu

Notons $G_1 = [\mathcal{N}, \{P_{c_i}, Q_{ss_i}, Q_{c_i}\}, \{U_{CP_i}(\cdot)\}]$ désigne le jeu non-coopératif QoS, prix et QoC (NQPQG) entre les CPs, où $\mathcal{N} = \{1, \dots, N\}$ est l'ensemble d'indices identifiant les CPs, P_{c_i} est l'ensemble de stratégies de prix du CP_i , Q_{ss_i} est l'ensemble de stratégies de la QoS du CP_i , Q_{c_i} est l'ensemble de stratégies de la QoC du CP_i . Nous supposons que les espaces de stratégies P_{c_i} , Q_{ss_i} et Q_{c_i} de chaque CP_i sont des ensembles compacts et convexes avec des contraintes maximum et minimum. Pour le CP_j nous considérons que les espaces des stratégies sont des intervalles fermés $P_{c_i} = [\underline{p}_{c_i}, \bar{p}_{c_i}]$, $Q_{ss_i} = [\underline{q}_{ss_i}, \bar{q}_{ss_i}]$ et $Q_{c_i} = [\underline{q}_{c_i}, \bar{q}_{c_i}]$. Soient le vecteur prix $\mathbf{p}_c = (p_{c_1}, \dots, p_{c_N})^T \in P_c^N = P_{c_1} \times P_{c_2} \times \dots \times P_{c_N}$, le vecteur QoS $\mathbf{q}_{ss} = (q_{ss_1}, \dots, q_{ss_N})^T \in Q_{ss}^N = Q_{ss_1} \times Q_{ss_2} \times \dots \times Q_{ss_N}$ et le vecteur QoC $\mathbf{q}_c = (q_{c_1}, \dots, q_{c_N})^T \in Q_c^N = Q_{c_1} \times Q_{c_2} \times \dots \times Q_{c_N}$.

$G_2 = [\mathcal{M}, \{P_{s_j}, Q_{s_j}\}, \{U_{ISP_j}(\cdot)\}]$ dénote le jeu non coopératif prix et QoS (JNPQ) entre les ISPs, où $\mathcal{M} = \{1, \dots, M\}$ est l'ensemble d'indices identifiant les ISPs, P_{s_j} est l'ensemble de stratégies du prix de l' ISP_j , Q_{s_j} est l'ensemble de stratégies de la QoS de l' ISP_j . Nous supposons que les espaces de stratégies P_{s_j} et Q_{s_j} de chaque ISP_j sont des ensembles compacts et convexes avec des contraintes maximum et minimum. Pour l' ISP_j nous considérons les espaces des stratégies comme des intervalles fermés $P_{s_j} = [\underline{p}_{s_j}, \bar{p}_{s_j}]$ et $Q_{s_j} = [\underline{q}_{s_j}, \bar{q}_{s_j}]$. Soient le vecteur prix $\mathbf{p}_s = (p_{s_1}, \dots, p_{s_M})^T \in P_s^M = P_{s_1} \times P_{s_2} \times \dots \times P_{s_M}$ et le vecteur QoS $\mathbf{q}_s = (q_{s_1}, \dots, q_{s_M})^T \in Q_s^M = Q_{s_1} \times Q_{s_2} \times \dots \times Q_{s_M}$.

4.5.1 Jeu G_1 à QoS et QoC fixes

Le jeu G_1 de prix p_c est défini pour $\mathbf{q}_{ss} \in Q_{ss}$ et $\mathbf{q}_c \in Q_c$ fixés comme $G_1(\mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c) = [\mathcal{N}, \{P_{c_i}\}, \{U_{CP_i}(\cdot, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)\}]$.

Définition 4.1 Le vecteur prix $\mathbf{p}_c^* = (p_{c_1}^*, \dots, p_{c_N}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G_1(\mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)$ si :

$$\forall (i, p_{c_i}) \in (\mathcal{N}, P_{c_i}), \quad U_{CP_i}(p_{c_i}^*, \mathbf{p}_{c_{-i}}^*, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c) \geq U_{CP_i}(p_{c_i}, \mathbf{p}_{c_{-i}}^*, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)$$

Théorème 4.2 Pour chaque $\mathbf{q}_{ss} \in Q_{ss}$, $\mathbf{q}_c \in Q_c$, le jeu $[\mathcal{N}, \{P_{c_i}\}, \{U_{CP_i}(\cdot, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.

Preuve. 10 Pour prouver l'existence, nous notons que l'espace de stratégies P_{c_i} des CPs est défini par tous les prix dans l'intervalle fermé délimité par les prix minimum et maximum. Ainsi, l'espace de stratégies commun P_c^N est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. De plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux prix, comme le montre le calcul de la dérivée seconde :

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i}^2} = -2\alpha_i^i M \leq 0. \quad (4.10)$$

ce qui montre l'existence de l'équilibre de Nash.

Le jeu $G_1(\mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i} \partial p_{c_n}} \right| \geq 0 \quad (4.11)$$

La dérivée partielle mixte s'écrit comme :

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i} \partial p_{c_n}} = M\alpha_i^n \quad (4.12)$$

Après la substitution de l'équation (4.10) et l'équation (4.12) dans l'équation (4.11), nous avons :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial p_{c_i} \partial p_{c_n}} \right| = M \left(2\alpha_i^i - \sum_{n, n \neq i} \alpha_i^n \right) \geq 0 \quad (4.13)$$

Ainsi, le jeu $G_1(\mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)$ admet un équilibre de Nash unique.

4.5.2 Jeu G_1 à Prix et QoC fixes

Le jeu G_1 de la QoS est définie pour $\mathbf{p}_c \in P_c$ et $\mathbf{q}_c \in Q_c$ fixés comme $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c) = [\mathcal{N}, \{Q_{ss_i}\}, \{U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \cdot, \mathbf{q}_c)\}]$.

Définition 4.2 Le vecteur QoS $\mathbf{q}_{ss}^* = (q_{ss_1}^*, \dots, q_{ss_N}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c)$ si :

$$\forall (i, q_{ss_i}) \in (\mathcal{N}, Q_{ss_i}), \quad U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, q_{ss_i}^*, \mathbf{q}_{ss_{-i}}^*, \mathbf{q}_c) \geq U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, q_{ss_i}, \mathbf{q}_{ss_{-i}}^*, \mathbf{q}_c)$$

Théorème 4.3 Pour chaque $\mathbf{p}_c \in P_c$, $\mathbf{q}_c \in Q_c$, le jeu $[\mathcal{N}, \{Q_{ss_i}\}, \{U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \cdot, \mathbf{q}_c)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.

Preuve. 11 Pour prouver l'existence, on note que l'espace de stratégies Q_{ss_i} des CPs est défini par tous les QoSs dans l'intervalle fermé délimité par les QoSs minimum et maximum. Ainsi, l'espace de stratégies commun Q_{ss}^N est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. De plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux QoSs, comme le montre le calcul de la dérivée seconde :

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i}^2} = -2\beta_i^i \lambda^2 \sum_{j=1}^M p_{t_j} \leq 0 \quad (4.14)$$

ce qui montre l'existence de l'équilibre de Nash.

Le jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c)$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i} \partial q_{ss_n}} \right| \geq 0 \quad (4.15)$$

On a,

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i} \partial q_{ss_n}} = \lambda^2 \beta_i^n \sum_{j=1}^M p_{t_j} \quad (4.16)$$

Après la substitution de l'équation (4.14) et l'équation (4.16) dans l'équation (4.15), nous avons :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{ss_i} \partial q_{ss_n}} \right| = \lambda^2 \left(2\beta_i^i - \sum_{n, n \neq i} \beta_i^n \right) \sum_{j=1}^M p_{t_j} \geq 0 \quad (4.17)$$

Ainsi, le jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c)$ admet un équilibre de Nash unique.

4.5.3 Jeu G_1 à Prix et QoS fixes

Le jeu G_1 de la QoC est définie pour $\mathbf{p}_c \in P_c$, $\mathbf{q}_{ss} \in Q_{ss}$ fixés comme $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}) = [\mathcal{N}, \{Q_{c_i}\}, \{U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \cdot)\}]$.

Définition 4.3 Le vecteur QoC $\mathbf{q}_c^* = (q_{c_1}^*, \dots, q_{c_N}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss})$ si :

$$\forall (i, q_{c_i}) \in (\mathcal{N}, Q_{c_i}), \quad U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, q_{c_i}^*, \mathbf{q}_{c_{-i}}^*) \geq U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, q_{c_i}, \mathbf{q}_{c_{-i}}^*)$$

Théorème 4.4 Pour chaque $\mathbf{p}_c \in P_c$, $\mathbf{q}_{ss} \in Q_{ss}$, le jeu $[\mathcal{N}, \{Q_{c_i}\}, \{U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \cdot)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.

Preuve. 12 Pour prouver l'existence, on note que l'espace de stratégies Q_{c_i} des CPs est défini par tous les QoCs dans l'intervalle fermé délimité par les QoCs minimum et maximum. Ainsi, l'espace de stratégies commun Q_c^N est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. De plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux QoCs, comme le montre le calcul de la dérivée seconde :

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i}^2} = -2\beta_i^i \mu^2 \sum_{j=1}^M p_{t_j} \leq 0 \quad (4.18)$$

ce qui montre l'existence de l'équilibre de Nash.

Le jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss})$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i} \partial q_{c_n}} \right| \geq 0 \quad (4.19)$$

On a,

$$\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i} \partial q_{c_n}} = \mu^2 \beta_i^n \sum_{j=1}^M p_{t_j} \quad (4.20)$$

Après la substitution de l'équation (4.18) et l'équation (4.20) dans l'équation (4.19), nous avons :

$$-\frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i}^2} - \sum_{n, n \neq i} \left| \frac{\partial^2 U_{CP_i}(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss}, \mathbf{q}_c)}{\partial q_{c_i} \partial q_{c_n}} \right| = \mu^2 \left(2\beta_i^i - \sum_{n, n \neq i} \beta_i^n \right) \sum_{j=1}^M p_{t_j} \geq 0 \quad (4.21)$$

Ainsi, le jeu $G_1(\mathbf{p}_c, \mathbf{q}_{ss})$ admet un équilibre de Nash unique.

4.5.4 Jeu G_2 à QoS fixe

Le jeu G_2 de prix p_s est défini pour $\mathbf{q}_s \in Q_s$ fixé comme $G_2(\mathbf{q}_s) = [\mathcal{M}, \{P_{s_j}\}, \{U_{ISP_j}(\cdot, \mathbf{q}_s)\}]$.

Définition 4.4 Le vecteur prix $\mathbf{p}_s^* = (p_{s_1}^*, \dots, p_{s_M}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G_2(\mathbf{q}_s)$ si :

$$\forall (j, p_{s_j}) \in (\mathcal{M}, P_{s_j}), \quad U_{ISP_j}(p_{s_j}^*, \mathbf{p}_{s_{-j}}^*, \mathbf{q}_s) \geq U_{ISP_j}(p_{s_j}, \mathbf{p}_{s_{-j}}^*, \mathbf{q}_s)$$

Théorème 4.5 Pour chaque $\mathbf{q}_s \in Q_s$, le jeu $[\mathcal{M}, \{P_{s_j}\}, \{U_{ISP_j}(\cdot, \mathbf{q}_s)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.

Preuve. 13 Pour prouver l'existence, on note que l'espace de stratégies P_{s_j} des ISPs est défini par tous les prix dans l'intervalle fermé délimité par les prix minimum et maximum.

Ainsi, l'espace de stratégies commun P_s^M est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^M$. De plus, les fonctions d'utilité sont concaves par rapport aux prix, comme le montre le calcul de la dérivée seconde :

$$\frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j}^2} = -2\rho_j^j N \leq 0. \quad (4.22)$$

ce qui assure l'existence de l'équilibre de Nash.

Le jeu $G_2(\mathbf{q}_s)$ admet un point d'équilibre de Nash unique, si la fonction d'utilité satisfait la condition de solvabilité de la dominance [72] :

$$-\frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j}^2} - \sum_{m, m \neq j} \left| \frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_m}} \right| \geq 0 \quad (4.23)$$

On a,

$$\frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_m}} = N \rho_j^m \quad (4.24)$$

Après la substitution de l'équation (4.22) et l'équation (4.24) dans l'équation (4.23), nous avons :

$$-\frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j}^2} - \sum_{m, m \neq j} \left| \frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial p_{s_j} \partial p_{s_m}} \right| = N \left(2\rho_j^j - \sum_{m, m \neq j} \rho_j^m \right) \geq 0 \quad (4.25)$$

Ainsi, le jeu $G_2(\mathbf{q}_s)$ admet un équilibre de Nash unique.

4.5.5 Jeu G_2 à Prix fixe

Le jeu G_2 de la QoS est définie pour $\mathbf{p}_s \in P_s$ fixé comme $G_2(\mathbf{p}_s) = [\mathcal{M}, \{Q_{s_j}\}, \{U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \cdot)\}]$.

Définition 4.5 Le vecteur QoS $\mathbf{q}_s^* = (q_{s_1}^*, \dots, q_{s_M}^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G_2(\mathbf{p}_s)$ si :

$$\forall (j, q_{s_j}) \in (\mathcal{M}, Q_{s_j}), \quad U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, q_{s_j}^*, \mathbf{q}_{s_{-j}}^*) \geq U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, q_{s_j}, \mathbf{q}_{s_{-j}}^*)$$

Théorème 4.6 Pour chaque $\mathbf{p}_s \in P_s$, le jeu $[\mathcal{M}, \{Q_{s_j}\}, \{U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \cdot)\}]$ admet un équilibre de Nash unique.

Preuve. 14 Pour prouver l'existence, on note que l'espace de stratégie Q_{s_j} des ISPs est défini par tous les QoSs dans l'intervalle fermé délimité par les QoSs minimum et maximum. Ainsi, l'espace de stratégies commun Q_s^M est un sous-ensemble non vide, convexe et compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$. De plus, les fonctions d'utilité sont concaves par

rapport aux QoSs, comme le montre le calcul de la dérivée seconde :

$$\frac{\partial^2 U_{ISP_j}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s)}{\partial q_{s_j}^2} = -2v_j \leq 0. \quad (4.26)$$

ce qui montre l'existence de l'équilibre de Nash.

