



THÈSE

En vue de l'obtention du

DOCTORAT DE L'UNIVERSITÉ DE TOULOUSE

Délivré par :

Université Toulouse 3 Paul Sabatier (UT3 Paul Sabatier)

Présentée et soutenue par :

Wael Zouaoui

le vendredi 15 janvier 2016

Titre :

Synthèse de commande pour des réseaux de communication
énergétiquement performants

École doctorale et discipline ou spécialité :

EDSYS : Automatique 4200046

Unité de recherche :

LAAS-CNRS, 7 Avenue du Colonel Roche, BP 54200 31031 Toulouse Cedex 4 - France

Directeur/trice(s) de Thèse :

Mme. Carolina Albea-Sanchez Univ. Toulouse III - Paul Sabatier Maître de conférence
M. Yann Labit Univ. Toulouse III - Paul Sabatier Professeur des universités

Jury :

M. Abdelhamid Mellouk	Université Paris-Est Créteil	Professeur des Universités
M. Daniel Simon	INRIA Sophia Antipolis	Chargé de recherche, HDR
M. Thierry Gayraud	Univ. Toulouse III - Paul Sabatier	Professeur des Universités
M. Laurent Gallon	IUT des Pays de l'Adour	Maître de conférence

Avant Propos

Ce travail a été effectué au sein du Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes (LAAS) du Centre National de recherche Scientifique (CNRS) au sein des groupes Services et Architectures pour Réseaux Avancés (SARA) et Méthodes et Algorithmes pour la Commande (MAC).

J'adresse tout d'abord mes remerciements aux Messieurs Khalil DRIRA et Didier HENRION, qui m'ont accueilli dans leurs entités de recherche, l'équipe de recherche SARA et l'équipe de recherche MAC respectivement au sein du LAAS-CNRS. Je remercie de même Monsieur Jean ARLAT le directeur du LAAS-CNRS pour m'avoir accueilli au sein de son laboratoire et d'avoir ainsi permis la réalisation de cette thèse.

Mes remerciements les plus sincères à mes directeurs de thèse Madame Carolina ALBEA-SANCHEZ et Monsieur Yann LABIT qui m'ont supporté avec patience durant ces derniers trois années, pour leurs soutiens sans limites et pour leurs encouragements. Sans eux, les recherches effectuées dans cette thèse n'auraient pu voir le jour.

Je remercie sincèrement mes rapporteurs, Monsieur Abdelhamid MELLOUK, Professeur à l'université Paris-Est Créteil et Monsieur Daniel SIMON, Chercheur à l'INRIA Sophia Antipolis, d'avoir accepté de juger ce travail de thèse et de participer à la soutenance en compagnie de Monsieur Thierry GAYRAUD, Professeur à l'Université Paul Sabatier de Toulouse et Monsieur Laurent GALLON, Maître de conférences à l'IUT des Pays de l'Adour.

Je souhaite également exprimer mes chaleureux remerciements à tous les membres de l'équipe SARA pour leur soutien ainsi que leurs remarques. Ils ont ainsi pu m'apporter une vision externe indispensable à la réalisation de cette thèse. Je salue plus particulièrement mes anciens collègues du bureau : Denis, Lionel et Ihsane sans oublier les anciens et les nouveaux doctorants du groupe SARA. Je souhaite bon courage pour la suite pour les nouveaux doctorants.

Enfin, j'aimerais remercier particulièrement mon père pour le soutien qu'il m'a apporté malgré ses problèmes de santé et ma mère, je vous dois ce que j'en suis. Je tiens bien sûr à remercier mes frères et mes amis qui m'ont supporté depuis tant d'années et qui ont toujours été là pour profiter avec moi de la vie en dehors du laboratoire (mes amis de Toulouse, de Paris et de la Tunisie).

Table des matières

Notations	5
I Introduction générale	7
II État de l'art	11
II.1 Introduction	11
II.2 Problème de la consommation énergétique	11
II.3 Solutions proposées : le cas des réseaux filaires	17
II.3.1 Solutions matérielles	17
II.3.2 Solutions logicielles	19
II.3.3 Solutions hybrides	27
II.3.4 Récapitulatif	31
II.4 Synthèse des solutions proposées pour les réseaux filaires	32
II.5 Objectifs	34
II.6 Conclusion	36
III Modélisation énergétique et contrôle de flux d'un routeur	39
III.1 Introduction	39
III.2 Modélisation de la consommation énergétique d'un routeur	40
III.2.1 Le modèle ALR	40
III.2.2 Proposition d'un modèle ALR étendu	42
III.3 Modélisation mathématique des réseaux de communication	44
III.4 Analyse de la dynamique d'un routeur	47
III.5 Proposition : Contrôle de flux d'un routeur	48
III.5.1 Modélisation	49
III.5.2 Synthèse de la commande	50
III.5.3 Représentation polytopique de la commande saturée	50
III.5.4 Condition pour la commande non saturée	52
III.5.5 Conception d'une commande robuste sous-optimale saturée	53
III.5.6 Exemple numérique	54
III.6 Optimisation des paramètres	59
III.6.1 Paramètres responsable de la consommation énergétique	59
III.6.2 Formulation du problème d'optimisation	62
III.7 Conclusion	63

IV Simulations sous NS-2	65
IV.1 Introduction	65
IV.2 Présentation de NS-2	65
IV.3 Contrôle de flux appliqué à une topologie	66
IV.3.1 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (2, 950)$:	71
IV.3.2 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (5, 950)$:	74
IV.3.3 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (8, 850)$:	76
IV.4 Conclusion	79
V Conclusion générale et perspectives	81
Annexes	i
A Modèle TCP/IP	iii
B Théorèmes utiles	vii
C Codes sources et scripts dans NS-2	ix
C.1 Script pour la recherche empirique de meilleur couple (β, γ)	ix
C.2 Script de simulations	xi
C.3 Codes sources du modèle énergétique ALR	xx
Références Bibliographiques	xxv

Liste des Abréviations

ADREAM	Architectures Dynamiques Reconfigurables pour systèmes Embarqués Autonomes Mobiles
AIMD	Additive Increase Multiplicative Decrease
ALR	Adaptive Link Rate
AQM	Active Queue Management
ARP	Address Resolution Protocol
DELS	Dynamic Ethernet Link Shutdown
DHCP	Dynamic Host Configuration Protocol
DROP	Distributed Router Open Platform
DSL	Digital Subscriber Line
DVFS	Dynamic Voltage and Frequency Scaling
ECOFEN	End-to-end energy Cost mOdel and simulator For Evaluating power consumption in large-scale Networks
FPGA	Field Programmable Gate Array
GPON	Gigabit Passive Optical Network
HP	Hewlett Packard
HSPA	High Speed Packet Access
ICMP	Internet Control Message Protocol
IGP-WO	Interior Gateway Protocol Weight Optimization
IP	Internet Protocol
IPv4	Internet Protocol version 4
IPv6	Internet Protocol version 6
LMI	Linear Matrix Inequality
LPI	Low Power Idle
LTE	Long Term Evolution

MILP-EWO	Mixed Integer Linear Programming based algorithm for Energy-aware Weights Optimization
NCP	Network Connectivity Proxy
NIC	Network Interface Card
OEO	Optical-Electronic-Optical
OSI	Open Systems Interconnection
OSPF	Open Shortest Path First
P2P	Peer-to-Peer
QdS	Qualité de Service
QoS	Quality of Service
RTT	Round Trip Time
SDN	Software Defined Networking
SPT	Shortest Path Trees
STR	Suspend To RAM
TCP	Transmission Control Protocol
TIC	Technologies de l'Information et de la Communication
UDP	User Datagram Protocol
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System
VI	Virtual Infrastructure
VNE	Virtual Network Embedding
WiMAX	Worldwide Interoperability for Microwave Access

Chapitre I

Introduction générale

Suite aux avancées récentes dans les domaines technologiques, la facture énergétique de ces derniers ne cesse de croître. Cette augmentation est due à des interconnexions et des équipements informatiques de plus en plus volumineux avec des puissances de calculs élevées. Les réseaux de communication, faisant partie de ces domaines technologiques, consomment peu d'énergie au regard de la consommation globale. Mais l'accroissement du nombre d'utilisateurs et de la quantité des informations échangées entre ces derniers ainsi que la quantité des équipements déployés rendent les réseaux de communication de gros consommateurs d'électricité. La perspective à 2050, avec probablement 10 milliards d'habitants [United Nations and Social Affairs, 2015] et une demande globale en énergie qui devrait tripler, nécessite d'évaluer l'importance des demandes filaires ou sans fil si les usages devaient demeurer au niveau d'aujourd'hui. Sans évoquer ici les conséquences possibles sur le taux d'émission en gaz carbonique (CO_2) qui est responsable de 2% des émissions annuelles, soit autant que l'ensemble du secteur aéronautique mondial, il reste encore à évaluer si la production énergétique dans les prochaines années sera en mesure de répondre aux besoins dans toutes les régions du monde. En particulier, il faudrait prévoir, selon les experts, une production électrique 75% plus importante que celle d'aujourd'hui. Oublions ici les débats inévitables sur l'origine possible de toute cette production d'énergie nécessaire, nucléaire, renouvelable ou fossile. Cependant, étant donné ces prédictions effrayantes, la question qui se pose est de savoir si le secteur des communications et de l'information est adapté à l'augmentation de la demande globale en énergie.

En prenant en considération ces estimations, il est temps de se préoccuper de l'écologie en matière de communications et d'informatiques et des réductions de la consommation énergétique qui sont devenus un enjeu majeur pour ces domaines technologiques.

Un réseau est un ensemble de liaisons interconnectées permettant la communication ou l'accès à l'information. Par son infrastructure interne et grâce aux équipements mis en place, il est censé techniquement répondre à tous les besoins des services ou applications de communication. Le rôle des commutateurs, des routeurs et des équipements des centres de données permet l'établissement des connexions à grande distance nécessaires aux services ouverts et aux applications demandées sur abonnement ou par contrat.

Dans l'univers des réseaux de communications, nous pouvons distinguer deux types de réseaux : les réseaux d'accès et les réseaux de cœur. Le réseau d'accès (aussi appelé réseau de distribution) sert à la collecte et à la distribution des flux de trafic des abonnés.

La ligne métallique d'abonné est quelquefois désignée par l'expression boucle locale. La paire de cuivre peut servir de support au trafic vocal et au trafic de données grâce à l'emploi des techniques numériques utilisant la partie élevée des fréquences de transmission. D'autres supports peuvent être employés ou combinés ensemble (fibre optique, voie radioélectrique, coaxial . . .) pour desservir les entreprises ou le domicile des résidentiels en débits numériques à des conditions économiques variables.

Les exploitants de réseaux sont préoccupés par la consommation des équipements dans le réseau d'accès, car celle-ci est importante et elle varie beaucoup selon les systèmes utilisés (filaire ou sans fil).

En filaire, comme en radio, l'augmentation de la distance et l'élévation des débits nécessitent l'utilisation d'une puissance électrique plus forte, le support en fibre optique paraissant plus adapté pour les longues distances, malgré la nécessité de la double conversion des signaux électriques en signaux optiques.

Très sommairement, et pour des faibles densités d'abonné, il apparaît que le G-PON offre la plus faible consommation en réseau d'accès avec $1W$ par abonné entre $8Mbit/s$ et $1Gbit/s$. Puis vient le DSL avec 5 à $10W$ par abonné pour des débits compris entre 6 à $60Mbit/s$. Ensuite, apparaissent le LTE ($18W/abonné$), le WiMAX ($27W/abonné$) et l'UMTS/HSPA (avec $68W/abonné$) pour des débits inférieurs à $100Mbit/s$. Mais le Point-à-Point optique, performant en débit, consomme quand même jusqu'à $80W$ par abonné. Ces chiffres ne tiennent pas compte d'une part, de la nécessité de refroidir les équipements lorsque nécessaire pour maintenir la qualité de service. Ces chiffres mériteraient d'autre part, d'être révisés pour les fortes densités d'abonnés [Pujolle, 2014].

Le cœur de réseau (où encore backbone) est également appelé réseau général. Le cœur de réseau est l'ensemble des supports de transmission et de commutation à partir du commutateur d'abonné; il supporte la partie la plus importante du trafic avec une bande passante importante. Dans les cœurs de réseau, comme 90% de la consommation s'effectuent dans les centres et 10% sur les liaisons, les choix sont limités et la réduction de la consommation d'énergie y est beaucoup plus difficile. Les routeurs de cœur de réseau consomment entre 0.1 et $0.01W$ par $Mbit/s$, c'est-à-dire, beaucoup moins que les routeurs d'accès. Les nouvelles technologies mettent sur le marché des routeurs beaucoup plus économes en énergie que ceux d'hier (moins 50%).

