

ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE
UNIVERSITÉ DU QUÉBEC

MÉMOIRE PRÉSENTÉ À
L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

COMME EXIGENCE PARTIELLE
À L'OBTENTION DE LA
MAÎTRISE EN GÉNIE
CONCENTRATION RÉSEAU DE TÉLÉCOMMUNICATIONS
M. Ing.

PAR
Rihab BOUKHRIS

ALLOCATION DISTRIBUÉE DE RESSOURCES
DANS LES RÉSEAUX VIRTUELS PRIVÉS

MONTRÉAL, LE 14 JUIN 2012

©Tous droits réservés, Rihab boukhris, 2012

©Tous droits réservés

Cette licence signifie qu'il est interdit de reproduire, d'enregistrer ou de diffuser en tout ou en partie, le présent document. Le lecteur qui désire imprimer ou conserver sur un autre media une partie importante de ce document, doit obligatoirement en demander l'autorisation à l'auteur.

PRÉSENTATION DU JURY

CE MÉMOIRE A ÉTÉ ÉVALUÉ

PAR UN JURY COMPOSÉ DE :

M. Jean-Marc Robert, directeur de mémoire
Département de génie logiciel et des TI à l'École de technologie supérieure

M. Michel Kadoch, président du jury
Département de génie électrique à l'École de technologie supérieure

M. Zbigniew Dziong, membre du jury
Département de génie électrique à l'École de technologie supérieure

ELLE A FAIT L'OBJET D'UNE SOUTENANCE DEVANT JURY ET PUBLIC

LE 30 MAI 2012

À L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

REMERCIEMENTS

Je souhaite adresser mes remerciements les plus sincères aux personnes qui m'ont apporté leur aide et qui ont contribué à l'élaboration de ce mémoire ainsi qu'à la réussite de cette formidable année universitaire malgré les obstacles que j'ai dû affronter.

Je tiens à remercier sincèrement Monsieur Jean-Marc Robert, qui, en tant que directeur de mémoire, s'est toujours montré à l'écoute et très disponible tout au long de la réalisation de ce mémoire, ainsi pour l'inspiration, l'aide et le temps qu'il a bien voulu me consacrer et sans lui ce mémoire n'aurait jamais vu le jour.

Enfin, j'adresse mes plus sincères remerciements à mes parents pour leur encouragement, soutien moral et financier. Ainsi tous mes proches et ami(e)s, qui m'ont toujours soutenue et encouragée.

ALLOCATION DISTRIBUÉE DE RESSOURCES DANS LES RÉSEAUX VIRTUELS PRIVÉS

Rihab BOUKHRIS

RÉSUMÉ

Un réseau virtuel privé (VPN) est défini comme un réseau logique qui permet de connecter plusieurs utilisateurs qui appartiennent au même groupe d'utilisateurs (entreprise, fournisseurs, etc.) et disperser géographiquement. Un VPN est protégé par un contrat d'accord de service (SLA) entre le client et le fournisseur de service (ISP) qui définit les différents paramètres tels que le niveau de service (disponibilité et performance) et la qualité de service (QoS).

À travers un modèle non-coopératif répétitif, nous proposons une architecture autonome et distribuée pour des fins d'allocation des ressources au sein d'un VPN en permettant les opérateurs VPN de bien gérer leur bande passante d'une façon optimale et de partager leurs ressources non utilisables (bande passante), en assurant la qualité de service sans l'intervention de l'ISP. Pour inciter les opérateurs VPN à collaborer dans ce modèle, nous avons adopté la théorie de jeux comme un mécanisme et plus spécifiquement le modèle non coopératif répété de la théorie de jeux.

Ce modèle offre aux opérateurs la possibilité de gérer d'une façon autonome leur bande passante, permet aux VPN(s) d'atteindre la qualité de service souhaitée, et ainsi assurer la disponibilité des ressources à court, moyen et long terme.

Mots-clés : Gestion autonome distribuée de ressources, Contrat de niveau de service, Qualité de service, Partage de bande passante, Jeux répété non coopératif.

DISTRIBUTED RESSOURCE MANAGEMENT WITHIN VIRTUAL PRIVATE NETWORK

Rihab BOUKHRIS

ABSTRACT

A Virtual Private Network (VPN) is defined as a logical network that connects multiple users who belong to the same user group (Business, Providers, etc...) and disperse geographically. A VPN is protected by a service level agreement (SLA between the customer and service provider (ISP that defined the various parameters such as level of service (availability and performance), quality of service (QoS).

Through a repeated non-cooperative game, we propose an autonomic and distributed architecture for allocation resources within a VPN by allowing operators to manage their bandwidth in a way optimal to share their resources unused ensuring quality of service without the intervention of the ISP. To encourage operator VPN to adopt this model, we used the theory games as a mechanism and more specifically the model of repeated non-cooperative game.

This model allows operators to manage autonomously their bandwidth to enable a better quality of service, thus ensuring the availability of short, medium and long term.

Keywords: Autonomic management of resources, service level agreement, quality of service, sharing bandwidth, repeated non-cooperative games.

TABLE DES MATIÈRES

	Page
INTRODUCTION	1
CHAPITRE 1 PROBLÉMATIQUE	7
1.1 Présentation de la problématique	7
1.2 Limitation du modèle autonome distribué (ASA)	7
1.3 Solution proposée.....	8
1.4 Conclusion	10
CHAPITRE 2 REVUE DE LITTÉRATURE	11
2.1 Gestion centralisée de ressources.....	11
2.2 Gestion autonome distribuée de ressources	15
2.3 Théorie de jeu et modèles	18
2.3.1 Historique et description de la théorie de jeux.....	18
2.3.2 Problème de coopération en théorie de jeux	20
2.3.3 Stratégies de coopération	23
2.3.4 Jeux répétitifs et équilibre de Nash.....	26
2.4 Solution d'enchère	29
2.5 Conclusion	31
CHAPITRE 3 MISE EN CONTEXTE ET SIMULATION	33
3.1 Initialisation et paramètres de simulation	33
3.1.1 Paramètres.....	33
3.1.2 Problématique	34
3.2 Conclusion	38
CHAPITRE 4 MODÈLES ET SIMULATION	39
4.1 Modèles et résultats.....	39
4.1.1 Modèle 1 : TFT traditionnel avec un historique fixe	39
4.1.2 Modèle 2 : TFT Généreux (GTFT).....	41
4.1.3 Modèle 3 : TFT Altruiste	45
4.1.4 Modèle 4 : TFT basé sur la réputation	47
4.1.5 Modèle 5 : TFT altruiste basée sur la réputation	54
4.1.6 Modèle 6 : Requêtes simultanées.....	55
4.2 Discussion : Comparaison entre VCG et TFT	58
CONCLUSION.....	61
FUTURES TRAVAUX	63
BIBLIOGRAPHIE	65

LISTE DES TABLEAUX

	Page
Tableau 2.1	Dilemme du prisonnier21
Tableau 2.2	Stratégie de jeu.....24
Tableau 2.3	Exemple du dilemme du prisonnier28
Tableau 3.1	Paramètres de simulation33
Tableau 4.1	Étude comparative entre de stratégie d'incitation à la coopération59

LISTE DES FIGURES

	Page
Figure 2.1	Allocation centralisée.....12
Figure 2.2	Échange entre Opérateurs VPN et l'ISP12
Figure 2.3	Gestion centralisée14
Figure 2.4	Architecture distribuée.....17
Figure 3.1	Limite de gain optimal.....37
Figure 4.1	TFT avec historique fixe – scénario du maximum de l'historique récent. 41
Figure 4.2	Tit for Tat généreux.42
Figure 4.3	TFT généreux avec un seuil.....44
Figure 4.4	Stratégie TFT altruiste (total des gains).....46
Figure 4.5	Stratégie TFT altruiste (Nombre de victimes).47
Figure 4.6	Total gain avec ratio.....50
Figure 4.7	Ratio avec $\delta = 0.5$51
Figure 4.8	Ratio avec $\delta = 0.1$51
Figure 4.9	Gain total avec adaptative δ52
Figure 4.10	Adaptative δ53
Figure 4.11	Gourmant.57
Figure 4.12	Gourmant et généreux.....58

LISTE DES ABRÉVIATIONS, SIGLES ET ACRONYMES

ASA	Autonomic Service Architecture, 22, 28, 73.
ISP	Internet Service Provider, IX, XI, 21, 25, 30, 33, 34.
QoS	Qualité de services, 21.
SLA	Service Level Agreement, IX, XI, 21, 22, 25, 34.
TFT	Tit for Tat, 43, 61, 68.

INTRODUCTION

Un VPN est un réseau logique qui permet de connecter plusieurs utilisateurs appartenant au même domaine (Entreprise, Fournisseur, etc.) mais dispersés géographiquement. Le fournisseur de service (ISP) offrant un réseau VPN à un client doit garantir un certain niveau de service selon le contrat de niveau de service défini entre les deux partenaires (SLA). Le SLA définit les différents paramètres, tel que le niveau de performance, la qualité de service (QoS), la disponibilité et les exigences de tarification (Cui et al, 2003). Le SLA peut aussi définir les heures de disponibilités, la capacité, etc. Ainsi, un VPN présente une combinaison de codage, de certification, d'accès à la technologie et des services de vérification (Giannakakis et al, 2005).

Les réseaux virtuels privés sont devenus la solution idéale pour les organisations, permettant de déployer des réseaux qui établissent l'interconnexion entre divers sites d'une même entreprise (Cui et al, 2003). Ces réseaux assurent des transferts de données sécurisées et une certaine qualité de service (QoS) (Duffield et al, 1999). Ces derniers sont devenus une source importante de revenu pour les fournisseurs de services (ISP) (Kumar et al, 2002), car ils génèrent des revenus récurrents puisque de nombreuses entreprises d'aujourd'hui utilisent le VPN comme un des leviers de leur processus d'affaire.

Vue l'importance de cette technologie, la distribution de ressources aux utilisateurs a été la préoccupation de plusieurs recherches. Le problème vient essentiellement du fait qu'un fournisseur de services (ISP) doit gérer de multiples opérateurs VPN simultanément. Ces opérateurs appartiennent à des réseaux VPN indépendants

et concurrents. Ces recherches se sont focalisées sur les divers modèles de gestion de ressources au sein des réseaux virtuels privés afin d'améliorer leur niveau de qualité de service. Principalement, deux modèles ont été rapportés: le modèle centralisé et le modèle décentralisé autonome. Le modèle centralisé représente un modèle classique de gestion de ressources géré par l'ISP (Takeda et al, 2004). Dans ce modèle, il n'existe aucune interaction entre les divers opérateurs VPN. Ce modèle centralisé présente plusieurs inconvénients. Parmi les inconvénients cités par Eymann et al. (2003), nous pouvons mentionner la difficulté de gestion des ressources due à l'évolution des services et des demandes dynamiques de chacun des opérateurs VPN. Duffield et al. (1999) indiquent que le grand défi se manifeste lorsque le nombre des opérateurs VPN augmente. Cela nécessite un mécanisme de coordination continuellement à jour, reflétant les changements de l'environnement et répondant à la qualité de service demandée.

Donc, pour que le modèle centralisé fonctionne correctement, il faut que (T. Eymann, 2003):

Condition 1 – L'environnement ne change pas son état entre le début et la fin du processus de calcul attribuant les diverses ressources.

Condition 2 – Le fournisseur de service (ISP) doit avoir une connaissance globale sur l'état du réseau, c'est-à-dire, avoir l'information de tous les opérateurs VPN en temps réel.

Parmi les avantages économiques de ce modèle centralisé, on peut remarquer le gain que le fournisseur de services (ISP) peut avoir suite à l'augmentation de la demande. Le fournisseur de services peut tirer des profits importants en augmentant les coûts de services à mesure que ses ressources s'amenuisent. Les opérateurs VPN dépassant

leur limite de consommation seront ainsi obligés d'en acheter d'autres ressources auprès de l'ISP.

L'autre approche est basée sur le modèle décentralisé autonome qui a été qualifié de plus efficace et permettant une gestion plus souple des ressources. Ce modèle représente une des solutions proposées pour améliorer une des principales limitations du modèle centralisé qui est la difficulté de répondre à des demandes dynamiques. Il permet de satisfaire le besoin des opérateurs VPN et de diminuer les frais associés ainsi que le temps de réponse lié à la configuration de ces services. Ce modèle devrait permettre aux opérateurs VPN de gérer eux-mêmes leur service, c'est-à-dire optimiser les ressources et la configuration (Kephart et al, 2003). Ce modèle repose sur une architecture de services autonomes dite ASA (Cheng et al, 2006). Cheng et al (2006) ont montré que cette architecture consiste à l'automatisation de l'utilisation des ressources par le développement d'un système d'emprunt de ressources inutilisées par les opérateurs VPN afin de garantir leur niveau de service (SLA).

Le gestionnaire centralisé faisant la distribution des ressources inutilisées entre les opérateurs VPN prêteurs et les opérateurs VPN emprunteurs ne tient pas compte des besoins futurs des prêteurs. Le gestionnaire centralisé ne peut pas prévoir le besoin futur des prêteurs. Dans cette optique, un emprunteur va toujours pouvoir atteindre sa qualité de service à long terme, détriment des prêteurs. De ce fait, les opérateurs VPN connaissant mieux leurs besoins à court, moyen et long termes peuvent mieux déterminer s'ils peuvent se départir de ressources inutilisées.

Mais, comme tous les autres modèles proposés, il a ses limitations. La principale limitation est:

- une absence de mécanisme de motivation afin d'inciter les opérateurs VPN, qui ont une sous-charge de bande passante, à prêter leurs ressources. Si ces opérateurs VPN ont un comportement égoïste consistant à refuser de partager ses ressources disponibles, ils peuvent impacter négativement le niveau de qualité de service des autres VPN (qui cherchent à emprunter des ressources).

Le comportement égoïste de certains opérateurs représente un des problématiques du modèle décentralisé autonome d'allocation des ressources. Alors, afin d'améliorer ce modèle et remédier à cette limitation, nous adoptons dans notre recherche une architecture distribuée basée sur le modèle ASA, permettant aux opérateurs VPN de communiquer entre eux et partager leurs ressources. Les opérateurs VPN peuvent transmettre leurs besoins de ressources à court moyen et long terme. L'échange entre les opérateurs VPN va permettre de réduire la surcharge de gestion de ressource de l'unité centrale, car ces derniers vont être capables de se configurer eux-mêmes, d'évaluer leur besoin futur, de partager les ressources d'une façon autonome et de choisir leurs propres opérateurs VPN emprunteurs.

Notre modèle repose ainsi sur la notion de coopération entre les opérateurs VPN fournissant des ressources à travers une méthode d'incitation à la collaboration pour éviter tout comportement égoïste. Nous nous reposons sur la théorie de jeux, spécifiquement les jeux non-coopératifs répétés pour étendre la notion de coopération entre les opérateurs VPN. L'objectif principal de cette stratégie est de voir apparaître une coopération mutuelle, permettant d'atteindre le gain souhaité par chaque participant.

Au cours de cette mémoire, nous exposons dans le premier chapitre la problématique détaillée et le second chapitre la revue de littérature. Tout au long du premier chapitre, nous présentons la problématique de notre sujet de recherche. Nous

discutons des principaux problèmes qui nous ont incités à proposer un modèle décentralisé autonome d'allocation de ressources afin de répondre aux besoins des opérateurs VPN. Le deuxième chapitre porte sur la distinction entre la gestion centralisée, décentralisée autonome des ressources ainsi que sur la notion de théorie de jeux et des stratégies de collaboration.

Dans le troisième chapitre, nous étalons les paramètres de simulation et la mise en contexte. Le quatrième chapitre présente les modèles et les résultats étudiés dans notre recherche. Finalement, nous concluons notre recherche à travers une étude comparative avec d'autres recherches ainsi que certaines recommandations afin d'améliorer les solutions proposées.

Pour terminer, signalons que les résultats de nos travaux ont été publiés (Robert et al, 2012).

CHAPITRE 1

PROBLÉMATIQUE

1.1 Présentation de la problématique

Notre problématique découle principalement du fait que le fournisseur de services ISP devant gérer les demandes de nombreux opérateurs VPN ne peut pas gérer plusieurs demandes simultanées et prévoir les besoins futurs de ces opérateurs VPN. Plus précisément les limitations du modèle centralisé ont engendré l'apparition de modèles décentralisés (distribués) autonomes (ASA). Les limitations de ces derniers présentent notre problématique.

1.2 Limitation du modèle autonome distribué (ASA)

Une architecture autonome de service (ASA) propose un système de gestion capable d'automatiser l'utilisation des ressources afin de maximiser les bénéfices d'un fournisseur de services (ISP) (Cheng et al, 2006). Cette architecture a pour but l'utilisation efficace des ressources d'une façon évolutive, flexible et automatique. L'un des objectifs les plus importants de ce modèle est de satisfaire les opérateurs VPN selon leur accord de niveau de service (SLA) avec l'ISP, garantissant leur qualité de service (QoS) (Kephart et al, 2003).