Afin de prouver l'unicité de l'équilibre de Nash du jeu $G_2(\mathbf{p}_s)$, nous définissons la somme pondérée des fonctions d'utilité :

$$\psi(\mathbf{q}_s, \mathbf{x}) = \sum_{j=1}^M x_j U_{ISP_j}(q_{s_j}, \mathbf{q}_{s_{-j}}) \quad (4.27)$$

Le pseudo-gradient de (4.27) est :

$$v(\mathbf{q}_s, \mathbf{x}) = \left[x_1 \nabla U_{ISP_1}(q_{s_1}, \mathbf{q}_{s_{-1}}), \dots, x_M \nabla U_{ISP_M}(q_{s_M}, \mathbf{q}_{s_{-M}}) \right]^T \quad (4.28)$$

La matrice jacobienne J du pseudo-gradient s'écrit comme :

$$J = \begin{pmatrix} x_1 \frac{\partial^2 U_{ISP_1}}{\partial q_{s_1}^2} & x_1 \frac{\partial^2 U_{ISP_1}}{\partial q_{s_1} \partial q_{s_2}} & \cdot & \cdot & \cdot & x_1 \frac{\partial^2 U_{ISP_1}}{\partial q_{s_1} \partial q_{s_M}} \\ x_2 \frac{\partial^2 U_{ISP_2}}{\partial q_{s_2} \partial q_{s_1}} & x_2 \frac{\partial^2 U_{ISP_2}}{\partial q_{s_2}^2} & \cdot & \cdot & \cdot & x_2 \frac{\partial^2 U_{ISP_2}}{\partial q_{s_2} \partial q_{s_M}} \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ x_M \frac{\partial^2 U_{ISP_M}}{\partial q_{s_M} \partial q_{s_1}} & x_M \frac{\partial^2 U_{ISP_M}}{\partial q_{s_M} \partial q_{s_2}} & \cdot & \cdot & \cdot & x_M \frac{\partial^2 U_{ISP_M}}{\partial q_{s_M}^2} \end{pmatrix}$$

$$= \begin{pmatrix} -2x_1 v_1 & 0 & \cdot & \cdot & \cdot & 0 \\ 0 & -2x_2 v_2 & \cdot & \cdot & \cdot & 0 \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ 0 & 0 & \cdot & \cdot & \cdot & -2x_M v_M \end{pmatrix}$$

La matrice J est diagonale dont les éléments de la diagonal sont négatifs, alors J est défini négative. Donc, $[J + J^T]$ est défini négatif. D'après le théorème (6) dans [73], la fonction $\psi(q_s, x)$ est fortement dominante. Ainsi, le jeu $G_2(\mathbf{p}_s)$ admet un point d'équilibre de Nash unique.

4.5.6 Apprentissage de l'équilibre de Nash

Les sections ci-dessus montrent que l'équilibre de Nash existe et unique. Maintenant, nous allons développer un algorithme distribué qui converge vers l'équilibre de Nash. Cependant, nous supposons que chaque fournisseur dispose d'une information parfaite sur les stratégies de ses concurrents. Ainsi, chaque fournisseur peut observer les politiques

adoptées par ses concurrents lors des étapes précédentes et les intégrer dans son processus de décision pour modifier sa politique. L'algorithme 2 résume les étapes d'apprentissage que chaque fournisseur doit effectuer afin de trouver l'équilibre Nash.

Algorithm 2 Algorithme de la Meilleure Réponse

- 1: Initialisation des vecteurs $\mathbf{x}(0) = [x_1(0), \dots, x_M(0)]$ aléatoirement ;
 - 2: Pour chaque $E_j, j \in \mathcal{L}$ à l'itération t :
 - $x_j(t+1) = \underset{x_j \in X_j}{\operatorname{argmax}} (U_{E_j}(\mathbf{x}(t)))$.
 - 3: SI $\forall j \in \mathcal{L}, |x_j(t+1) - x_j(t)| < \epsilon$, alors STOP.
 - 4: SI NON, $t = t + 1$ et aller au étape (2)
-

Tel que :

- E désigne le CP ou l'ISP.
- $\mathcal{L}$ réfère à $\mathcal{N}$ ou $\mathcal{M}$.
- x réfère au vecteur prix p_c , au vecteur prix p_s , au vecteur QoS q_s , le vecteur QoC q_c ou au vecteur QoS q_{ss} .
- X_i désigne le profil de stratégie prix P_{c_i} , le profil de stratégie QoS Q_{ss_i} , le profil de stratégie QoC Q_{c_i} , le profil de stratégie prix P_{s_j} ou le profil de stratégie QoS Q_{s_j} .

4.5.7 Prix de l'anarchie

Le concept de prix de l'anarchie (PoA) est une mesure que Koutsoupias et Papadimitriou [133] ont proposée pour quantifier l'inefficacité de l'équilibre de Nash causé par le comportement égoïste des acteurs du système. Cette mesure est définie comme le rapport entre la somme des utilités des fournisseurs à l'équilibre de Nash et le coût social optimal :

$$PoA = \frac{\min_{\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss}} W_{NE}(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss})}{\max_{\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss}} W(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss})} \quad (4.29)$$

Tel que

- $W(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss}) = \sum_{j=1}^M U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss})$ est le coût social optimal.
- $W_{NE}(\mathbf{p}_s^*, \mathbf{q}_s^*, \mathbf{p}_c^*, \mathbf{q}_c^*, \mathbf{q}_{ss}^*) = \sum_{j=1}^M U_j(\mathbf{p}_s, \mathbf{q}_s, \mathbf{p}_c, \mathbf{q}_c, \mathbf{q}_{ss})$ est la somme des utilités de tous les fournisseurs à l'équilibre de Nash.

4.6 Résultats numériques

Afin de valider l'étude théorique effectuée, nous avons établi une étude numérique citée ci-dessous. Nous considérons un écosystème contenant deux ISPs et deux CPs cherchant à maximiser leurs revenus respectifs. Le tableau 4.1 représente les valeurs des paramètres du système utilisées dans cette étude numérique.

$\alpha_1^1 = \alpha_2^2$	$\alpha_i^n, i \neq n$	$\beta_1^1 = \beta_2^2$	$\beta_i^j, i \neq j$	$\rho_1^1 = \rho_2^2$	$\rho_j^m, j \neq m$	d_{11}
0.55	0.45	0.55	0.45	0.55	0.45	250
$\sigma_1^1 = \sigma_2^2$	$\sigma_j^m, j \neq m$	$v_1 = v_2 = v$	$\lambda = \mu$	$p_{t1} = p_{t2} = p_t$	$\theta_1 = \theta_2$	d_{12}
0.55	0.45	10	0.5	10	2	250
$\bar{p}_{c1} = \bar{p}_{c2}$	$p_{c1} = p_{c2}$	$\bar{q}_{ss1} = \bar{q}_{ss2}$	$q_{ss1} = q_{ss2}$	$\bar{q}_{c1} = \bar{q}_{c2}$	$q_{c1} = q_{c2}$	d_{21}
1000	1	1000	1	1000	1	200
$\bar{p}_{s1} = \bar{p}_{s2}$	$p_{s1} = p_{s2}$	$\bar{q}_{s1} = \bar{q}_{s2}$	$q_{s1} = q_{s2}$	d_{22}		
1000	1	1000	1	200		

TABLE 4.1 – Paramètres du système utilisés pour l'étude numérique d'un réseaux non-neutre.

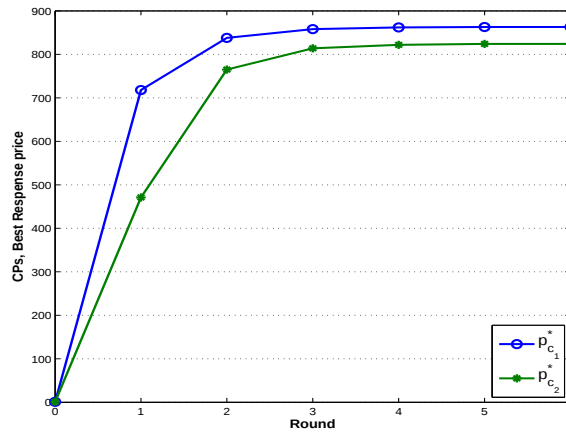


FIGURE 4.3 – Jeu G_1 de prix p_c : Convergence vers l'équilibre de Nash des prix.

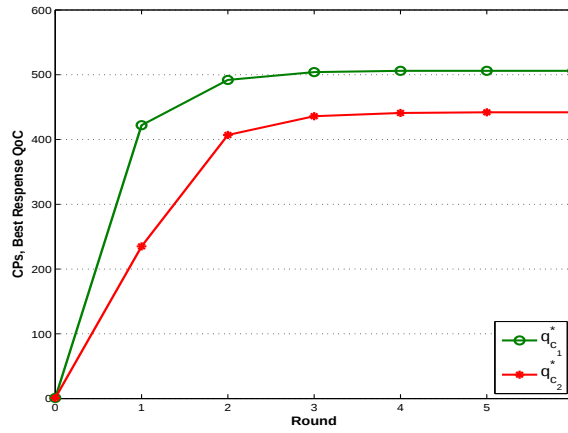
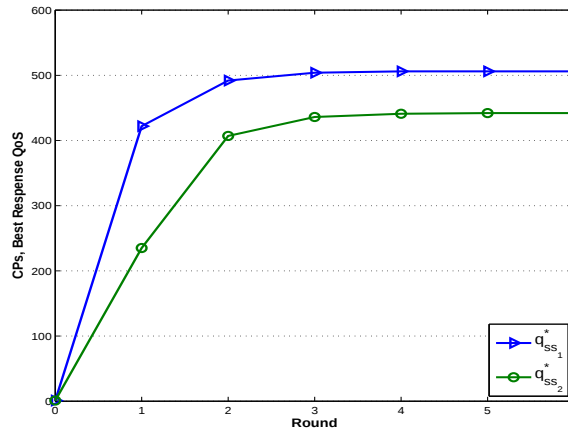
Premièrement, nous montrons la convergence vers l'équilibre de Nash.

Les figures 4.3, 4.4, 4.5, 4.6 et 4.7 représentent les courbes de la convergence à l'équilibre de Nash du prix, à l'équilibre de Nash de la QoS et à l'équilibre de Nash de la QoS. Il est clair que l'algorithme de la meilleure réponse converge vers l'unique équilibre de Nash. Nous remarquons également que la vitesse de convergence est relativement élevée (environ 6 itérations sont suffisantes pour converger vers le point d'équilibre). Cela renforce ce que nous avons trouvé dans l'étude théorique présentée dans les sections précédentes.

Deuxièmement, nous illustrons l'impact du prix de transmission p_t sur les stratégies des fournisseurs. Nous varions le prix de transmission p_t pour étudier son impact.

L'impact du prix de transmission p_t sur le prix p_s et sur la QoS q_s des deux ISPs est illustré dans les figures 4.8 et 4.9. Les figures 4.8 et 4.9 nous indiquent que le prix diminue et la QoS augmente quand le prix de transmission est augmenté. Quand le prix de transmission augmente, le revenu issu de la transmission des contenus augmente, ce qui induit une augmentation des revenus des ISPs. Par conséquent, les ISPs diminuent leur prix et investissent plus pour augmenter leur QoS, afin d'attirer plus d'utilisateurs à s'inscrire à leurs services.

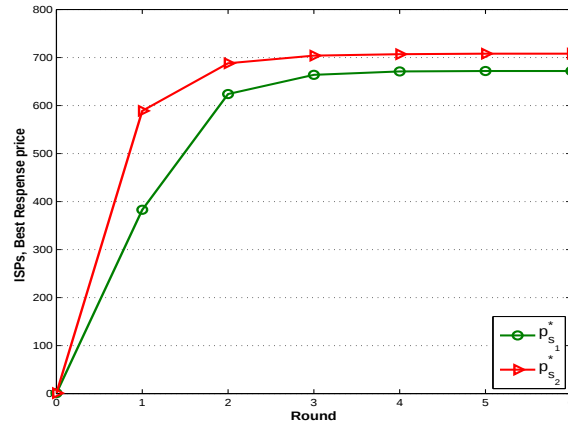
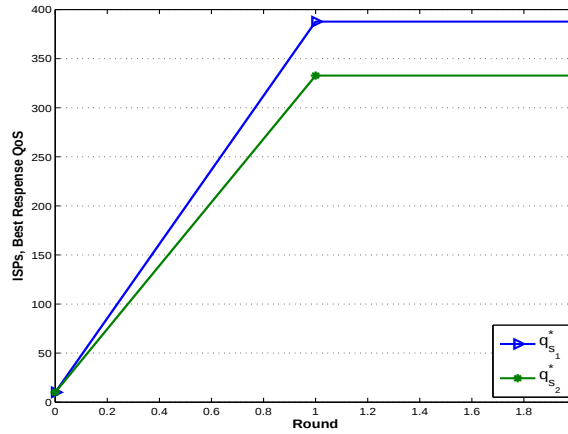
Les figures 4.10, 4.11 et 4.12 représentent l'impact du prix de transmission p_t sur le prix

FIGURE 4.4 – Jeu G_1 de QoC q_c : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoCs.FIGURE 4.5 – Jeu G_1 de QoS q_{ss} : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoSs.

p_c , la QoS q_{ss} et la QoC q_c des deux CPs. Nous remarquons que si le prix de transmission augmente le prix augmente. D'autre part, si le prix de transmission augmente, la QoS et la QoC diminuent. Cela provient du fait que lorsque le prix de transmission est moins cher les CPs investissent plus pour offrir des meilleures QoS, des meilleures QoC et des prix moins chers pour attirer plus d'utilisateurs, afin d'augmenter leurs revenus. D'autre part si le prix de transmission est très cher, les CPs offrent des faibles QoS, des faibles QoC et des prix très cher pour compenser l'augmentation du prix de transmission.

Troisièmement, nous étudions l'impact du coût de la bande passante sur le prix et la QoS des ISPs.

Nous représentons dans les figures 4.13 et 4.14 l'influence du coût de la bande passante v sur le prix p_s et la QoS q_s à l'équilibre de Nash. D'une part, nous notons que le prix à l'équilibre de Nash pour chacun des ISPs augmente avec l'augmentation du coût de la bande passante. D'autre part, nous constatons que la QoS à l'équilibre de tous les ISPs diminue avec l'augmentation du coût de la bande passante. Lorsque le coût de la bande passante décidée par le propriétaire du réseau est moins cher, les ISPs investissent pour plus de bande passante, afin d'offrir des meilleures QoS et des prix attractifs. Mais lorsque le coût de la bande passante est plus élevé, les ISPs décident d'augmenter leur prix et de

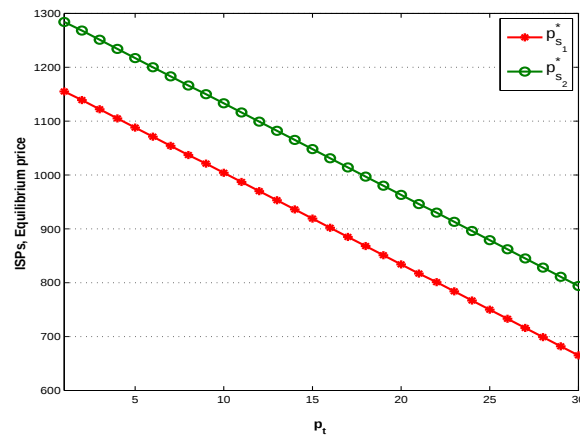
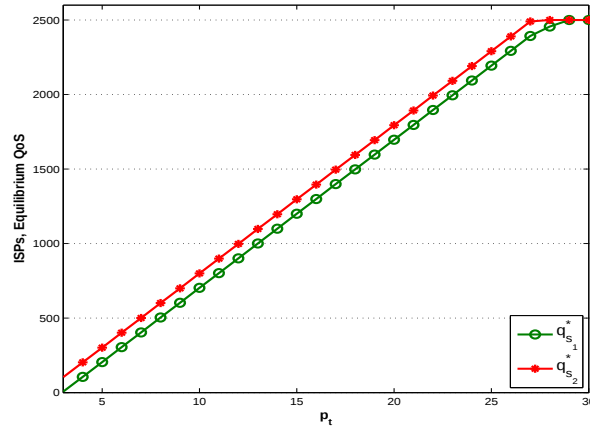
FIGURE 4.6 – Jeu G_2 de prix p_s : Convergence vers l'équilibre de Nash des prix.FIGURE 4.7 – Jeu G_2 de QoS q_s : Convergence vers l'équilibre de Nash des QoSs.

diminuer leur QoS pour compenser l'augmentation du coût de la bande passante.