D'après les statistiques citées précédemment, les réseaux de communication demandent beaucoup d'énergie pour fonctionner dans des conditions optimales, et la consommation en terme d'énergie augmente rapidement avec l'accroissement des débits.

Pour faire face à une augmentation vertigineuse d'ici 2050, il est nécessaire d'examiner les différents moyens permettant de réduire la consommation énergétique induite par les réseaux de communication en se fixant des objectifs adaptés.

Les solutions suivantes sont en cours d'étude ou de réalisation :

- Sélection des meilleures structures de réseau d'accès (groupements d'abonnés) ;
- Extinctions possibles de certaines lignes non actives ;
- Utilisation d'antennes dynamiques en technologie radio . . .
- Nouvelles technologies de composants moins exigeants en énergie ;

Globalement, une réduction de la consommation des réseaux de communication de l'ordre de 20 à 50 % pourrait être atteinte à l'occasion du renouvellement des équipe-

ments¹. Cette réduction annoncée devrait cependant se combiner avec une augmentation notable du nombre d'abonnés utilisateurs de services et d'applications en haut débit.

Dans les réseaux de communications, nous pouvons mettre en évidence différentes problématiques, empêchant le réseau de fournir une qualité de service. Nous allons souligner deux problèmes qui nous concernent particulièrement :

La congestion : ce phénomène se manifeste lorsqu'un dispositif reçoit plus d'information que ce qu'il ne peut traiter, plus précisément, dès lors que le débit de données entrant est supérieur à celui sortant. En premier lieu et indépendamment du réseau, un émetteur est donc tenu d'envoyer une quantité de données au plus égale à la bande passante disponible. Afin d'éviter une éventuelle surcharge, le récepteur informe l'émetteur de la capacité disponible en remplissant un champ dédié de l'en-tête du message d'acquittement. Ce mécanisme, appelé contrôle de flux, permet à la station réceptrice de régler la taille maximum du flux d'émission de la source.

La consommation énergétique : la consommation énergétique du réseau est peut être de différentes natures, par exemple le délai de communication, la dissipation énergétique, le protocole de communication, l'évitement de congestion, et d'autres encore. Chacune de ces raisons peuvent faire augmenter la consommation du réseau de manière significative.

Ces deux problèmes liés à la QoS du réseau, la congestion et la consommation énergétique, peuvent être traités du point de vue de la théorie du contrôle. Nous allons développer une loi de commande qui modifie la dynamique du flux traversant un nœud de communication (par exemple un routeur), cette loi de commande développée dans ce travail garantit la performance par rapport à la congestion et assure la robustesse face aux variations paramétriques comme les différents périodes d'échantillonnage.

De plus, la consommation énergétique pourra être réduite en choisissant une référence. Le protocole pour choisir la référence devra être robuste par rapport aux réseaux.

L'approche proposée sera validée sur deux simulateurs MATLAB/Simulink pour les performances en stabilité et temps de réponse, et NS-2. Le simulateur NS-2 est très utilisé par la Communauté Réseaux. Nous prendrons en compte un comportement de l'architecture réseaux du bâtiment "ADREAM" au "LAAS-CNRS".

Ce manuscrit s'organise comme suit :

Dans le chapitre II nous présentons un état de l'art sur les problèmes de la consommation énergétique dans les réseaux de communication ainsi qu'une étude générale sur les solutions économes en énergie qui ont été proposées (mais souvent inexploitablement).

Le chapitre III est consacré à la présentation de notre approche, appliquée dans le cadre des réseaux filaires (d'accès). Nous détaillons le modèle énergétique utilisé, le modèle Adaptive Link Rate (ALR) et, le modèle d'échange de flux dans un nœud de communication. À partir de là, nous serons en mesure de proposer la partie originale du manuscrit, le développement d'un modèle énergétique ALR modifié, une stratégie pour choisir un couple de paramètres choisis de manière intelligente pour améliorer la consommation énergétique.

1. Source : Étude menée par Alcatel-Lucent (<https://www.alcatel-lucent.com/fr/developpement-durable/des-reseaux-eco-efficaces>).

Ensuite, nous proposerons une loi de commande issue de la communauté de l'Automatique jouant le rôle de contrôle de flux. Cette loi de commande prendra en compte la saturation du nœud, elle évitera la congestion et en même temps elle garantie la robustesse face aux variations des périodes d'échantillonnages. Cette loi de commande est validée par des simulations sous MATLAB/Simulink.

Le chapitre IV est entièrement dédié aux aspects de validations de l'application. Nous y effectuons des tests à l'aide du simulateur de réseaux NS-2 afin de valider la théorie exposée au chapitre précédent.

Finalement, nous résumerons les différents points abordés tout au long de cette thèse et tenterons de dégager quelques pistes ouvertes pour des travaux futurs.

Chapitre II

État de l'art

II.1 Introduction

Durant ces dernières années, les technologies de l'information et de la communication (TIC) ont occupé une place importante dans notre vie quotidienne, suite aux avantages et aux apports qu'elles offrent sur les plans économique et humain. Cependant, ces technologies ont contribué à l'augmentation de la consommation globale de l'énergie électrique ainsi qu'à la forte progression des émissions de gaz à effet de serre dans le monde.

Dans ce chapitre, nous introduisons le problème qui a motivé cette thèse, le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication de type filaire. Nous donnons tout d'abord des statistiques générales récentes qui montrent l'augmentation de déploiement des TICs, ainsi que leurs conséquences sur les plans énergétique et environnemental (essentiellement dues aux outils informatiques qui atteignent de nos jours des tailles impressionnantes). Ensuite, nous focaliserons ce travail dans le cadre des réseaux de communication filaires.

Enfin, nous présentons les résultats des travaux de recherche qui ont déjà été réalisés pour résoudre ce problème dans le cas des réseaux filaires, notamment les solutions purement matérielles, purement logicielles ou hybrides, ainsi qu'une synthèse de ces solutions. Nous concluons ce chapitre et situons nos contributions présentées dans cette thèse.

II.2 Problème de la consommation énergétique

À l'origine, l'informatique était un domaine du monde de la Recherche et de la Science. Les informations étaient échangées entre les universités et les institutions. L'Informatique et les télécommunications ont été utilisées conjointement pour approfondir nos connaissances. Aujourd'hui, l'Informatique continue à progresser mais elle est indispensable dans notre vie quotidienne. Les entreprises l'utilisent sans cesse dans toutes leurs activités : comptabilité, ressources humaines, marketing, administration, communication . . .

Les Technologies de l'Information et de la Communication figurent comme l'ensemble des technologies informatiques utilisées pour traiter, modifier et échanger de l'information. Elles contribuent à une sincère révolution économique.

Ces ressources techniques peuvent être classées suivant les catégories suivantes :

- Centre de traitement de données (Data Center) : comprenant des ordinateurs centraux, des serveurs, des baies de stockage, des équipements réseaux et de télécommunications . . .
- Ordinateurs : fixes et mobiles comprenant les écrans et les unités centrales.
- Équipements réseau : comme les réseaux de transmission de données et de télécommunications.
- Téléviseurs : vidéo et lecteur DVD.
- Autres équipements TICs : comme les équipements audio, les postes téléphoniques, les consoles de jeux, les imprimantes, les copieurs et les télécopieurs . . .

Le coût énergétique lié aux TICs ne semble pas être très pertinent à première vue. Mais une augmentation de la taille et de la puissance des équipements informatiques utilisés, provoquée suite à une augmentation permanente de nombres d'utilisateurs, le secteur de TIC peut être confronté à des problèmes de consommation énergétique.

Malgré les multiples études qui ont comme objectif d'estimer les puissances consommées par les équipements TICs ([Mingay, 2007], [Koomey, 2008], [GeSI, 2008], [Hilty et al., 2009]), il n'y a pas de consensus sur les chiffres exacts de la consommation énergétique de chaque ressource technique de TIC.

Dans [Koomey, 2008], Koomey évalue la consommation d'électricité par les serveurs et par d'autres équipements des TICs. Sur la base de cette étude, une moyenne annuelle d'environ 29 GW de consommation d'électricité a été consommée par les centres de traitement des données à travers le monde en 2008.

L'estimation de la consommation d'énergie de PC est basée principalement sur le nombre de PC utilisés dans le monde, la consommation moyenne de différents postes de travail, ordinateurs portables et écrans d'ordinateur est d'environ 30 GW en 2008 [Pickavet et al., 2008].

En raison du caractère distribué et de la grande diversité des composantes matérielles dans les réseaux de communication (routeurs, commutateurs, modems, les cartes réseaux . . .), une estimation directe de la consommation électrique des équipements de réseau dans le monde entier est notoirement difficile. Une estimation raisonnable a été faite dans [Cremer et al., 2003], conduisant à une consommation globale des équipements réseau d'environ 25 GW.

Dans le cas des téléviseurs, l'estimation est construite principalement sur le nombre de téléviseurs utilisés dans le monde. La consommation totale d'énergie de téléviseurs dans le monde entier est d'environ 44 GW [Pickavet et al., 2008].

Les autres types d'équipements TICs (comme notamment les équipements audio, les consoles des jeux, les imprimantes, les photocopieurs . . .) représentent également une consommation électrique considérable. Certaines études estiment que ces équipements contribuent d'environ 40 GW de consommation électrique totale dans le monde [Pickavet et al., 2008].

Le tableau II.1 résume les résultats mentionnés au-dessus. Cela conduit à un total d'environ 168 GW, qui est de plus de 8% de la consommation globale d'électricité dans le monde.

La figure II.1 montre une estimation de la quantité d'électricité consommée par chacun des équipements des TICs, ces estimations sont basées sur les consommations énergétiques

Équipement	Puissance de pointe
Data Center	29 GW
PCs	30 GW
Équipements réseau	25 GW
TVs	44 GW
Autres équipements	40 GW
Total	168 GW

TABLE II.1 – Estimation de la répartition de la puissance consommée des équipements des TICs dans le monde [Pickavet et al., 2008].

actuelle de chaque équipement ainsi que son taux de croissance annuelle.

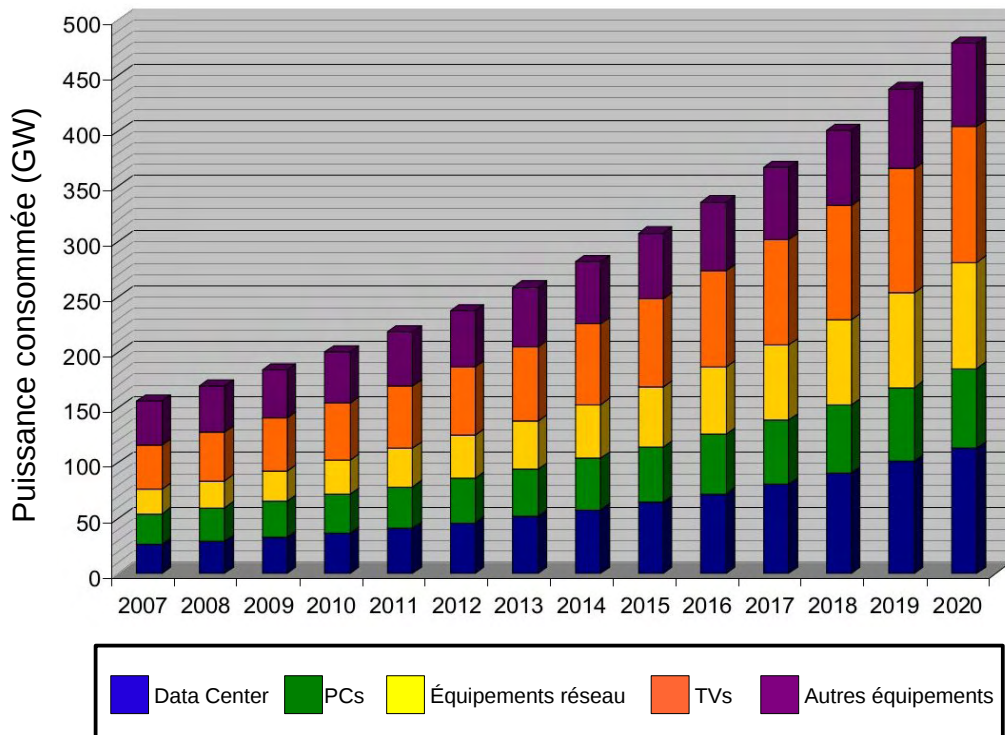


FIGURE II.1 – Consommation énergétique des réseaux de communication [Pickavet et al., 2008].