Le modèle ASA propose un schéma autonome d'emprunt de bande passante pour l'utilisation efficace des ressources afin d'assurer la QoS des opérateurs VPN. Cette architecture utilise un régime d'emprunt entre les opérateurs VPN. Ce régime permet le partage des ressources non utilisées entre les opérateurs VPN à sous-capacité et ceux à sur-capacité, tout en garantissant leur qualité de service. Un opérateur VPN est dit à sous-capacité si et seulement si à un instant (t : temps) donné sa charge de trafic mesuré à ce moment précis est inférieure à la capacité de sa bande passante allouée dans son SLA négociée avec l'ISP. De même, un VPN est dit à sur-capacité à un instant (t) donné si et seulement si son besoin réel de bande

passante dépasse la capacité de sa bande passante alloué dans son accord de niveau de service (SLA).

Le régime d'emprunt du modèle autonome classique ASA possède quelques limitations à savoir :

Limitation 1 – Le transfert des ressources vers les opérateurs à sur-capacité ne tient pas compte des changements inattendus de l'état du réseau et la charge des liens.

Limitation 2 – Les opérateurs VPN ne communiquent pas leurs besoins réels en terme de ressources .

Contrairement au modèle autonome, le modèle autonome distribué permet aux opérateurs VPN de communiquer entre eux et de partager le surplus de ressources sans avoir l'obligation de communiquer avec l'ISP. Malheureusement, la coopération entre les opérateurs VPN n'est pas toujours évidente, car chaque opérateur essaie de conserver sa qualité de services.

Limitation 3 – Certains opérateurs VPN peuvent tenter de conserver leur niveau de qualité de services QoS et adopter un comportement égoïste. Un tel opérateur VPN peut refuser de prêter ses ressources non utilisées lorsqu'il est à sous-capacité et en même temps consommer les ressources non utilisées des autres opérateurs VPN lorsqu'il est à sur-capacité.

1.3 Solution proposée

Nous proposons un processus de partage autonome distribué des ressources non utilisées entre tous les opérateurs VPN ayant un mécanisme d'incitation à la coopération. Cette solution va permettre de contribuer à limiter les impacts négatifs mentionnées citée ci-dessus. Nous considérons que les opérateurs VPN sont les mieux placés pour connaître leurs besoins à court terme et leurs exigences de bande passante.

Nous invoquons à travers cette proposition un des sujets les plus difficiles et importants qui se manifeste par la prévision des besoins réels et du trafic, afin d'allouer les ressources au sein d'un réseau comprenant plusieurs opérateurs VPN dynamiques. Parmi les modèles qui ont été proposés afin de prédire le comportement aléatoire de la charge de trafic d'un VPN, nous trouvons les modèles proposés par Cui et al (2006). Ces modèles sont basés sur l'historique de l'utilisation comme un moyen de définir le futur.

Quatre modèles ont été comparés entre eux afin d'évaluer la notion d'utilisation d'un prédicteur de trafic en se basant sur trois facteurs : (1) le délai moyen de transmission de paquets (2) la variance de l'attente des paquets et (3) les exigences de mémoire tampon. Ces quatre modèles de prédiction (P) sont:

P1 : Gaussien;

P2 : Moyenne mobile Auto-Régressifs (ARMA);

P3 : Moyenne mobile Auto-Régressifs à fractions Intégrées (fARIMA);

P4 : Prédicteur Linéaire (L-PREDEC).

Tel que discuté dans la revue de littérature (section 2.1), le résultat de cette comparaison montre qu'en se basant seulement sur l'historique, il n'est pas toujours possible de prédire la consommation future. D'autre part, un opérateur VPN est souvent mieux placé pour évaluer ses propres besoins comme le montre l'exemple suivant :

Exemple :

Une application de vidéoconférence utilisant la voix IP est initiée à travers le protocole SIP (Rosenberg et al, 2002). Le protocole SIP permet de définir tous les futurs paramètres de communication (p. ex., le débit, le délai, etc.). Ainsi, les opérateurs VPN peuvent capturer et suivre les messages SIP puisqu'ils ont accès aux échanges au sein même d'un VPN.

À travers cet exemple, nous pouvons conclure que seul l'opérateur d'un VPN peut évaluer son besoin réel en terme de bande passante. De ce fait, il est préférable que les opérateurs VPN prévoient seuls leurs besoins en termes de ressources. De ce fait, tout modèle distribué sous supervision peut éventuellement être exploité.

Suite à l'identification de ces trois limitations du modèle autonome distribué, nous pouvons réduire les problèmes d'allocation autonome distribuée de ressources en motivant les opérateurs VPN égoïstes à partager leurs ressources non utilisées, tout en assurant leur qualité de services (QoS) et sans intervention de l'ISP.

1.4 Conclusion

Pour conclure, notre ultime problématique se résume en une seule question :

Comment peut-on inciter les opérateurs VPN, ayant un comportement rationnel, à collaborer et partager leurs ressources afin de permettre aux autres opérateurs VPN dans le besoin d'atteindre leur niveau de QoS désiré?

Pour atteindre notre objectif, nous proposons d'inciter les opérateurs VPN égoïstes à coopérer et prêter des ressources sous la menace de punition. Ainsi, ces opérateurs égoïstes se verront refuser leurs demandes futures. Donc, tout opérateur VPN rationnel fera face à une seule alternative, celle de prêter ses ressources non utilisées dans l'espoir de recevoir à son tour des ressources lorsqu'il en aura besoin.

Dans le chapitre suivant, nous allons passer en revue la notion de la gestion centralisée, distribuée et autonome de ressources et aussi la notion de jeux non coopératifs répétés théorie de jeux.

CHAPITRE 2

REVUE DE LITTÉRATURE

Nous allons présenter en premier lieu la notion d'allocation centralisée des ressources au sein des réseaux VPN vu qu'elle permet de nous situer par rapport à la problématique initiale. En second lieu, la notion de gestion distribuée (décentralisée) et l'allocation autonome des ressources puisqu'elles ont résolu la première problématique de la gestion centralisée en permettant aux opérateurs VPN de partager des informations et d'être autonome. Ensuite, nous allons revoir la théorie de jeux et plus précisément les jeux non-coopératifs répétés vu que nous avons utilisés ce modèle pour résoudre les limitations des modèles distribués autonomes. Finalement dans la quatrième section, nous présentons le modèle d'enchère pour l'allocation distribuée de ressources pour des fins de comparaison avec le modèle que nous avons adopté.

2.1 Gestion centralisée de ressources

La gestion centralisée des ressources a fait l'objet de plusieurs recherches et tout particulièrement dans le domaine des réseaux de télécommunication. Plusieurs recherches ont adopté un modèle centralisé de gestion des ressources en implantant diverses stratégies telles que l'enchère, la prédiction de consommation, les interfaces de communication entre différents opérateurs VPN et l'ISP (Duffield et al, 1999).

Nous commençons tout d'abord par définir la notion de la gestion centralisée des ressources au sein des réseaux VPN. Cette stratégie d'allocation de ressources est gérée seulement par le fournisseur de service (ISP). L'ISP devrait surveiller et identifier les ressources disponibles afin de les allouer aux demandeurs.

L'approche centralisée permet d'établir une échelle de prix fixe pour la quantité de bande passante demandée. L'ISP fixe un prix pour ses consommateurs et leur attribue par la suite la

quantité des ressources demandées. La figure suivante illustre la notion de centralisation d'allocation de ressources :

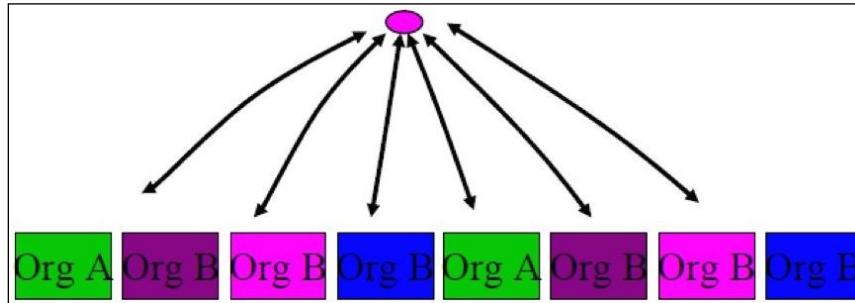


Figure 2.1 Allocation centralisée.

La figure ci-dessus montre l'interconnexion entre les opérateurs VPN et l'ISP. Les opérateurs VPN sont identifiés par la notation « Org A », « Org B » et la connexion entre ses opérateurs VPN et l'ISP se manifeste par des connecteurs bidirectionnels.

La communication entre les opérateurs VPN et l'ISP est établie à travers une interface de service (Takeda et al, 2004). La figure suivante présente les différents éléments qui permettent l'échange entre l'ISP et les opérateurs VPN.

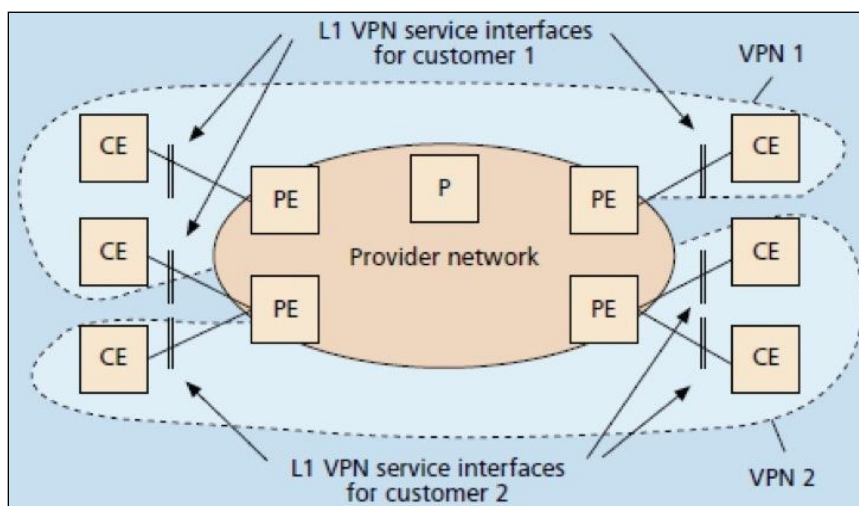


Figure 2.2 Échange entre Opérateurs VPN et l'ISP.

Tirée de Takeda et al (2004, p. 132)

La figure ci-dessus montre trois types de dispositifs réseau permettant l'échange entre le fournisseur de services et deux opérateurs VPN. Les périphériques en question sont :

- le CE (Customer Edge) est un dispositif réseaux correspondant à un routeur ou un commutateur de couche 2. Ce dispositif réseau doit être relié au moins à un dispositif PE;
- le PE (Provider Edge) est un dispositif du fournisseur de service permettant l'interconnexion entre l'ISP et les opérateurs VPN;
- le P est le fournisseur de services connecté à différents dispositifs PE afin de s'assurer des échanges effectués entre l'ISP et les opérateurs VPN.

Dans cette figure, les différents CE présentés appartiennent à un seul VPN. Ils sont connectés à un PE à travers une interface de service. Cette interface permet la connexion au service au-dessus de la couche (1). La couche de connexion permet le contrôle et l'échange d'information entre le PE et le CE. Le contrôle effectué par le fournisseur de service se fait à travers une interface qui représente le lien entre le client et le fournisseur. Cette interface agit comme un mécanisme d'échange d'information (Takeda et al, 2004). Par exemple, ces informations peuvent être des requêtes d'information (ressource allouée, etc.).

Takeda et al (2004) proposent une architecture qui permet de gérer le trafic dans les réseaux optiques. Cette architecture est proposée afin de répondre aux problèmes de contrôle et de gestion des ressources par les clients (VPN) et le fournisseur de services. Ainsi, elle permet de collecter les informations nécessaires de différents VPN et les transmettre à l'ISP pour des fins d'allocation des ressources.

Ce nouveau service appelé VPN optique est basé sur l'architecture centralisée permettant de supporter et contrôler plusieurs clients sur le réseau (VPN). Cette architecture centralisée est basée sur une entité appelée « PCC » (P : fournisseur (Provider), C : centralisée, C : Contrôleur). Cette architecture ne contient aucune signalisation et/ou routage. La figure suivante illustre cette architecture centralisée, elle est presque semblable à celle définie à la figure 2.2:

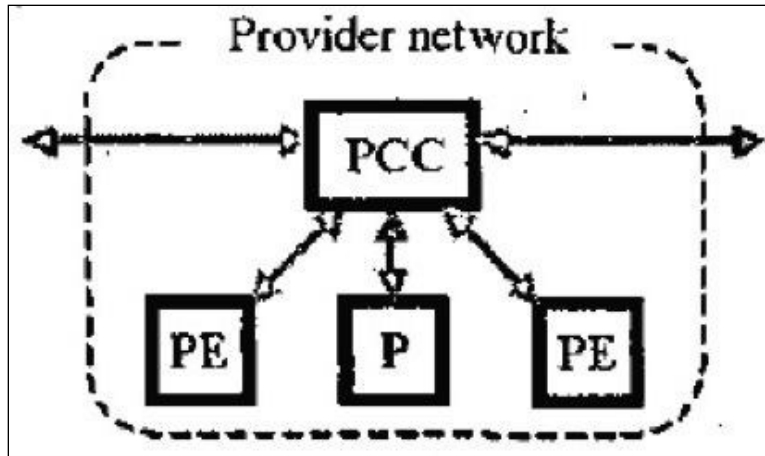


Figure 2.3 Gestion centralisée.

Adaptée de Takeda et al (2004, p. 612)

D'après les figures présentées ci-haut (figure 2.1, 2.2 et 2.3), les clients ne communiquent pas entre eux. Takeda et al (2004) estiment que l'architecture centralisée est plus facile à implémenter, car les fonctions spécifiques du VPN seront seulement implémentées auprès du fournisseur du service. Pour établir la communication entre les clients et le fournisseur, certains technologies et mécanismes de communication existent déjà tels que le protocole de gestion de réseau SNMP. Le seul inconvénient suite à cette architecture est que si le PCC tombe en panne, il aura une perte de toutes les informations sur les clients (PE, P) ainsi qu'une perte de la connexion entre PCC et les clients. La relance du service risque d'être lente, car le PCC doit établir toutes les connexions et les statuts de ces dernières.

L'approche de Takeda et al (2004), est validée par la recherche de Kumar et al (2004). Leur recherche porte sur l'allocation de ressource dans les réseaux VPN à travers du mécanisme de transport MPLS. Ils proposent une classe de service basée sur l'allocation de ressources au sein des VPN afin de bien gérer les ressources et leurs affectations. Ainsi, ils ont défini une allocation quasi optimale des ressources qui peut être réalisée avec des frais identiques et tolérables.

La gestion centralisée peut cependant avoir un inconvénient au niveau de la prise de décision. Un manque d'information au sujet de la consommation réelle d'un client, en terme de bande passante, peut l'empêcher d'atteindre la qualité de service souhaitée. Ceci peut engendrer une perte monétaire pour l'opérateur VPN ainsi que l'ISP.

En conclusion, l'approche centralisée est basée sur un point de contrôle qui gère l'allocation de ressources dans les réseaux VPN. Cette architecture possède certaines limites importantes. L'interruption du service en cas de défaillance et la difficulté de prédire les besoins de ses clients constituent les principales limites.

2.2 Gestion autonome distribuée de ressources

Le modèle traditionnel d'allocation de ressources tel que discuté dans la section précédente se caractérise par le contrôle total du fournisseur de service (ISP). Ce dernier partage les ressources en s'assurant de la sécurité et la qualité de service (Cui et al, 2003). Pour chaque opérateur VPN, une quantité de bande passante sera réservée. Suite aux inconvénients du système centralisé, diverses solutions ont été proposées pour pallier à ses défauts.

La première architecture dite autonome (ASA) a pour objectif le paramétrage plus facile des nœuds du réseau (Bouabene et al, 2010). Généralement, l'utilisateur ne s'aperçoit pas de l'importance de la configuration du réseau pour assurer un bon fonctionnement d'internet. Différents protocoles et activités opérationnelles ont été mis en place pour maintenir et soutenir la croissance et la complexité de ce système autonome. En effet, le terme « autonomic » a été inventé en 2001 par IBM (Bouabene et al, 2010) et qui réfère à la capacité d'un système d'effectuer ses opérations par l'intermédiaire d'un agent sans aucune intervention humaine. Par exemple : l'auto-configuration du réseau, le routage et l'auto-configuration des adresses IP. D'après Bouabene et al (2010), une architecture autonome permet de soutenir l'évolution du réseau et en même temps réduire les frais de la gestion humaine. Il permet aussi d'atténuer la complexité de configuration en permettant l'interaction des protocoles et en leur permettant de fonctionner de manière autonome. Pour la première

fois en 2006, Chen et al (2006) ont proposé une architecture qui permet la gestion autonome des ressources. Cette architecture a pour but de gérer la bande passante d'une façon autonome à l'aide de diverses composantes. Les différentes composantes utilisées communiquent entre elles afin de partager leurs besoins en termes de ressources – sous la forme d'un SLA.