Dans ce qui suit, nous examinons l'impact des paramètres du système sur l'efficacité du système en utiliserons le prix de l'anarchie :

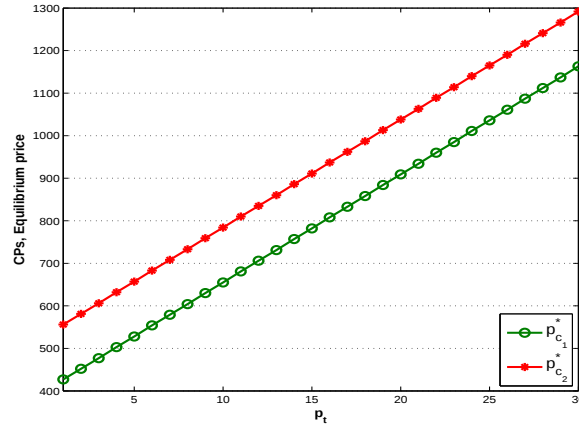
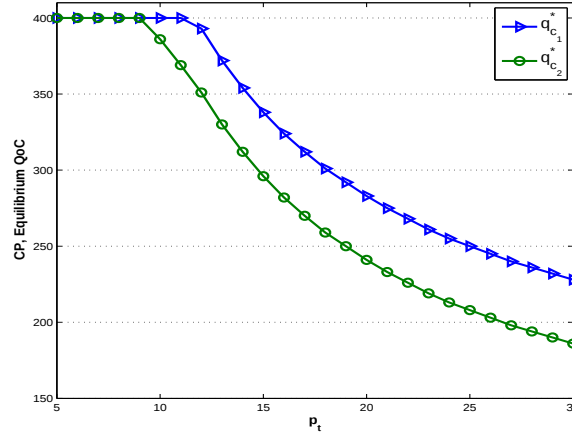
La figure 4.15 montre la courbe de variation du PoA des CPs en fonction du prix de transmission. Dans la figure 4.15, nous remarquons d'abord que le PoA augmente par rapport au prix de transmission. Lorsque le prix de transmission est faible, le PoA est faible. Alors, l'équilibre de Nash n'est pas socialement efficace, les CPs sont égoïstes et chacun cherche à maximiser son profit individuellement. Mais quand le prix de transmission augmente, l'équilibre de Nash devient de plus en plus socialement efficace. Cette augmentation trouve l'intuition simple que lorsque le prix de transmission augmente, les CPs ne sont pas égoïstes et chacun prend en considération les stratégies de ses adversaires pour tomber dans un état d'équilibre optimal.

La figure 4.16 illustre les variations du PoA des ISPs en fonction du prix de transmission. Le PoA diminue en fonction du prix de transmission. Lorsque le prix de transmission est faible, le PoA est socialement efficace. De plus, quand le prix de transmission est moins cher, le revenu de la transmission diminue et les ISPs coopèrent entre eux pour optimiser

FIGURE 4.8 – Prix à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t .FIGURE 4.9 – QoS à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t .

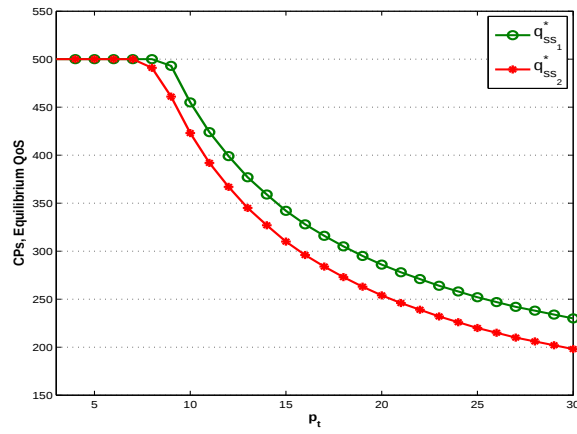
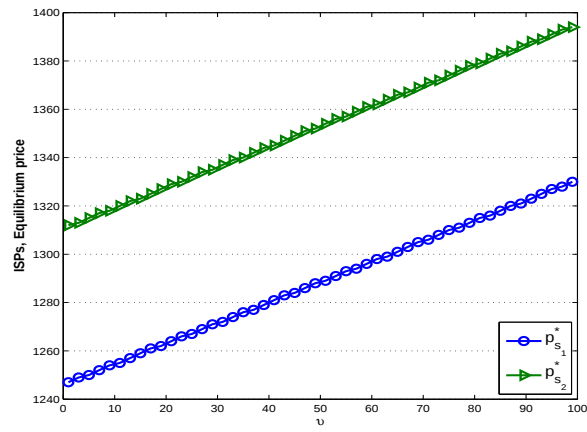
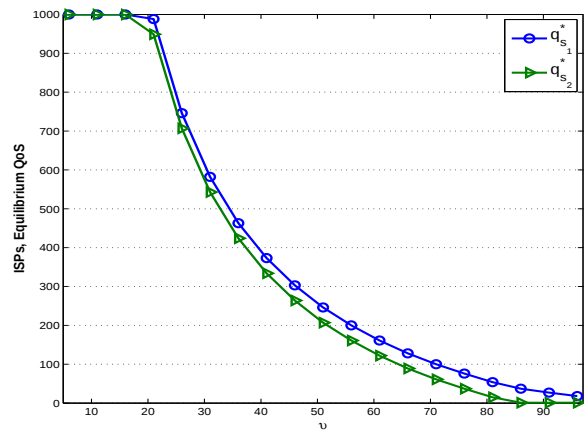
l'équilibre de Nash. D'autre part, lorsque le prix de transmission augmente, le PoA devient de plus en plus faible. Alors, l'équilibre de Nash n'est pas socialement efficace, les ISPs sont égoïstes et chacun cherche à maximiser son profit individuellement.

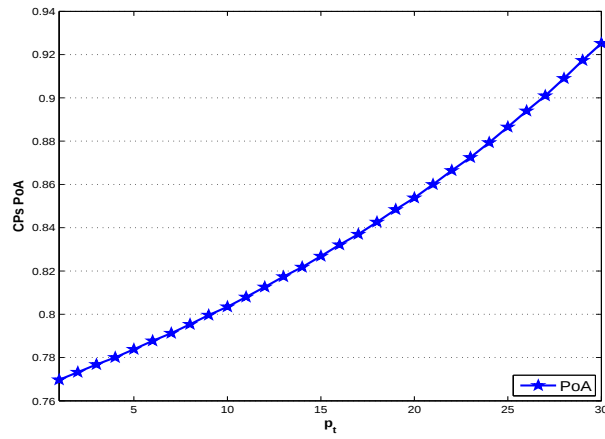
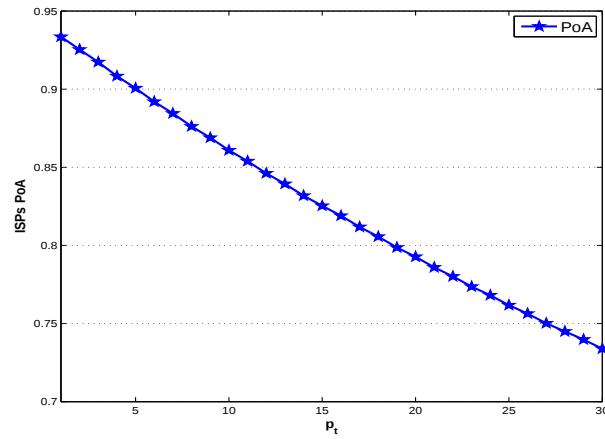
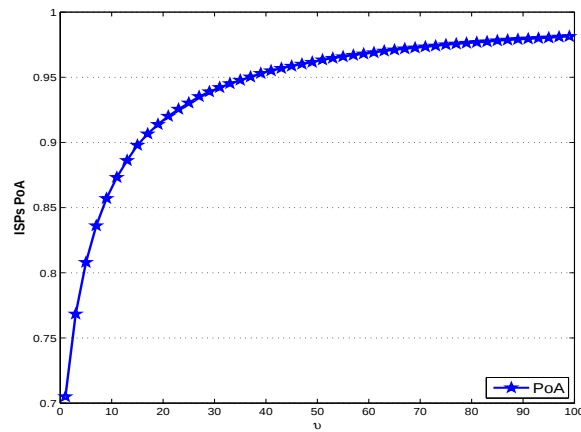
La figure 4.17 montre la courbe de variation du PoA en fonction du coût de la bande passante. Dans cette figure, on remarque d'abord que le PoA augmente par rapport au coût de la bande passante. Quand le coût de la bande passante est faible, les ISPs sont égoïstes, ce qui signifie la nécessité de l'aide d'un régulateur recommandant les meilleurs profils de stratégie pour atteindre des meilleurs résultats. Si le coût de la bande passante augmente, les ISPs coopèrent entre eux pour choisir des prix et des QoS optimales. Cependant, le propriétaire du réseau peut utiliser la valeur du coût de la bande passante pour contrôler l'égoïsme des ISPs, cela permet l'amélioration des performances du réseau.

FIGURE 4.10 – Prix p_c à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t .FIGURE 4.11 – QoS q_{ss} à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t .

4.7 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons étudié un réseau non neutre composé des ISPs, des CPs et des utilisateurs. L'interaction entre les ISPs et entre les CPs est étudiée à l'aide de la théorie des jeux non coopératifs. De plus, nous avons utilisé le jeu de Stackelberg pour étudier les interactions entre l'ISP et le CP. Nous avons montré l'existence et l'unicité de l'équilibre de Nash, puis nous avons utilisé l'algorithme de la meilleure réponse pour déterminer les points d'équilibre de Nash. Nous avons également utilisé le prix de l'anarchie pour évaluer l'efficacité de l'équilibre de Nash. Enfin, nous avons trouvé des résultats qui décrivent les interactions entre les fournisseurs et montrent l'impact des paramètres du système sur les politiques des fournisseurs. Les résultats numériques montrent que les ISPs peuvent bénéficier de la facturation des CPs, tandis que la demande des CPs est réduite.

FIGURE 4.12 – QoC q_c à l'équilibre de Nash en fonction du prix de transmission p_t .FIGURE 4.13 – Prix p_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût de la bande passante v .FIGURE 4.14 – QoS q_s à l'équilibre de Nash en fonction du coût de la bande passante v .

FIGURE 4.15 – PoA en fonction du prix de transmission p_t dans le jeu G_1 .FIGURE 4.16 – PoA en fonction du prix de transmission p_t dans le jeu G_2 .FIGURE 4.17 – PoA en fonction du coût de la bande passante v dans le jeu G_2 .

Approche de la Théorie des Jeux pour Contrôler la Puissance et le Taux d'Émission dans les Réseaux VANETs

5.1 Introduction

Les systèmes de transport intelligents (Intelligent Transportation Systems (ITS)) sont des systèmes de transport qui utilisent les nouvelles technologies de l'information et de la communication pour améliorer la sécurité routière, l'efficacité du trafic, le confort des usagers de la route et réduire l'impact écologique négatif causé par les émissions de gaz générés par le trafic routier. L'une des principales forces des ITSs est de permettre un niveau de coopération entre les participants du réseau routier en équipant les véhicules par des systèmes de communication sans fil. Ce type de réseaux sans fil se réfère aux réseaux VANETs (Vehicular Ad-Hoc NETwork).

Le renforcement de la sécurité dans les réseaux VANETs est assuré par les messages échangés entre les véhicules. Le message de sécurité de base (Basic Safety Message (BSM)), comprend des données sur l'état du véhicule telles que la position, la vitesse et l'accélération. Les véhicules diffusent périodiquement des BSMs pour informer les autres véhicules de leur situation. Dans les réseaux de véhicules denses, un grand nombre de BSM se perdent en raison de la croissance des taux de transmission, ce qui entraîne la diminution de l'attention des véhicules aux autres véhicules dans leur environnement. Pour maximiser le nombre de BSM reçus, il faut contrôler le taux et la puissance d'émission des BSMs.

De nombreux travaux utilisent la théorie des jeux dans les réseaux sans fil [86, 94, 99, 11, 20, 25]. Les auteurs dans l'article [134] ont proposé un algorithme de contrôle de la puissance d'émission, où chaque véhicule calcule la puissance maximale d'émission afin de maintenir le taux d'occupation du canal en dessous d'un seuil. Dans l'article [135], les auteurs analysent les performances d'un protocole de diffusion multi hop pour les applications de sécurité des véhicules, en proposant un schéma d'acheminement probabiliste générique et en développant un modèle analytique pour évaluer les performances du schéma proposé. Les auteurs de l'article [136] fournissent un cadre permettant d'identifier les taux d'émissions optimales en se basant sur la maximisation de la fonction de l'utilité. De plus, ils étudient l'effet du taux d'émission sur les performances du réseau. Dans l'ar-

ticle [137], les auteurs proposent un système de contrôle dynamique de la congestion, qui permet de fournir des données fiables et rapides dans les applications de sécurité. Le système proposé est conçu pour les canaux de communication comme un moyen pour diffuser des messages de sécurité, et pour assurer la transmission fiable et rapide des messages à tous les voisins sur le réseau. Les auteurs de l'article [138] minimisent le délai et la gigue pour améliorer la qualité du service dans les réseaux VANETs, en utilisant l'algorithme de la recherche Tabou. Dans l'article [139], les auteurs proposent une approche de prédiction de la mobilité des véhicules basée sur l'adaptation du taux d'émission, chaque véhicule utilise un module de prédiction pour obtenir les estimations en temps réel des états de mouvement de ses voisins. Les auteurs de l'article [140] étudient le problème du contrôle de la puissance d'émission dans les réseaux VANETs en utilisant la théorie des jeux non coopératif. Dans l'article [141], les auteurs ont proposé un mécanisme de contrôle du taux d'émission et de la sensibilisation basé sur la théorie des jeux non coopératifs. Dans ce chapitre, nous étudions le contrôle du taux et la puissance d'émission en utilisant les jeux non coopératifs et les jeux coopératifs.

Dans ce chapitre, le problème du contrôle de la puissance et le taux d'émission dans les réseaux VANETs est formulé comme un problème d'optimisation à deux variables. La motivation et l'objectif de l'approche proposée est de déterminer la puissance et le taux d'émission des véhicules d'une manière distribuée afin de maximiser la satisfaction des véhicules. La théorie des jeux super-modulaires et la solution de négociation de Nash sont utilisées pour résoudre le problème d'optimisation. Nous montrons l'existence d'un point d'équilibre dans le jeu non coopératif et dans le jeu coopératif. En plus, nous implémentons deux algorithmes d'apprentissage pour calculer les points d'équilibre d'une manière distribuée en ajustant les taux et les puissances d'émission en une seule étape. L'évaluation des performances de notre système montre la convergence des algorithmes proposés vers les points d'équilibre, et montre l'impact des paramètres du système sur les stratégies des véhicules. Finalement, il est également révélé que l'algorithme basé sur les jeux coopératifs est le meilleur choix pour le véhicule afin de contrôler le taux et la puissance d'émission des BSMs.

Le reste de ce chapitre est organisé comme suit : dans la section 5.2, nous décrivons le modèle proposé. Dans la section 5.3, nous présentons la formulation du jeu non coopératif. La section 5.4, présente la description du jeu coopératif. Ensuite, nous présentons les résultats numériques dans la section 5.5 et nous terminons ce chapitre par une conclusion dans la section 5.6.