À partir de la figure II.1, nous remarquons que la consommation globale d'énergie des équipements TICs ne cesse de croître, passant d'environ 160 GW en 2008 à environ 470 GW en 2020 (estimation). Aussi, si nous supposons une croissance de la consommation d'électricité de 3% de tous les autres équipements non TIC, cela revient à une contribution relative des TICs dans la consommation globale d'électricité de 8% en 2008 avec une estimation de plus de 14% en 2020.

L'avènement principal des TICs est sans contexte le réseau Internet qui ouvre notam-

ment la voie à la société de l'information. Dans les deux dernières décennies, le monde a connu une augmentation spectaculaire du nombre d'internautes et une forte augmentation de déploiement de la technologie moderne dans notre vie quotidienne comme le montre les statistiques de [Project, 2014]. La figure II.2 montre une croissance significative du nombre d'utilisateurs d'internet dans le monde atteignant le plafond de 3 milliards d'internautes en fin de l'année 2014. Ce chiffre montre que l'Internet est constamment présent dans notre vie quotidienne que ce soit à des fins professionnels (études, travail) ou bien personnelles (loisirs). Cette technologie révolutionnaire nous permet de transmettre et de recevoir des informations partout dans le monde, de manière instantanée.

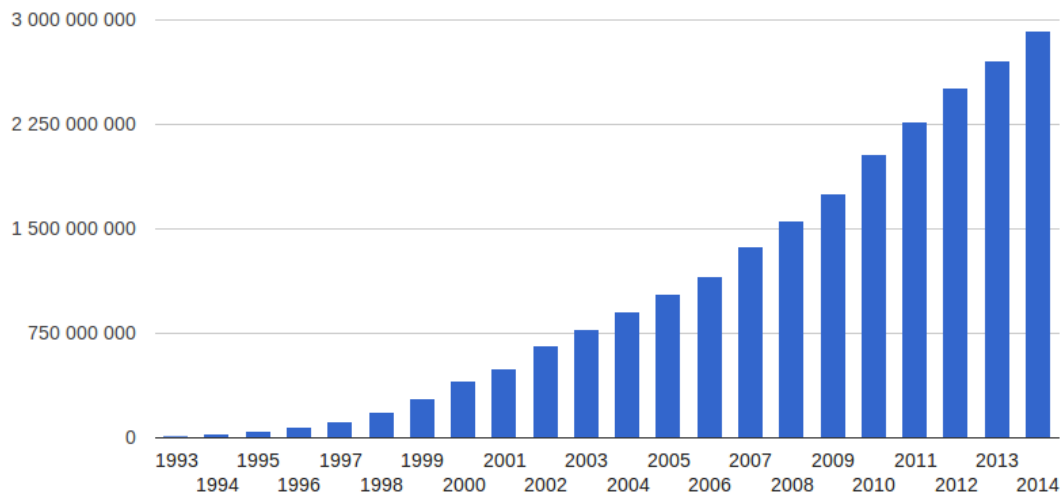


FIGURE II.2 – Nombre d'internautes au niveau mondial [Project, 2014].

Compte tenu du nombre d'utilisateurs de réseaux de communications à travers le monde, et de la consommation énergétique relative à ce type de ressource technique, nous constatons que les infrastructures réseaux contribuent énormément à la consommation globale de l'énergie électrique. À titre d'exemple, une estimation de la consommation globale des réseaux filaires a été faite en Italie par [Bolla et al., 2011c] entre 2015 et 2020. Cette étude, présentée dans le tableau II.2, montre que les infrastructures réseaux représentent environ 79% de la consommation énergétique globale des réseaux filaires en Italie (de 1947 GWh/an).

D'un point de vue environnemental, les réseaux de communications causent des émissions croissantes et non négligeables de gaz carbonique CO_2 . Dans [GeSI, 2008], un rapport a été publié sur ce sujet et il montre que l'ensemble des équipements réseaux contribue environ 1.25% de l'émission de gaz carbonique globale dans notre planète en 2002 (soit 0.53Gtons d'émissions CO_2) et 2% en 2007 (soit 0.83Gtons d'émissions CO_2). Et si rien n'était fait pour surmonter le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication, une seconde étude publiée par le même organisme estime que la contribution des infrastructures réseaux pour l'émission de gaz carbonique dans le monde atteindra 2.7% en 2020 (soit 1.43Gtons d'émissions CO_2) comme le montre la figure II.3.

Cette forte consommation énergétique des réseaux de communications filaires montrent clairement où les efforts en termes de recherches et de sensibilisation doivent se faire en

	Consommation électrique par équipement (W)	Nombre d'équipements	Consommation énergétique globale (GWh/an)	% de la consommation globale
Maison	10	17 500 000	1 533	79 %
Réseau d'accès	1 280	27 344	307	15 %
Métro / Transport	6 000	1 750	92	< 5 %
Réseau de cœur	10 000	175	15	< 1 %
Total consommation réseau				1 947 GWh/an

TABLE II.2 – Prévisions réseau pour 2015-2020 : Pourcentage de la consommation d'énergie selon les types des réseaux [Bolla et al., 2011c].

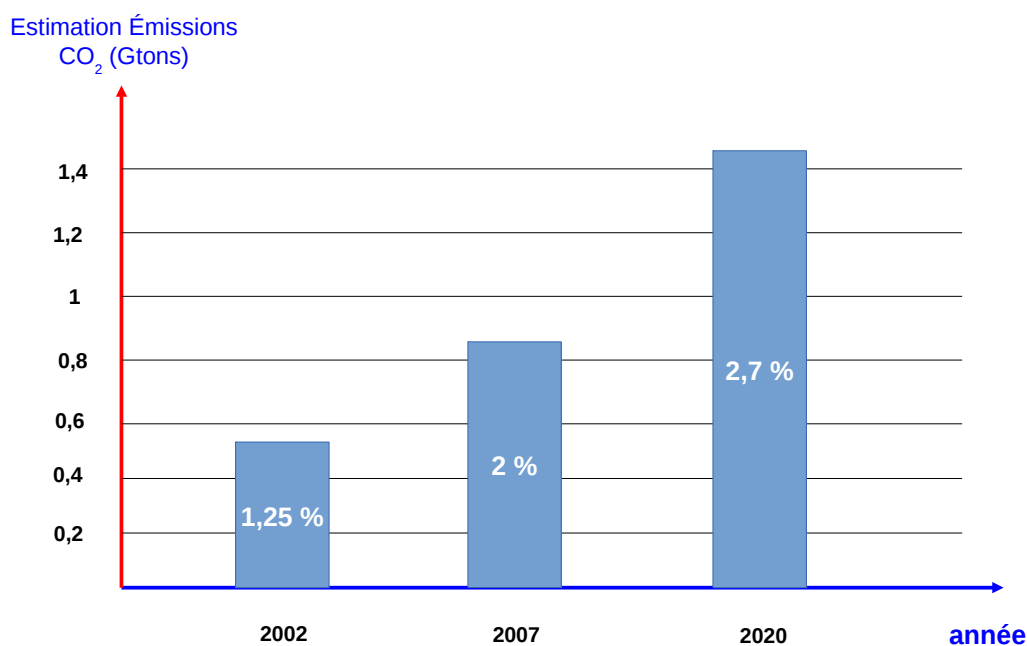


FIGURE II.3 – Émission du gaz carbonique [GeSI, 2008].

priorité. Nous nous intéressons par la suite principalement aux réseaux de communications filaires de petites et moyennes infrastructures de type réseau IP : entreprises, campus ...

Cette thèse s'inscrit dans le cadre du projet "ADREAM"¹ et "neoCampus"².

Cette thèse est en phase avec :

- Les stratégies scientifiques du LAAS car il s'inscrit dans le cadre de la probléma-

1. <https://www.laas.fr/public/fr/le-projet-adream>

2. <http://www.irit.fr/neocampus/>

tique du programme "ADREAM" qui constitue l'un des deux axes fédérateurs du LAAS. Cela concerne l'axe transverse "Systèmes Énergétiques" avec la participation du sous-groupe "modélisation énergétique" du LAAS-CNRS (figure IV.3).

- L'université de Toulouse et le "Démonstrateur de campus connecté, innovant, intelligent, durable", plus particulièrement l'opération de recherche "neOCampus" (figure II.5).



FIGURE II.4 – Le bâtiment ADREAM au LAAS-CNRS.



FIGURE II.5 – Neo-Campus de l'Université de Toulouse III.

Dans la suite de ce chapitre, nous exposons différentes approches proposées dans la littérature pour réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communication

filaires. Ces approches sont classées selon leurs nature d'intégration dans les infrastructures réseaux : matérielles, logicielles ou bien les deux à la fois (hybrides).

II.3 Solutions proposées : le cas des réseaux filaires

Plusieurs travaux de synthèse ont été proposés pour surmonter le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication.

[Bianzino et al., 2012], [Bolla et al., 2011b], [Orgerie et al., 2012] et [Krief, 2012] décrivent les solutions qui ont déjà traité le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication. La première conclusion que nous pouvons dégager en étudiant ces solutions est qu'elles peuvent être classées selon leur nature de déploiement dans les infrastructures réseaux : c'est à dire de nature matérielle ou logicielle.

Sur cette base de classification, les approches de réduction énergétique dans les réseaux de communications filaires sont classées en trois grandes parties :

- Solutions matérielles : ces solutions nécessitent des modifications physiques et matérielles des réseaux de communications, ce sont des solutions coûteuses et complexes à gérer puisqu'elles consistent à modifier l'architecture des réseaux de communication.
- Solutions logicielles : ce sont des solutions qui se présentent sous forme d'ensemble d'algorithmes informatiques. Ces solutions consistent par exemple à mettre en veille de manière intelligente certaines composantes du réseaux inactives ou peu utilisés, ou de changer la route suivie par les données transportées en cas de besoin tout en actualisant les tables de routages (suivant l'état des routeurs) mais aussi de réduire la bande passante disponible sans dégrader la QoS.
- Solutions hybrides : ces solutions regroupent à la fois les deux solutions précédentes.

Remarque : dans notre cadre d'étude, La qualité de service (QoS) désigne la capacité d'un réseau à fournir un support de communication conforme à certaines exigences, les principaux critères permettant d'apprécier la qualité de service sont le débit, le délai, le taux de perte, la gigue ...

Pour chacune de ces solutions, nous exposons les approches qu'elles composent selon leur ordre d'apparition (ordre chronologique).

II.3.1 Solutions matérielles

Les solutions matérielles sont placées parmi les premières solutions qui ont été proposées pour réduire la consommation énergétique des réseaux de communication. Ces solutions sont les résultats de l'amélioration des capacités matérielles (par exemple, économie d'énergie par la longueur du câble, ventilateur de refroidissement intelligent ...) et de l'ajout des nouvelles fonctionnalités (par exemple mode On/Off, mode de faible puissance, mode automatique d'alimentation ...).

Une solution matérielle très simple pour économiser l'énergie est d'utiliser les interrupteurs (ou encore commutateurs) marche/arrêt pour éteindre les équipements réseaux lorsqu'ils ne sont pas utilisés. En partant de ce principe, les techniques Wake-On-LAN

[AMD and Hewlett-Packard, 1995] permettent d'éteindre ou d'allumer les équipements réseaux à distance (par exemple le script *wakeonlan*³).

Gupta et Singh [Gupta and Singh, 2007b] proposent deux techniques de réduction énergétique : "disk spin down" et DVFS qui consistent à améliorer le bas niveau des équipements réseau. Ces techniques permettent de détecter les périodes d'inactivité lorsque les liens restent inactifs ou sous-utilisés dans le but d'obtenir des économies énergétiques avec un faible impact sur les pertes et les retards.

En partant du principe d'optimisation énergétique et en s'appuyant sur les solutions proposées sur ce sujet, certaines grandes entreprises du secteur ont déjà entamé une révolution "verte" en développant des équipements réseaux "green" [Ananthanarayanan and Katz, 2008].