La deuxième architecture est une « architecture distribuée » permettant une allocation de ressources. Cette architecture permet au VPN d'atteindre sa qualité de service sans l'intervention de l'ISP à travers une certaine collaboration entre les opérateurs VPN. Selon Cui et al (2003), la distribution dynamique de ressources permet à un opérateur VPN d'atteindre sa qualité de service désirée en se basant sur l'historique et ainsi prédire l'utilisation future des ressources. Cette architecture permet aux opérateurs VPN de communiquer entre eux et de partager le surplus de ressources sans avoir l'obligation de communiquer avec l'ISP.

Le prototype Océano (Appleby et al, 2001) est un bon exemple qui nous permet de clarifier la notion d'allocation distribuée de ressources. Océano est un prototype d'une infrastructure hautement disponible et évolutive pour un utilisateur de commerce électronique. Cette infrastructure permet à de multiples clients de partager des ressources communes. Les ressources peuvent être augmentées lorsque la charge augmente et réduites lorsque la charge diminue, le tout de façon sécuritaire. Cette allocation distribuée de ressources permet aux clients de réduire leur coût tout en garantissant leur niveau de QoS. Cette architecture permet de partager des ressources selon des SLA. Elle est associée à un système de surveillance du réseau. L'objectif global de ce prototype (Graupner et al, 2003) consiste à :

- réduire les coûts d'exploitation et de mise en place;
- attribuer des ressources d'une manière dynamique;
- offrir une panoplie de niveaux de service aux clients;
- fournir une certaine fiabilité et l'automatisation du partage des ressources.

La figure suivante illustre un exemple d'une architecture distribuée au sein d'un réseau MPLS :

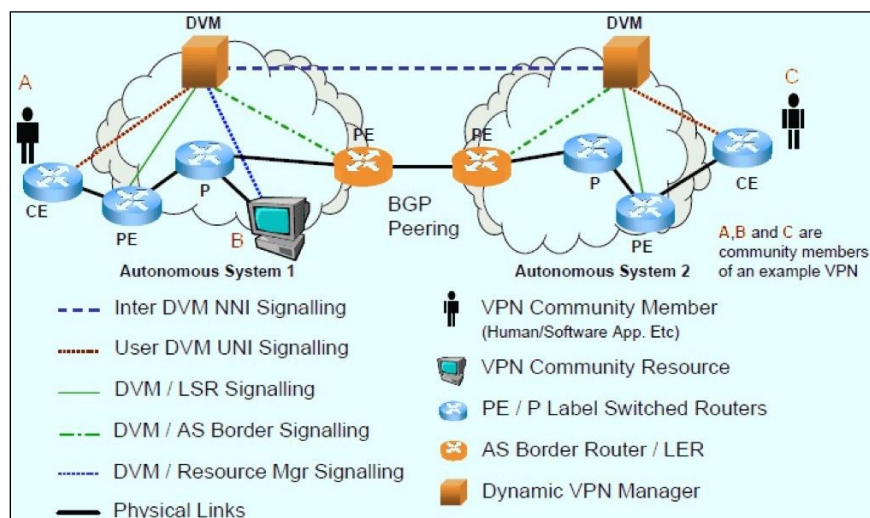


Figure 2.4 Architecture distribuée.

Tirée de Gao et al (2008, p. 763)

Gao et al (2008) ont introduit l'approche de gestion distribuée des ressources dans les réseaux MPLS (« Multi-Protocol Label Switching ») à travers l'utilisation des opérateurs de contrôle appelé « DVM »; c'est-à-dire; un gestionnaire virtuel dynamique. Cet opérateur a pour but d'assurer la liaison entre la communauté des opérateurs VPN et l'ISP. La communauté d'un opérateur VPN (c'est-à-dire, les membres d'un VPN) est présentée dans la figure 2.4 par les lettres A, B et C. Les membres d'un VPN dans ce cas de figure représente des opérateurs VPN qui partagent des ressources.

Cette approche de gestion distribuée consiste à établir des relations entre les opérateurs VPN afin de rendre flexible la configuration des ressources. Ces interrelations peuvent durer quelques minutes ou quelques heures par semaine (Gao et al, 2008). Le fonctionnement de cette architecture est comme suit :

- chaque gestionnaire « DVM » est responsable de la gestion des communautés VPN. Son rôle de base est d'identifier le membre des nœuds « end-points » et de les interconnecter via le chemin LSP (« Label Switched Path »).
- les opérateurs VPN CE peuvent faire une demande d'adhésion à une communauté VPN auprès du DVM en utilisant une interface utilisateur UNI présentée sous forme d'un lien entre le DVM et le CE dans la figure ci-dessus (figure 2.4). Suite à l'acceptation du DVM, une coordination entre les opérateurs VPN sera configurée par la mise en place des LSP afin de permettre une gestion de ressources plus flexible entre les opérateurs VPN.

Finalement, la fusion entre une architecture autonome et distribuée permettra la gestion efficace des ressources. Grâce à cette architecture à la fois autonome et distribuée, nous pouvons garantir un niveau de qualité de service acceptable pour les divers opérateurs VPN. Mais cette architecture n'est pas suffisante, car il faut s'assurer que tous les opérateurs VPN adhèrent et collaborent entre eux. Pour résoudre cette problématique, nous avons utilisé une stratégie d'incitation à la collaboration. Cette stratégie de coopération est fondée sur la théorie de jeux.

2.3 Théorie de jeu et modèles

Nous allons revoir durant cette section les fondements de la théorie de jeux ainsi que les différentes stratégies de jeu qui existent. Nous mettrons l'accent sur les notions de coopération et non-coopération vu l'importance de ces deux concepts pour notre recherche.

2.3.1 Historique et description de la théorie de jeux

L'ultime question à poser est « **Qu'est-ce que un jeu?** ». Un jeu selon les fondements de la théorie de jeu est une représentation formelle d'une situation sociale de conflit, entre deux individus ou plus, ayant pour caractéristique fondamentale une certaine dépendance de choix de stratégies de jeu. Selon Rapoport (1999), la théorie de jeux trouve ses racines dans

certains problèmes de la vie courante. La notion de prise de décision est un des piliers de la théorie de jeux. Les joueurs qui participent à la résolution d'un problème se nomment des décideurs. La théorie de jeux ne traite que des situations de conflit dit problème abstrait (Rapoport, 1999).

Un jeu peut être aussi défini comme suit :

« Les jeux sont des modèles abstraits qui représentent des situations formalisées dans lesquelles des joueurs sont amenés à prendre des décisions rationnelles pour maximiser leurs gains en adoptant une stratégie qui dépend entre autres de ce qu'ils peuvent connaître des stratégies des autres joueurs » (Aubert et al, 2005).

Cette théorie des jeux a vu le jour en 1944 lors de la publication du livre d'Oskar Morgenstern et John Von Neumann. Le but étant de modéliser le fonctionnement de certains systèmes économiques (Morgenstern et al, 1980). Cette théorie repose sur des jeux ayant des règles bien définies. Les joueurs ont comme but de maximiser leurs gains en jouant selon des règles prédéfinies. Alors pour se faire, chaque joueur doit choisir une stratégie c'est-à-dire une règle de jeu. Une stratégie de jeux représente un plan d'action définissant ce que le joueur fera à chaque étape de décision et face à chacune des situations pouvant manifester au cours du jeu. Cette stratégie est choisie en fonction de ce que le joueur connaît de la stratégie de son adversaire.

Selon Osborne (2003), la théorie de jeux se concrétise par un jeu compétitif ayant pour objectif de résoudre une problématique en utilisant des modèles de jeux. Chaque modèle utilisé représente une abstraction. Cette abstraction permet la compréhension de l'expérience ou du problème. Deux étapes de base ont été invoquées par Osborne (2003) à savoir :

Étape 1 – Une idée est liée à un ou quelques aspects d'interactions entre plusieurs joueurs (décideurs). Cette idée sera expliquée par un modèle qui inclut les fonctions de différentes situations. Osborne (2003) appelle cette étape un art.

Étape 2 – Cette étape consiste à l’analyse du modèle. L’analyse tirée permet une prise de décision rationnelle.

La rationalité est l’un des piliers de la théorie de jeux. La règle de rationalité en théorie de jeu est présentée par la maximisation du profit individuel (Ostrom, 1998). Les joueurs doivent trouver une stratégie qui leur garantit une utilité minimale dans toutes les circonstances. L’enjeu de la plupart des relations économiques, politiques ou même sociales se manifeste par la coopération. Prenons l’exemple de la coopération économique entre plusieurs états. Malheureusement, la protection de l’intérêt national constitue l’obstacle majeur à la coopération économique internationale. Dans notre recherche, nous qualifions ce comportement comme un comportement égoïste (non coopératif). La théorie de jeux offre un cadre d’analyse de ce phénomène en mettant en place différents types de jeux :

Jeux coopératifs – C’est un jeu de coalition; c’est-à-dire, tous les joueurs choisissent la même stratégie pour atteindre un certain gain.

Jeu non coopératif – C’est un jeu dont les joueurs choisissent leur stratégie d’une façon indépendante. Le dilemme du prisonnier est un exemple concret de jeu non coopératif.

Jeu répété – C’est un jeu où les joueurs jouent à plusieurs reprises, cela permet aux autres joueurs d’observer les anciens résultats avant de choisir leur stratégie. Le dilemme du prisonnier répété est un bon exemple de ce jeu.

Plusieurs recherches se sont focalisées sur la notion de coopération en utilisant le jeu non coopératif. Cette stratégie met en évidence le problème d’incitation à la coopération. Au cours de la section suivant, nous expliquons le phénomène de coopération et son obstacle ultime le phénomène d’égoïsme.

2.3.2 Problème de coopération en théorie de jeux

Une interaction entre deux joueurs en compétition peut être modélisée comme un jeu non coopératif. Le modèle traditionnel se manifeste par le fait que deux joueurs ayant un choix à

faire lors d'une compétition peuvent, soit coopérer, soit ne pas coopérer ce qu'on appelle faire défection.

Robert Axelrod (1984) mentionne que le problème de l'évolution de la coopération lors de situations où chaque personne peut être incitée à adopter un comportement égoïste est un problème complexe. Alors afin d'éviter ce comportement égoïste qui est un problème complexe, il faut trouver des mécanismes incitatifs.

Un exemple très reconnu de problème de coopération se manifeste par le dilemme du prisonnier qui est un jeu non coopératif. Il a été formalisé en 1950 par Tucker (Poundstone, 1992). Il représente un cadre mathématique pour l'étude de la notion de collaboration. Le dilemme du prisonnier se réfère à une situation dans laquelle deux individus sont prisonniers et sont accusés d'avoir collaboré pour effectuer un crime lors d'une interrogation séparée. Le dilemme du prisonnier se formalise par deux joueurs qui font face à deux choix : soit coopérer, soit faire défection sans connaître le choix de l'autre joueur (Axelrod, 1984). Selon Nowak et al (1994), la coopération est caractérisée par le soutien simultané entre les deux joueurs afin d'augmenter leurs gains. Ainsi, Neill (2003) met en évidence que le dilemme du prisonnier, sous ses diverses formes, est largement utilisé pour modéliser l'évolution de la coopération dans les interactions entre les individus ayant des objectifs partiellement contradictoires. Le tableau suivant représente le dilemme du prisonnier :

Tableau 2.1 Dilemme du prisonnier

Joueurs	Coopérer	Faire défection
Coopérer	(R, R)	(T, S)
Faire défection	(S, T)	(P, P)

Ce tableau du dilemme du prisonnier peut-être expliqué par un jeu simultané ou un jeu alternatif (Axelrod, 1984). Si le jeu est simultané, le résultat sera comme suit :

- si les deux joueurs coopèrent en même temps c'est-à-dire (Coopération, Coopération), ils vont recevoir une récompense (R, R);
- si les deux joueurs font défection (Défection, Défection), ils reçoivent une punition mutuelle (P, P);
- si l'un des deux fait défection et l'autre coopère (Coopération, Défection) ou (Défection, Coopération), celui qui a coopéré va recevoir une tentation (T) et l'autre va recevoir une punition extrême (S).

Dans ce modèle de jeu simultané, les participants ne peuvent pas se concerter (pas de collusion entre les joueurs) et ils doivent jouer d'une façon simultanée. Les gains et/ou le profit d'un participant reposent sur deux conditions à savoir :

$$(1) T > R > P > S;$$

$$(2) 2R > T + S.$$

Malheureusement, le paradigme classique du dilemme du prisonnier ne peut pas être utilisé dans une architecture distribuée pour une gestion autonome des ressources, car les ressources ne sont pas offertes et demandées simultanément par tous les participants. Un jeu est dit alternatif si le jeu se déroule de telle sorte que le joueur (2) va effectuer son choix après que le choix du joueur (1) soit connu. Le résultat de deux tournées d'un jeu alternatif est égal à une seule tournée d'un jeu simultané (Nowak, et al, 1993). Un des joueurs est un « leader » c'est-à-dire celui qui va mener le jeu (Nowak, et al, 1993) dans un jeu alternatif. Dans la section suivante, nous présentons une étude comparative entre différentes stratégies proposées pour résoudre le problème de non-coopération.

2.3.3 Stratégies de coopération

En 1984, Robert Axelrod, professeur de sciences politiques à l'université du Michigan, a étudié le phénomène de la coopération en organisant un tournoi informatique confrontant diverses stratégies. Axelrod (1984) a qualifié le comportement des joueurs de :

- 1) Coopératif
- 2) Non-coopératif

La stratégie Tit-for-Tat (Gagnant-Gagnant) a vu le jour grâce à un simple questionnaire (Axelrod, 1984). Parmi ses questions, on peut citer :

- quand une personne devrait coopérer ?
- quand une personne devrait être égoïste?
- comment les États Unis peuvent-ils punir l'État soviétique?

La stratégie Tit-for-Tat (TFT) est une stratégie formalisée par le philosophe et le psychologue Anatol Rapoport en 1974. Le concept de base de la stratégie TFT consiste à répéter le même choix que l'autre participant de sa dernière décision. Cette stratégie commence toujours par une coopération de l'un des participants.

Ce comportement représente la simple TFT (basic). Les fondements de la stratégie TFT ont été approuvés lors d'un tournoi d'informatique. Et elle s'est avérée plus robuste que d'autres stratégies (Molander, 1985) telles que JOSS, ALL C, ALL D, etc. Cette stratégie repose sur deux concepts à savoir :

- la Coopération : qui est l'alliance entre deux joueurs;
- la Réciprocité : c'est dire si un des joueurs ne coopère pas en adoptant un comportement égoïste, l'autre joueur le suit en adoptant le même comportement et vice versa.

Le tableau suivant illustre l'ensemble de ses stratégies basées sur la notion de coopération et de défection :

Tableau 2.2 Stratégie de jeu
Adapté d'Axelrod (1984, p. 241)

Stratégies	Premier choix	Description
ALL C	C	cette stratégie consiste à la coopération mutuelle tout au long le jeu.
95% C	C	Une coopération à 95% du jeu.
TF2T	C	Cette stratégie consiste à coopérer jusqu'à ce que l'adversaire fasse deux défections consécutives et faire défection jusqu'à ce que son adversaire commence à coopérer.
Goffman	C	Cette stratégie consiste à coopérer si les deux joueurs coopèrent (C, C) ou font une défection mutuelle (D, D). sinon coopère avec une probabilité de $\frac{2}{7}$.
Fair	C	C'est une stratégie avec trois possibilités : <ul style="list-style-type: none"> • si Satisfait donc coopérer (C) ; • si Excusé donc coopérer (C); • si Fâché donc défection (D). <p>Le jeu commence par une satisfaction et coopération jusqu'à une défection. Alors le jeu de renverse en commençant par une défection jusqu'à la prochaine coopération.</p>
Simpleton	C	C'est la même stratégie de celle du Grofman sauf qu'on peut trouver (C, D).
TFT	C	Consiste à répéter le dernier choix de son adversaire.
Davis	C	Un TFT basique avec une augmentation linéaire de la probabilité de jouer la défection à la place de la coopération.
Friedman	C	Coopérer tout au long le jeu si l'autre joueur coopère, mais

Stratégies	Premier choix	Description
		dès qu'il fait une défection le jeu va continuer avec une défection tout le reste du jeu.
ATFT	D	C'est un jeu anti- TFT.
JOSS	C	Le jeu JOSS consiste à un jeu TFT avec une coopération avec une probabilité de 90%.
Tester	D	Cette stratégie consiste à alterner entre le choix de coopération et de défection jusqu'à ce que l'adversaire fasse une défection. Alors en réponse il va choisir la coopération. Après cette itération le jeu devient un TFT.
All D	D	Cette stratégie consiste à la faire une défection tout au long le jeu.

Selon la comparaison entre les différentes stratégies faite par Axelrod (1984), lors de la simulation des stratégies TFT et JOSS, les deux joueurs font défection. Cette défection est due au fait que la stratégie JOSS fait défection avec un pourcentage de 10% après la vingt-cinquième itération. Cependant dès qu'elle commence à faire défection, la stratégie TFT va suivre cette même stratégie et le jeu devient non-coopératif. Le score final entre la stratégie TFT et JOSS se manifeste par 236 pour la TFT et 241 pour la JOSS. La stratégie TFT est légèrement moins bonne que celle du JOSS. Ce résultat est causé par la défection effectuée par la stratégie JOSS. Nous voyons donc que l'évolution de la coopération est complexe.