5.2 Modélisation du Problème

La fonction de gain du véhicule i peut être modélisée sous cette forme :

$$U_i = a_i \log(r_i + p_i + 1) - (C_{s_i} + C_{p_i}p_i + C_{r_i}r_i) - c_i p_i CBR_i(r, p) \quad (5.1)$$

où a_i et c_i sont des paramètres positifs. p_i est la puissance d'émission des BSMs. r_i est le taux d'émission des BSMs. $CBR_i(p, r)$ est le taux d'occupation du canal que le véhicule i détecte. Le premier terme de la fonction de gain est appelé l'utilité, c'est une fonction

croissante par rapport à la puissance et le taux d'émission. La fonction logarithmique a été utilisée car elle est une fonction croissante et a la propriété de concavité. Ainsi, les véhicules ayant une puissance et un taux d'émission faibles sont plus motivés pour augmenter la puissance et le taux d'émission. Le deuxième terme ($C_{s_i} + C_{p_i}p_i + C_{r_i}r_i$) est l'énergie consommée pour envoyer des BSMs et pour changer l'état de l'émetteur-récepteur. C_{s_i} est l'énergie consommée pour changer l'état de l'émetteur-récepteur. C_{p_i} est l'énergie consommée pour envoyer des BSMs avec la puissance p_i . C_{r_i} est l'énergie consommée pour envoyer des BSMs avec le taux r_i . Le troisième terme $c_i p_i CBR_i(r, p)$ est la fonction du coût. Ce qui indique qu'un véhicule doit payer un coût plus élevé en cas de congestion. Ce terme est une fonction de CBR_i , car le CBR est un meilleur indicateur de la réussite de la dissémination des informations dans les réseaux VANETs [142].

Pour l'expression de $CBR_i(p, r)$, nous avons utilisé le modèle mathématique développé dans [143] :

$$CBR_i = \sum_{j=1}^N h_{ij} r_j \quad (5.2)$$

tel que

$$h_{ij} = T_{frame} \times \frac{\Gamma(m, m \frac{C_{Tt}}{\Omega_{ij}})}{\Gamma(m)} \quad (5.3)$$

et

$$\Omega_{ij} = \frac{p_j \lambda^2}{(4\pi)^2 d_{ij}^\gamma} \quad (5.4)$$

Avec $\Gamma(.)$ est la fonction gamma, C_{Tt} est le seuil de la puissance de détection de la porteuse, p_j est la puissance d'émission du véhicule j , $\Gamma(., .)$ est la fonction gamma supérieure incomplète, d_{ij} est la distance entre le véhicule j et le véhicule i , m est le paramètre du fading de Nakagami, λ est la longueur d'onde, γ est l'exposant de la perte du chemin, r_j est le taux d'émission du véhicule j , T_{frame} est le temps nécessaire pour envoyer un *BSM*.

5.3 Formulation du jeu non-coopératif

$G = [\mathcal{N}, \{R_i, P_i\}, \{U_i(.)\}]$ dénote le jeu non-coopératif du taux et de la puissance d'émission (NRPG), où $\mathcal{N} = \{1, \dots, N\}$ est l'ensemble des indices identifiant les véhicules, P_i est l'ensemble de stratégies de la puissance d'émission du véhicule i , R_i est l'ensemble de stratégies du taux d'émission du véhicule i , et $U_i(.)$ est la fonction de gain définie dans l'équation (5.1). Nous supposons que les espaces de stratégies R_i et P_i de chaque véhicule i sont des ensembles compacts et convexes avec des contraintes sur les extrémités maximales et minimales. Pour le véhicule i , nous considérons que les espaces de stratégies sont les intervalles fermés $R_i = [\underline{r}_i, \bar{r}_i]$ et $P_i = [\underline{p}_i, \bar{p}_i]$. Soit le vecteur de la puissance

d'émission $\mathbf{p} = (p_1, \dots, p_N)^T \in P^N = P_1 \times P_2 \times \dots \times P_N$ et le vecteur du taux d'émission $\mathbf{r} = (r_1, \dots, r_N)^T \in R^N = R_1 \times R_2 \times \dots \times R_N$.

Le problème du jeu NRPG peut être exprimé comme :

$$\max_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}), \quad \forall i \in \mathcal{N}. \quad (5.5)$$

Définition 5.1 *Le vecteur de stratégies $(\mathbf{p}^*, \mathbf{r}^*) = (p_1^*, p_2^*, \dots, p_N^*, r_1^*, r_2^*, \dots, r_N^*)$ est un équilibre de Nash du jeu $G = [\mathcal{N}, \{R_i, P_i\}, \{U_i(.,.)\}]$ si :*

$$\forall (i, r_i, p_i) \in (\mathcal{N}, R_i, P_i), \quad U_i(p_i^*, r_i^*, \mathbf{p}_{-i}^*, \mathbf{r}_{-i}^*) \geq U_i(p_i, r_i, \mathbf{p}_{-i}^*, \mathbf{r}_{-i}^*)$$

Définition 5.2 *Le jeu G est submodulaire, si il satisfait les conditions suivantes ([144], [145]) :*

- $S_i = P_i \times R_i$ est un sous-ensemble compact de l'espace euclidien $\mathbb{R}^N$.
- $U_i(p_i, r_i), p_i \in P_i, r_i \in R_i$ est :
 - Submodulaire en (p_i, r_i) pour $(\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})$ fixées, i.e.,

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} \leq 0 \quad (5.6)$$

- À des différences non croissantes en $\{(p_i, r_i), (\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})\}$, i.e.,

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial r_j} \leq 0, \quad \forall j \neq i \quad (5.7)$$

étant donné que

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial p_j} = 0, \quad \forall j \neq i \quad (5.8)$$

Théorème 5.1 *Le jeu $G = [\mathcal{N}, \{P_i, R_i\}, \{U_i(p_i, r_i)\}]$ est submodulaire en (p_i, r_i) pour $(\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})$ fixés.*

Preuve. 15 *La dérivée partielle seconde de la fonction d'utilité s'écrit comme suit :*

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} = -\frac{a}{(1 + r_i + p_i)^2} - c_i h_{ii} \leq 0 \quad (5.9)$$

Alors, la fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ est submodulaire en (p_i, r_i) pour $(\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})$ fixés.

Théorème 5.2 *La fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ défini dans (5.1) a des différences non croissantes en $\{(p_i, r_i), (\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})\}$, i.e.,*

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial r_j} \leq 0, \quad \forall j \neq i, \quad \text{étant donné que } \frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial p_j} = 0, \quad \forall j \neq i$$

Preuve. 16 On a

$$\frac{\partial U_i}{\partial r_i} = \frac{a_i}{r_i + p_i + 1} - c_i p_i h_{ii} \quad (5.10)$$

Alors, la dérivée partielle seconde de la fonction d'utilité est

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial r_j} = 0 \quad (5.11)$$

De plus, on a

$$\frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i \partial p_j} = 0 \quad (5.12)$$

Ainsi, la fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ a des différences non croissantes en $\{(p_i, r_i), (\mathbf{p}_{-i}, \mathbf{r}_{-i})\}$.

En se basant sur le théorème 5.1, le théorème 5.2 et la définition 5.2, nous concluons le théorème suivant.

Théorème 5.3 Le jeu $G = [N, \{P_i, R_i\}, \{U_i(p_i, r_i)\}]$ est submodulaire en (p_i, r_i) pour tout $i \in \mathcal{N}$.

Basé sur le théorème 5.3, le jeu G est un jeu submodulaire. Alors, l'ensemble des points d'équilibre de Nash est non vide. Par conséquent, ce qui suit est valable :

Théorème 5.4 Le jeu $G = [\mathcal{N}, \{R_i, P_i\}, \{U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})\}]$ possède au moins un équilibre de Nash [146], qui est défini comme

$$(p_i^*, r_i^*) = \operatorname{argmax}_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \quad (5.13)$$

Le théorème suivant montre l'unicité de l'équilibre de Nash.

Théorème 5.5 L'unique équilibre de Nash du jeu G est donné par :

$$(p_i^*, r_i^*) = \operatorname{argmax}_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \quad (5.14)$$

s.t.

$$\left. \frac{\partial U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})}{\partial p_i} \right|_{p_i=p_i^*} = 0 \quad \text{et} \quad \left. \frac{\partial U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})}{\partial r_i} \right|_{r_i=r_i^*} = 0 \quad (5.15)$$

et

$$(p_i, r_i) J(p_i, r_i) (p_i, r_i)^T \leq 0, \quad \forall p_i \in P_i, \quad \forall r_i \in R_i \quad (5.16)$$

telle que $J = \begin{pmatrix} \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i^2} & \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} \\ \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} & \frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i^2} \end{pmatrix}$ est la matrice hessienne au point (p_i, r_i)

Preuve. 17 Les conditions des dérivées partielles du premier ordre (5.15) déterminent les points fixes de la fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$, qui peuvent être soit un maximum, un minimum ou un point-selle. La condition (5.16) est nécessaire pour calculer le maximum global de la fonction d'utilité.

On a

$$J = \begin{pmatrix} \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i^2} & \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} \\ \frac{\partial^2 U_i}{\partial p_i \partial r_i} & \frac{\partial^2 U_i}{\partial r_i^2} \end{pmatrix} \quad (5.17)$$

$$= \begin{pmatrix} -\frac{a}{(1+r_i+p_i)^2} & -\frac{a}{(1+r_i+p_i)^2} - c_i h_{ii} \\ -\frac{a}{(1+r_i+p_i)^2} - c_i h_{ii} & -\frac{a}{(1+r_i+p_i)^2} \end{pmatrix} \quad (5.18)$$

Donc,

$$\begin{aligned} (p_i, r_i)^T J(p_i, r_i) (p_i, r_i) &= -\frac{ap_i^2}{(1+r_i+p_i)^2} - \frac{ar_i^2}{(1+r_i+p_i)^2} - \frac{ap_i^2}{(1+r_i+p_i)^2} - c_i h_{ii} p_i^2 \\ &\quad - \frac{ar_i^2}{(1+r_i+p_i)^2} - c_i h_{ii} r_i^2 \leq 0 \end{aligned} \quad (5.19)$$

Alors, la matrice hessienne J est définie négative. Ainsi, la fonction d'utilité admet un maximum global.

Comme il est difficile d'obtenir une solution analytique du système (5.15), nous utilisons un algorithme itératif et distribué pour calculer le point d'équilibre de Nash $(\mathbf{p}^*, \mathbf{r}^*)$. Ce algorithme est défini dans la section suivante.

5.3.1 Apprentissage de l'équilibre de Nash

Dans les sections précédentes, nous avons montré l'existence de l'équilibre de Nash. L'algorithme 3 présente les étapes d'apprentissage que chaque véhicule doit effectuer pour calculer l'équilibre de Nash.

Algorithm 3 Algorithme de la Meilleure Réponse

- 1: Initialisation c_i , a_i , C_{p_i} , C_{r_i} et des vecteurs $p(0) = [p_1(0), \dots, p_N(0)]$ et $r(0) = [r_1(0), \dots, r_N(0)]$; mettre $ite = 0$;
 - 2: **répéter**
 - 3: **pour** $i = 1$ à N **faire**
 - 4: $r_i(ite + 1) = \underset{r_i \in R_i}{\operatorname{argmax}} (U_i(p, r))$;
 - 5: $p_i(ite + 1) = \underset{p_i \in P_i}{\operatorname{argmax}} (U_i(p, r))$;
 - 6: **fin pour**
 - 7: Mettre $ite \leftarrow ite + 1$;
 - 8: **jusqu'à** Convergence
 - 9: **return** $\{p_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{r_i^{ite}\}_{i=1}^N$.
-

5.4 Jeu coopératif

Le jeu de marchandage de Nash [40] est un jeu coopératif dans lequel les joueurs ont un accord pour la coopération afin d'obtenir un gain plus élevé par rapport au cas non coopératif. Soit $\mathcal{U}$ un sous-ensemble fermé et convexe de $\mathbb{R}^N$, qui représente l'ensemble des gains possibles que les joueurs peuvent obtenir s'ils se coopèrent. Nous supposons que $\{U_i \in \mathcal{U} | U_i \geq U_i^{\min}, \forall i \in \mathcal{N}\}$ est un ensemble borné et non vide. Soit $U^{\min} = (U_1^{\min}, U_2^{\min}, \dots, U_N^{\min})$, alors le couple $(\mathcal{U}, U^{\min})$ construit un jeu de marchandage de K -joueur. L'équilibre de Pareto [40] est un point d'équilibre, où aucun joueur ne peut trouver un autre point d'équilibre qui améliore simultanément le profit de tous les joueurs.

Définition 5.3 *Le profil de stratégies $(p^*, r^*) = (p_1^*, p_2^*, \dots, p_N^*, r_1^*, r_2^*, \dots, r_N^*)$ est un équilibre de Pareto si et seulement s'il n'y a pas d'autre profil de stratégies (p, r) telle que $U_i(p, r) \geq U_i(p^*, r^*)$, $\forall i \in \mathcal{N}$, et $U_i(p, r) > U_i(p^*, r^*)$, $\exists i \in \mathcal{N}$, c'est-à-dire qu'il n'existe pas d'autres stratégies qui conduisent à une profit supérieur pour certains véhicules sans entraîner un profit inférieur pour d'autres véhicules [146].*

Définition 5.4 $\bar{r}$ est une solution de négociation de Nash en $\mathcal{U}$ pour $U^{\min}$ i.e., $\bar{r} = \mathcal{H}(\mathcal{U}, U^{\min})$, si les axiomes suivants sont satisfaits [146] :

- 1) Rationalité individuelle : $\bar{r}_i \geq U_i^{\min}$, $\bar{r}_i \in \bar{r}$, $i \in \mathcal{N}$.
- 2) Feasibility : $\bar{r} \in \mathcal{U}$.
- 3) Pareto optimalité de la solution : $\bar{r}$ est un optimale Pareto.
- 4) Indépendance vis-à-vis des alternatives non pertinentes : Si $\bar{r} \in \mathcal{U}' \subset \mathcal{U}$, $\bar{r} = \mathcal{H}(\mathcal{U}, U^{\min})$, puis $\bar{r} = \mathcal{H}(\mathcal{U}', U^{\min})$.
- 5) Indépendance vis-à-vis des transformations linéaires : Pour toute transformation linéaire Θ , $\Theta(\mathcal{H}(\mathcal{U}, U^{\min})) = \mathcal{H}(\Theta(\mathcal{U}), \Theta(U^{\min}))$.
- 6) Symétrie : $\mathcal{U}$ est invariable pour tous les échanges des joueurs, c'est-à-dire $\mathcal{H}_i(\mathcal{U}, U^{\min}) = \mathcal{H}_j(\mathcal{U}, U^{\min})$, $\forall i, j$.

Théorème 5.6 *L'unique solution de la négociation de Nash $x^* = (p^*, r^*)$ qui satisfait les axiomes de la définition 5.4 est obtenue en maximisant le produit suivant :*

$$x^* = \underset{p_i \in P_i, r_i \in R_i}{\operatorname{argmax}} \prod_{i=1}^N U_i(p, r) \quad (5.20)$$

Preuve. 18 *La preuve du théorème 5.6 est omise en raison des limitations d'espace. Une preuve détaillée similaire peut être trouvée dans [40].*

Notre travail vise à maximiser la fonction d'utilité. Par conséquent, le jeu de négociation de Nash correspondant au problème du contrôle de la puissance et le taux d'émission

des BSMs est formulé comme suit :

$$\begin{aligned} \mathbf{P1} : \max_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} \prod_{i=1}^N U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \\ \text{s.t.} \quad \begin{cases} C1 : 0 \leq p_i \leq p_i^{\max} \\ C2 : 0 \leq r_i \leq r_i^{\max} \end{cases} \end{aligned} \quad (5.21)$$

où la contrainte $C1$ limite la puissance d'émission du véhicule i à une valeur inférieure à $p_i^{\max}$ et $C2$ limite le taux d'émission du véhicule i à une valeur inférieure à $r_i^{\max}$.