- Cisco (EnergyWise⁴) : a pour but de réduire la consommation énergétique de toutes les composantes connectées à un réseau ;
- Alcatel-Lucent (GreenTouch⁵) : basé sur tous les réseaux optiques dans le but de maîtriser la technologie pour les futurs réseaux verts ;
- IBM (Big-Green⁶) : dont le but est de réduire la consommation énergétique des Data Centers ;
- ICT4EE⁷ (Information and Communication Technologies for Energy Efficiency) forum (GeSI, DigitalEurope, JBCE and Europe TechAmerica) : dont l'objectif est l'amélioration de l'efficacité énergétique dans les systèmes de TIC ;
- NetGear⁸ : offre une large gamme de routeurs innovants et de commutateurs non énergivores
- Hewlett-Packard, Intel, Microsoft, Phoenix Technologies, Toshiba (Advanced Configuration and Power Interface⁹) fournissent un standard ouvert pour la configuration de composantes réseau et la gestion énergétique par le système d'exploitation.

L'économie d'énergie basée sur la longueur des câbles réseaux est similaire à celle dédiée aux réseaux sans fils et qui consiste à ajuster leur portée radio en fonction de la distance entre les voisins d'un poste réseau mobile. Les spécifications des câbles Ethernet à paires torsadées typiques exigent une longueur maximale de 100 mètres [Burg, 2001].

Dans [Roberts, 2009b], une autre solution matérielle a été proposée : elle consiste à revoir la conception des équipements réseaux (routeurs, commutateurs ...) dans le but d'intégrer des technologies plus économes en énergie et réduire la complexité des dispositifs actuels par exemple en modifiant la fréquence d'utilisation des équipements réseaux.

Après avoir exposé les solutions matérielles, nous présentons les solutions logicielles de la littérature pour réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communication filaires.

3. Script Perl qui permet l'éveil distant d'une machine ou d'un groupe de machines.

4. http://www.cisco.com/en/US/prod/switches/ps5718/ps10195/white_paper_c11-514539.html

5. <http://www.greentouch.org/index.php>

6. <http://www-03.ibm.com/press/us/en/presskit/21440.wss>

7. <http://www.digitaleurope.org/index.php?id=1145>

8. <http://www.netgear.fr/about/netgear-green/green-products/default.aspx>

9. <http://www.acpi.info/DOWNLOADS/ACPIspec50.pdf>

II.3.2 Solutions logicielles

Dans cette partie, nous exposons les solutions logicielles pour réduire la consommation d'énergie dans les infrastructures réseaux filaires. Dans un premier temps, nous présentons l'approche "Interface Proxying". L'idée principale de cette solution est de déléguer le traitement du trafic lié aux équipements réseaux les plus énergivores à des cartes réseaux de faible puissance ou à des dispositifs de proxy externes. Ensuite, nous décrivons la solution "Smart Sleeping" qui consiste à mettre en veille les composantes des infrastructures réseaux inactifs ou peu utilisés. Puis, nous continuons la description par l'approche ALR qui adapte les débits de transmission en fonction de la charge subie pour rester sous des seuils énergétiques propres de l'équipement réseau. Cette approche est la piste choisie pour ce travail. Enfin, la description se termine par des solutions liées aux protocoles.

Interface Proxying

L'objectif principal de déploiement d'un tel proxy dans cette approche est de gérer les flux de données quand l'équipement réseau est en veille, et à lui faire réveiller seulement en cas de besoin.

Une étude, présentée dans [Irish and Christensen, 1998], montre que 30% des PCs personnels et 75% des PCs professionnels sont laissés allumés alors qu'ils sont non utilisés. Cependant, les auteurs ont cherché une solution qui consiste à éteindre complètement les ordinateurs durant les périodes d'inactivité. L'inconvénient de cette méthode est que l'arrêt total de l'ordinateur provoque la mise hors tension de toutes les cartes réseaux, ce qui résulte la perte de la connectivité réseau.

Afin de résoudre ce problème de perte de connectivité, l'utilisateur peut utiliser un proxy pour répondre aux messages non urgents pour le compte d'un nœud virtuel et de réveiller ce nœud seulement en cas d'urgence. Ces solutions [Christensen et al., 2004], [Gunaratne et al., 2005], [Jimeno and Christensen, 2008] sont basées sur le NCP qui gère les demandes de présence de réseau tels que ARP, ICMP, DHCP . . . , et garde les connexions vivantes (Voir l'exemple de la figure II.6).

Dans le même contexte, ce NCP doit également être en mesure de maintenir les connexions TCP et les flux de données UDP mais aussi de répondre aux messages envoyés par l'utilisateur.

Cette solution proxy peut être implémentée dans les cartes réseaux [Sabhanatarajan and Gordon-Ross, 2008].

Dans [Agarwal et al., 2010], les auteurs ont proposé une carte réseau améliorée qui répond à la demande du réseau dans le cas où l'équipement est à l'état "STR".

Une autre approche illustrée dans [Agarwal et al., 2010], nommée "SleepServer", qui permet aux hôtes de faire la transition à des états de mise en veille avec une faible consommation énergétique tout en maintenant la présence attendue des applications réseaux à l'aide des serveurs proxy spécifiques à la demande.

Smart Sleeping

Le Smart Sleeping (la mise en veille intelligente) est une technique innovante qui vise à éteindre certains routeurs lorsque le trafic traversant ces derniers est assez faible pour

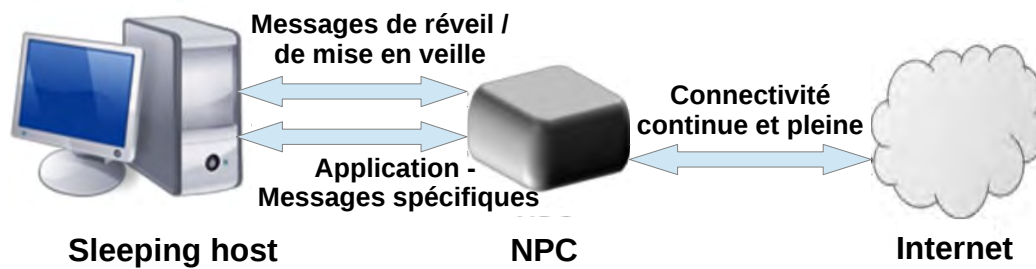


FIGURE II.6 – Exemple d’une connexion réseau avec un proxy [Bolla et al., 2011b].

pouvoir être transféré avec un nombre réduit de nœuds.

Cette approche est très répandue pour réduire la consommation énergétique des équipements réseaux, elle consiste à actualiser les tables de routage dès qu’un composant change d’état (allumé ou en veille). Une telle manœuvre influe directement sur la QoS du réseau en terme de délai de transmission, alors que le Smart Sleeping exige évidemment que la QoS ne soit pas trop dégradée c’est à dire garantir les performances et diminuer la consommation énergétique, malgré les changements de chemin et la réduction de bande passante disponible.

Dans [Gupta and Singh, 2003], les auteurs ont effectué un travail fondamental utilisant l’approche On/Off et ils ont proposé deux solutions pour réduire la consommation énergétique :

- Éteindre l’équipement réseau entre la réception de deux paquets consécutifs, ce qui nécessite l’extension de mémoire "buffer" des cartes réseaux afin de minimiser la perte des paquets. Cette solution est adaptée dans le cas où le trafic est faible (dans un réseau local ou durant la nuit).
- Modifier les protocoles de routage afin de regrouper tous les trafics passants par des chemins parallèles dans un seul chemin durant les périodes où le trafic est faible dans le but d’éteindre les liens non utilisés. Cette solution est adaptée aux réseaux de cœur, aux forts trafics.

La première solution, mentionnée ci-dessus, bénéficie des périodes sans trafic (pas de réception des paquets) en agissant sur les capacités de bas niveau, alors que la deuxième consiste à prolonger au maximum ces périodes au niveau du plan contrôle.

Il est possible de combiner les deux solutions pendant les périodes où le trafic qui circule dans les liens est faible. Dans la deuxième solution, il est suggéré de développer des protocoles de routage permettant de faire circuler le trafic sur certaines parties du réseau afin de mettre en veille certains routeurs. Ces protocoles actualisent les tables de routage en minimisant le nombre de routeurs à utiliser, tout en respectant des contraintes de QoS.

Les expériences réalisées par Gupta et Singh [Gupta and Singh, 2007b] montrent que les interfaces Ethernet aux deux extrémités peuvent être mises en mode d'alimentation extrêmement faible allant de 40% jusqu'à 98% du temps observé.

Dans [Gupta and Singh, 2007a], les auteurs proposent l'approche DELS qui consiste à mettre en veille les équipements réseaux sur la base de l'occupation de leur "buffer", du comportement des paquets déjà arrivés et d'un délai maximal borné.

Une autre approche a été proposée par [Chiaraviglio et al., 2008] pour éteindre certains nœuds et certains liens dans le réseau tout en garantissant une connectivité complète et une utilisation maximale de la liaison. Dans ce même travail [Chiaraviglio et al., 2008], les auteurs ont modélisé le problème "NP-durs" qui s'appuie sur les caractéristiques mentionnées précédemment (trouver l'ensemble minimal de nœuds et de liens à être allumé tout en garantissant une connectivité complète et une utilisation maximale des liens). Ce même problème a été étudié par [Yamanaka et al., 2010] avec différentes contraintes de qualité de service (limite de saut, la fiabilité et la stabilité de la limite de la bande passante).

De nombreuses heuristiques ont été proposées pour résoudre le problème "NP-durs" dans [Soteriou and Peh, 2003], [Gupta and Singh, 2007a], [Nedevschi et al., 2008], [Chiaraviglio et al., 2008], [Chiaraviglio et al., 2009], [Restrepo et al., 2009].

D'autres contraintes, générés par l'approche "Smart Sleeping", sont prises en considération dans le problème "NP-durs". La commutation entre l'état de fonctionnement normal et la mise en veille d'un équipement réseau peut conduire à une reconfiguration du réseau à cause du changement de la topologie, et une méthode d'éveil est nécessaire pour déterminer comment et quand les nœuds et les liens doivent être rallumés [Nedevschi et al., 2008].

Le groupe de travail IEEE 802.3az¹⁰ propose le mode "Low Power Idle" (LPI), adoptée en septembre 2010, pour réduire la consommation énergétique dans les lien Ethernet [Christensen et al., 2010]. Dans le mode LPI, les données sont transmises à l'état actif et le lien passe au mode LPI lorsque aucune donnée n'ait été envoyée. Dans l'état de veille, des courts signaux d'actualisation sont envoyés périodiquement pour maintenir la viabilité de lien et pour aligner les récepteurs avec les conditions actuelles de liaison.

La figure II.7, présentée dans [Christensen et al., 2010], illustre le fonctionnement de mécanisme de transition entre le mode actif et le mode LPI. Cette transition vers le mode LPI nécessite un temps t_s secondes. Tandis que l'équipement réseau est en veille, il est autorisé à envoyer un signal de synchronisation pendant l'intervalle d'actualisation t_r et reste au repos pendant l'intervalle de temps t_q secondes. Lorsque les données sont prêtes à être envoyées, l'équipement réseau prend t_w secondes pour se réveiller et passer de nouveau

10. C'est un groupe de travail qui développe des standards pour réduire la consommation énergétique des équipements Ethernet (<http://www.ieee802.org/3/az/public/index.html>)

à l'état actif. [Reviriego et al., 2011] propose pour la première fois des cartes réseaux adaptées au mode LPI. Les premiers équipements réseaux équipés de ce mode de réduction énergétique LPI ont été commercialisés à la fin de l'année 2011 (Les commutateurs E-Series ZL de l'entreprise HP).

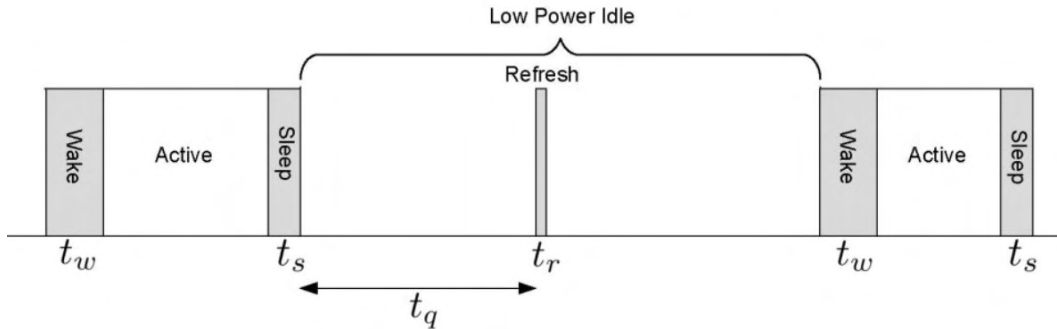


FIGURE II.7 – Transition entre le mode actif et le mode à faible puissance (LPI) [Christensen et al., 2010].