Mais l'apparition de la coopération dans le cadre du dilemme du prisonnier reste hasardeuse dans de nombreuses situations du monde réel. Les participants coopérateurs doivent agencer différents comportements complexes (Neill, 2003). Nous nous apercevons même, dans la simulation entre les deux stratégies JOSS et TFT, que le comportement des joueurs a changé selon la situation du jeu.

La stratégie TFT a été étudiée et utilisée dans différents contextes tels que les télécommunications, la biologie, les sciences économiques, etc. Cette stratégie représente une solution pour le paradoxe du dilemme des prisonniers (Nowak et al Sigmund, 1994). Molander (1985) a étudié la stratégie TFT de différents côtés en se basant sur l'approche d'Axelrod (1984). Cette stratégie est extrêmement vulnérable aux perturbations, c'est-à-dire, si pour quelques raisons que ce soient, un mouvement défectueux est fait dans le jeu. Cette perturbation influencera le reste du jeu, car il deviendra non-coopératif. Cela représente un inconvénient majeur. Il faut donc trouver une stratégie permettant de corriger ces erreurs occasionnelles (Nowak et al, 2007).

Pour éviter que le jeu devienne non-coopératif, Axelrod (1984) a proposé la stratégie TFT généreuse (GTFT). Cette nouvelle stratégie dérivée de TFT consiste à pardonner pour éviter le comportement erratique de l'autre participant espérant qu'il coopère à nouveau.

Nous trouvons aussi la stratégie TFT altruiste qui a été adoptée afin d'inciter les participants à coopérer. Wilson et al (1991) proposent un modèle de coopération basé sur la stratégie TFT altruiste.

Dans notre recherche, nous nous intéressons à la stratégie TFT dans un le cadre d'un jeu non coopératif répété. Une des raisons que nous avons choisi cette stratégie est l'affirmation d'Axelrod (1984) que cette stratégie est évolutive et stable. Ainsi, elle est particulièrement intéressante pour démontrer la problématique de l'évolution de la coopération. Au cours de la section suivante, nous allons présenter le concept de jeu répétitif et l'équilibre de Nash.

2.3.4 Jeux répétitifs et équilibre de Nash

Selon les travaux de Robert John Auman (1960), la coopération repose sur une compréhension mutuelle des joueurs dont l'intérêt de chacun est de coopérer puisque si quelqu'un fait défection, il s'exposerait à des représailles futures. Dans notre cas, ces

représailles peuvent être un refus de prêter de ressources dû tout d'abord à son comportement égoïste.

La répétition d'un jeu non coopératif permet d'inciter les joueurs à adopter un comportement coopératif. Selon Aumann (1981):

« The theory of repeated games ... Its aim is to account for phenomena such as cooperation, altruism, revenge, threats (self-destructive or otherwise), etc.—phenomena which may at first seem irrational—in terms of the usual 'selfish' utility-maximizing paradigm of game theory and neoclassical economics. »

La théorie des jeux répétés modélise des situations dans lesquelles un groupe de participants s'engagent dans une interaction stratégique à plusieurs reprises (Gossner et al, 2006) comme nous l'avons vu dans le tournoi d'Axelrod. Les données de la stratégie (S) choisie sont fixées au fil du temps et connues par tous les joueurs à travers un historique (H). Ainsi le nombre de joueurs (N) et la fonction d'utilité ne changent pas et elle est en fonction de l'historique et de la stratégie choisie.

Aumann (1960) et Luce et Raiffa (1957) sont les premiers qui se sont intéressés à l'étude du concept de jeu répété avec un objectif de coopération malgré que le jeu répété puisse inciter à la collusion. Par définition, un jeu répété est constitué de plusieurs itérations dans lesquelles les participants (joueurs) choisissent simultanément leur action. Lors de ce jeu répété, la réputation des participants se développe. La réputation s'exprime alors par l'historique des actions des joueurs. À travers l'historique des joueurs, ils peuvent être qualifiés de coopératif ou de non coopératif.

Ainsi le jeu répété offre un cadre d'analyse des phénomènes de coopération en dehors de tous contrats (Gossner et al, 2006). L'exemple fourni par Gossner et al (2006) représente un exemple de ce jeu :

Tableau 2.3 Exemple du dilemme du prisonnier

Stratégies / joueurs	C	D
C	3, 3	-1, 4
D	4, -1	0, 0

Dans cet exemple, les stratégies du joueur « 1 » représentées par les lignes et celles du joueur « 2 » par les colonnes. Dans les meilleurs des cas, l'utilité maximum s'il fait défection est « 4 ».

La meilleure stratégie adoptée dans le cas de jeu répété est la coopération mutuelle avec une utilité de (3, 3) tandis que la meilleure stratégie dans un simple dilemme du prisonnier est de faire défection mutuelle avec un gain (0,0). Dans le jeu répété, les joueurs ont une incitation à coopérer, car s'ils font défection et risquent de perdre beaucoup.

Nous commençons par définir la notion d'équilibre de Nash dans la théorie de jeu et par la suite la notion d'équilibre dans un jeu répété.

Notion 1 – Équilibre de Nash

L'équilibre de Nash a été inventé par John Forbes Nash et a fait l'objet d'un prix de Nobel d'économie en 1994. Il se résume par un état dans lequel aucun joueur ne souhaite modifier sa stratégie étant donné les stratégies adoptées par les autres joueurs. Chaque stratégie est une meilleure réponse aux stratégies des autres joueurs (Gossner et al, 2006). L'équilibre de Nash constitue une combinaison de stratégies (S) où chaque joueur maximise ses gains compte tenu de l'action anticipée des autres joueurs selon son ancienne stratégie choisie.

Dans notre exemple, le joueur « 1 » doit faire défection. Se faisant, il gagne (4) au lieu de (3) si le joueur « 2 » coopère, et il gagne (0) au lieu de (-1) si le joueur « 2 » fait défection. Il en

va de même pour le joueur « 2 ». Ainsi, la stratégie (Défection, Défection) est un équilibre de Nash.

Notion 2 – Équilibre dans un jeu répété Folk théorème

Ce théorème caractérise les meilleures stratégies pour les joueurs. La coopération peut alors s'avérer une des solutions possibles, car en coopérant, les acteurs instaurent entre eux une relation de confiance qui leur permet de maximiser leur gain. L'équilibre dans le cas du dilemme du prisonnier répété un nombre indéterminé de fois est la stratégie (C, C).

2.4 Solution d'enchère

Une solution d'enchère a été proposée par Menegon (2011) afin de permettre un partage de bande passante non utilisée entre les opérateurs VPN.

Cette solution est l'une des solutions qui ont été proposées pour remédier à notre problématique en se basant sur la théorie de jeux et en essayant d'atteindre un équilibre. Parmi les principes de cette solution, on peut citer :

- l'utilisation d'une architecture autonome et distribuée à la fois: Cette architecture permet aux opérateurs VPN de communiquer entre eux et de partager leurs ressources supplémentaires;
- l'utilisation d'un mécanisme d'incitation à la collaboration: Ce mécanisme est basé sur le système d'enchère de Vickrey-Clarke-Groves (VCG) pour permettre aux administrateurs VPN de partager les ressources non utilisées sans intervention du VPN et d'abandonner tout comportement égoïste;
- l'utilisation d'un mécanisme d'approximation afin d'éviter tout problème avec le mécanisme VCG en permettant une réduction de la complexité du calcul.

Cette solution a prouvé que :

- les opérateurs VPN auront une bonne qualité de services, si et seulement si, ils collaborent entre eux et évitent tout comportement égoïste;
- les opérateurs VPN auront un meilleur coût d'utilisation;
- permetts aux opérateurs VPN d'atténuer une surcharge avec moins d'inconvénients.

Alors à quoi consiste cette solution? En se basant sur une architecture distribuée et autonome, les opérateurs VPN peuvent communiquer entre eux et faire des emprunts des ressources inutilisées sans aucune intervention de l'ISP. Le partage de ressources et la collaboration de l'emprunt des ressources entre les opérateurs VPN reposent sur le mécanisme d'incitation. Ce mécanisme est basé sur le système d'enchère VCG afin d'inciter les opérateurs VPN égoïstes à devenir collaboratifs. Le système d'enchère est reconnu aujourd'hui à travers les ventes en enchère sur des sites de commerce électronique tel qu'« eBay ».

Le mécanisme d'enchère utilisé dans cette solution est celui de Vickrey- Clarke-Grove. Ce mécanisme représente une succession de généralisation suite à l'enchère de Vickrey qui a été proposé en 1961 par William Vickrey et il se résume par le fait que chaque participant remet son offre d'une façon confidentielle. C'est une enchère à enveloppe fermée où le lot est attribué au plus offrant, mais au prix donné par le deuxième plus offrant. Ce type d'enchères incite les acheteurs à parier sur la valeur réelle qu'ils attribuent. Une généralisation de mécanisme Vickrey a été proposée en 1971 par Clarke et Groves permettant l'allocation de plusieurs biens.

Selon Campbell (1995), le mécanisme d'enchère Clarke-Grove « CG » repose sur l'idée de faire payer à chaque agent une taxe qui correspond à la différence d'utilité que retire la collectivité du bien (non compris l'utilité de A) quand il est financé avec la participation de A et quand il est financé sans la participation de A.

2.5 Conclusion

Au cours de ce chapitre, nous avons traité plusieurs notions. Notre but consiste à démontrer qu'à travers l'utilisation d'une architecture autonome et distribuée, on ne peut pas nécessairement créer une coopération mutuelle entre les VPN. Alors à travers la théorie de jeu et plus précisément en utilisant un modèle de jeu non coopératif répété basé sur la stratégie TFT, nous pouvons créer un mécanisme d'incitation à la coopération.

CHAPITRE 3

MISE EN CONTEXTE ET SIMULATION

Au cours de ce chapitre, nous présentons une mise en contexte de notre modèle de base de recherche. Nous commençons par la présentation des paramètres utilisés afin de comparer nos six stratégies du jeu TFT définies dans le chapitre suivant, en se basant sur les explications de la théorie de jeux tels définies dans la revue de littérature (Section 2.3).

3.1 Initialisation et paramètres de simulation

Cette section a pour objectif de présenter les paramètres de la simulation ainsi que l'ensemble des procédures d'initialisation du jeu. L'initialisation du jeu nous permettra de déterminer les valeurs de paramètres initiaux et le gain optimal des opérateurs VPN. À savoir que le jeu est un jeu non coopératif répété à horizon indéfini.

3.1.1 Paramètres

Cette section décrit les paramètres de base utilisés au cours de notre simulation afin de répondre aux hypothèses définies et à la problématique :

Tableau 3.1 Paramètres de simulation

Paramètres	Description
i, j	Participants.
n	Nombre de participants.
t	Durée de la simulation.
p_r	La probabilité de demande de ressources.
P_a	La probabilité d'offre de ressources.
$R_i(t)$	Demande de bande passante du participant i à l'instant (t) .

Paramètres	Description
$O_{j,i}(t)$	Offre de bande passante du participant j au participant i à l'instant (t) .
d	La moyenne de la demande d'un participant.
H	Représente l'historique de l'offre pour chaque participant.
k	Représente la dernière offre enregistrée dans l'historique H par participants.
NR	Représente le nombre de demandes
NO	Représente le nombre d'offres

3.1.2 Problématique

Le jeu commence par la définition d'un groupe de n participants. Ces participants correspondent aux opérateurs VPN devant coopérer afin de se partager leurs ressources inutilisées.

Sachant que chaque participant à l'accès à des ressources qui lui ont été allouées, chaque participant peut atteindre ses exigences et obtenir le niveau de qualité de service souhaité (QoS). Ainsi, un participant peut faire face à tout moment à trois (3) situations distinctes à savoir :

- il peut utiliser moins de ressources que les ressources allouées. Dans ce cas, il peut partager ses ressources inutilisées avec les autres participants;
- il a besoin de plus de ressources que les ressources déjà allouées. Dans ce cas, il fait une demande d'emprunt auprès des autres participants;
- il utilise toutes ses ressources allouées. Dans ce cas, il n'aura ni de ressources inutilisées ni de demande d'emprunt.

Malheureusement, un certain nombre de participants ($s < n$) peut montrer un comportement égoïste (non coopératif). Subséquemment, ils peuvent emprunter des ressources sans jamais prêter leurs ressources à d'autres participants. Ces participants peuvent représenter une menace pour la survie de l'ensemble du groupe. Seulement, les participants égoïstes vont profiter d'emprunts de ressources.

Le scénario qu'on a adopté dans notre recherche est simplifié de façon à ce que lors de chaque itération un seul participant soit autorisé à demander plus de ressources. Ainsi, à un temps (t), un participant donné i qui est sélectionné au hasard parmi tous les participants ayant formulé une demande de ressources $R_i(t)$. Les autres participants peuvent soit rejeter la demande soit coopérer et offrir quelques ressources. Il peut avoir différents cas suite à la demande.

- rejet de la demande : Un participant j peut être égoïste ou, simplement, il ne dispose pas de ressources inutilisées avec une probabilité $1 - p_i$.
- offre de ressources : Un participant j décide de coopérer et d'offrir quelques ressources selon le nombre de ressources que le participant i a offert à j par le passé. L'offre est donc en fonction du passé et chaque participant possède un historique d'offres et de demandes.

Afin de comparer les différentes stratégies, nous nous appuyons dans nos simulations sur les jeux asynchrones du dilemme du prisonnier (voir section 2.3.2) :

- nombre total des opérateurs VPN (participants) est de douze (12) dont huit (8) parmi eux sont coopératifs et quatre (4) sont égoïstes. À chaque itération, un participant coopératif j offre des ressources avec une probabilité $p_j = p_a = 1/4$.
- le nombre de demandes séquentielles est de 100000 demandes. À chaque itération, un seul participant sera choisi d'une façon aléatoire avec une probabilité de demandes $p_r = 1/12$. La demande se manifeste par une seule ressource demandée à la fois.

Le nombre de réponses à chaque requête d'un participant coopératif est de $(\frac{7}{4})$ en moyenne. De même, chaque requête peut être rejetée, suite à une non disponibilité de ressources pour l'ensemble des participants avec une probabilité $(1 - 1/4)^7$.

Dans tous les scénarios (1 et 2), la moyenne des demandes des participants coopératifs est de $100\,000 * \frac{8}{12} = 66\,666$, dont $(1 - 1/4)^7 \approx 13,03\%$ de demandes ne sont pas accordées à cause de non-disponibilité de ressources. Chaque participant j peut publier son SLA afin d'établir sa propre probabilité p_j , ce qui permettra d'établir la réputation de chaque participant. Si le SLA ne reflète pas la situation réelle d'un participant, ce participant devrait renégocier un nouveau contrat avec l'ISP.

Pour évaluer les performances des différentes stratégies proposées dans ce document, nous formulons un jeu du dilemme du prisonnier avec les paramètres suivants :

- coût de partager les ressources inutilisées : $a = -\frac{1}{p_r}$;
- coût de refuser toute ressource : $c = 0$;
- gain d'une demande satisfaite : $b = \frac{1}{p_r}$;
- perte d'une demande non satisfaite : $d = -1$.

À travers ses paramètres, on s'assure que le gain d'un participant coopératif est toujours positif : $p_r * b + (1 - p_r)\{ p_a * a + (1 - p_a) * c \} > 0$. Cette équation suppose premièrement qu'un participant est reconnu comme coopératif et deuxièmement les autres participants coopératifs possèdent suffisamment de ressources à partager. Toutefois, si on fait abstraction de la deuxième condition, la moyenne de gain d'un participant coopératif devient :

$$p_r \{ (1 - (1 - p_a) * b + (1 - p_a)^7 * d) \} + (1 - p_r) \{ p_a * a + (1 - p_a) * c \} > 0$$

Nous expliquons cette inégalité entre ces deux équations par le fait qu'un participant fait une demande à la fois d'une seule unité et reçoit une seule ressource d'un participant coopératif avec une probabilité p_a . Dans ce cas, le gain est positif, puisque l'opérateur VPN est satisfait dans les deux cas suivants :

- cas 1 : seulement huit (8) participants parmi douze (12) coopèrent en partageant leurs ressources inutilisées avec n'importe quels autres participants coopératifs;
- cas 2 : les douze participants sont coopératifs et partagent leurs ressources.