Lemme 5.1 *Soit $V_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \triangleq \ln(U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}))$, $i \in \mathcal{N}$. Cette fonction objective est concave, elle satisfait tous les axiomes de la définition 5.4.*

Preuve. 19 *La preuve du théorème 5.5 montre que la matrice hessienne de la fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ est définie négative. Ainsi, la fonction d'utilité $U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ est concave par rapport à (p_i, r_i) . Alors, $V_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) = \ln(U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}))$ est également concave par rapport à (p_i, r_i) . Par conséquent, $V_i(\mathbf{p}, \mathbf{r})$ défini ci-dessus satisfait tous les axiomes exigés par la définition 5.4.*

Le problème d'optimisation $\mathbf{P1}$ peut être réécrit comme :

$$\begin{aligned} \mathbf{P2} : \max_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} \sum_{i=1}^N V_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) = \max_{p_i \in P_i, r_i \in R_i} \sum_{i=1}^N U_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \\ \text{s.t.} \quad \begin{cases} C1 : 0 \leq p_i \leq p_i^{\max} \\ C2 : 0 \leq r_i \leq r_i^{\max} \end{cases} \end{aligned} \quad (5.22)$$

5.4.1 Solution du jeu coopératif

Dans cette section, nous dérivons le point d'équilibre en résolvant le problème d'optimisation (5.22) en utilisant la méthode des multiplicateurs de Lagrange [147]. En introduisant les multiplicateurs de Lagrange $\{\chi_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{\psi_i^{ite}\}_{i=1}^N$ pour les contraintes du problème, le Lagrangien du problème (5.22) est résolu en maximisant l'expression suivante :

$$\begin{aligned} \mathcal{F}(\mathbf{p}, \mathbf{r}, \{\chi_i^{ite}\}_{i=1}^N, \{\psi_i^{ite}\}_{i=1}^N) = \sum_{i=1}^N (a_i \log(r_i + p_i + 1) - c_i p_i CBR_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) \\ - (C_{s_i} + C_{p_i} p_i + C_{r_i} r_i) - \chi_i p_i - \psi_i r_i) \end{aligned} \quad (5.23)$$

Sur la base des méthodes d'optimisation standards et des conditions de Karush-Kuhn-Tucker, la puissance d'émission du véhicule i est obtenue en prenant la dérivée première de (5.23) par rapport à p_i , qui est exprimée comme suit :

$$\frac{\partial \mathcal{F}}{\partial p_i} = \frac{a_i}{1 + p_i + r_i} - c_i CBR_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) - C_{p_i} - \chi_i \quad (5.24)$$

Mettons $\frac{\partial \mathcal{F}}{\partial p_i} = 0$, nous obtenons :

$$p_i^* = \frac{a_i}{c_i CBR_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) + C_{p_i} + \chi_i^*} - 1 - r_i^* \quad (5.25)$$

En même temps, le taux d'émission du véhicule i est obtenu en prenant la dérivée première de (5.23) par rapport à r_i comme

$$\frac{\partial \mathcal{F}}{\partial r_i} = \frac{a_i}{1 + p_i + r_i} - c_i h_{ii} - C_{r_i} - \psi_i \quad (5.26)$$

Laissez (5.26) égal à zéro, alors nous obtenons

$$r_i^* = \frac{a_i}{c_i h_{ii} + C_{r_i} + \psi_i^*} - 1 - p_i^* \quad (5.27)$$

Dans ce chapitre, nous utilisons la technique du point fixe pour dériver une procédure itérative qui actualise le taux et la puissance d'émission des BSMs, qui sont donnés sous la forme suivante :

$$p_i^{ite+1} = \left[\frac{a_i}{c_i CBR_i(\mathbf{p}, \mathbf{r}) + C_{p_i} + \chi_i^{ite}} - 1 - r_i^{ite} \right]_0^{p_i^{max}} \quad (5.28)$$

$$r_i^{ite+1} = \left[\frac{a_i}{c_i h_{ii} + C_{r_i} + \psi_i^{ite}} - 1 - p_i^{ite} \right]_0^{r_i^{max}} \quad (5.29)$$

5.4.2 Actualisation des multiplicateurs de Lagrange

les multiplicateurs de Lagrange $\{\chi_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{\psi_i^{ite}\}_{i=1}^N$ doivent être actualisés pour garantir la propriété de convergence rapide. Plusieurs approches efficaces peuvent être utilisées pour actualiser les multiplicateurs de Lagrange. Dans ce chapitre, la technique du sous gradient est utilisée pour actualiser les multiplicateurs, comme suit :

$$\begin{cases} \psi_i^{ite+1} = [\psi_i^{ite} - \alpha^{ite} p_i^{ite+1}]^+ \\ \chi_i^{ite+1} = [\chi_i^{ite} - \alpha^{ite} r_i^{ite+1}]^+ \end{cases} \quad (5.30)$$

Où $(x)^+ = \max(0, x)$, α représente la taille du pas de l'itération ite ($ite \in \{1, 2, \dots, L_{max}\}$ et L_{max} désigne le nombre maximum d'itérations).

5.4.3 Apprentissage de la solution de négociation de Nash

Dans cette section, nous proposons un algorithme distribué pour l'implémentation de notre solution coopérative du contrôle de la puissance du taux d'émission des BSMs.

Algorithm 4 Algorithme de la Négociation Coopérative

- 1: Initialisation de $c_i, a_i, C_{p_i}, C_{r_i}$ et les multiplicateurs de Lagrange $\{\chi_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{\psi_i^{ite}\}_{i=1}^N$;
mettre $ite = 0$;
 - 2: Initialisation de $\{p_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{r_i^{ite}\}_{i=1}^N$;
 - 3: **répéter**
 - 4: **pour** $i = 1$ à N **faire**
 - 5: (i) Actualisation de p_i^{ite} selon (5.28) ;
 - 6: (ii) Actualisation de r_i^{ite} selon (5.29) ;
 - 7: (iii) Actualisation de χ_i^{ite} et de ψ_i^{ite} selon (5.30) ;
 - 8: **fin pour**
 - 9: (iv) Mettre $ite \leftarrow ite + 1$;
 - 10: **jusqu'à** Convergence ou $ite = L_{max}$
 - 11: **return** $\{p_i^{ite}\}_{i=1}^N$ et $\{r_i^{ite}\}_{i=1}^N$.
-

5.5 Résultat numériques

Des simulation numériques ont été effectués pour étudier les questions suivantes : (1) Quel est le nombre d'itérations requis par les algorithmes proposés pour la convergence vers le point d'équilibre ? ; (2) Quel est l'algorithme qui converge rapidement vers le point d'équilibre ? ; (3) De quelle manière les paramètres du système pourraient affecter le taux d'émission et la puissance d'émission à l'équilibre ? Dans cette section, nous démontrons ces résultats expérimentaux en considérant l'expression de la fonction d'utilité et les algorithmes d'apprentissage. À titre d'illustration, nous considérons un scénario avec deux véhicules.

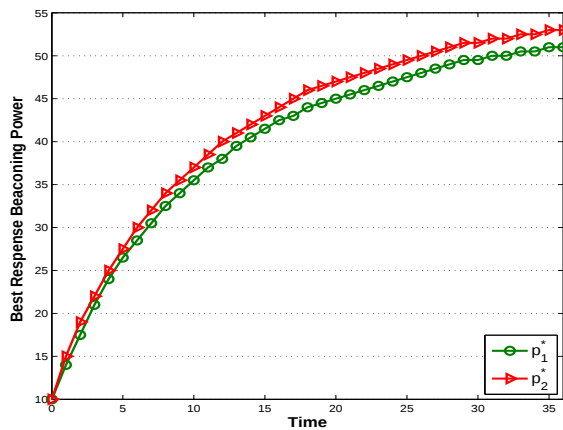


FIGURE 5.1 – Recherche de la puissance d'émission à l'équilibre de Nash en utilisant l'algorithme de la meilleure réponse.

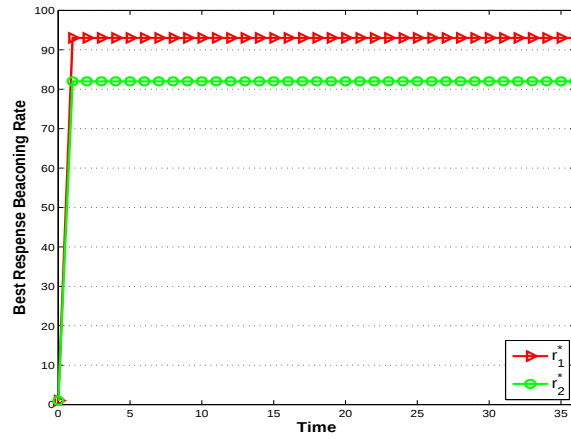


FIGURE 5.2 – Recherche du taux d’émission à l’équilibre de Nash en utilisant l’algorithme de la meilleure réponse.

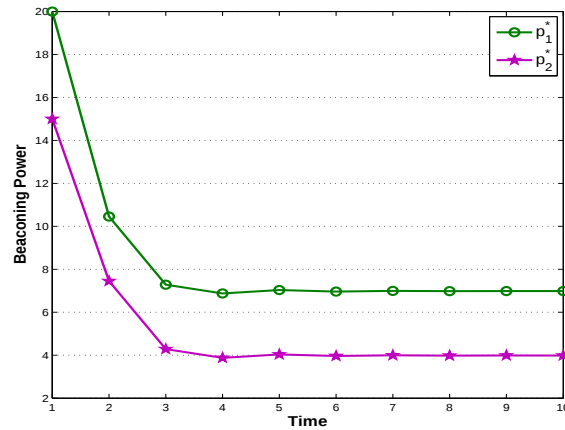


FIGURE 5.3 – Recherche de la puissance d’émission à l’équilibre de Pareto en utilisant l’algorithme de la négociation coopérative.

L’unicité de l’équilibre de Nash est démontrée dans les figures 5.1 et 5.2, l’algorithme de la meilleure réponse converge vers les valeurs du taux et la puissance d’émission à l’équilibre de Nash. Les figures 5.3 et 5.4 montrent la convergence de l’algorithme de la négociation coopérative vers l’équilibre de Pareto. De plus, sur la base des résultats présentés dans les figures 5.1, 5.2, 5.3 et 5.4, nous observons que la convergence des algorithmes proposés est très rapide, l’algorithme de la meilleure réponse a besoin de 35 itérations pour converger, tandis que l’algorithme de la négociation coopérative converge après 10 itérations. Par conséquent, l’algorithme de la négociation coopérative est l’algorithme qui converge très rapidement vers le point d’équilibre ; il peut donc être facilement adopté dans un scénario réaliste.

Notez que pour tout véhicule i , le taux d’émission r_i et la puissance d’émission p_i dépendent principalement des paramètres a_i , c_i , C_{p_i} et C_{r_i} . Dans la suite de cette section, nous examinerons l’effet de ces paramètres sur les points d’équilibre.

Les figures 5.5 et 5.6 montrent l’impact du coût c sur la puissance et sur le taux d’émission. À mesure que le coût c augmente, la puissance et le taux d’émission diminuent.

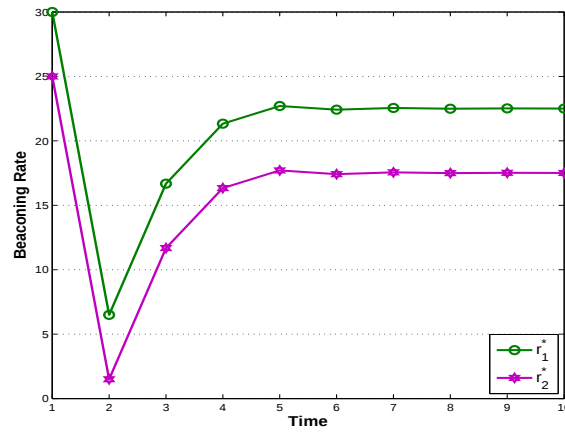


FIGURE 5.4 – Recherche du taux d'émission à l'équilibre de Pareto en utilisant l'algorithme de la négociation coopérative.

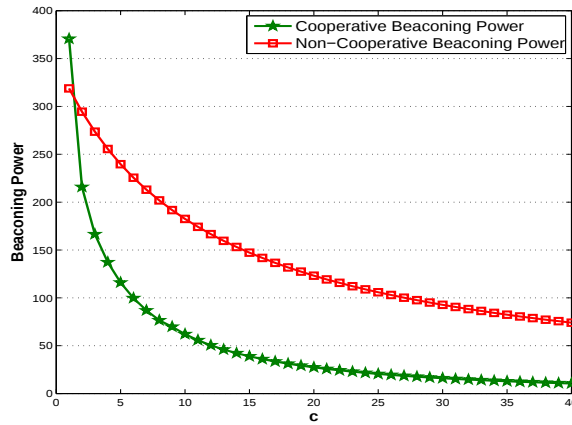
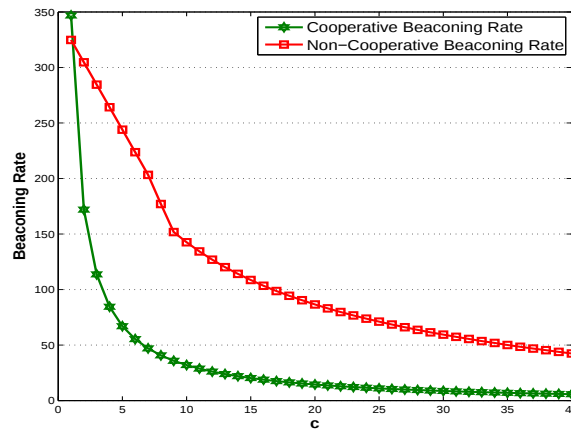
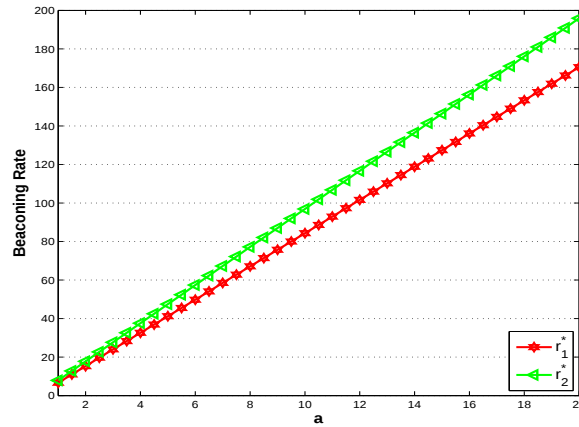


FIGURE 5.5 – Évolution de la puissance d'émission à l'équilibre en fonction du coût c .

Lorsque le coût c augmente, les véhicules diminuent le taux et la puissance d'émission pour réduire la congestion à un niveau inférieur. De plus, la puissance et le taux d'émission à l'équilibre de Pareto sont inférieurs à la puissance et le taux d'émission à l'équilibre de Nash, ce qui indique que la solution de négociation de Nash est plus efficace par rapport au coût de la congestion. Par conséquent, la coopération entre le véhicule est le meilleur choix.

Les figures 5.8 et 5.7 montrent la puissance et le taux d'émission en fonction du paramètre a . La puissance et le taux d'émission augmentent à mesure que le paramètre a augmente. Les résultats démontrent que les valeurs élevées du paramètre a entraînent l'utilisation d'un taux et d'une puissance d'émission plus élevée par les véhicules, car la fonction d'utilité est augmentée.