Dans [Bolla et al., 2011a], les auteurs partent des considérations que les équipements réseaux actuels ne disposent pas des primitives de gestion de puissance, et ont une consommation d'énergie constante indépendamment de leurs charges de travail réelles, et proposent une approche viable (mode de mise en veille) afin d'introduire et de supporter les modes de veille dans les équipements réseaux de base.

Les auteurs de [Hu et al., 2011] proposent des routeurs reconfigurables pour traiter l'agrégation des trafics et des routes et la gestion des routeurs pendant le mode de mise en veille.

Adaptive Link Rate (ALR)

Nous avons vu dans les deux approches précédentes que certains routeurs sont éteints et certaines routes sont abandonnées aux périodes d'inactivité du trafic réseau (ou bien dans le cas de trafic faible).

Dans [Alonso et al., 2004], les auteurs proposent une approche surnommée "Dynamic Adjustment of Link Width" (DAWL). Le DAWL utilise des seuils liés à la bande passante et qui réduit dynamiquement la bande passante réseau disponible. Les résultats de simulations montrent une réduction énergétique de 26% pour des faibles trafics.

La consommation énergétique peut être améliorée durant ces périodes de faible demande dans les réseaux sans besoin de mettre en veille les routeurs à l'aide d'une technique de ralentissement de débit appelée "Adaptive Link rate" (ALR).

Les auteurs de [Gunaratne et al., 2005] sont les premiers qui ont montré une dépendance entre le trafic entrant et la quantité d'énergie consommée par un équipement réseau, d'où l'idée de ralentir le débit des données des cartes réseaux (NIC) en fonction de l'utilisation des liens Ethernet. Pour réaliser cet objectif, [Gunaratne et al., 2005] propose une méthode très pratique pour diminuer le trafic au niveau des cartes réseaux en réduisant la vitesse d'utilisation des composants de ces cartes, autrement dit diminuer la fréquence horloge des processeurs. Le seul inconvénient de cette approche est de maintenir les fréquences des toutes les cartes réseaux qui communiquent entre elles synchronisées. Pour

synchroniser les différentes cartes réseaux, les configurations binaires inactives ("idle bit patterns") sont continuellement transmis même lorsque aucune donnée réelle ne soit transmise. Dans ce cas, nous obtenons toujours des niveaux de puissances consommées pour un équipement avec une consommation énergétique similaire à un équipement inactif et transmettant. Une exception vient de la norme 1000BASE-T¹¹, appelée aussi Gigabit Ethernet, celle-ci autorise des débits de 10Mb/s, 100Mb/s et 1Gb/s afin de garder une certaine compatibilité avec les spécifications précédentes.

La technique d'adaptation des débits de transmission (Adaptive Link Rate) [Gunaratne et al., 2005] [Gunaratne et al., 2006] détermine les seuils haut et bas de "buffer". Lorsque l'occupation de "buffer" atteint son seuil maximal, la vitesse de lien est mise à une valeur plus élevée, et dans le cas contraire, la vitesse de lien diminue.

La difficulté majeure ici est de trouver des valeurs optimales de ces seuils afin d'éviter les pertes des paquets et les oscillations dues aux changements des débits des transmissions.

Dans [Zhang et al., 2008], il a été observé que l'exécution des liaisons Ethernet à des débits moins élevés diminue la consommation d'énergie des cartes réseaux et des commutateurs. Un prototype ALR a été implémenté dans une carte réseau basée sur la plateforme FPGA et montre la performance ALR au moment de changement des débits des transmissions.

Par conséquent, le groupe IEEE 802.3az a montré que dans des conditions plus générales et pour des temps de commutation trop longs, l'approche ALR n'est plus performante et plusieurs oscillations entravent sa capacité à réduire la consommation énergétique [Gunaratne et al., 2008].

Pour un autre mécanisme d'adaptation de débit [Nedevschi et al., 2008], les auteurs préconisent que la distribution des flux opérationnels ainsi que les puissances consommées de chacun des flux ont une grande influence sur l'approche ALR.

Dans [Orgerie et al., 2012], un modèle énergétique relative à l'approche ALR a été implémentée. Les équations mathématiques décrivant ce modèle de consommation énergétique sont les suivantes :

$$P = \begin{cases} P_0 & si\ w_n = 0 \\ a_1 w_n + P_1 & si\ w_n \in]0; W_1] \\ \vdots & \\ a_i w_n + (P_i - a_i W_{i-1}) & si\ w_n \in]W_{i-1}; W_i] \\ \vdots & \\ a_N w_n + (P_N - a_N W_{N-1}) & si\ w_n \in]W_{N-1}; W_N] \end{cases} \quad (II.1)$$

avec :

- $a_i \in \mathbb{R}^+$: les pentes de chaque palier linéaire.
- $w_n \in \mathbb{R}$: le flux d'entrée pour chaque élément de réseau.
- $W_i \in \mathbb{R}^+$: les seuils de débits utilisés.
- $P_i \in \mathbb{R}^+$: les puissances de départ pour chaque palier linéaire.

11. Ce standard est compatible avec 100BASE-TX et 10BASE-T, il assure la détection automatique des taux d'envoi et de réception assurée. Celui-ci permet un fonctionnement sans commutation, en mode « point à point ».

Dans ce modèle, nous distinguons deux parties essentielles de la puissance consommée par les équipements réseaux :

- Partie statique : qui présente la puissance dissipée par les équipements durant son état d'inactivité (puissance consommée à vide par les équipements), cette partie dépend essentiellement des caractéristiques internes de l'équipement.
- Partie dynamique : elle dépend de la charge du trafic présent dans les équipements, aussi du nombre de ports actifs (puissance consommée liée à l'utilisation des équipements).

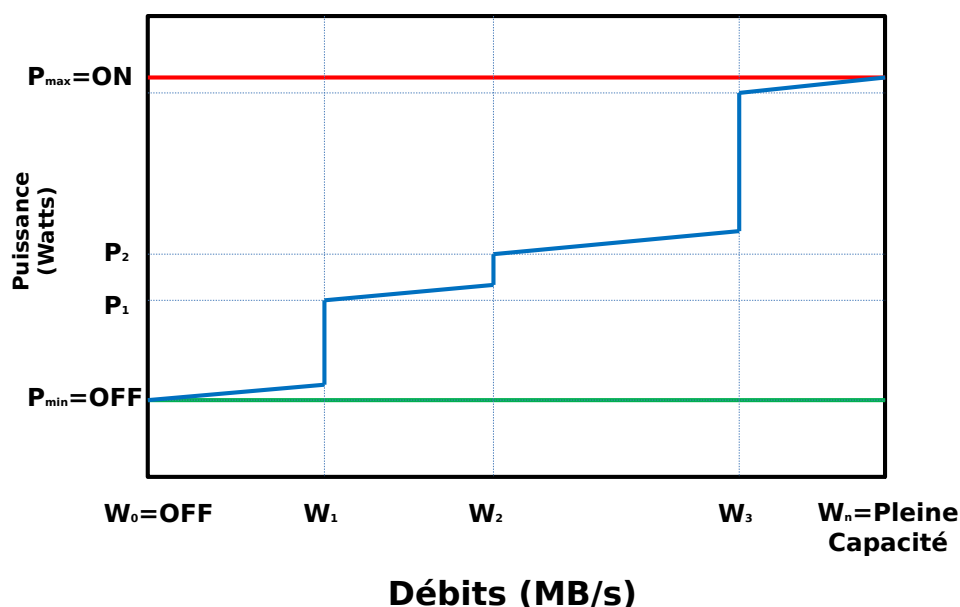


FIGURE II.8 – Modèle ALR de la consommation énergétique dans un élément réseau de type routeur.

La figure II.8 présente la puissance théorique consommée (puissance instantanée) par un port pendant le transfert des données. Sur ce modèle énergétique, on peut constater qu'il existe une dépendance entre le flux entrant et la quantité d'énergie consommée par l'équipement réseau.

Les protocoles de communications

Une autre solution prometteuse généralement mais idéaliste pour réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communication est la conception verte de protocoles réseaux. En outre, cette conception concerne l'amélioration des protocoles de communication actuels afin de rendre les réseaux plus économes en matière d'énergie.

Les protocoles de communications ont comme objectif, entre autres, de calculer le chemin suivi par les paquets transmis entre deux machines reliées à un réseau : cette opération est nommée routage. Dans le même objectif, chacune de ces machines communicantes entre elles se voit attribuer une adresse unique et non partagée afin d'être

identifiée facilement par les autres (adresse IP). Ces protocoles de communication sont associés à chaque couche réseau des machines communicantes, et chaque couche réseau a son propre coût énergétique.

Les auteurs de [Irish and Christensen, 1998] ont proposé une version "verte" du protocole TCP ("Green TCP/IP"), avec une option de mettre en veille des ordinateurs non utilisés : cette version fonctionne sur la base des applications client-serveur et la connectivité réseau est toujours maintenue.

Ce nouveau protocole permet à un client TCP/IP, dans le but de réduire la consommation énergétique, d'informer un serveur qu'il passera dans un mode en veille. Dans ce cas là, le serveur assure la viabilité de la connexion, mais n'envoie aucun paquet au client qui est déjà en veille.

Dans [Wang and Singh, 2004], les auteurs ont analysé la consommation énergétique du protocole TCP sur deux plates-formes (ordinateurs portables et iPAQ¹²) et trois systèmes d'exploitation (FreeBSD 4.2, 5 et Linux 2.4.7). Les auteurs ont analysé en outre le coût de chacune des fonctions TCP (par exemple "timeouts" et le "checksum"). Ils ont montré que plusieurs techniques peuvent être utilisées pour réduire la consommation énergétique, comme le "zero copy"¹³, tout en maintenant le "buffer" d'envoi de la carte réseau (NIC).

Dans [Chabarek et al., 2008], un protocole de routage "vert" a été proposé pour les routeurs IP en utilisant différentes combinaisons de cartes de ligne dans chaque châssis.

Traditionnellement, la conception du réseau vise à minimiser les coûts de réseau et d'optimiser la qualité de service. Les auteurs de [Gelenbe and Silvestri, 2009] ont présenté un mécanisme de routage centralisée avec une commande automatique des liens et des routeurs (ON/OFF) en fonction des changements de charge réseau. Ce mécanisme présente de bonnes performances (QoS) en termes de retard, perte de paquets, et de gigue tout en minimisant la consommation énergétique de l'ordre de 40%.

Les économies d'énergie peuvent être faites au niveau du protocole de routage. Les auteurs de [Cianfrani et al., 2010] ont proposé une nouvelle stratégie de niveau réseau, basée sur la modification du protocole de routage, tels que OSPF, pour permettre aux routeurs IP d'éteindre certains liens de réseau pendant les périodes de "faible trafic". La solution proposée est un algorithme à trois phases : la première phase consiste à élire certains routeurs comme "explorateur" de leurs propres courts chemins (SPT), la deuxième phase permet aux voisins de ces routeurs "élus" d'exécuter l'algorithme de Dijkstra, qui est une méthode issue de la théorie des graphes, pour détecter les liens à éteindre, et pour la dernière phase, des nouveaux chemins d'accès sur une topologie de réseau modifiée sont calculés. Une étude de performance dans un réseau IP réelle montre que plus de 60% des liens peut être éteint, ce qui conduit à une forte réduction énergétique.

Les auteurs de [Amaldi et al., 2013] proposent eux une solution MILP-EWO basée sur le mécanisme du protocole de routage OSPF, ce mécanisme d'optimisation a comme objectif de minimiser la consommation énergétique dans les réseaux de communication et en même temps d'éviter la congestion des liens. Cette heuristique exploite l'algorithme IGP-WO qui modifie la distribution des poids afin de prendre en compte la consommation de chaque lien : les plus énergivores se voient associer un poids assez important pour ne

12. Le iPAQ est un assistant personnel dévoilé par Compaq en avril 2000 qui fonctionne sous Windows Mobile.

13. C'est une fonctionnalité qui permet de mettre en commun tous les buffers des cartes réseaux

pas être choisis par l'algorithme de routage.