Les résultats de simulation seront présentés par la figure ci-dessous :

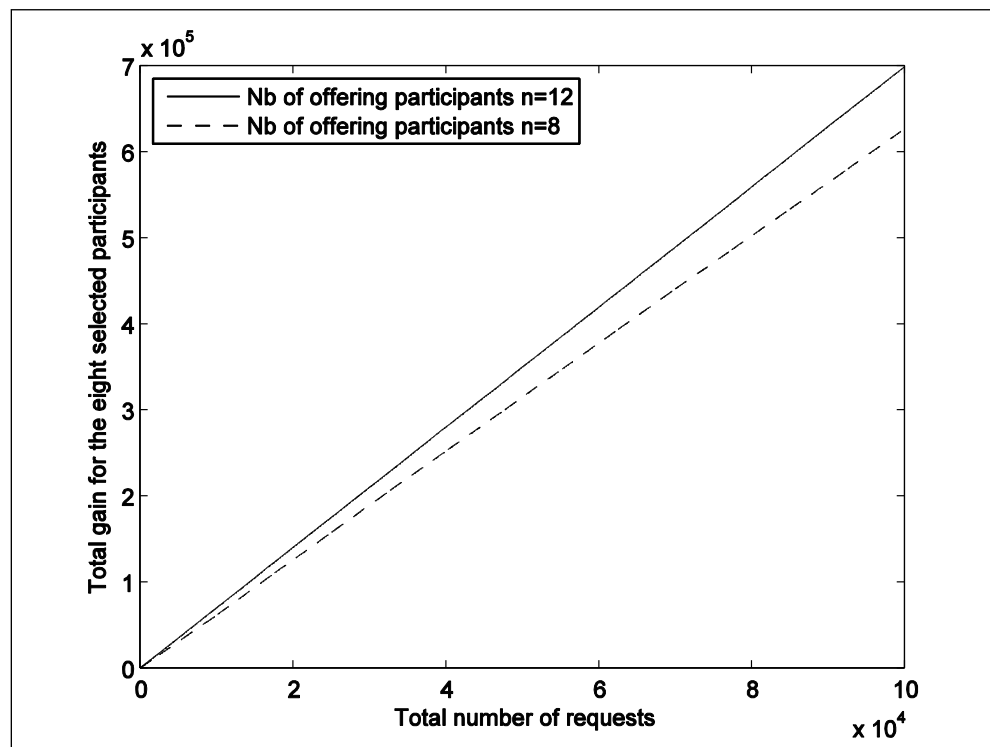


Figure 3.1 Limite de gain optimal.

Cette figure illustre le gain optimal dans les deux cas expliqués ci-dessus. Le premier cas correspond à une situation dite idéale, car les huit participants coopératifs peuvent parfaitement reconnaître si un participant demandant est coopératif ou non. Le deuxième

scénario présente le gain qui peut être prévu si tous les douze participants se comportent en collaboration. La figure illustre les deux cas. Le premier cas est schématisé en pointillée par la courbe dont le nombre de participants $n = 8$ partagent leurs ressources sans restriction et atteint leurs gains supérieurs. La limite supérieure de gain est présentée par l'équation suivante :

$$100\,000 * \frac{8}{12} * \left[\left(1 - \left(1 - \frac{1}{4} \right)^7 \right) * (b + a) + \left(1 - \frac{1}{4} \right)^7 * d \right] \approx 626\,500$$

Par conséquent, nous utilisons cette limite afin de comparer les autres modèles. Le deuxième cas est présenté dans la figure (3.1) par la courbe dont $n = 12$ avec lequel les huit participants coopératifs arriveront à convaincre les quatre participants égoïstes de changer leurs stratégies et de coopérer. Alors, la limite de gain optimal est censée être :

$$100\,000 * \frac{8}{12} * \left[\left(1 - \left(1 - \frac{1}{4} \right)^{11} \right) * (b + a) + \left(1 - \frac{1}{4} \right)^{11} * d \right] \approx 699\,550$$

La différence entre ces deux valeurs représente le gain pouvant être obtenu en incitant les égoïstes à devenir coopératifs.

3.2 Conclusion

En se basant sur les résultats de cette simulation, nous essayons de comparer les résultats de chaque modèle présenté au gain optimal. Chaque modèle présenté a pour but d'optimiser le gain des opérateurs VPN et d'augmenter la coopération entre eux avec des mécanismes d'incitation.

CHAPITRE 4

MODÈLES ET SIMULATION

Au cours de ce chapitre, nous traitons des différents modèles adoptés tout au long de notre recherche. Quatre (4) stratégies adaptées du jeu Tit-for-Tat seront présentés et discutées. Notre objectif est de montrer, tout au long de nos simulations et à travers les stratégies proposées, que les opérateurs VPN peuvent collaborer tout en optimisant leur gain à long terme et que la stratégie TFT peut être adéquate pour créer un jeu coopératif.

4.1 Modèles et résultats

Au cours de cette section, nous présentons nos différentes stratégies adaptées de TFT ayant comme objectifs d'augmenter le gain des participants (VPN) coopératifs et d'inciter les participants (VPN) égoïstes à coopérer.

4.1.1 Modèle 1 : TFT traditionnel avec un historique fixe

Le principe de base de la stratégie TFT tel que défini dans la revue de littérature (section 2.3.3), consiste à adopter la dernière stratégie de l'adversaire. Alors pour appliquer ce principe, nous avons utilisé un historique d'offres et de demandes. Dans ce modèle, nous admettons que chaque participant j garde un historique des k dernières offres avec $k = \frac{\text{coeff}}{p_a}$ (ce que j a offert au participant i) et que le coeff ≥ 1 .

L'historique $H_{j,i}(1) \dots, H_{j,i}(k)$ est tel que $H_{j,i}(k)$ correspond à la dernière offre que i a donné à j (exemple : $O_{j,i}(t_{i1}) \dots O_{j,i}(t_{ik})$ avec $(t_{i1} > \dots > t_{ik})$).

La séquence entre l'offre et la demande dans une stratégie TFT classique ou TF2T (voir section 3.3.2) est comme suit :

- étape 1 : le participant i fait une demande de ressources;
- étape 2 : le participant j offre à i des certaines ressources selon ses ressources inutilisées $A_j(t)$ et l'historique de l'offre du i devient $H_{ij}(k)$. L'offre $O_{ji}(t)$ peut-être :

$$O_{ji}(t) = \min \left\{ A_j(t) \cdot \max_{1 \leq h \leq k} H_{ji}(h) \right\}, \quad \text{ou}$$

$$= \min \left\{ A_j(t) \cdot \frac{1}{k} \sum_{1 \leq h \leq k} H_{ji}(h) \right\}$$

Dans le premier cas, l'offre de j dépend du maximum que i a offert à j dans un passé récent. Dans le second cas, l'offre dépend de la moyenne des offres récentes de i . Les résultats de cette simulation (voir figure 4.1) montrent que le scénario le plus généreux (maximum de l'historique récent) converge rapidement vers une diminution de la collaboration entre les participants jusqu'à atteindre une impasse, où aucun participant ne collabore plus. Ainsi, moins l'historique est long (*coeff* = 2), plus les résultats convergent rapidement vers une impasse.

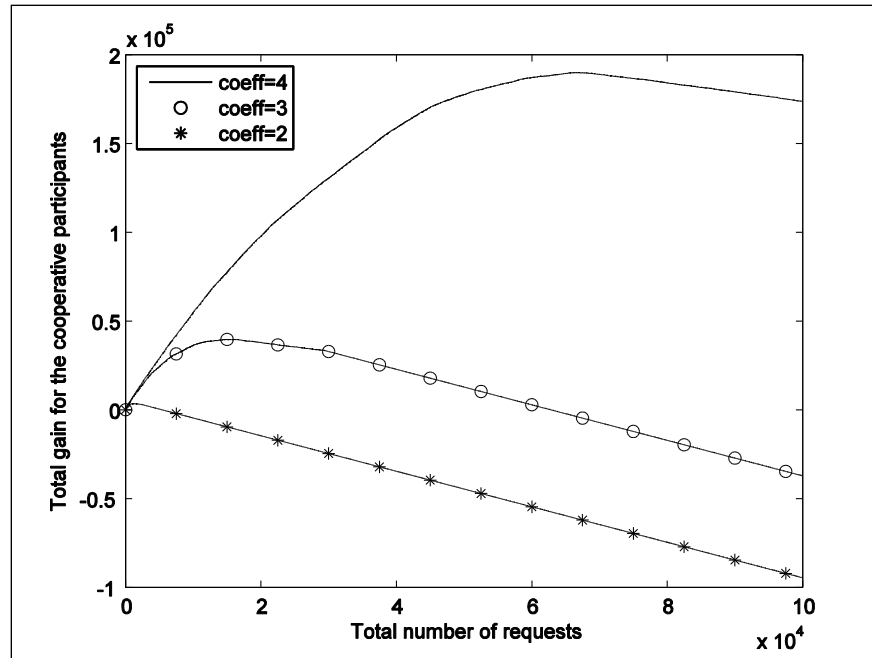


Figure 4.1 TFT avec historique fixe – scénario du maximum de l’historique récent.

Si on compare les résultats de cette simulation par rapport au gain optimal défini dans le chapitre précédent, nous remarquons que la stratégie TFT classique n’est pas adéquate pour résoudre la problématique de partage de ressources car le résultat montre une dégradation du gain.

4.1.2 Modèle 2 : TFT Généreux (GTFT)

Telle que définie dans la section 2.3.3, la stratégie TFT possède certaines limites. Ainsi pour éviter un état de non-coopération continue, nous utilisons la stratégie GTFT qui est basée sur la notion de générosité. Cette stratégie nous permet d’éviter que les participants coopératifs entrent dans une impasse. Contrairement à la stratégie TFT classique, les participants coopératifs vont adopter un comportement non seulement coopératif, mais aussi généreux. Ce nouveau comportement consiste à pardonner à un autre participant qui a rejeté sa dernière demande. Alors, un participant j peut offrir certaines ressources inutilisées selon la formule suivante :

$$\left. \begin{array}{l}
 \min \{A_j(t), \max_{1 \leq h < k} H_{j,i}(h)\} \text{ si } H_{j,i}(h) \neq 0 \text{ pour } h \\
 A_j(t) \quad \quad \quad \text{pour la } k\text{ième demande, (le bonus)} \\
 \text{sinon } 0.
 \end{array} \right\}$$

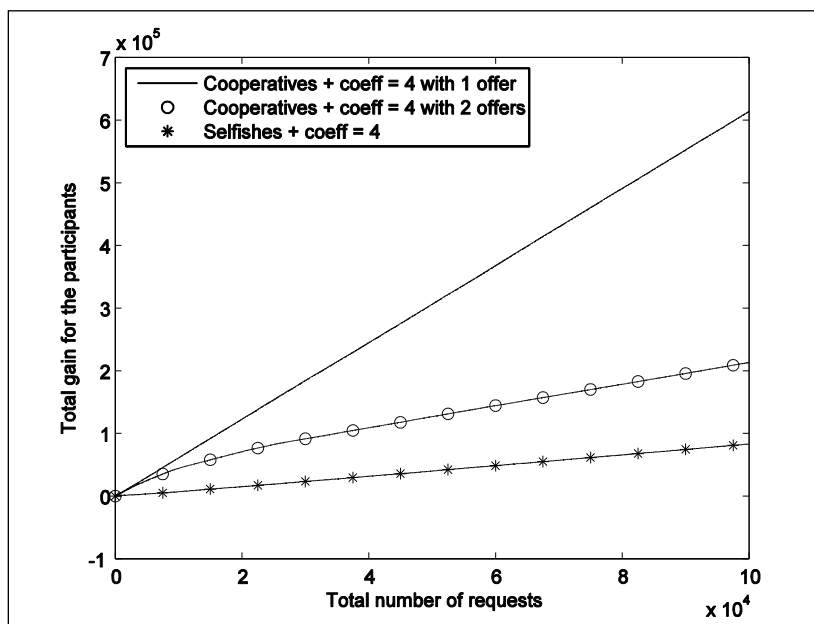


Figure 4.2 Tit for Tat généréux.

Ainsi, le même participant coopératif prête des ressources inutilisées à toutes les demandes k où $k = \frac{\text{coeff}}{p_a}$. Avec tout participant, coopératif ou égoïste, ayant rejeté ses demandes k précédentes. Cette attitude représente un comportement généreux, pouvant éviter toute impasse de collaboration entre les participants coopératifs. Plus la valeur de *coeff* augmente, moins la stratégie devient généreuse. Les ressources inutilisées seront offertes généreusement qu'une seule fois toutes les k demandes. Tandis que la probabilité de rencontrer une impasse entre les participants coopératifs diminue d'une façon exponentielle en suivant l'inégalité de Chernoff (Mitzenmacher et al, 2005). Dans notre cas, l'historique k représente la queue de distribution. Les résultats de la simulation sont présentés par la figure

4.2. Cette figure montre l'impact de la stratégie GTFT. Le gain total des participants coopératifs (voir la courbe « cooperatives with 1 offer ») est plus proche de la limite supérieure optimale. Dans un tel cas, tout participant est reconnu comme coopératif, si il a offert quelques ressources au moins une fois dans l'historique récent ($\frac{coeff}{p_a}$ dernières demandes).

Les participants purement égoïstes, qui ont toujours refusé de partager leurs ressources, pourraient bénéficier d'un tel comportement (voir la courbe étiquetée « Selfishes »). Dans notre simulation, le résultat du gain total attendu pour les participants égoïstes est présenté par l'équation suivante :

$$33\,333 \times \left(1 - \left(1 - \frac{1}{4}\right)^8\right) \times b + 33\,333 \times \left(1 - \frac{1}{4}\right)^8 \times d \approx 356\,600$$

Selon la figure ci-dessus, les participants égoïstes ont réussi d'avoir 25 % de leurs gains. Ils ont réussi à satisfaire leurs demandes en empruntant des ressources auprès des participants coopératifs et de les tromper (profiter du comportement généreux). Pour obtenir une meilleure performance, un participant égoïste dit rationnel peut adapter ce comportement et offrir une fois tous les k requêtes (demandes). Dans ce cas, on ne peut distinguer entre ce participant et un participant coopératif qui offre à chaque $\frac{1}{p_a}$ demandes en moyenne. Cet aspect est très important si on a des demandes faites d'une manière simultanée. Alors, dans ce contexte, les participants devraient offrir aux participants qui sont plus coopératifs en adoptant un comportement sélectif et offrant des ressources à un participant demandant des ressources si et seulement si son historique contient plus d'une offre. Cependant, les participants coopératifs seraient pénalisés par un tel comportement (voir figure 4.2 – la courbe « cooperatives with 2 offers »).

En utilisant un long historique, on peut réduire le comportement égoïste. Un participant coopératif devrait offrir plus ses ressources inutilisées à un participant demandant des ressources si et seulement si il lui a fait au moins $\frac{coeff}{2}$ offres dans un passé récent, au lieu

d'un seul. Si la valeur de *coeff* augmente, l'impact est moins important, comme indiqué dans la figure suivante (figure 4.3) :

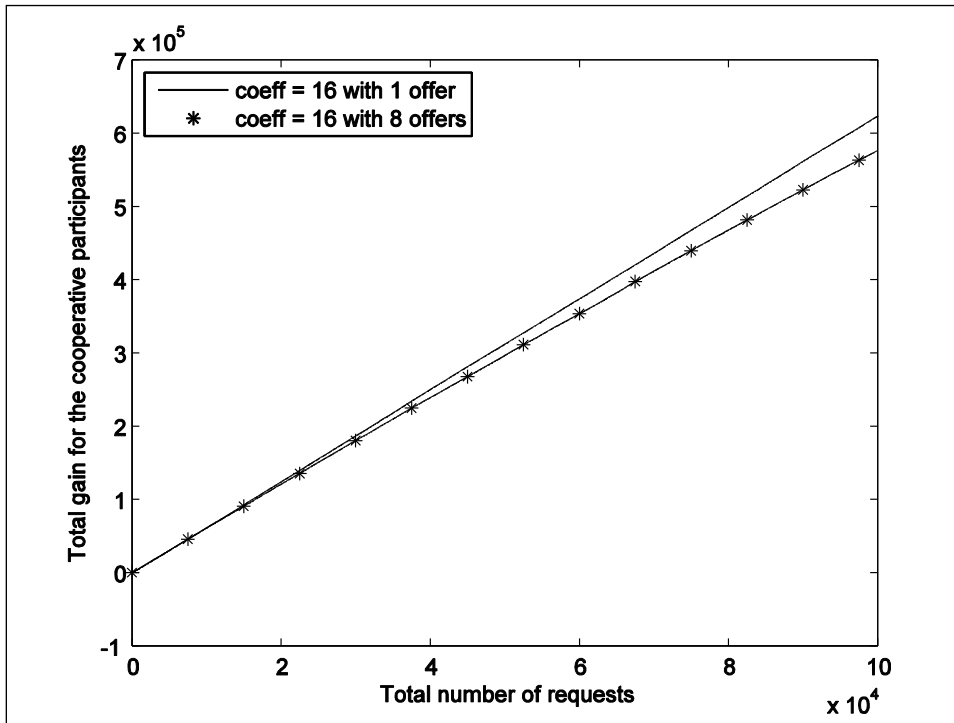


Figure 4.3 TFT génèreux avec un seuil.

Cette stratégie généreuse peut *inciter* les participants rationnels égoïstes à offrir leurs ressources avec une probabilité $\frac{p_a}{2}$, s'ils ne veulent pas être distingués des participants coopératifs et voir leur gain total diminué. Cependant, cette stratégie possède un inconvénient majeur. Cette stratégie ne peut pas toujours maximiser le gain total, même si les participants égoïstes commencent à être coopératifs. Puisqu'un participant égoïste est reconnu comme coopératif, s'il offre seulement ses seules ressources avec une probabilité $\frac{p_a}{2}$, un participant coopératif dit rationnel peut adapter le même comportement et offrir ses ressources inutilisées avec la même probabilité. Dans un tel cas, ils sont encore reconnus comme coopératifs de tous les participants. Mais malheureusement, le gain total des participants coopératifs serait réduit de façon significative à :

$$66\,666 \times \left(1 - \left(1 - \frac{1}{8}\right)^7\right) \times (b + a)66\,666 \times \left(1 - \frac{1}{8}\right)^7 \times d \approx 419\,200$$

Ce comportement reste bon pour tout participant coopératif, mais extrêmement mauvais pour l'ensemble du groupe.