Les figures 5.9 et 5.10 montrent à la fois la puissance et le taux d'émission des BSMs à l'équilibre de Nash et à l'équilibre de Pareto. Lorsque les coûts d'énergie (C_r et C_p) augmentent, la puissance et le taux d'émission diminuent, on peut voir que la puissance et le taux d'émission à l'équilibre de Pareto sont faibles par rapport à la puissance et le taux d'émission à l'équilibre de Nash. Une caractéristique particulière est que les stratégies à

FIGURE 5.6 – Évolution du taux d'émission à l'équilibre en fonction du coût c .FIGURE 5.7 – Évolution du taux d'émission à l'équilibre en fonction du paramètre a .

l'équilibre de Pareto sont plus performantes que les stratégies en équilibre de Nash en termes d'énergie. Par conséquent, la solution de négociation de Nash garantit une durée de vie plus longue aux véhicules par rapport à une politique non coopérative.

5.6 Conclusion

Dans ce chapitre, le problème du contrôle du taux et la puissance d'émission dans les réseaux VANETs sont étudiés par la théorie des jeux non coopératifs et la théorie des jeux coopératifs. Chaque véhicule a une fonction d'utilité à deux variables, qui représente sa satisfaction perçue par rapport au taux et la puissance d'émission. Nous avons effectué l'analyse du point d'équilibre et nous avons proposé deux algorithmes distribués pour calculer les points d'équilibre. Les résultats de la simulation illustrent l'impact des paramètres du système sur le taux et la puissance d'émission et montrent le nombre d'itérations requises par chaque algorithme pour qu'il converge vers le point d'équilibre.

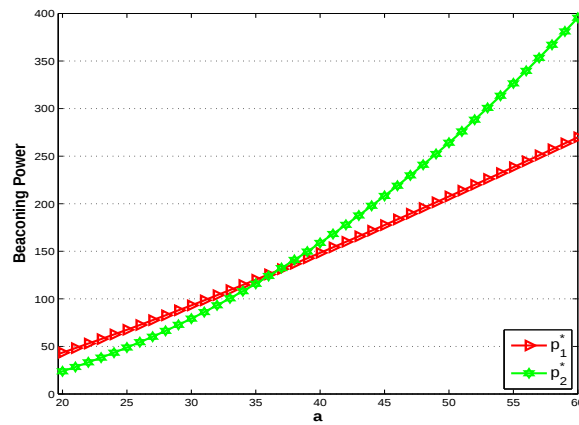


FIGURE 5.8 – Évolution de la puissance d’émission à l’équilibre en fonction du paramètre a .

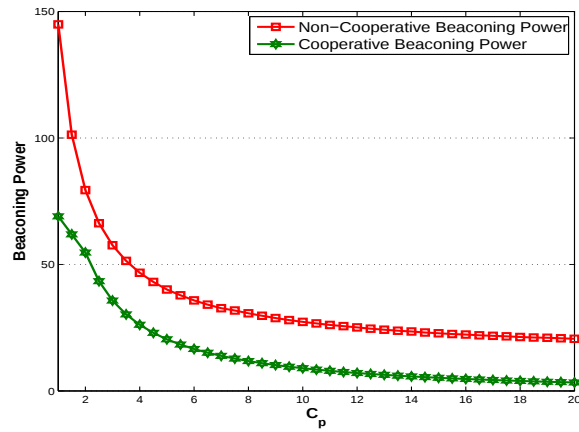


FIGURE 5.9 – Évolution de la puissance d’émission à l’équilibre en fonction du paramètre C_p .

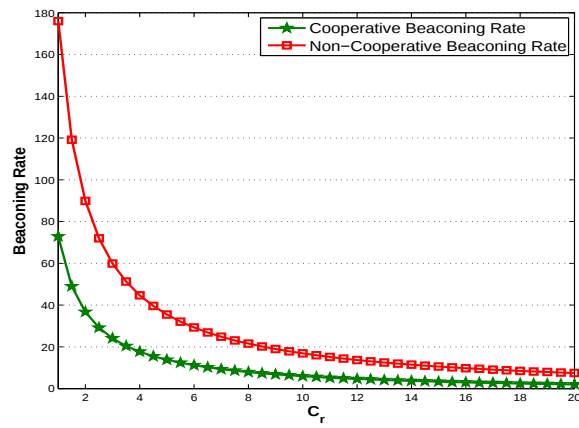


FIGURE 5.10 – Évolution du taux d’émission à l’équilibre en fonction du paramètre C_r .

Conclusion Générale et Perspectives

Dans cette thèse, nous avons modélisé et analysé des nouveaux problèmes des réseaux de communication en utilisant l'outil mathématique la théorie des jeux. Tout d'abord, nous avons souligné l'importance de l'architecture ICN en tant que solution prometteuse pour la conception des futures architectures d'Internet et nous avons fourni un modèle économique pour la distribution du contenu populaire aux utilisateurs. Deuxièmement, nous avons analysé l'impact du comportement dynamique des fournisseurs de contenu sur la stabilité du marché de contenu payé. Troisièmement, nous avons étudié l'impact de l'interaction entre les fournisseurs de contenu et les fournisseurs de services internet dans un réseau non neutre. Quatrièmement, nous avons développé des algorithmes distribués pour déterminer les politiques des véhicules dans les réseaux VANETs.

Nous avons commencé ce rapport par une introduction aux problématiques fréquemment étudiées dans les réseaux de communication. Ensuite, nous avons présenté un état de l'art des travaux réalisés sur l'application de la théorie des jeux dans les réseaux de communication. Nous avons également décrit le cadre général de notre thèse, nos motivations et nos contributions.

Nous avons présenté, ensuite, les bases et les principes fondamentaux de la théorie des jeux utilisés dans cette thèse pour modéliser et analyser les politiques des différents acteurs dans les réseaux de communication.

Ensuite, nous avons proposé un mécanisme motivant les fournisseurs de services internet à se collaborer dans le cadre des architectures ICN, selon lequel les fournisseurs de services internet tirent des revenus de la mise en cache. Nous avons étudié la compétition entre les fournisseurs de services internet dans l'ICN en utilisant la théorie des jeux non coopératifs. De plus, nous avons supposé que le coût de la mise en cache est inversement proportionnel à la popularité des contenus, qui suit la distribution de Zipf généralisée. Ensuite, nous avons décrit un mécanisme d'apprentissage qui permet à chaque fournisseur de services internet à découvrir précisément et rapidement ses politiques à l'équilibre. Nous avons également souligné que les fournisseurs de services internet sont motivés pour collaborer aux architectures ICN.

Dans la suite, nous avons élaboré un modèle de jeu du duopole concernant la concurrence des prix et des crédibilités de contenu dans le marché du contenu payant, en se basant sur la théorie d'un certain modèle économique. Nous avons supposé que les fournisseurs de contenu ont plusieurs niveaux de rationalité selon deux schémas : un scénario symétrique dans lequel la rationalité des deux fournisseurs de contenu est limitée et un scénario asymétrique dans lequel un fournisseur de contenu est rationnel et l'autre à une rationalité limitée. Ensuite, nous analysons la dynamique du modèle de jeu de duopole avec la rationalité limitée. Les simulations numériques montrent que l'équilibre de Nash est stable pour des faibles valeurs de la vitesse d'ajustement et du prix de transmission. De plus, lorsque les valeurs de la vitesse d'ajustement et du prix de transmission augmentent,

l'équilibre de Nash perd sa stabilité et des comportements dynamiques complexes se produisent, tels que la bifurcation et le chaos. Nous avons trouvé que lorsque le chaos est apparu, le marché devient irrégulier et fluctuant. Finalement, nous utilisons une méthode du contrôle de chaos pour ramener le système à un état stable.

De plus, nous avons étudié un modèle d'un réseau non neutre composé des fournisseurs de services internet, des fournisseurs de contenu et des utilisateurs. Nous avons étudié les interactions entre les fournisseurs de contenu et les fournisseurs de services internet en utilisant le jeu de Stackelberg. De plus, nous avons utilisé la théorie des jeux non coopératifs pour modéliser la concurrence entre les fournisseurs de services internet et entre les fournisseurs de contenu. Nous avons démontré analytiquement l'unicité de l'équilibre de Nash pour ces jeux, puis nous avons appliqué l'algorithme de la meilleure réponse pour l'apprentissage de cet équilibre. Enfin, nous avons tiré de cette étude que la demande des ISPs est augmentée, les fournisseurs de contenu offrent aux utilisateurs des prix très chers et des faibles crédibilités de contenu si le prix de transmissions est décidé par les fournisseurs de services internet.

Ensuite, nous avons utilisé la théorie des jeux pour modéliser et analyser le problème du contrôle de la puissance et le taux d'émission des messages de sécurité de base dans les réseaux VANETs. Nous avons formulé l'interaction entre les véhicules comme un jeu non coopératif et un jeu coopératif. Plus précisément, nous avons montré l'existence de l'équilibre de Nash et l'équilibre de Pareto. De plus, nous avons proposé deux algorithmes (algorithme de la négociation coopérative, algorithme de la meilleure réponse) itératifs et distribués qui permettent aux véhicules de trouver rapidement le point d'équilibre. Enfin, des analyses numériques effectuées à base d'un simple scénario montrent la convergence vers l'équilibre de Nash, l'équilibre de Pareto et l'impact des paramètres du modèle sur les politiques des véhicules. Les analyses numériques montrent que l'algorithme de la négociation coopérative est le meilleur choix pour les véhicules.

Pour les problèmes ci-dessus, nous avons considéré que la demande des utilisateurs est linéaire par rapport aux stratégies des fournisseurs. Cette hypothèse est due au manque de connaissances sur la manière avec laquelle les stratégies des fournisseurs affectent la demande des utilisateurs sur Internet. Il est intéressant de considérer des modèles de demande plus réalistes et de voir si les résultats obtenus dans cette thèse sont toujours valables.

Avec le plan de contenu sponsorisé sur l'Internet, les fournisseurs de contenu ont la possibilité de payer aux fournisseurs de services internet les frais d'accès aux réseaux au nom des utilisateurs, pour réduire le coût d'accès à certains contenus. Il est intéressant de modéliser et analyser l'impact de la sponsorship des contenus sur les décisions des fournisseurs de contenu et les fournisseurs de services internet.

Dans un réseau non neutre les fournisseurs de services internet peuvent facturer les fournisseurs de contenu pour la transmission de contenu. Il est intéressant d'un point de vue économique, d'étudier l'impact de la coopération entre les fournisseurs de services internet et les fournisseurs de contenu sur leurs stratégies.

Actuellement, nous étudions le problème de contrôle de la puissance et de taux d'émission des messages de sécurité de base, la gestion des interférences et d'énergies dans les

Réseaux VANETs. Le problème est modélisé avec la théorie de jeu à champ moyen qui est une théorie récente de la théorie de jeux. Le souci d'utiliser cette théorie est que les jeux classiques ne peuvent pas supporter un grand nombre de joueurs. Ce qui n'est pas le cas pour le champ moyen qui considère la réaction d'un joueur avec le champ moyen appliqué par ses adversaires (infinité).

Bibliographie

- [1] B. M. Leiner, V. G. Cerf, D. D. Clark, R. E. Kahn, L. Kleinrock, D. C. Lynch, J. Postel, L. G. Roberts, and S. Wolff, “A brief history of the Internet,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 39, no. 5, pp. 22–31, 2009. Publisher : ACM New York, NY, USA. [20](#)
- [2] J. Domingue, A. Galis, A. Gavras, T. Zahariadis, D. Lambert, F. Cleary, P. Daras, S. Krco, H. Müller, and M.-S. Li, *The future internet : future internet assembly 2011 : achievements and technological promises*, vol. 6656. Springer, 2011. [20](#)
- [3] T. Koponen, M. Chawla, B.-G. Chun, A. Ermolinskiy, K. H. Kim, S. Shenker, and I. Stoica, “A data-oriented (and beyond) network architecture,” in *Proceedings of the 2007 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pp. 181–192, 2007. [20](#), [46](#)
- [4] S. Gopinath, S. Jain, S. Makharia, and D. Raychaudhuri, “An experimental study of the cache-and-forward network architecture in multi-hop wireless scenarios,” in *2010 17th IEEE Workshop on Local & Metropolitan Area Networks (LANMAN)*, pp. 1–6, IEEE, 2010. [20](#)
- [5] B. Ahlgren, C. Dannewitz, C. Imbrenda, D. Kutscher, and B. Ohlman, “A survey of information-centric networking,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 50, no. 7, pp. 26–36, 2012. Publisher : IEEE. [20](#), [46](#)
- [6] G. Xylomenos, C. N. Ververidis, V. A. Siris, N. Fotiou, C. Tsilopoulos, X. Vasilakos, K. V. Katsaros, and G. C. Polyzos, “A survey of information-centric networking research,” *IEEE communications surveys & tutorials*, vol. 16, no. 2, pp. 1024–1049, 2013. Publisher : IEEE. [20](#)
- [7] C. Dannewitz, D. Kutscher, B. Ohlman, S. Farrell, B. Ahlgren, and H. Karl, “Network of information (netinf)—an information-centric networking architecture,” *Computer Communications*, vol. 36, no. 7, pp. 721–735, 2013. Publisher : Elsevier. [21](#)
- [8] M. Zhang, H. Luo, and H. Zhang, “A survey of caching mechanisms in information-centric networking,” *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 17, no. 3, pp. 1473–1499, 2015. Publisher : IEEE. [21](#)
- [9] D. Papies, F. Eggers, and N. Wlömert, “Music for free ? How free ad-funded downloads affect consumer choice,” *Journal of the Academy of Marketing Science*, vol. 39, no. 5, pp. 777–794, 2011. Publisher : Springer. [21](#), [23](#)
- [10] V. N. I. Cisco, *Cisco VNI Forecast and Methodology, 2015-2020*. Retrieved, 2016. [22](#), [82](#)
- [11] H. Garmani, M. Baslam, and M. Jourhmane, “Analysis of Competition between CPs Fronting Advertisers,” *International Journal of Advanced Science and Technology*, vol. 117, pp. 53–66, Aug. 2018. [23](#), [64](#), [103](#)
- [12] M. Outanoute, H. Garmani, M. Baslam, R. E. Ayachi, and B. Bouikhalene, “A Non-Cooperative Game Analysis of Competition between Content Providers in the