Dans le même ordre d'idée, les auteurs de [Zhang et al., 2010a] propose le mécanisme d'ingénierie de trafic "GreenTE" dont le but est de maximiser le nombre de liens à éteindre, sous les contraintes de qualité de service telles que l'utilisation des liens et le retard des paquets. Les résultats de simulation montre une réduction de la consommation énergétique de 27% à 42% avec une utilisation des liens inférieure à 50%.

La concentration du trafic ("Traffic grooming") est utilisée dans les réseaux de routage en longueur d'onde optique pour faire grouper les flux afin d'éviter les conversions optique-électronique-optique (OEO) et donc réduire la consommation énergétique. Dans [Zhang et al., 2010b], les auteurs ont étudié les deux problèmes de concentration statique et dynamique sous différentes charges de circulation de trafic dans un réseau de routage de longueur d'onde, de manière à minimiser la consommation énergétique totale du réseau, avec une considération supplémentaire des temps de rétention des routes optiques et les demandes de connexion. Les auteurs ont ensuite comparé les deux politiques de concentration et ont constaté que la meilleure approche dépend du scénario considéré.

Dans le même contexte, les auteurs de [Van Heddeghem et al., 2010] ont montré que la concentration du trafic optique de bout-en-bout consomme environ la moitié de la puissance du scénario réaliste. Ce résultat est obtenu après estimation de la consommation énergétique d'un réseau de base réel à la fois pour une concentration lien par lien et pour un scénario de concentration optique de bout-en-bout.

Les approches "Clean-slate"

Aujourd'hui, l'internet se base essentiellement sur les protocoles IP. L'IP a été conçu dans les années 1970 par un groupe des chercheurs américains dans le but d'interconnecter leur réseau local, principalement pour pouvoir réaliser des applications basiques comme le transfert des fichiers et des messages, et aux années 1980 environ 200 hôtes étaient connectés à Internet. Aujourd'hui, il y a plus de 2 milliards d'internautes dans le monde. Les protocoles IP s'intègrent dans la suite des protocoles Internet et permettent un service d'adressage unique pour l'ensemble des terminaux connectés.

L'IPv4 est le protocole le plus couramment utilisé en 2012 sur Internet tout comme sur les réseaux privés. IPv6 est son successeur. IPv4 utilise des adresses codées sur 32 bits tandis qu'IPv6 les code sur 128 bits [Roberts, 2009a].

Cette migration de l'IPv4 à l'IPv6 démontre que parfois plusieurs années sont nécessaires pour déployer un nouvel ensemble de protocoles réseau, et pourtant, si IPv6 présente certaines améliorations en matière de sécurité et en termes de performances, ses changements importants pourraient aussi introduire quelques problèmes sécuritaires dans l'environnement de travail (selon certains experts de sécurité informatique). Une telle migration peut augmenter la capacité de calcul dans les cartes réseaux, d'où une consommation énergétique plus importante.

Principalement, il y a deux façons différentes pour évoluer ou modifier un système :

- **Modification incrémentale** : un système est déplacé d'un état à un autre avec des tâches supplémentaires.
- **Le "clean-slate"** : le système est entièrement conçu pour offrir des performances améliorées, tout en offrant des fonctionnalités similaires sur de nouveaux principes

de base.

Les approches "clean-slate" ne tiennent pas en compte des contraintes de conception actuelles (l'interopérabilité à titre d'exemple) et proposent des nouvelles architectures innovantes qui améliorent les performances (QoS) des applications actuelles et futures [Feldmann, 2007].

Dans la suite nous présentons certains travaux de recherches qui ont proposé des architectures basées sur l'approche "clean-slate".

Dans [Hayenga et al., 2009], les auteurs ont proposé une nouvelle architecture basée sur des routeurs sans tampon qui réduisent la latence moyenne des paquets de 17.6% et la consommation d'énergie de 18.3% par rapport aux conceptions existantes des réseaux. Afin de maintenir l'énergie à des bas niveaux avec ce type des routeurs, tout en offrant des ultra-faibles latences, ces nouveaux types d'équipements utilisent une technique opportuniste de "buffer" et un réseau à commutation de circuits à haut rendement énergétique pour délivrer des accusés de réception négatifs pour les paquets rejetés.

Une autre architecture dans le cadre des approches "clean-slate" a été présentée dans [Baldi and Ofek, 2009], et qui consiste à synchroniser les opérations de transfert des données à grande échelle (routage des paquets), et à ordonnancer les trafics en se reposant sur les techniques de commutation IP synchrone.

Lawrence Roberts [Roberts, 2009b] a proposé une architecture innovante qui se base sur des algorithmes de routage traitant les flux au lieu des paquets (mécanisme de gestion de flux) et par conséquent une diminution du coût énergétique.

Dans [Tucker, 2011], les auteurs ont défini une limite inférieure de la consommation énergétique dans les réseaux optiques, ils ont de même analysé les performances énergétiques d'une gamme de dispositifs de commutation, et ont présenté des modèles quantitatifs des limites inférieures de la consommation énergétique dans ces dispositifs dans le but de proposer des architectures pures de commutation optique.

Après avoir exposé les solutions logicielles, nous présentons dans la prochaine section les solutions de réduction énergétique hybrides dans les réseaux de communications filaires.

II.3.3 Solutions hybrides

Les solutions qui seront présentées dans cette section regroupent à la fois deux ou plusieurs solutions de celles mentionnées précédemment. Ce type de solution est appelé "solutions hybrides".

Les résultats majeurs à dégager à partir des deux sections précédentes sont les suivants : pour que les réseaux de communication soient éco-conscients, les solutions de réduction énergétique appliquées sur ces derniers doivent être :

- Adaptées à la topologie réseau (la redondance où dédoublement des équipements informatiques, multi-routes).
- Adaptées au trafic.
- Adaptées à l'usage qui est fait du réseau (par exemple, P2P¹⁴, serveurs Web ...).
- Être réalistes en termes de technologie (compatibilité, interopérabilité).
- Être évolutives, fiables, rapides, tolérantes aux pannes, efficaces et sécurisées.

14. C'est un modèle de réseau informatique où chaque client est aussi serveur

Les solutions de réduction énergétique, décrites ci-dessus, peuvent être adoptées conjointement afin d'adapter les performances du système aux exigences de la charge de travail en cours, et conduire à des compromis différents entre la consommation d'énergie et les performances du réseau tout en profitant des avantages proposés par chacune des solutions "classiques" intégrées dans ces solutions hybrides.

Certains travaux de recherches ont définis ces approches hybrides afin d'aboutir à des résultats très concluants non seulement pour la réduction de la consommation énergétique dans les réseaux de communication mais aussi pour l'amélioration des performances.

Par exemple, pour les scénarios avec une redondance du réseau, les routes peuvent être éteintes et le trafic sera acheminé vers d'autres voies [Shang et al., 2006], [Steinder et al., 2008], [Chiaraviglio and Matta, 2010], [Idzikowski et al., 2010].

Cependant, ces solutions nécessitent des changements majeurs au niveau logiciel, tels que le protocole de routage dynamique qui peut gérer la mise en veille intelligente des nœuds élus et des liens [Gelenbe and Silvestri, 2009], [Panarello et al., 2010]. Dans le même contexte, la bande passante peut être adaptée en fonction de la charge du trafic pour économiser l'énergie [Orgerie et al., 2012].

La gestion de l'architecture réseau, basée sur des stratégies à haut rendement énergétique, permet d'appliquer des décisions de haut niveau pour atteindre l'efficacité énergétique en coordonnant le compromis entre réduction énergétique et les performances réseau. Ce système intègre une évaluation en temps réel de l'efficacité énergétique avec une évaluation dynamique de la disponibilité et la performance du réseau [Costa et al., 2012].

Dans la suite de cette section, nous présenterons quelques résultats introduisant comme approches de réduction énergétique les solutions hybrides.

Coordination LPI et ALR

Ces deux approches de réduction énergétique peuvent être adoptées conjointement afin d'adapter les performances du système aux exigences de la charge de travail en cours, et conduire à des compromis différents entre la consommation d'énergie et les performances du réseau [Shang et al., 2006], [Idzikowski et al., 2010].

Comme le montre la figure II.9, l'approche LPI seule (Figure II.9-c) provoque évidemment un "étirement" du temps de service des paquets (le temps de traitement d'en-tête ou le temps de transmission de paquets dans une liaison), pour l'approche ALR seule (Figure II.9-b) introduit un retard supplémentaire dans la transmission des paquets, ce retard est dû aux temps de réveil de l'équipement réseau.

Pour améliorer la qualité de service tout en bénéficiant des gains énergétiques fournis par le déploiement de ces deux solutions, [Nedeveschi et al., 2008] montre que le délai de transmission peut être diminué à des valeurs acceptables par le réseau en utilisant une prédiction de trafic.

En outre, des études préliminaires dans le même contexte de réduction énergétique dans les réseaux de communication, réalisées par [Bolla et al., 2009] [Wierman et al., 2009], ont montré l'influence des approches LPI et ALR sur le lissage du trafic circulant dans les liens, en provoquant des effets opposés au niveau trafic comme l'augmentation du temps de réponse.

Enfin, comme le montre la figure II.9-d, l'adoption conjointe des deux approches de réduction énergétique (LPI et ALR) donne de meilleurs résultats en terme de consommation énergétique avec un délai de transmission généré suite aux périodes d'inactivités.

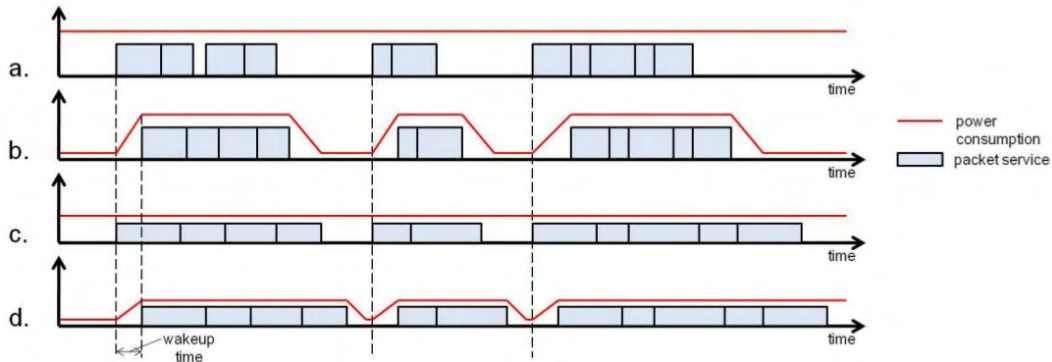


FIGURE II.9 – Transmission des paquets et les puissances consommées dans les cas suivants : (a) aucune approche de réduction énergétique, (b) LPI seule, (c) ALR seule, (d) LPI et ALR [Bolla et al., 2011b]

Dans [Jin et al., 2012], les auteurs combinent les approches "Low Power Idle" (LPI) et "Adaptive Link Rate" (ALR) pour proposer une nouvelle stratégie de réduction énergétique hybride dans les réseaux de communication.

Dans cette approche hybride, les liens de communication passent de mode actif en mode veille lorsqu'il n'y a pas des paquets prêts pour la transmission. Aussi, ces liens deviennent inactifs une fois le "buffer" sera vide.

Dans le mode actif, la bande passante est ajustée de manière adaptative en fonction du nombre de paquets présents dans le "buffer" à deux seuils : le seuil inférieur et le seuil supérieur.

La figure II.10 montre l'état de transition entre le mode actif et le mode en veille dans cette approche hybride de réduction énergétique.

Également dans [Jin et al., 2012], des simulations ont été réalisées avec l'association de ces deux approches, montrent que les deux seuils inférieur et supérieur de "buffer" influent directement sur la consommation énergétique ainsi que la qualité de service : plus ces deux seuils sont importants, plus la consommation énergétique réduite dans le réseau est importante et la qualité de service sera dégradée (en terme de temps de transmission des paquets) et inversement.

Dans notre travail, nous nous plaçons dans le cadre d'une gestion dynamique du débit (Dynamic Adaptation) basée sur une version modifiée du modèle énergétique ALR. Cette solution sera garantie d'un point de vue stabilité et performances grâce à un contrôle sur la taille de file d'attente du nœud de communication. Nous allons exploiter l'adaptation proposée par le modèle ALR tout en assurant la stabilité du nœud de communication et une moindre consommation énergétique mais au détriment d'un délai artificiel similaire au temps de réveil (dans le cadre des périodes d'inactivités), comme le présente la figure II.9.d.