4.1.3 Modèle 3 : TFT Altruiste

Au cours de la revue de littérature (section 2.3.3), nous avons présenté une stratégie altruiste. Dans le cadre de notre recherche, cela consiste à offrir une ressource de temps en temps malgré le fait qu'aucune ressource ne soit disponible (se sacrifier pour garder sa réputation).

La stratégie altruiste est utilisée afin d'éviter l'impasse pour les participants coopératifs sans prendre en considération ceux qui sont égoïstes. Le principe de ce modèle est comme suit :

- 1) pour recevoir des ressources d'un participant coopératif, il ne faut pas lui refuser k demandes consécutives;
- 2) pour éviter toute punition, un participant coopératif pourrait accepter de réduire occasionnellement son niveau de service (QoS) et de prêter certaines de ses ressources au lieu de refuser les k demandes consécutives d'un participant reconnu comme coopératif.

Un participant est reconnu comme coopératif par un autre participant s'il a offert des ressources au moins $\frac{coeff}{2}$ fois dans les k demandes précédentes.

Le paramètre a représente le coût de ressource offerte. Ce paramètre reflète la différence entre l'offre de ressources disponibles (offre réelle) et l'offre de ressources engagées. Dans le premier cas (Modèle 1 : TFT), le paramètre a_A est simplement mis à (-1) . Dans ce dernier cas, le paramètre a_{NA} est égal à $-\frac{1}{p_r}$. Nous remarquons qu'il est plus coûteux de perdre monétairement son niveau de service (QoS) que de prêter de ressources non utilisées. Ces

paramètres permettent de s'assurer que la moyenne des gains pour un participant coopératif est strictement positive.

$$p_r \times b + (1 - p_r) \{ p_a \times a_A + (1 - p_a)(1 - p_a)^{k-1} \times a_{NA} \} > 0.$$

Cette dernière inégalité est due au fait qu'un participant altruiste accepte de réduire son niveau de services (QoS) avec une certaine probabilité $(1 - p_a)(1 - p_a)^{k-1}$; c'est-à-dire qu'il n'a pas de ressources inutilisées à offrir et qu'il a refusé les $k - 1$ demandes précédentes. Les figures suivantes montrent l'impact de la stratégie Tit-for-Tat altruiste.

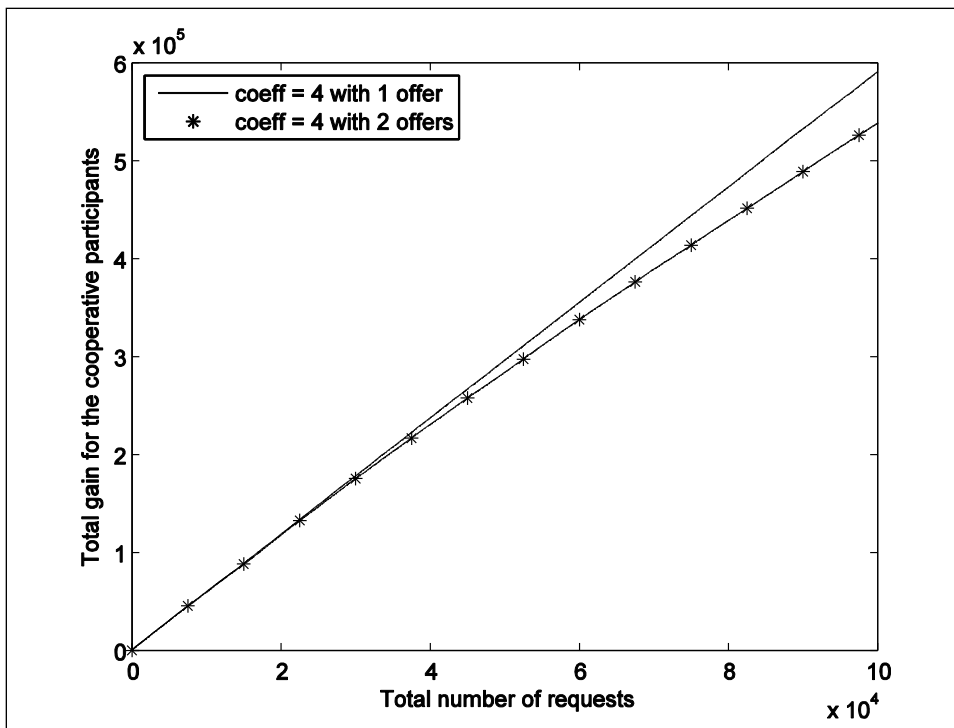


Figure 4.4 Stratégie TFT altruiste (total des gains).

Cette figure illustre le gain total des participants coopératifs en fonction de nombre de demandes. Nous soulignons que cette stratégie est légèrement meilleure que la stratégie GTFT (voir figure 4.3 – « coeff = 16 with 8 offers ») et légèrement inférieure au gain

optimal (voir figure 3.1 – « $n = 8$ »). Ce résultat est dû au fait que la probabilité d'offre est légèrement supérieure à celle des stratégies précédentes.

La figure 4.4 ne représente pas le gain des opérateurs VPN égoïstes. Leurs demandes sont toujours rejetées à moins qu'ils participent au jeu avec une probabilité d'offre $\frac{p_a}{2}$.

Nous remarquons aussi dans la figure 4.5, le nombre de participants VPN coopératifs qui se sont sacrifiés pour sauver leur réputation en fonction du nombre de demandes.

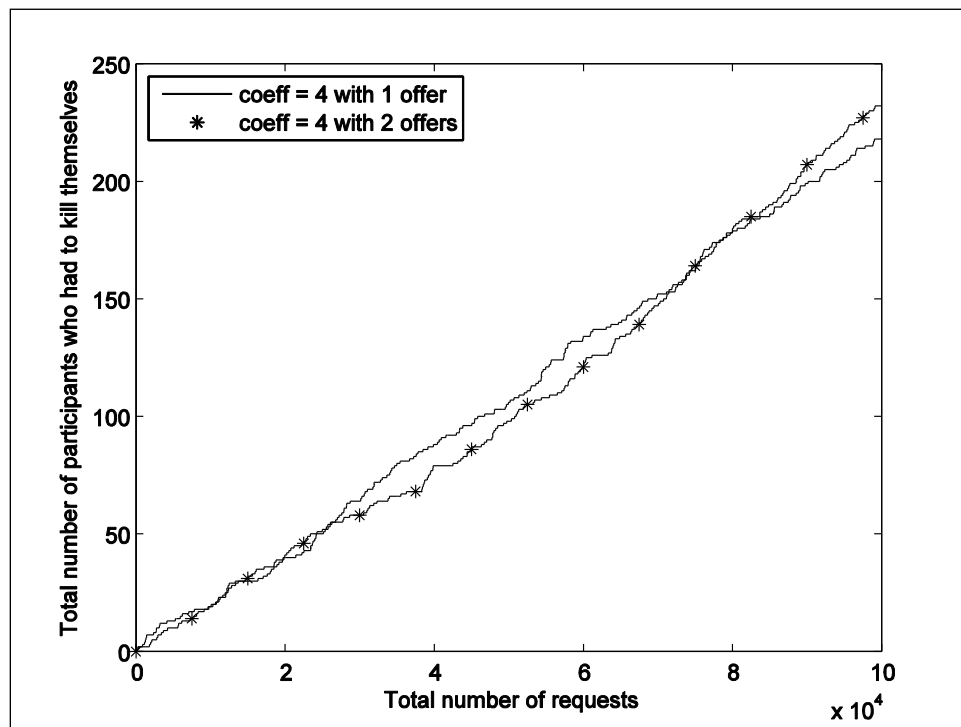


Figure 4.5 Stratégie TFT altruiste (Nombre de victimes).

4.1.4 Modèle 4 : TFT basé sur la réputation

Pour pallier les inconvénients des précédentes stratégies, nous proposons une stratégie basée sur la notion de réputation. Cette réputation est basée sur l'offre par rapport à la demande.

Les opérateurs VPN devraient garder une certaine moyenne pour qu'ils obtiennent une bonne réputation et reçoivent des offres.

Si on compare par rapport aux dernières stratégies, les deux dernières stratégies exigent de garder des historiques assez longs pour tous les participants. Cela est particulièrement vrai si nous voulons optimiser le gain total des participants coopératifs et maximiser le nombre d'offres que les participants égoïstes doivent faire pour être indiscernables. Dans les sections précédentes, chaque participant doit garder un historique de longueur $64 = coeff \times \frac{1}{p_a}$ pour chaque participant. La longueur des historiques représente une des limitations des stratégies précédentes. Jusqu'à présent, nous avons permis à un participant égoïste d'être indistinguible d'un participant coopératif s'il participe avec une probabilité $\frac{1}{2} \cdot p_a$. Il serait possible de demander de participer avec une probabilité de $\frac{3}{4} \cdot p_a$ ou même $\frac{7}{8} \cdot p_a$. Mais dans un tel cas, il faudrait que le facteur *coeff* soit très grand afin d'éviter un trop grand nombre de faux positifs (participants coopératifs reconnus comme égoïstes). Alors, nous devrions gérer des historiques beaucoup plus longs que 16 pour chaque participant, ce qui est coûteux.

Pour réduire l'impact de la longueur des historiques pour chaque participant, nous proposons de calculer la réputation des divers participants. L'ultime objectif est le même que précédemment, c'est-à-dire, éviter l'impasse des participants coopératifs sans aider les participants purement égoïstes. Tout en utilisant un historique d'offre O au lieu de $O \left(\frac{1}{p_a}\right)$ par participant. Alors, le concept consiste à permettre au participant i de calculer la réputation du participant j en calculant le ratio suivant :

$$\frac{NO_{i,j}(t)}{NR_i(t)}$$

Dans ce modèle, le participant i doit maintenir le nombre total de demandes qu'il a réalisé ($NR_i(t)$) et le nombre total d'offres que j a donné à i ($NO_{j,i}(t)$) jusqu'à un temps t . Cette approche donne l'impression que nous gardons un historique infini des itérations précédentes par chaque participant. Si les participants agissent d'une manière purement aléatoire, le

rapport donné par l'équation ci-dessus devrait être proche de la probabilité p_a . Pour tout $0 < \delta < 1$, la probabilité que le nombre d'offres $NO_{j,i}(t)$ soit faible par rapport à $NR_i(t)$ est définie par l'équation suivante dérivée de l'inégalité de Chernoff (Mitzenmacher et al, 2005) :

$$Prob [NO_{j,i}(t) < (1 - \delta)p_a NR_i(t)] < e^{-\frac{\delta^2 p_a NR_i(t)}{2}}$$

Ainsi, si un participant conserve ces statistiques pour tous les autres participants, il serait capable de distinguer avec précision les participants coopératifs de ceux égoïstes.

Définition 4.1 – Un participant est déclaré *égoïste* si le ratio est en dessous $(1 - \delta)p_a$ pour une certaine valeur $0 < \delta < 1$.

Afin de mettre en œuvre ce modèle, nous avons cumulé les divers historiques pendant une phase d'initialisation durant laquelle tous les participants sont censés être coopératifs. Après cette phase, les participants utilisent la définition ci-dessus pour offrir leurs ressources inutilisées uniquement aux participants qui répondent à la borne inférieure, c'est-à-dire, $(1 - \delta)p_a$. Donc, l'offre est présentée comme suit :

$$O_{j,i}(t) = A_i(t) \text{ si } \frac{NO_{j,i}(t)}{NR_i(t)} > (1 - \delta)p_a$$

Les résultats de simulation utilisant différents ratios ($\delta = 0.5$ et 0.1) et différentes phases d'initialisation (1000, 100 et 50 itérations) sont présentés par les figures suivantes (figure 4.6, figure 4.7). Les résultats de la figure 4.6 montrent que cette dernière stratégie est aussi bonne que les stratégies précédentes pour les participants coopératifs. D'autre part, si les participants égoïstes ne proposent pas de ressources avec une probabilité proche de p_a , ils seront reconnus comme égoïste et ils ne recevront pas de ressources supplémentaires de la part

des autres participants. Tandis que les résultats des figures 4.7 et 4.8 montrent que si la phase d'initialisation est suffisamment longue, le gain augmente.

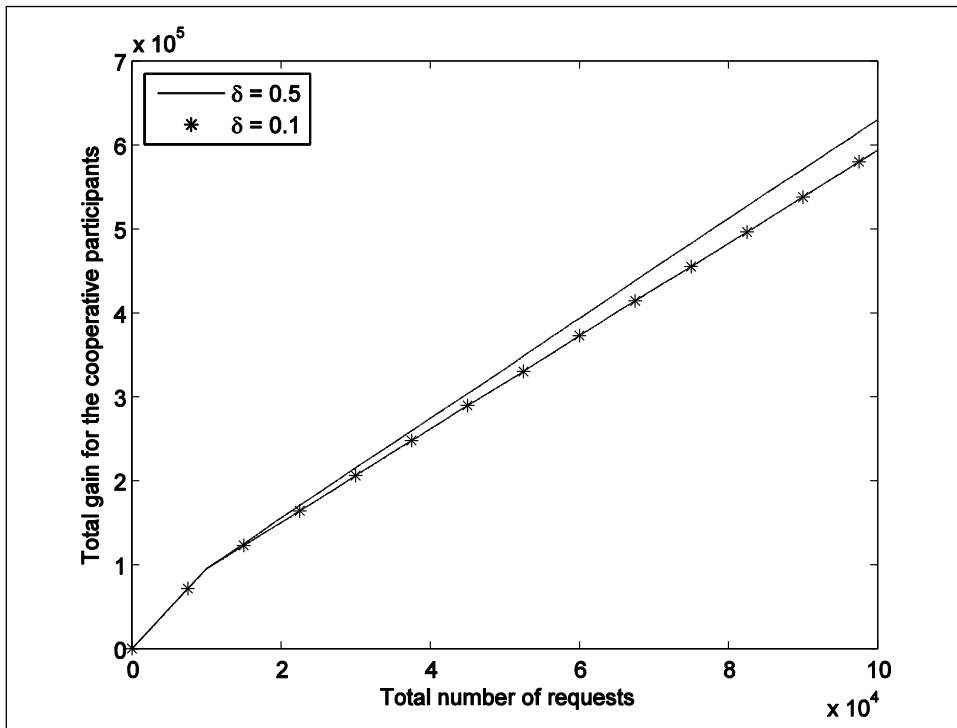
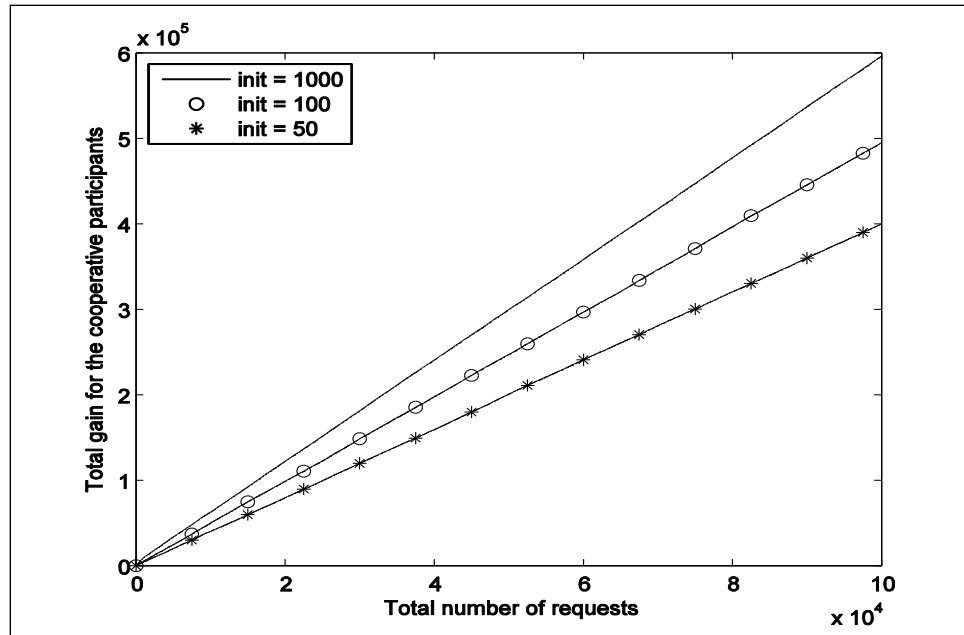
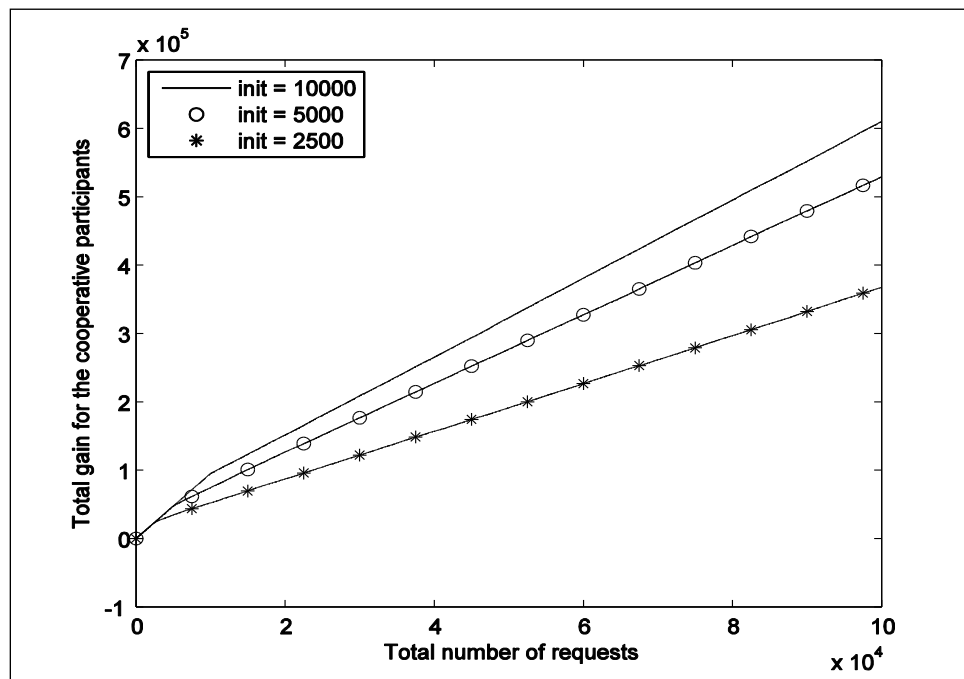


Figure 4.6 Total gain avec ratio.