- Internet Market,” *International Journal of Business Data Communications and Networking (IJBDCN)*, vol. 15, pp. 88–104, Jan. 2019. [23](#), [64](#)
- [13] S. Handouf and E. Sabir, “Strategic Availability and Cost-Effective UAV-Based Flying Access Networks : S-Modular Game Analysis,” *Mobile Information Systems*, vol. 2019, pp. 1–11, Jan. 2019. [23](#)
- [14] M. Baslam, L. Echabbi, R. El-Azouzi, and E. Sabir, “Joint Price and QoS Market Share Game with Adversarial Service Providers and Migrating Customers,” in *Game Theory for Networks : 2nd International ICST Conference, GAMENETS 2011, Shanghai, China, April 16-18, 2011, Revised Selected Papers* (R. Jain and R. Kannan, eds.), pp. 642–657, Berlin, Heidelberg : Springer Berlin Heidelberg, 2012. [23](#), [49](#), [84](#)
- [15] D. Ait Omar, H. Garmani, M. El Amrani, M. Baslam, and M. Fakir, “A Customer Confusion Environment in Telecommunication Networks : Analysis and Policy Impact,” *International Journal of Cooperative Information Systems*, vol. 28, p. 1930002, June 2019. [23](#), [61](#)
- [16] S. Shakkottai and R. Srikant, “Economics of network pricing with multiple ISPs,” *IEEE/ACM Transactions On Networking*, vol. 14, no. 6, pp. 1233–1245, 2006. Publisher : IEEE. [23](#)
- [17] A. A. Lazar, A. Orda, and D. E. Pendarakis, “Virtual path bandwidth allocation in multiuser networks,” *IEEE/ACM transactions on networking*, vol. 5, no. 6, pp. 861–871, 1997. Publisher : IEEE. [23](#)
- [18] M. Chiang, P. Hande, T. Lan, and C. W. Tan, “Power control in wireless cellular networks,” *Foundations and Trends® in Networking*, vol. 2, no. 4, pp. 381–533, 2008. Publisher : Now Publishers Inc. [23](#)
- [19] T. Roughgarden, *Selfish routing and the price of anarchy*, vol. 174. MIT press Cambridge, 2005. [23](#)
- [20] H. Garmani, M. Baslam, and M. Jourhmane, “Caching Games between ISP in Information Centric Network,” *International Journal of Control and Automation*, vol. 11, pp. 125–142, Apr. 2018. [23](#), [103](#)
- [21] S. Roy, C. Ellis, S. Shiva, D. Dasgupta, V. Shandilya, and Q. Wu, “A survey of game theory as applied to network security,” in *2010 43rd Hawaii International Conference on System Sciences*, pp. 1–10, IEEE, 2010. [23](#)
- [22] M. Baslam, R. El-Azouzi, E. Sabir, L. Echabbi, and E.-H. Bouyakhf, “A Game Theoretic Analysis of Price-QoS Market Share in Presence of Adversarial Service Providers,” in *Game Theory Relaunched* (H. Hanappi, ed.), InTech, Mar. 2013. [24](#), [84](#)
- [23] M. Baslam, L. Echabbi, R. El-Azouzi, and E. Sabir, “Joint Price and QoS Market Share Game with Adversarial Service Providers and Migrating Customers,” in *Game Theory for Networks*, pp. 642–657, Springer, Berlin, Heidelberg, Apr. 2011. [24](#)
- [24] M. Baslam, R. El-Azouzi, E. Sabir, and E.-H. Bouyakhf, “New insights from a bounded rationality analysis for strategic price-QoS war,” in *Performance Evaluation Methodologies and Tools (VALUETOOLS), 2012 6th International Conference on*, pp. 280–289, IEEE, 2012. [24](#), [61](#)

- [25] D. Ait Omar, M. Outanoute, M. Baslam, M. Fakir, and B. Bouikhalene, "On understanding price-QoS war for competitive market and confused consumers," *Computing*, June 2018. [24](#), [61](#), [103](#)
- [26] D. Ait Omar, M. Outanoute, M. Baslam, M. Fakir, and B. Bouikhalne, "Joint Price and QoS Competition with Bounded Rational Customers," in *Networked Systems : 5th International Conference, NETYS 2017, Marrakech, Morocco, May 17-19, 2017, Proceedings* (A. El Abbadi and B. Garbinato, eds.), pp. 457–471, 2017. [24](#)
- [27] M. Outanoute, M. Baslam, and B. Bouikhalene, "Genetic Algorithm Learning of Nash Equilibrium : Application on Price-QoS Competition in Telecommunications Market," *J. Electron. Commer. Organ.*, vol. 13, pp. 1–14, July 2015. [24](#)
- [28] M. El Amrani, H. Garmani, M. Baslam, B. Minaoui, and R. E. Ayachi, "Cournot Game of ISP under Net Neutrality," *International Journal of Control and Automation*, vol. 11, no. 7, p. 16, 2018. [24](#)
- [29] A. Elsadany, "A dynamic Cournot duopoly model with different strategies," *Journal of the Egyptian Mathematical Society*, vol. 23, pp. 56–61, Apr. 2015. [24](#)
- [30] M. T. Yassen and H. N. Agiza, "Analysis of a duopoly game with delayed bounded rationality," *Applied Mathematics and computation*, vol. 138, no. 2-3, pp. 387–402, 2003. [24](#)
- [31] H. Moulin, *Théorie des jeux pour l'économie et la politique*. Hermann, 1981. [30](#)
- [32] R. Gibbons, *A primer in game theory*. Harvester Wheatsheaf, 1992. [31](#), [35](#), [66](#)
- [33] J. C. Harsanyi, "Games with incomplete information played by "Bayesian" players, I–III Part I. The basic model," *Management science*, vol. 14, no. 3, pp. 159–182, 1967. Publisher : INFORMS. [34](#)
- [34] D. Fudenberg and Tirole, J., *Game Theory*. The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 1991. [35](#)
- [35] L. S. Shapley, "Stochastic games," *Proceedings of the national academy of sciences*, vol. 39, no. 10, pp. 1095–1100, 1953. Publisher : National Acad Sciences. [36](#)
- [36] A. R. Schotter and F. Gardes, *Microéconomie : une approche contemporaine*. Vuibert, 1996. [36](#)
- [37] R. J. Aumann, "The core of a cooperative game without side payments," *Transactions of the American Mathematical Society*, vol. 98, no. 3, pp. 539–552, 1961. Publisher : JSTOR. [39](#)
- [38] R. P. Gilles, *The cooperative game theory of networks and hierarchies*, vol. 44. Springer Science & Business Media, 2010. [39](#)
- [39] S. Krasa, A. Temimi, and N. C. Yannelis, "Coalition structure values in differential information economies : Is unity a strength?," in *Differential Information Economies*, pp. 553–565, Springer, 2005. [40](#)
- [40] J. F. Nash Jr, "The bargaining problem," *Econometrica : Journal of the Econometric Society*, vol. 18, pp. 155–162, 1950. [40](#), [41](#), [109](#)
- [41] J. F. Nash Jr, "Two-person cooperative games," *Econometrica : Journal of the Econometric Society*, vol. 21, pp. 128–140, 1953. [40](#)
- [42] V. Jacobson, D. K. Smetters, J. D. Thornton, M. F. Plass, N. H. Briggs, and R. L. Braynard, "Networking named content," in *Proceedings of the 5th international conference on Emerging networking experiments and technologies*, pp. 1–12, 2009. [46](#)

- [43] D. Trossen, M. Sarela, and K. Sollins, “Arguments for an information-centric internetworking architecture,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 40, no. 2, pp. 26–33, 2010. Publisher : ACM New York, NY, USA. [46](#)
- [44] P. Jokela, A. Zahemszky, C. Esteve Rothenberg, S. Arianfar, and P. Nikander, “LIP-SIN : line speed publish/subscribe inter-networking,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 39, no. 4, pp. 195–206, 2009. [46](#)
- [45] B. Ahlgren, M. D’Ambrosio, M. Marchisio, I. Marsh, C. Dannewitz, B. Ohlman, K. Pentikousis, O. Strandberg, R. Rembarz, and V. Vercellone, “Design considerations for a network of information,” in *Proceedings of the 2008 ACM CoNEXT Conference*, p. 66, ACM, 2008. [46](#)
- [46] D. Han, A. Anand, F. R. Dogar, B. Li, H. Lim, M. Machado, A. Mukundan, W. Wu, A. Akella, D. G. Andersen, and others, “XIA : Efficient Support for Evolvable Internetworking,” in *NSDI*, vol. 12, pp. 23–23, 2012. [46](#)
- [47] G. Zhang, Y. Li, and T. Lin, “Caching in information centric networking : A survey,” *Computer Networks*, vol. 57, pp. 3128–3141, nov 2013. [47](#)
- [48] H. Jin, D. Xu, C. Zhao, and D. Liang, “Information-centric mobile caching network frameworks and caching optimization : a survey,” *EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking*, vol. 2017, Dec. 2017. [47](#)
- [49] Y. Wang, Z. Li, G. Tyson, S. Uhlig, and G. Xie, “Optimal cache allocation for content-centric networking,” in *Network Protocols (ICNP), 2013 21st IEEE International Conference on*, pp. 1–10, IEEE, 2013. [47](#)
- [50] T.-M. Pham, M. Minoux, S. Fdida, and M. Pilarski, “Optimization of content caching in content-centric network,” 2017. [47](#)
- [51] K. Hamidouche, W. Saad, M. Debbah, and H. V. Poor, “Mean-field games for distributed caching in ultra-dense small cell networks,” in *American Control Conference (ACC), 2016*, pp. 4699–4704, IEEE, 2016. [47](#)
- [52] K. Poularakis and L. Tassiulas, “Exploiting user mobility for wireless content delivery,” in *Information Theory Proceedings (ISIT), 2013 IEEE International Symposium on*, pp. 1017–1021, IEEE, 2013. [47](#)
- [53] K. Hamidouche, W. Saad, and M. Debbah, “Many-to-many matching games for proactive social-caching in wireless small cell networks,” in *Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt), 2014 12th International Symposium on*, pp. 569–574, IEEE, 2014. [47](#)
- [54] Z. Zhao, M. Peng, Z. Ding, W. Wang, and H. V. Poor, “Cluster Content Caching : An Energy-Efficient Approach to Improve Quality of Service in Cloud Radio Access Networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 34, pp. 1207–1221, May 2016. [47](#)
- [55] M. Chen, W. Saad, C. Yin, and M. Debbah, “Echo state networks for proactive caching and content prediction in cloud radio access networks,” in *Globecom Workshops (GC Wkshps), 2016 IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2016. [47](#)
- [56] M. Chen, W. Saad, C. Yin, and M. Debbah, “Echo State Networks for Proactive Caching in Cloud-Based Radio Access Networks With Mobile Users,” *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 16, pp. 3520–3535, June 2017. [47](#)

- [57] I. Pappalardo, G. Quer, B. D. Rao, and M. Zorzi, “Caching strategies in heterogeneous networks with D2d, small BS and macro BS communications,” in *2016 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pp. 1–6, May 2016. [47](#)
- [58] J. Künsemöller, N. Zhang, and J. Soares, “ISP business models in caching,” in *Data Engineering Workshops (ICDEW), 2013 IEEE 29th International Conference on*, pp. 279–285, IEEE, 2013. [47](#)
- [59] J. Künsemöller, N. Zhang, K. Berg, and J. Soares, “A game-theoretic evaluation of an ISP business model in caching,” *Information Systems Frontiers*, Jan. 2016. [47](#)
- [60] T.-M. Pham, S. Fdida, and P. Antoniadis, “Pricing in information-centric network interconnection,” in *IFIP Networking Conference, 2013*, pp. 1–9, IEEE, 2013. [47](#)
- [61] F. Kocak, G. Kesidis, T.-M. Pham, and S. Fdida, “The Effect of Caching on a Model of Content and Access Provider Revenues in information-centric Networks,” pp. 45–50, IEEE, Sept. 2013. [47](#)
- [62] M. Hajimirsadeghi, N. B. Mandayam, and A. Reznik, “Joint caching and pricing strategies for information centric networks,” in *Global Communications Conference (GLOBECOM), 2015 IEEE*, pp. 1–6, IEEE, 2015. [48](#)
- [63] T.-M. Pham, “Analysis of isp caching in information-centric networks,” in *Computing & Communication Technologies-Research, Innovation, and Vision for the Future (RIVF), 2015 IEEE RIVF International Conference on*, pp. 151–156, IEEE, 2015. [48](#)
- [64] V. G. Douros, S. E. Elayoubi, E. Altman, and Y. Hayel, “Caching games between Content Providers and Internet Service Providers,” *Performance Evaluation*, vol. 113, pp. 13–25, Aug. 2017. [48](#)
- [65] C. Fricker, P. Robert, J. Roberts, and N. Sbihi, “Impact of traffic mix on caching performance in a content-centric network,” in *Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS), 2012 IEEE Conference on*, pp. 310–315, IEEE, 2012. [48](#)
- [66] M. Cha, H. Kwak, P. Rodriguez, Y.-Y. Ahn, and S. Moon, “I tube, you tube, everybody tubes : analyzing the world’s largest user generated content video system,” in *Proceedings of the 7th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, pp. 1–14, ACM, 2007. [48](#)
- [67] S. Vanichpun and A. M. Makowski, “The output of a cache under the independent reference model : where did the locality of reference go?,” in *ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review*, vol. 32, pp. 295–306, ACM, 2004. [48](#)
- [68] M. Hajimirsadeghi, N. B. Mandayam, and A. Reznik, “Joint Caching and Pricing Strategies for Popular Content in Information Centric Networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 35, pp. 654–667, Mar. 2017. [49](#)
- [69] F. Bernstein and A. Federgruen, “A general equilibrium model for industries with price and service competition,” *Operations research*, vol. 52, no. 6, pp. 868–886, 2004. [49](#)
- [70] M. Baslam, R. El-Azouzi, E. Sabir, and L. Echabbi, “Market share game with adversarial access providers : A neutral and a non-neutral network analysis,” in *Network Games, Control and Optimization (NetGCooP), 2011 5th International Conference on*, pp. 1–6, IEEE, 2011. [49](#)

- [71] E. Altman, A. Legout, and Y. Xu, "Network non-neutrality debate : An economic analysis," in *International conference on research in networking*, pp. 68–81, Springer, 2011. [51](#), [64](#), [82](#), [87](#)
- [72] S. Lasaulce, M. Debbah, and E. Altman, "Methodologies for analyzing equilibria in wireless games," *IEEE Signal Processing Magazine*, vol. 26, no. 5, pp. 41–52, 2009. [52](#), [53](#), [90](#), [91](#), [92](#), [93](#)
- [73] J. B. Rosen, "Existence and Uniqueness of Equilibrium Points for Concave N-Person Games," *Econometrica*, vol. 33, no. 3, pp. 520–534, 1965. [55](#), [94](#)
- [74] W. B. Norton, "The evolution of the US Internet peering ecosystem," *Equinix white papers*, 2004. [61](#)
- [75] A. Dhamdhere and C. Dovrolis, "Twelve years in the evolution of the internet ecosystem," *IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN)*, vol. 19, no. 5, pp. 1420–1433, 2011. [61](#)
- [76] Y. Peng, Q. Lu, and Y. Xiao, "A dynamic Stackelberg duopoly model with different strategies," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 85, pp. 128–134, Apr. 2016. [61](#)
- [77] F. Bignami and A. Agliari, "Chaotic dynamics in a three-dimensional map with separate third iterate : The case of Cournot duopoly with delayed expectations," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 110, pp. 216–225, May 2018. [61](#)
- [78] X. Yang, Y. Peng, Y. Xiao, and X. Wu, "Nonlinear dynamics of a duopoly Stackelberg game with marginal costs," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 123, pp. 185–191, June 2019. [61](#)
- [79] Y. Li and L. Wang, "Chaos in a duopoly model of technological innovation with bounded rationality based on constant conjectural variation," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 120, pp. 116–126, Mar. 2019. [61](#), [62](#)
- [80] L. Zhao, J. Chang, and J. Du, "Dynamics analysis on competition between manufacturing and remanufacturing in context of government subsidies," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 121, pp. 119–128, Apr. 2019. [61](#)
- [81] A. Agliari, A. K. Naimzada, and N. Pecora, "Nonlinear dynamics of a Cournot duopoly game with differentiated products," *Applied Mathematics and Computation*, vol. 281, pp. 1–15, Apr. 2016. [61](#)
- [82] H. N. Agiza and A. A. Elsadany, "Chaotic dynamics in nonlinear duopoly game with heterogeneous players," *Applied Mathematics and Computation*, vol. 149, no. 3, pp. 843–860, 2004. [61](#)
- [83] M. EL Amrani, D. AIT Omar, M. Baslam, and B. Minaoui, "A Game Theoretic Approach to Optimize Transmission Strategies for Mobile Applications," in *2018 6th International Conference on Wireless Networks and Mobile Communications (WINCOM)*, (Marrakesh, Morocco), pp. 1–6, IEEE, Oct. 2018. [61](#)
- [84] F. Chen, J. H. Ma, and X. Q. Chen, "The study of dynamic process of the triopoly games in chinese 3g telecommunication market," *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 42, pp. 1542–1551, Nov. 2009. [61](#)
- [85] J. Ma and W. Ji, "Chaos control on the repeated game model in electric power duopoly," *International Journal of Computer Mathematics*, vol. 85, no. 6, pp. 961–967, 2008. [61](#)