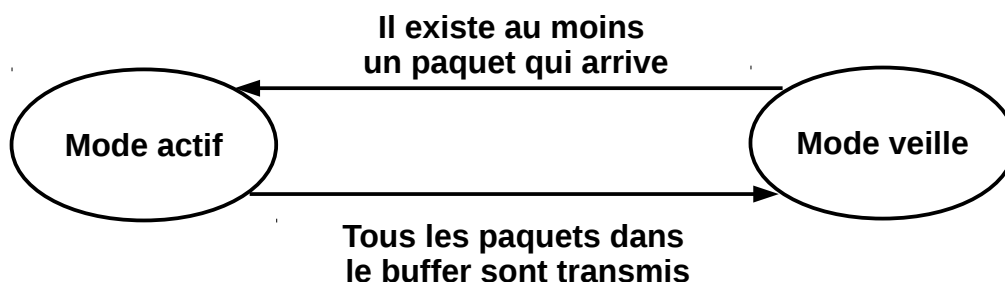


FIGURE II.10 – Transition entre le mode actif et le mode veille

Virtualisation des réseaux

La virtualisation des réseaux de communication est une autre solution prometteuse pour réduire la consommation énergétique. Cette solution permet d'exploiter plusieurs services sur un unique équipement réseau, au lieu de ne pouvoir en installer qu'un seul par machine (simuler plusieurs machines sur une seule).

La virtualisation des réseaux de communication vise à réduire la sous-utilisation des ressources informatiques, et par conséquent la consommation d'énergie dans le réseau entier sera minimisée [Cherkasova and Gardner, 2005], [Hermenier et al., 2006], [Nathuji and Schwan, 2007], [Stoess et al., 2007], [Torres et al., 2008], [Talaber et al., 2009], [Chowdhury and Boutaba, 2010], [Chun et al., 2010], [Meng et al., 2010], [Jain and Paul, 2013].

Les auteurs de [Tzanakaki et al., 2011] proposent une conception et une planification éco-consciente de l'énergie de l'infrastructure virtuelle (VI) dont l'objectif est d'identifier la topologie et de déterminer les ressources virtuelles nécessaires à l'exécution à l'implémentation d'une infrastructure virtuelle configurable dynamiquement basée à la fois sur le réseau optique et les ressources informatiques. Ils montrent que leur solution permet d'économiser jusqu'à 40% d'énergie.

Dans le cadre de problème d'intégration de réseau virtuel (VNE), les auteurs de [Botero et al., 2012] proposent le modèle MIP qui minimise la consommation énergétique dans les réseaux de communication en désactivant les nœuds et des liens réseaux non utilisés. Il faut noter qu'à chaque fois où un lien est "coupé", l'énergie est réduite dans la paire d'interfaces de ses extrémités (qui sont également éteints) et qu'un nœud ne peut pas être mis en veille indépendamment de ses interfaces (par exemple un nœud peut être mis en

veille seulement lorsque toutes ses interfaces sont également en veille). Les simulations de ce modèle donnent une réduction énergétique de 35% dans les nœuds et de 25% dans les liens réseaux.

Une extension récente du logiciel libre DROP est présentée dans [Bolla et al., 2014] afin de permettre un nouveau paradigme d'architecture réseau distribuée pour la fonction "virtualisation réseau" grâce à l'intégration de l'approche SDN ¹⁵ et les plates-formes de la technologie d'information (IT), ainsi que pour le contrôle et la gestion des plates-formes flexibles des routeurs IP. Ce modèle permet une réduction de la consommation énergétique de 25%.

II.3.4 Récapitulatif

Le tableau II.3 résume les solutions proposées pour réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communication.

Les approches décrites ci-dessus sont classées suivant leur orientation que ce soit aux niveaux matérielles, logicielles où les deux à la fois (hybrides).

Approches	Solutions	Références
Matérielles	<ul style="list-style-type: none"> - Modifier architecture réseau - Améliorer équipements réseaux 	<p>[Ananthanarayanan and Katz, 2008]</p> <p>[Roberts, 2009b]</p> <p>[Gupta and Singh, 2007b]</p>
Logicielles	<ul style="list-style-type: none"> - On/Off et Mise en veille intelligente - Interface proxying - Adaptive Link Rate (ALR) 	<p>[Gupta and Singh, 2003], [Gupta and Singh, 2007b]</p> <p>[Bolla et al., 2011a], [Hu et al., 2011]</p> <p>[Gupta and Singh, 2007a], [Chiaraviglio et al., 2008], [Chiaraviglio et al., 2008], [Yamanaka et al., 2010], [Nedevschi et al., 2008], [Soteriou and Peh, 2003], [Chiaraviglio et al., 2009], [Restrepo et al., 2009], [Christensen et al., 2010], [Agarwal et al., 2009], [Irish and Christensen, 1998], [Christensen et al., 2004], [Gunaratne et al., 2005], [Jimeno and Christensen, 2008], [Sabhanatarajan and Gordon-Ross, 2008], [Agarwal et al., 2010], [Bolla et al., 2011b], [Agarwal et al., 2010], [Gunaratne et al., 2006], [Gunaratne et al., 2005], [Zhang et al., 2008], [Zhang et al., 2008], [Alonso et al., 2004],</p>

15. C'est un nouveau paradigme d'architecture réseau où le plan de contrôle est totalement découplé du plan de données. Ce découplage permet de déployer le plan de contrôle sur des plates-formes dont les capacités sont plus grandes que celles des commutateurs réseaux classiques.

		[Nedevschi et al., 2008], [Orgerie et al., 2012],
Solutions hybrides	- Coordination LPI et ALR	[Idzikowski et al., 2010], [Shang et al., 2006], [Bolla et al., 2009] [Wierman et al., 2009], [Bolla et al., 2011b], [Jin et al., 2012], [Amaldi et al., 2013], [Zhang et al., 2010b], [Wang and Singh, 2004], [Irish and Christensen, 1998], [Cianfrani et al., 2010] [Chabarek et al., 2008], [Gelenbe and Silvestri, 2009], [Zhang et al., 2010b], [Van Heddeghem et al., 2010], [Roberts, 2009a]
	- Protocoles de communications	[Feldmann, 2007], [Hayenga et al., 2009], [Baliga et al., 2009], [Baldi and Ofek, 2009], [Tucker, 2011], [Roberts, 2009b], [Steinder et al., 2008]
	- Clean-slate	[Chiaraviglio and Matta, 2010], [Gelenbe and Silvestri, 2009], [Panarello et al., 2010], [Orgerie et al., 2012]
	- Virtualisation	[Costa et al., 2012], [Tzanakaki et al., 2011], [Wang et al., 2008], [Chun et al., 2010], [Olson et al., 2011]

TABLE II.3 – Récapitulatif des approches existantes de réduction énergétique.

II.4 Synthèse des solutions proposées pour les réseaux filaires

Dans cette partie, nous exposons une synthèse des solutions proposées pour réduire la consommation énergétique des réseaux de communication, nous dégagons les avantages et les limites de chacune de ces solutions.

Malgré leur facilité d'intégration et les résultats intéressants qu'elles offrent non seulement pour la quantité énergétique réduite mais aussi pour leur transparence face aux performances des réseaux offertes aux utilisateurs (pas de dégradation significative de la QoS), les approches matérielles restent des solutions très coûteuses et très compliquées à réaliser notamment quand nous sommes face à une topologie de réseau très étendue.

Même pour le côté commercial, les fournisseurs des équipements réseaux ne sont pas motivés à adopter ce genre de solution de gestion énergétique, c'est-à-dire d'abandonner la redondance et le sur-dimensionnement des architectures des réseaux de communication.

Pour les autres types des solutions pour la gestion énergétique des réseaux de communication, nous estimons qu'elles sont plus intéressantes et plus encourageantes à être intégrées dans les architectures et les équipementiers réseaux dû aux résultats convaincants pour les opérateurs et pour les utilisateurs en termes des performances réseaux et des réductions de la consommation énergétique.

Pour la mise en veille intelligente des routeurs, quand ces derniers sont à l'état inactifs ou peu utilisés, le déploiement de cette approche engendre d'importantes réductions d'énergie.

Mais cette approche présente des inconvénients majeurs. Pendant des périodes très spécifiques, la mise en veille intelligente peut générer des délais supplémentaires lors de la transmission des paquets entre les différents terminaux. Ces délais sont des conséquences de temps de redémarrage des appareils (qui sont déjà en veille).

Aussi, les transitions entre les périodes où l'équipementier est mis en veille et les périodes de fonctionnement normaux peuvent déstabiliser le réseau en augmentant les risques des pannes, car la plupart des équipements employés actuellement sont conçus de manière à fonctionner à plein régime.

Pour surmonter le problème de passage (entre les deux états actif et en veille), certains nouveaux équipements ont été conçus de façon à permettre une transition rapide et efficace entre les différents états de fonctionnement.

Aussi lorsque nous sommes face à un type de topologie qui subit des modifications fréquentes, les tables de routage du réseau doivent être modifiées également afin de maintenir la continuité de la propagation des informations associées (éviter la perte de chemin suivi par les informations).

Un autre inconvénient majeur est de déterminer le moment idéal pour appliquer la mise en veille des équipements réseaux sans détériorer les performances réseaux.

Pour l'approche "Interface Proxying", l'avantage majeur de cette solution est sa facilité de mise en place dans l'architecture réseau car elle consiste à modifier les protocoles de communications (modification au niveau logiciel) et aussi elle donne des résultats satisfaisants pour l'utilisateur en terme de performances et de gestion énergétique.

Aussi et comme nous l'avons vu précédemment, les proxys sont dédiés à des protocoles (des applications) particuliers. Ainsi, ils sont capables d'interpréter le trafic et notamment de rendre les informations invisibles pour les utilisateurs. Par conséquent, nous diminuons le trafic et augmentons la bande passante simultanément. Nous avons donc un bon contrôle de ce qui transite dans le réseau, et par conséquent la consommation énergétique sera réduite.

Dans le cadre d'un réseau de grande taille, les serveurs n'ont aucune information des détails physiques de leur réseau et le considèrent comme un réseau non hiérarchique dans lequel ils peuvent atteindre n'importe quelles destinations simplement en envoyant une requête.

Par contre, l'utilisation d'un proxy peut engendrer quelques inconvénients. Notamment sur la qualité de service en terme des délais de transmissions. Aussi ce type de solution augmente, dans certains cas, la quantité du trafic de proxy sur les liens de communication et les hôtes ont besoin de plus grandes tables de routage afin de traiter des tracés d'adresse IP-vers-MAC (augmentation de la capacité de calcul qui entraîne l'accroissement de la consommation énergétique).

Sur le plan sécuritaire, l'interface proxying peut nuire à la sécurité locale quand une machine prétend être une autre afin d'intercepter des paquets, ce qui rend cette solution inapplicable par certains réseaux qui nécessitent un niveau de sécurité plus élevé et n'utilisent pas un proxy pour la résolution d'adresse.

La technique d'adaptation des débits de transmission (ALR) présente plusieurs avan-

tages majeurs face aux autres solutions logicielles. Cette technique conduit à une significative quantité d'énergie réduite. Signalons également que cette méthode est facile à exploiter car elle se repose sur une implémentation purement logicielle, par contre son inconvénient principal est qu'elle nécessite des équipements informatiques adéquats afin d'être exploitée sur ces derniers (par exemple des routeurs ALR). Dans le même contexte, la solution ALR présente un avantage majeur, elle peut être couplée avec d'autres solutions de gestion énergétique sous condition de satisfaire certaines conditions d'adéquations entre eux. Comme avec les autres approches, l'ALR peut provoquer une dégradation des performances réseaux en terme des délais de transmission des paquets. Ces délais sont dus à l'occupation de "buffer" par les paquets (temps d'attente imposé afin d'adapter les taux de transmission dans les liens).

Un autre point positif de la technique ALR est qu'elle permet d'estimer la consommation énergétique instantanée d'un équipement informatique grâce au modèle énergétique (voir III.1) en fonction des taux d'utilisation des liens.