Il est important de noter qu'à mesure que δ diminue, la longueur de la phase d'initialisation doit augmenter afin de réduire le nombre de faux positifs. Ainsi dans les exemples précédents dans les figures 4.8 et 4.9, le nombre d'itérations nécessaires est de 1000 pour $\delta = 0.5$ et 10.000 pour $\delta = 0.1$.

Figure 4.7 Ratio avec $\delta = 0.5$.Figure 4.8 Ratio avec $\delta = 0.1$.

Suite aux résultats de la simulation, nous avons montré l'importance de choix de l'intervalle d'initialisation. Plus l'intervalle est grand plus le gain est élevé. Pourtant, il devrait y avoir un seuil optimal au-dessus duquel le gain total des participants coopératifs ne peut être augmenté de manière significative. Sachant qu'en dessous de ce seuil, tous les participants sont reconnus comme des participants coopératifs. Ainsi, il est important d'utiliser un intervalle d'initialisation minimum, si nous ne voulons pas être trop généreux avec les participants égoïstes.

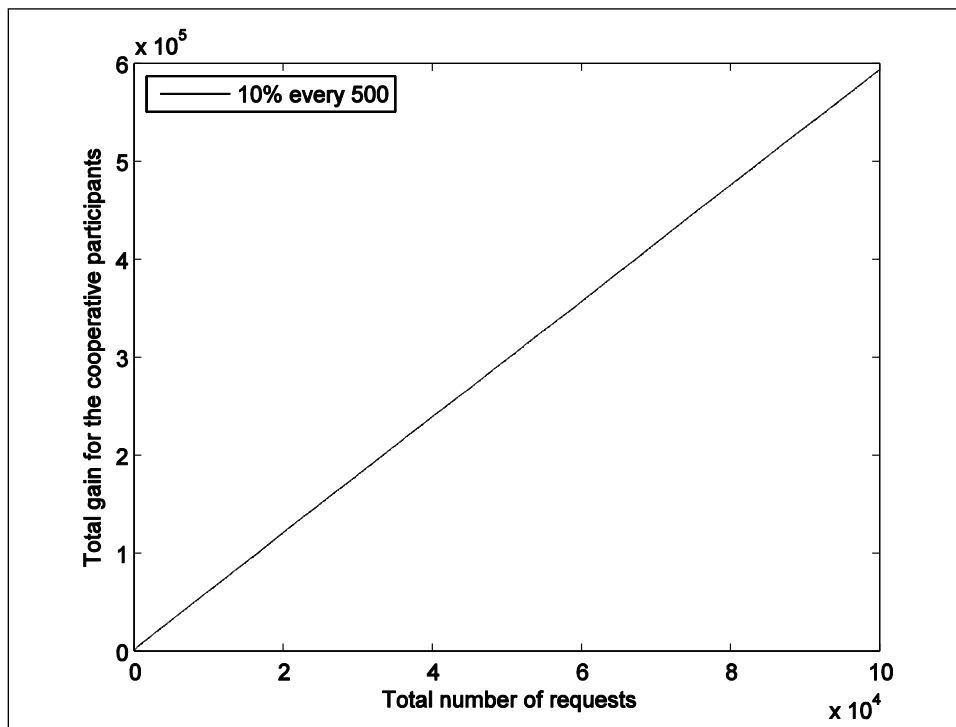


Figure 4.9 Gain total avec adaptative δ .

Dans les figures 4.10 et 4.11, nous utilisons une approche différente. Au lieu d'utiliser un δ fixe, nous avons utilisé un seuil qui diminuera à mesure que le nombre d'observation augmente. Si δ diminue, la stratégie devient de plus en plus stricte avec les participants égoïstes. Si ces derniers de plus en plus veulent être indiscernables, alors ils doivent offrir les ressources avec une probabilité de plus en plus proche de p_a .

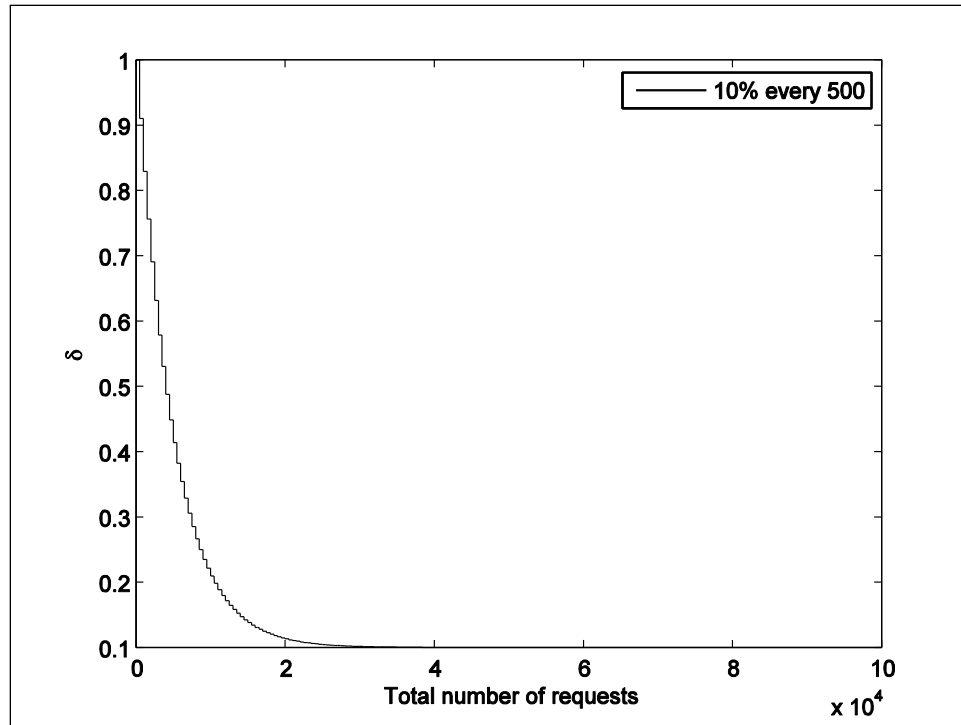


Figure 4.10 Adaptive δ .

Au début de la simulation, le paramètre est fixé à une valeur élevée (p. ex., $\delta=0.75$). Comme la simulation progresse, ce seuil diminue d'une manière constante. Après 500 itérations, le paramètre diminue comme suit:

$$\delta_{i+1} = \delta_i - 0.1 \times (\delta_i - \tau) \text{ avec } \tau \text{ seuil}$$

Dans la simulation, le seuil τ a été fixé à 0.1. Cette dernière valeur a été choisie d'une manière arbitraire. Ainsi, le paramètre δ converge exponentiellement vite vers le seuil τ comme indiqué dans la figure 4.11. Ce comportement peut être expliqué par l'inégalité de Chernoff qui a été présenté précédemment. Cette stratégie représente une amélioration majeure par rapport aux stratégies GTFT et TFT altruiste.

Dans les trois modèles, il est difficile d'aller au-dessus de $\delta = \frac{1}{2}$ sans utiliser un historique long pour chaque participant. Ainsi, les participants égoïstes sont obligés par une telle stratégie à suivre de près le comportement des participants coopératifs. D'autre part, les

participants coopératifs ne seraient pas tentés d'offrir moins que $0.99 \times p_a$, s'ils veulent encore être reconnus en tant que participants coopératifs.

4.1.5 Modèle 5 : TFT altruiste basée sur la réputation

Le jeu altruiste réciproque peut se développer entre deux joueurs égoïstes, permettant à la fois l'établissement d'une coopération mutuelle entre les deux joueurs. Ce modèle de jeu a été adopté dans divers domaines, notamment la biologie, l'économie et la politique (Neill et al, 2003).

Pour avoir un meilleur gain, on peut fusionner les deux stratégies précédentes (TFT altruiste et avec réputation) au cas où la stratégie TFT avec réputation est trop généreuse à la phase d'initialisation. En fusionnant les deux stratégies, les participants coopératifs peuvent atteindre le même gain tout en refusant les gains à court terme pour les participants égoïstes.

Nous avons d'abord déterminé la longueur d'un intervalle relativement grand $\delta = 0.5$ par exemple soit à 1000 itérations telles que montré dans la figure (4.8) et ensuite nous utilisons la stratégie altruiste durant cet intervalle. Pour cette stratégie, nous utilisons un coefficient $coeff = 16$ et on s'attend à ce que chaque participant coopératif fait au moins 8 offres au cours des $\frac{coeff}{p_a}$ dernières demandes.

Et comme nous l'avons déjà mentionné, en choisissant un coefficient relativement faible, l'historique de chaque participant ne sera pas très grand. Cette dernière stratégie combine les avantages de ces deux stratégies à savoir :

- elle produit un gain très bon pour l'ensemble des participants coopératifs;
- elle est très stricte pour reconnaître les participants coopératifs. Ceux-ci devront offrir avec une probabilité arbitrairement proche de p_a ;
- elle n'utilise que des historiques relativement petits.

4.1.6 Modèle 6 : Requêtes simultanées

Dans les stratégies précédentes, une seule demande est faite à la fois. Si nous avons des demandes simultanées, la détermination de l'offre est plus difficile. Si l'offre totale de ressources disponibles est inférieure au besoin total, les participants coopératifs qui ont quelques ressources à offrir auraient à différencier parmi les demandeurs en concurrence et à choisir que certains d'entre eux.

Dans un tel cas, les participants devraient choisir entre les participants qui ont la meilleure réputation. Malheureusement, une telle stratégie peut pénaliser les participants coopératifs. Supposons qu'il y ait un seul participant égoïste qui peut demander une ressource supplémentaire simultanément avec d'autres participants coopératifs. Un participant pourrait offrir ses ressources supplémentaires plus souvent que les autres. D'autre part, il pourrait aussi demander une ressource supplémentaire plus souvent que les autres. Le premier cas devrait lui permettre d'améliorer sa réputation alors que le second cas devrait réduire sa demande plus souvent que les autres participants coopératifs.

Dans ce nouveau modèle, un participant égoïste propose soit sa ressource supplémentaire avec une probabilité de p_a^* , fait une demande supplémentaire avec une probabilité $1 - p_a^* - p_r^*$ si $p_r^* > p_a^*$ ou ne demande rien.

Ce participant est dit égoïste, car il utilise plus de ressources qu'il n'en offre. En revanche, un participant coopératif est sélectionné au hasard et il demande qu'une ressource supplémentaire par itération. Les autres participants coopératifs offrent leurs ressources uniques avec la probabilité $p_a = \frac{1}{4}$ et demandent simultanément avec une probabilité p_r^* . Si la disponibilité des ressources est rare, le participant peut être égoïste par rapport aux autres participants, surtout si sa réputation est élevée par rapport aux autres. Cela peut arriver si la probabilité $p_a^* > p_a = \frac{1}{4}$.

Pour déjouer les participants égoïstes, la stratégie utilisée par les participants a pour but de distinguer le comportement égoïste du comportement coopératif. Dans un tel cas, la demande des participants égoïstes pourrait être éliminée s'il n'y a pas assez de ressources disponibles pour répondre aux deux demandes. Alors, le participant coopératif sera privilégié au premier lieu par rapport au participant égoïste. Sinon, les participants égoïstes et coopératifs doivent avoir une chance égale d'obtenir les ressources disponibles. Deux mesures sont proposées pour différencier entre les participants.

Les stratégies présentées jusqu'ici forcent le participant égoïste à offrir avec une probabilité $p_a^* > (1 - \delta)p_a$. Subséquemment, le seul choix rationnel du participant égoïste est d'être gourmand et demander plus de ressources que l'autre participant coopératif. Si on envisage le scénario où le participant égoïste demande des ressources avec la probabilité $p_r^* = \frac{2}{3}$, sachant que les participants coopératifs demandent avec une probabilité $p_r^* = \frac{1}{8}$, deux cas sont considérés:

- le participant égoïste offre ses ressources supplémentaires avec la même probabilité soit $p_a^* = p_a = \frac{1}{4}$ Comme les participants coopératifs;
- Le cas gourmand avec une probabilité plus élevée $p_a^* = \frac{1}{3} > p_a$

Ces deux cas seront comparés avec celui où le participant égoïste n'est pas présent. À travers les figures 4.11, 4.12, nous pouvons observer que si le participant égoïste est indiscernable des participants coopératifs, le gain total de participants diminue de manière significative dans les deux cas. Quand il y a une seule requête qui peut être remplie, le choix entre les deux demandes est aléatoire.

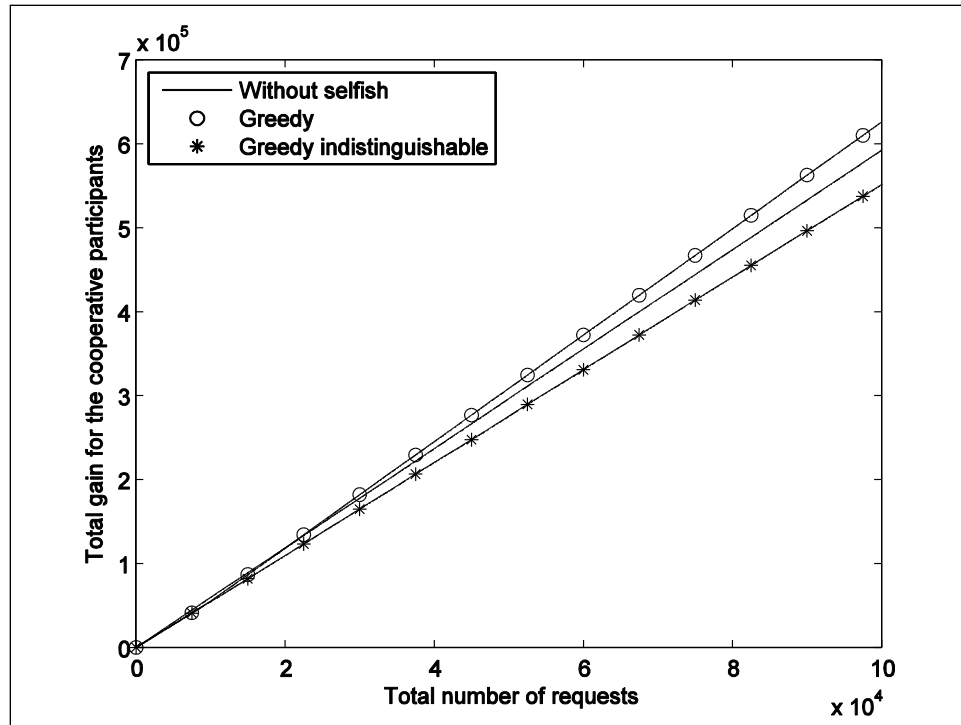


Figure 4.11 Gourmant.

D'autre part, si les participants égoïstes peuvent être distingués, le gain total des participants coopératifs est légèrement meilleur. Le gain des participants coopératifs augmente, car ils bénéficient de la ressource supplémentaire offerte par le participant égoïste tandis que ce dernier ne voit aucune de ses demandes satisfaites. Et le gain total du participant égoïste devient négatif. Par conséquent, son seul choix rationnel est de réduire la fréquence de ses demandes et se comporte comme n'importe quel autre participant coopératif.