- [86] D. Ait Omar, M. Outanoute, M. Baslam, M. Fakir, and B. Bouikhalne, “Joint Price and QoS Competition with Bounded Rational Customers,” in *Networked Systems* (A. El Abbadi and B. Garbinato, eds.), vol. 10299, pp. 457–471, Cham : Springer International Publishing, 2017. [61](#), [103](#)
- [87] L. Zhao and J. Zhang, “Analysis of a duopoly game with heterogeneous players participating in carbon emission trading,” *Nonlinear Anal. Model. Control*, vol. 19, pp. 118–131, 2014. [61](#)
- [88] L. Qiu-Xiang, Z. Yu-hao, and H. Yi-min, “The complexity analysis in dual-channel supply chain based on fairness concern and different business objectives,” *Complexity*, vol. 2018, 2018. [62](#)
- [89] Q. Li, X. Chen, and Y. Huang, “Complexity and entropy analysis of a multi-channel supply chain considering channel cooperation and service,” *Entropy*, vol. 20, no. 12, p. 970, 2018. [62](#)
- [90] Y. Huang and Q. Li, “The entropy complexity of an asymmetric dual-channel supply chain with probabilistic selling,” *Entropy*, vol. 20, no. 7, p. 543, 2018. [62](#)
- [91] J. Andaluz, A. A. Elsadany, and G. Jarne, “Nonlinear Cournot and Bertrand-type dynamic triopoly with differentiated products and heterogeneous expectations,” *Mathematics and Computers in Simulation*, vol. 132, pp. 86–99, 2017. [62](#)
- [92] Y. Peng, Q. Lu, Y. Xiao, and X. Wu, “Complex dynamics analysis for a remanufacturing duopoly model with nonlinear cost,” *Physica A : Statistical Mechanics and its Applications*, vol. 514, pp. 658–670, Jan. 2019. [62](#)
- [93] A. Nagurney, D. Li, S. Saberi, and T. Wolf, “A dynamic network economic model of a service-oriented Internet with price and quality competition,” in *Network Models in Economics and Finance*, pp. 239–264, Springer, 2014. [62](#), [64](#)
- [94] D. Ait Omar, M. El Amrani, M. Baslam, and M. Fakir, “A Game-Theoretic Approach for the Internet Content Distribution Chain,” in *Networked Systems* (A. Podelski and F. Taïani, eds.), vol. 11028, pp. 270–285, Cham : Springer International Publishing, 2019. [62](#), [63](#), [103](#)
- [95] M. K. Hanawal, F. Malik, and Y. Hayel, “Differential pricing of traffic in the Internet,” in *2018 16th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt)*, (Shanghai), pp. 1–8, IEEE, May 2018. [62](#)
- [96] P. Maillé and B. Tuffin, “Analysis of Sponsored Data Practices in the Case of Competing Wireless Service Providers,” in *Computational Intelligence and Intelligent Systems* (H. Peng, C. Deng, Z. Wu, and Y. Liu, eds.), vol. 986, pp. 55–70, Singapore : Springer Singapore, 2019. [62](#)
- [97] T. Jiménez, Y. Hayel, and E. Altman, “Competition in access to content,” *NET-WORKING 2012*, pp. 211–222, 2012. [62](#), [84](#)
- [98] D. A. Omar, H. Garmani, M. El Amrani, M. Baslam, and M. Fakir, “Analysis of Bargaining Game Policy in the Internet Content Distribution Chain :,” *International Journal of Mobile Computing and Multimedia Communications*, vol. 10, pp. 47–73, July 2019. [62](#)
- [99] H. Garmani, M. Outanoute, M. Baslam, and M. Jourhmane, “New Competition-Based Approach for Caching Popular Content in ICN,” in *Networked Systems*

- (A. Podelski and F. Taïani, eds.), vol. 11028, pp. 286–300, Cham : Springer International Publishing, 2019. [63](#), [85](#), [103](#)
- [100] R. E. Azouzi, E. Altman, and L. Wynter, “Telecommunications network equilibrium with price and quality-of-service characteristics,” in *Teletraffic Science and Engineering*, vol. 5, pp. 369–378, Elsevier, 2003. [64](#)
- [101] G. I. Bischi and A. Naimzada, “Global analysis of a dynamic duopoly game with bounded rationality,” in *Advances in dynamic games and applications*, pp. 361–385, Springer, 2000. [65](#), [66](#), [71](#)
- [102] E. Ahmed, H. N. Agiza, and S. Z. Hassan, “On modifications of Puu’s dynamical duopoly,” *Chaos, Solitons & Fractals*, vol. 11, no. 7, pp. 1025–1028, 2000. [66](#)
- [103] A. Stiefenhofer, *Stability and predictability of dynamical economic systems with memory*. Fak. für Wirtschaftswissenschaften, Univ., 1997. [66](#)
- [104] X. Li, C. Mou, W. Niu, and D. Wang, “Stability analysis for discrete biological models using algebraic methods,” *Mathematics in Computer Science*, vol. 5, no. 3, pp. 247–262, 2011. [68](#), [73](#), [75](#)
- [105] E. Ott, C. Grebogi, and J. A. Yorke, “Controlling chaos,” *Physical review letters*, vol. 64, no. 11, p. 1196, 1990. Publisher : APS. [78](#)
- [106] K. Pyragas, “Continuous control of chaos by self-controlling feedback,” *Physics letters A*, vol. 170, no. 6, pp. 421–428, 1992. Publisher : Elsevier. [78](#)
- [107] C. Wagner and R. Stoop, “Optimized chaos control with simple limiters,” *Physical Review E*, vol. 63, no. 1, p. 017201, 2000. Publisher : APS. [78](#)
- [108] Z. Ding, Q. Wang, and S. Jiang, “Analysis on the dynamics of a Cournot investment game with bounded rationality,” *Economic Modelling*, vol. 39, pp. 204–212, 2014. [78](#)
- [109] L. Zhao, J. Du, and Q. Wang, “Nonlinear analysis and chaos control of the complex dynamics of multi-market Cournot game with bounded rationality,” *Mathematics and Computers in Simulation*, vol. 162, pp. 45–57, Aug. 2019. [78](#)
- [110] L. Zhao, “Analysis and Control of the Complex Dynamics of a Multimarket Cournot Investment Game with Bounded Rationality,” *Discrete Dynamics in Nature and Society*, vol. 2016, pp. 1–10, 2016. [78](#)
- [111] J. A. Hołyst and K. Urbanowicz, “Chaos control in economical model by time-delayed feedback method,” *Physica A : Statistical Mechanics and its Applications*, vol. 287, pp. 587–598, Dec. 2000. [78](#)
- [112] J. Ma and L. Mu, “Complex dynamics in a nonlinear cobweb model for real estate market,” *Discrete Dynamics in Nature and Society*, vol. 2007, pp. 1–14, 2007. [78](#)
- [113] J. Musacchio, J. Walrand, and G. Schwartz, “Network neutrality and provider investment incentives,” in *Signals, Systems and Computers, 2007. ACSSC 2007. Conference Record of the Forty-First Asilomar Conference on*, pp. 1437–1444, IEEE, 2007. [82](#)
- [114] J. Crowcroft, “Net neutrality : the technical side of the debate : a white paper,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 37, no. 1, pp. 49–56, 2007. [82](#)
- [115] T. M. Lenard and R. J. May, *Net Neutrality or Net Neutering : Should Broadband Internet Services be Regulated*. Springer Science & Business Media, 2006. [82](#)

- [116] P. Maillé, G. Simon, and B. Tuffin, "Toward a net neutrality debate that conforms to the 2010s," *IEEE Communications Magazine*, vol. 54, no. 3, pp. 94–99, 2016. Publisher : IEEE. [82](#)
- [117] P. Maillé and B. Tuffin, *Telecommunication network economics : from theory to applications*. Cambridge University Press, 2014. [82](#)
- [118] O. Andrew, "Network neutrality, search neutrality, and the never-ending conflict between efficiency and fairness in markets," *Review of Network Economics*, vol. 8, no. 1, pp. 1–21, 2009. Publisher : De Gruyter. [82](#)
- [119] P. Coucheney, P. Maillé, and B. Tuffin, "Network neutrality debate and ISP inter-relations : traffic exchange, revenue sharing, and disconnection threat," *NETNOMICS : Economic Research and Electronic Networking*, vol. 15, no. 3, pp. 155–182, 2014. Publisher : Springer. [82](#)
- [120] P. Njoroge, A. Ozdaglar, N. E. Stier-Moses, and G. Y. Weintraub, "Investment in two-sided markets and the net neutrality debate," *Review of Network Economics*, vol. 12, no. 4, pp. 355–402, 2014. Publisher : De Gruyter. [82](#)
- [121] Z. Zhang, P. Nabipay, A. Odlyzko, and R. Guerin, "Interactions, competition and innovation in a service-oriented internet : an economic model," in *INFOCOM, 2010 Proceedings IEEE*, pp. 1–5, IEEE, 2010. [83](#)
- [122] A. Nagurney, D. Li, T. Wolf, and S. Saberi, "A network economic game theory model of a service-oriented internet with choices and quality competition," *NETNOMICS : Economic Research and Electronic Networking*, vol. 14, pp. 1–25, Nov. 2013. [83](#)
- [123] J. Laffont, S. Marcus, P. Rey, and J. Tirole, "Internet Interconnection and the Off-Net-Cost Pricing Principle," *The RAND Journal of Economics*, vol. 34, no. 2, pp. 370–390, 2003. [83](#)
- [124] S. Saberi, A. Nagurney, and T. Wolf, "A Network Economic Game Theory Model of a Service-Oriented Internet with Price and Quality Competition in Both Content and Network Provision," *Service Science*, vol. 6, pp. 229–250, Dec. 2014. [84](#)
- [125] E. Altman, "In which content to specialize? a game theoretic analysis," in *International Conference on Research in Networking*, pp. 121–125, Springer, 2012. [84](#)
- [126] E. Altman, P. Bernhard, S. Caron, G. Kesidis, J. Rojas-Mora, and S. Wong, "A study of non-neutral networks with usage-based prices," in *Incentives, Overlays, and Economic Traffic Control*, pp. 76–84, Springer, 2010. [84](#)
- [127] J. Musacchio, G. Schwartz, and J. Walrand, "18 Network economics : neutrality, competition, and service differentiation," *Next-Generation Internet : Architectures and Protocols*, p. 378, 2011. [84](#)
- [128] C. Zhang, B. Gu, K. Yamori, S. Xu, and Y. Tanaka, "A novel Stackelberg-Bertrand game model for pricing content provider," in *Proceedings of the 8th International Conference on Mobile Multimedia Communications*, pp. 128–132, ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering), 2015. [84](#)
- [129] C. Zhang, B. Gu, Z. Liu, K. Yamori, and Y. Tanaka, "A stackelberg game based analysis for interactions among Internet service provider, content provider, and advertisers," in *Consumer Communications & Networking Conference (CCNC), 2017 14th IEEE Annual*, pp. 231–235, IEEE, 2017. [84](#)

- [130] A. Reiffers-Masson, Y. Hayel, and E. Altman, "Pricing Agreement between Service and Content Providers : A Net Neutrality Issue," *arXiv preprint arXiv :1505.03555*, 2015. [84](#)
- [131] D. A. Omar, H. Garmani, M. El Amrani, M. Baslam, and M. Fakir, "Analyzing the Customers' Dynamic Confusion in Telecommunication Networks Share Game :," *International Journal of Business Data Communications and Networking*, vol. 15, pp. 15–34, July 2019. [85](#)
- [132] T. Garrett, S. Dustdar, L. C. E. Bona, and E. P. Duarte, "Ensuring Network Neutrality for Future Distributed Systems," in *2017 IEEE 37th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, (Atlanta, GA, USA), pp. 1780–1786, IEEE, June 2017. [89](#)
- [133] E. Koutsoupias and C. Papadimitriou, "Worst-case equilibria," in *Annual Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science*, pp. 404–413, Springer, 1999. [95](#)
- [134] L. Le, R. Baldessari, P. Salvador, A. Festag, and W. Zhang, "Performance evaluation of beacon congestion control algorithms for VANETs," in *2011 IEEE Global Telecommunications Conference-GLOBECOM 2011*, pp. 1–6, IEEE, 2011. [103](#)
- [135] H. P. Luong, M. Panda, H. Le Vu, and Q. B. Vo, "Analysis of multi-hop probabilistic forwarding for vehicular safety applications on highways," *IEEE Transactions on Mobile Computing*, vol. 16, no. 4, pp. 918–933, 2017. [103](#)
- [136] H. P. Luong, M. Panda, H. L. Vu, and B. Q. Vo, "Beacon Rate Optimization for Vehicular Safety Applications in Highway Scenarios," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 67, pp. 524–536, Jan. 2018. [103](#)
- [137] K. N. Qureshi, A. H. Abdullah, O. Kaiwartya, S. Iqbal, R. A. Butt, and F. Bashir, "A Dynamic Congestion Control Scheme for safety applications in vehicular ad hoc networks," *Computers & Electrical Engineering*, vol. 72, pp. 774–788, Nov. 2018. [104](#)
- [138] M. Ishaq, M. H. Malik, and M. E. Aydin, "Managing Congestion in Vehicular Networks Using Tabu Search," in *Engineering Applications of Neural Networks* (E. Pimenidis and C. Jayne, eds.), vol. 893, pp. 118–129, Cham : Springer International Publishing, 2018. [104](#)
- [139] F. Li and C. Huang, "A Mobility Prediction Based Beacon Rate Adaptation Scheme in VANETs," in *2018 IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, (Natal), pp. 00671–00677, IEEE, June 2018. [104](#)
- [140] F. Goudarzi and H. Asgari, "Non-Cooperative Beacon Power Control for VANETs," *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, pp. 1–6, 2018. [104](#)
- [141] F. Goudarzi and H. Asgari, "Non-Cooperative Beacon Rate and Awareness Control for VANETs," *IEEE Access*, vol. 5, pp. 16858–16870, 2017. [104](#)
- [142] Y. P. Fallah, C.-L. Huang, R. Sengupta, and H. Krishnan, "Analysis of information dissemination in vehicular ad-hoc networks with application to cooperative vehicle safety systems," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 60, no. 1, pp. 233–247, 2011. [105](#)
- [143] Q. Chen, D. Jiang, T. Tielert, and L. Delgrossi, "Mathematical Modeling of Channel Load in Vehicle Safety Communications," in *2011 IEEE Vehicular Technology Conference (VTC Fall)*, (San Francisco, CA, USA), pp. 1–5, IEEE, Sept. 2011. [105](#)

- [144] D. M. Topkis, “Equilibrium points in nonzero-sum n-person submodular games,” *Siam Journal on control and optimization*, vol. 17, no. 6, pp. 773–787, 1979. Publisher : SIAM. [106](#)
- [145] X. Vives, *Oligopoly pricing : old ideas and new tools*. MIT press, 1999. [106](#)
- [146] D. Fudenberg and Tirole, J., *Game Theory*. The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 1993. [107](#), [109](#)
- [147] C. Shi, S. Salous, F. Wang, and J. Zhou, “Power allocation for target detection in radar networks based on low probability of intercept : A cooperative game theoretical strategy,” *Radio Science*, vol. 52, no. 8, pp. 1030–1045, 2017. Publisher : AGU. [110](#)