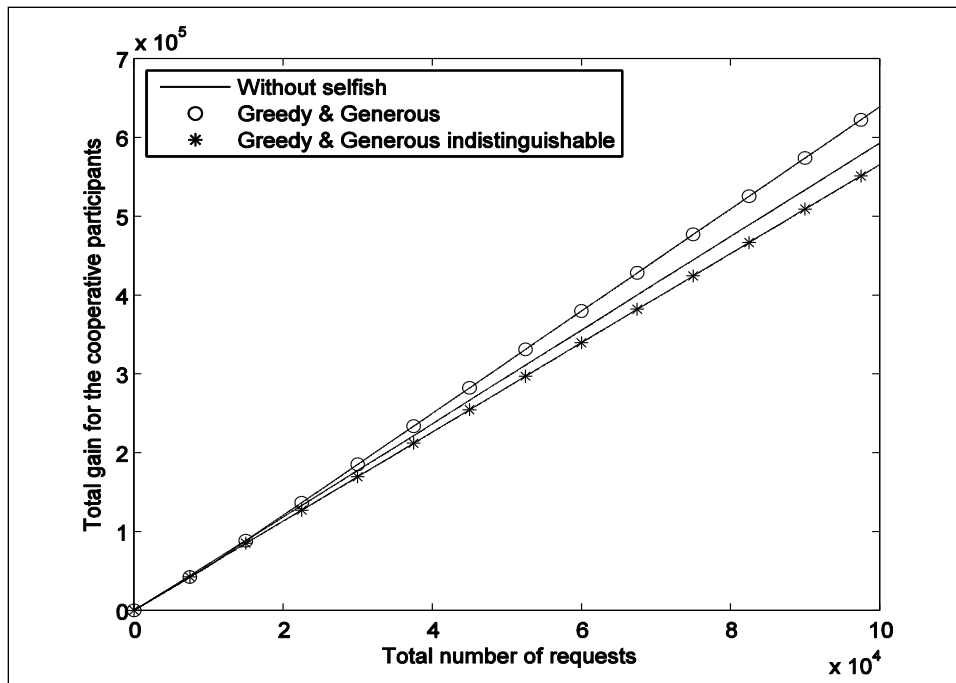


Figure 4.12 Gourmant et généreux.

4.2 Discussion : Comparaison entre VCG et TFT

Nous comparons dans cette section le modèle d'allocation des ressources VCG proposé par Rémi Menegon (2011) et nos différents modèles basés sur la stratégie TFT. Les deux stratégies ont le même objectif : inciter les opérateurs VPN à coopérer et d'éviter tout comportement égoïste. Pour une comparaison sommaire référer vous au tableau (4.1).

Tout d'abord les deux stratégies VCG et TFT sont deux bonnes stratégies car elles ont permis une augmentation de la coopération entre les opérateurs VPN. Prenons par exemple le modèle TFT avec réputation, les opérateurs VPN ayant une meilleure réputation peuvent avoir des ressources par contre les opérateurs égoïstes ne peuvent pas atteindre leurs QoS tant ils ne coopèrent pas. Ce comportement de coopération se modélise dans la stratégie d'enchère basée sur le mécanisme VCG par le fait qu'un opérateur VPN peut accumuler de l'argent virtuel si et seulement s'il vend ses ressources inutilisées et ceux qui n'offrent pas des ressources n'auront pas de l'argent virtuel pour acquérir des ressources lors du besoin.

Dans la stratégie TFT généreux, les opérateurs égoïstes peuvent profiter de temps en temps de la générosité des opérateurs coopératifs et ce comportement peut être similaire dans la stratégie d'enchère par la fausse déclaration d'un opérateur égoïste.

Le tableau suivant présente un sommaire d'une étude comparative entre les deux stratégies VCG (voir section 2.4) et TFT :

Tableau 4.1 Étude comparative entre de stratégie d'incitation à la coopération

ÉLÉMENTS DE COMPARAISON	STRATÉGIE DE JEU		
	VCG	TFT	Commentaires
1. Architecture	Distribuée Autonome	Distribuée Autonome	les opérateurs VPN peuvent communiquer leurs informations et déclarer leurs besoins de ressources.
2. Type de jeu	Jeu répétitif à horizon fini Demandes simultanées (à chaque itération, plusieurs VPN peuvent faire une demande)	Jeu répétitif à horizon fini Demande alternatifs (à chaque itération, un seul VPN peut faire une demande)	La durée de la simulation est définie au début de jeu : TFT $t = 100000$; VCG $t = 5000$.
3. Principe	Basé sur l'enchère (Argent virtuel)	Basé sur l'historique	Les deux stratégies ont permis de réduire le nombre des opérateurs égoïstes et d'atteindre la Qos.
4. Divergences	<ul style="list-style-type: none"> seulement ceux qui ont accumulé d'argent peuvent faire une proposition soit avec la valeur minimale ou maximale définie dans le jeu; 	<ul style="list-style-type: none"> seulement les VPN qui ont plus de réputation peuvent recevoir des ressources à l'exception du modèle généreux où les VPN égoïstes profitent de la générosité de certains VPN et altruiste lorsque les 	<ul style="list-style-type: none"> dans la stratégie VCG, les opérateurs VPN accumulent de l'argent virtuel contrairement à la stratégie TFT qui permet d'accumuler de la réputation; dans la première stratégie (VCG), un des

ÉLÉMENTS DE COMPARAISON	STRATÉGIE DE JEUX		
	VCG	TFT	Commentaires
	<ul style="list-style-type: none"> le VPN peut intervenir; 	<p>opérateurs coopératifs se sacrifient de temps en temps pour éviter une punition (S);</p> <ul style="list-style-type: none"> aucune Intervention du VPN. 	<p>inconvenients présentées ce que les opérateurs égoïstes peuvent continuer à adopter ce comportement en satisfaisant leurs demandes de temps en temps auprès de l'ISP si le prix proposé est moins cher que celui offert par les autres VPN;</p> <ul style="list-style-type: none"> dans la deuxième stratégie (TFT), à chaque itération il y a seulement une seule demande et plusieurs offres. Le modèle ne prend en considération les demandes simultanées. Dans le modèle GTFT, les opérateurs égoïstes peuvent profiter du jeu.

CONCLUSION

Le modèle d'architecture autonome (ASA) a été proposé dans la littérature afin d'automatiser l'utilisation des ressources. Toutefois, ce modèle a deux limites majeures à savoir: (1) les ressources inutilisées du VPN sont partagées entre les participants surchargés, sans aucun égard des besoins des prêteurs à court terme; (2) les exploitants de réseaux virtuels privés peuvent être égoïstes et refuser de partager leurs ressources inutilisées.

Comme solution, nous avons proposé une stratégie de partage de ressources autonome d'incitant les participants égoïstes à abandonner leur comportement égoïste et devenir coopératifs. Une telle stratégie a été développée à travers différents modèles utilisant la stratégie TIT-for-TAT (TFT).

À partir des résultats de simulation, nous avons remarqué que le Tit-for-Tat (TFT) traditionnel ne peut pas répondre à notre problème trop punitif lorsqu'un opérateur coopératif n'a pas de ressources à partager. Une stratégie plus généreuse est proposée pour surmonter la limitation du TFT traditionnelle. Grâce à la générosité des participants, la stratégie a été incapable de punir les participants égoïstes. Ils reçoivent des ressources de temps en temps. Pour résoudre ce problème, une stratégie altruiste a été proposée afin de ne jamais aider les participants égoïstes.

L'inconvénient des stratégies généreuses et altruistes se manifeste par l'obligation d'utilisation des enregistrements à long terme de l'historique pour chaque participant. Alors la stratégie basée sur la réputation a été proposée permettant de réduire les exigences par rapport à l'historique.

De même à travers les résultats de simulation, nous avons pu atteindre le gain optimal que lorsqu'on utilise le modèle avec réputation. Toutefois, ce modèle utilise un intervalle d'initialisation plus long. Nous concluons par le fait que la stratégie TFT est plus appropriée dans un environnement distribué tels que les VPN. Cette stratégie permet aux opérateurs VPN de collaborer ensemble afin d'atteindre leur QoS.

Finalement, notre recherche peut aider à améliorer les allocations des ressources au sein des réseaux VPN et peut ouvrir plusieurs volets de futures recherches. Notre modèle stochastique permettant de caractériser le comportement des participants coopératifs est tout nouveau. Ces participants ne sont pas obligés de coopérer à tous les fois. Ils doivent le faire qu'avec une certaine probabilité. Ce modèle a été réutilisé avec succès dans un contexte totalement différents (Boyer et al, 2012).

FUTURES TRAVAUX

Au cours de notre recherche, nous avons principalement traité du cas où une seule demande est faite. *Mais comment peut-on satisfaire toutes les demandes si nous avons plusieurs demandes simultanées ? Qu'elle la meilleure stratégie à adopter? Est-ce que les différents modèles de la stratégie TFT permettent la coopération entre tous les opérateurs VPN ?*

Alors nos futures recherches seront focalisées sur l'allocation des ressources au sein des VPN lorsqu'il y a plusieurs demandes simultanées. Pour répondre à cette problématique, il faut assurer que la moyenne d'offre est suffisante pour permettre aux opérateurs VPN d'atteindre leur QoS. De ce fait, il faut que l'ensemble des offres soit supérieur à l'ensemble des demandes.

$$E(O) > E(D)$$

Nous supposons aussi contrairement à ce qui présentée dans notre recherche, qu'un opérateur VPN (coopératif ou égoïste) peut offrir plusieurs ressources à la fois. De sorte que nous pouvons avoir deux cas de figures:

- total des demandes peut être satisfait par une seule offre;
- total des demandes peut être satisfait par plusieurs offres.

La deuxième problématique qu'il faudra traiter est le problème de collusion. Les opérateurs VPN égoïstes peuvent se regrouper et s'entraider afin d'améliorer leur QoS. La collusion peut avoir plusieurs impacts :

- positif en augmentant leurs QoS pour les opérateurs VPN en collusion;
- négatif en réduisant le QoS des autres participants à moins qu'ils soient collusives.

Alors qu'elle est la meilleure stratégie pour éviter le comportement de collusion entre les opérateurs VPN ?

BIBLIOGRAPHIE

- Appleby, K., S. Fakhouri, L. Fong, G. Goldszmidt, M. Kalantar, S. Krishnakumar, D. Pazel, J. Pershing et B. Rochwerger, « Oceano: SLA based management of a computing utility ». In: *Proceedings of the IEEE/IFIP International Symposium on Integrated Network Management, IEEE*. (Seattle, 14-18 mai), p. 855-868.
- Aubert, N., JP. Guerre, J. Jabes, H. Laroche et S. Michel. 2005. *Management: Aspects humains et organisationnels*. Presses Universitaires de France – PUF, 656 p.
- Aumann, R. J., 1960. «Acceptable points in games of perfect information». *Pacific Journal of Mathematics*, vol. 10, no 2, p. 381 – 417.
- Aumann, R. J. 1981. «Survey of repeated games». In *Essays in Game Theory and Mathematical Economics in Honor of Oskar Morgenstern*, p.11-42. Zurich (Allemagne) : Bibliographisches Institut.
- Axelrod, R. 1984. *The evolution of Cooperation*. New York: Basic Books, 241 p.
- Bouabene, G., C. Jelger, C. Tschudin, S. Schmid , A. Keller et M. May. 2012. «The autonomic network architecture (ANA) ». *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol.28 n.1, p.4-14.
- Cheng, Y., R. Farha, M.S. Kim, A.L. Garcia , J.W. Hong. 2006. «A generic architecture for autonomic service and network management.» *Computer communication*, vol. 29, no.18, p. 3691-3709.
- Cui, W., et M.A. Bassiouni. 2003. «Virtual private network bandwidth management with traffic prediction». *Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*, vol. 42, no 6, p. 765–778.
- Eymann, T., M. Reinicke, O. Ardaiz, P. Artigas, F. Freitag et L. Navarro. 2003. « Decentralized vs Centralized economic coordination of resource allocation in grids ». In *Proceedings of the 1st European Across Grids Conference*, p. 546-650.
- Gao, Y., C. Phillips, et J. Bigham. 2008. « DVM based Dynamic VPN Architecture for Group Working and Orchestrated Distributed Computing ». In *Digital Information Management*, p. 763 - 768.
- Giannakakis, N., E. Poravas et A. Lazakidou. 2005. « Usefulness of the Virtual Private Networks in Health Sector ». *WSEAS Trans. on Information Science and Applications*, , vol. 2, no 12, p. 2131-2137.
- Gossner, O. et T. Tomala. 2007. « Repeated Games ». En ligne. 32 p, sur <http://ogossner.free.fr/Articles/RG_3dec07.pdf>. Consulté le 14 février 2012.
- Graupner, S., V. Kotov, A. Andrzejak, et H. Trinks. 2003. « Adaptive Control Overlay for Service Management ». In *Proceedings of the Workshop on the Design of Self-*

Managing Systems: International Conference on Dependable Systems and Networks (DSN), p. 8.

Heckmann, O. 2002. « Robust Bandwidth Allocation Strategies ». In *Quality of Service: Tenth IEEE International Workshop*, p. 138-147.

Imhof, L.A., D. Fudenberg et M. A. Nowak. 2007. « Tit-for-tat or Win-stay, Lose-shift? ». *Journal of Theoretical Biology*, vol. 247, no 3, p. 574-580.

Kephart, J. O. et D.M. Chess. 2003. « The vision of autonomic computing ». *Computer Society*, vol.36, no 1, p. 41-50.

Kumar, A., R. Rastogi, A. Silberschatz et B. Yener. 2002. « Algorithms for Provisioning virtual Private Networks in the hose Model ». *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 10, no 4, p. 565-578.

Kumar, P., N. Dhanakoti, S. Gopalan et V. Sridhar. 2004. « CoS Based Resource Allocation (CBRA) in VPNs over MPLS ». In *Proceedings Workshop on IP Operations and Management*, p.140 - 145 .

Menegon, R., 2011. Mécanisme d'Incitation distribué pour la gestion de ressources de réseaux privés virtuels. Coll. « Rapport de mémoire de l'ÉTS », ÉTS-RT-2003-001. Montréal (Qc.) : École de technologie supérieure, 78 p.

Mitzenmacher, M., et E. Upfal. 2005. *Probability and computing: randomized algorithms and probabilistic analysis*. Cambridge University Press, 368 p.

Molander, P. 1985. The Optimal Level of Generosity in a Selfish, Uncertain Environment. *The Journal of Conflict Resolution*, vol. 29, no 4, p. 611-618.

Morgenstern, O. et J.V. Neumann. 1980. *Theory of Games and Economic Behavior*. 3eme éd. Princeton University Press, 648 p.

N. G. Duffield , P. Goyal , A. Greenberg , P. Mishra , K.K. Ramakrishnan et J.E. van der Merive. 1999. « A flexible model for resource management in virtual private networks. » In *Proceedings of the conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication* , vol. 29, no 4, p. 95-108.

Neill, D.B. 2003. « Cooperation and Coordination in the Turn-Taking Dilemma ». In *Proceedings of the 9th conference on Theoretical*. p. 231-244.

Nowak, M.A., et K. Sigmund. 1993. « The alternating Prisoner's Dilemma » *Journal of Theoretical Biology*, vol.168, no 2, p. 219-226.

Osborne, M.J. 2003. *An Introduction to Game Theory*. Oxford University Press, p.560.

Ostrom, E. 1998. « A Behavior Approach to the Rational Choice Theory of collective Action Presidential Adress ». *The American Political Science Review*, vol.92, no.1, p. 1-22.

Poundstone, W. 1992. *Prisoner's Dilemma*. New York: Anchor Books, p.290.

- Raiffa, H et R.D. Luce. 1957. *Games and Decisions: Introduction and Critical Survey*. Wiley & Sons, New York, p. 509.
- Rapoport, A., 1999. *Two-Person Game Theory*. Dover Publications. 240 p.
- Rosenberg, J. , H. Schulzrinne , G. Camarillo , A. Johnston , J. Peterson , R. Sparks , M. Handley , E. Schooler.2002. «SIP: Session Initiation Protocol», RFC Editor.
- Robert, J.M., H. Otrok, A.N. Quttoum et R. Boukhris. 2012. « A distributed resource management model for Virtual Private Networks: Tit-for-Tat strategies». *Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*. Vol 56, n.2, p. 21.
- Ruixi, Y., et S.W. Timothy. 2001. *Virtual private networks : technologies and solutions* . Addison-Wesley. 316 p.
- Takeda, T.K. 2004. «Layer 1 VPN architecture and its evaluation» . In *Proceedings of the 2004 Joint Conference of the 10th Asia-Pacific Conference on Communications, 2004 and the 5th International Symposium on Multi-Dimensional Mobile Communications*, vol.2, p. 612-616.
- Takeda, T., I. Inoue, R. Aubin et M. Carugi. 2004. « Layer 1 Virtual Private Networks:Service Concepts, Architecture Requirements, and Related Advances in Standardization». *IEEE Communications Magazine*, vol.42, no.6, p. 132-137.
- Wilson, D.S., et L.A. Dugatkin,. 1991. «Nepotism vs Tit-For-Tat, or, why should you be nice to your rotten brother? » *Evolutionary Ecology* , vol. 5, no. 3, p. 291-299.
- Zhensheng, Z., Y.Q. Zang, X. Chu, et B. Li, 2004. « An Overview of virtual private Network (VPN): IP VPN and Optical VPN ». *Photonic Network communication*, Vol. 7, no.3 , p. 213-222.