La technique ALR manipule tous les flux qui passent par un équipement réseau de la même manière (ne fait pas la différenciation des flux). Cette non-différenciation des flux peut causer des problèmes lorsque nous sommes face à un flux prioritaire (ALR affecte un délai supplémentaire que ce soit le type de flux). Cette distinction des trafics peut avoir des conséquences positives sur la qualité de service en terme de délai. Nous pouvons imaginer, par exemple, des flux marqués par leur ordre de priorité.

Les solutions hybrides, quand à elles, restent les solutions les plus performantes grâce aux performances réseaux qu'elles offrent et l'économie de la quantité d'énergie consommée qu'elles assurent. Ces performances proviennent de la coordination entre les différentes solutions de réductions énergétiques "classiques", autrement elles profitent des avantages en terme de qualité de service et en gestion énergétique afin de concevoir des équipements réseaux plus performants ("verts"). Reste un seul inconvénient principal pour ce type de technique verte est comment satisfaire l'adéquation entre les différentes solutions en jeu d'où sa complexité de mise en place.

En conclusion, toutes les solutions présentées dans ce chapitre permettent de réduire la consommation énergétique des réseaux de communication, plus ou moins efficacement. Cependant, les performances peuvent être dégradées d'où le compromis qualité de service - gestion énergétique. Il reste après de déterminer le seuil maximal toléré pour les délais de transmission sans perdre la viabilité des réseaux de communication afin de diminuer au mieux la consommation énergétique dans ce dernier.

Dans le tableau II.4, nous récapitulons les approches de réductions énergétiques dans les réseaux de communication ainsi que leurs avantages et leurs inconvénients.

II.5 Objectifs

Avant de conclure ce chapitre, nous présentons les objectifs qui ont motivé ce travail. Nous confrontons la problématique de la réduction de la consommation énergétique dans les réseaux de communications filaires. Comme nous avons vu précédemment, nombreux travaux de recherches se sont intéressés à ce type de problématique et ont abouti à proposer plusieurs solutions afin de réduire la consommation énergétique tout en offrant une QoS

Approches	Avantages	Inconvénients
Matérielles	<ul style="list-style-type: none"> — Réduction énergétique importante. — Mesures en temps réel de la puissance instantanée. — Solutions adaptées à tous les équipements réseaux. 	<ul style="list-style-type: none"> — Augmentation de la charge réseau. — Complexité d'installation et de maintenance. — Solutions coûteuses.
Logicielles	<ul style="list-style-type: none"> — Réduction énergétique importante. — Facile à mettre en œuvre. — Solutions purement logicielles. 	<ul style="list-style-type: none"> — Dégradation Qualité de Service (délai étendu). — Équipements réseaux adéquats à ces solutions. — Actualisation de la table de routage. — Surcharge des liens de communication. — Non-différentiation des flux (impose le même délai).
Solutions hybrides	<ul style="list-style-type: none"> — Réduction énergétique intéressante. — Performances améliorées. 	<ul style="list-style-type: none"> — Complexité. — Adéquation entre les solutions déployées.

TABLE II.4 – Avantages et Inconvénients des approches de réduction énergétique existantes.

spécifique.

En partant du modèle ALR et en se plaçant au niveau d'un nœud de réseau, nous constatons que la puissance consommée par ce nœud est directement liée à la quantité du trafic qui le traverse. La solution la plus simple et plus efficace pour réduire la consommation énergétique est de diminuer ce trafic suivant des seuils définis préalablement afin de ne pas trop dégrader les performances des réseaux.

Dans cette thèse, nous proposons une nouvelle solution hybride composée par une application originale et alternative issue de la communauté de la théorie du contrôle pour réguler le flux de sortie du nœud contrôlé couplé avec l'approche ALR dans le but de réduire la consommation énergétique et améliorer la Qualité de Service. Ce contrôleur est développé à l'aide d'outils comme la commande optimale tout en garantissant la stabilité asymptotique (au sens de Lyapunov) d'un modèle de nœud de communication. Il sera ensuite applicable localement à chaque nœud élu dans une topologie réseau. Le choix du/des nœud(s) élu(s) se reposent sur plusieurs critères tels que leur(s) niveau

de consommation énergétique (le(s) nœud(s) le(s) plus énergivore(s) ont la priorité pour appliquer cet approche).

Afin de concevoir une loi de commande pour contrôler le flux à l'entrée d'un nœud, nous devons définir dans un premier temps un modèle mathématique simple et raisonnable décrivant un nœud de communication [Mascolo, 1999], [Srikant, 2004].

Cette loi de commande sous-optimale et robuste, développée à partir de la théorie de la commande et en faisant appel à des outils d'optimisation, tient en compte la limitation de capacités des liens (commande saturée) afin de modifier la dynamique du flux du trafic traversant le nœud contrôlé en utilisant le "buffer" dans lequel nous déposons artificiellement et temporairement des paquets afin de rester sous des seuils énergétiques.

La première impression de cette solution est que les performances réseaux seront dégradées en terme de délai suite au retardement du trafic traversant le nœud, c'est à dire qu'il apparaît un compromis entre la réduction énergétique et le délai de transmission.

Pour réaliser au mieux cette solution hybride, nous proposons une version étendue du modèle ALR adéquat avec notre contrôleur de flux. Cette nouvelle version permet de gérer des paramètres en relation directe avec la taille de référence de "buffer", l'optimisation de ces paramètres est indispensable pour mieux réduire la consommation énergétique en limitant la dégradation du délai de transmission.

Dans nos travaux de recherche, nous nous appuyons sur le module ECOFEN, présenté dans [Orgerie et al., 2011] et permettant de calculer la puissance instantanée de l'ensemble de réseau, y compris les hôtes d'extrémité, ainsi que la consommation de chacun des équipements réseau (routeurs, switchs, cartes réseaux ...) au cours du temps, tout en ajustant les paramètres liés à ce module suivant les équipements déployés.

Le module ECOFEN nous permet de mieux évaluer les performances énergétiques de notre approche proposée grâce aux métriques retournées par ce module.

La vérification des performances est achevée à l'aide des logiciels Matlab/Simulink [MATLAB, 2013] et NS-2 [Fall and Varadhan, 2002].

II.6 Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons présenté le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication ainsi que les différentes solutions présentées dans des travaux de recherches déjà réalisés pour surmonter ce problème.

Nous avons détaillé dans un premier temps les solutions matérielles et logicielles ainsi que les solutions hybrides. Ensuite nous avons dégagé les avantages et les limites de chacune de ces approches "vertes". Nous remarquons, pour toutes les solutions, qu'il existe toujours un compromis entre les performances réseau et la réduction d'énergie.

Dans ce travail, nous proposons une solution hybride originale à moindre coût pour les équipementiers combinant deux approches issues de deux communautés différentes : un contrôle de flux qui se base sur la théorie de commande et une solution d'adaptation des débits de transmission (ALR) issue de la communauté réseau de communication : pour cette dernière, nous proposons une version étendue du modèle ALR afin d'être adéquat avec la loi de commande proposée.

Dans le chapitre suivant, nous présenterons en détails notre solution de contrôle de

flux en se rapprochant aux caractéristiques des réseaux de communication, la version étendu du modèle ALR, ainsi qu'une analyse de performances à travers des simulations sous Matlab/Simulink.

Chapitre III

Modélisation énergétique et contrôle de flux d'un routeur

Dans ce chapitre, nous revenons sur la problématique présentée dans le chapitre II concernant le phénomène de la consommation énergétique dans les différents éléments des réseaux de communication filaires. Dans cette partie, nous considérons que les nœuds de communications sont des routeurs de type ALR (présentés dans le chapitre précédent). Nous proposons une nouvelle approche originale issue de la communauté Automatique, qui consiste à réguler temporellement en débit le flux traversant un nœud dans une architecture basée sur des réseaux IP dans le but de rester au dessous des niveaux fixés à l'avance en fonction des paramètres réseaux. Cette opération permettra ainsi de réduire la consommation énergétique suivant le modèle énergétique ALR étendu également proposé. Une telle régulation de trafic sera mise en œuvre par un mécanisme de contrôle de flux, implanté au niveau du routeur ALR. Un modèle mathématique dynamique adéquat qui représente au mieux les phénomènes perçus par les réseaux de communication est nécessaire pour concevoir un contrôleur de flux. À partir de ce modèle, nous calculons une loi de commande permettant de contrôler le flux traversant ce nœud contrôlé. Grâce au modèle ALR étendu et à la stabilité prouvée du modèle mathématique, le compromis consommation énergétique - qualité de service est garantie.

III.1 Introduction

Comme cela a été mentionné auparavant, la prise de conscience environnementale est importante et particulièrement nécessaire dans les réseaux de communication. Nous avons vu dans le chapitre II plusieurs approches de réductions énergétiques dans les réseaux de communication filaires. Toutes ces approches sont issues de la communauté des Réseaux. Ce sont des solutions matérielles, logicielles ou encore hybrides. Ces dernières sont appliquées essentiellement aux trois couches inférieures de l'architecture OSI (Physique, Liaison de données et Réseau). Les techniques d'adaptation des fréquences d'utilisation des cartes réseaux (ALR et LPI par exemple) sont implémentées aux niveaux physique et liaison, tandis qu'aux protocoles de communication de réseau informatique, conçus pour être économes en énergie, sont intégrés dans la couche réseau.

L'objectif principal de toutes ces approches est de minimiser la consommation énergé-

tique dans les architectures réseau tout en assurant des performances offertes aux utilisateurs. Dans ce même contexte, nous pouvons imaginer une solution originale issue de la communauté Automatique. Cette nouvelle solution sera associée avec une autre approche déjà existante dans le but de maximiser au plus le gain énergétique dans les architectures réseau IP et de minimiser la dégradation de la QoS, en terme de perte des paquets, la vitesse de réponse et la robustesse par rapport aux différentes périodes d'échantillonnage.

Afin de réaliser cet objectif, nous proposons une nouvelle approche inspirée de la théorie du contrôle et qui permet de régler le trafic circulant dans les réseaux de communication filaire. Ce contrôleur de flux est une solution purement logicielle, elle sera ensuite couplée avec la technique d'adaptation de flux basée sur le modèle énergétique ALR étendu, qui sera présenté dans ce chapitre, dans le but d'améliorer les performances réseaux en terme de consommation énergétique et de garantir la QoS.

Ce modèle énergétique étendu introduit la taille de file d'attente de référence q_{ref} , qui sert à stocker d'une manière temporaire un certain nombre de paquets. En conséquence, le flux d'entrée sera contrôlé dynamiquement et compte tenu de la dépendance entre la consommation énergétique et le flux entrant dans les routeurs ALR, les performances énergétiques des réseaux de communication seront améliorées. En conséquence, cette stratégie permet ensuite de minimiser la quantité d'énergie dynamique consommée par un équipement réseau. La loi de la commande assure une gestion dynamique de la taille de file d'attente afin de réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communications filaires. Cette loi de commande sera présentée dans un second temps au cours de ce chapitre.

III.2 Modélisation de la consommation énergétique d'un routeur

III.2.1 Le modèle ALR

La première étape consiste à modéliser la consommation énergétique des équipements réseau. Pour atteindre ce but, nous avons besoin d'un modèle énergétique qui répond à plusieurs critères. Tout d'abord ce modèle énergétique permet de mesurer instantanément la consommation énergétique des équipements réseaux tout en faisant la liaison entre la consommation énergétique et les différents paramètres réseaux comme la bande passante et le trafic qui traverse un nœud de communication. Aussi le modèle énergétique choisi doit être adapté à la théorie de commande et ces différents critères (référence, stabilité, temps de réponse).

En prenant en considération tous les critères mentionnés ci-dessus, nous choisissons le modèle énergétique ALR. Le modèle ALR permet de calculer instantanément la puissance consommée par un équipement réseau en prenant en compte les caractéristiques de ce dernier. Aussi dans ce modèle énergétique, nous remarquons une dépendance entre la bande passante et la puissance consommée par un équipement réseau. Le modèle ALR présente deux niveaux de puissance statique (sans trafic concurrent) et dynamique (en présence de trafic concurrent). Cette dépendance nous permet de modifier la bande passante afin de contrôler la consommation de l'énergie dans le nœud de communication, c'est-à-dire de

contrôler la puissance dynamique de ce dernier.

Dans ce travail, nous considérons un modèle de routeur concevable sous NS-2 (Network Simulator). NS-2 est l'un des simulateurs les plus utilisés actuellement dans la communauté des Réseaux [Fall and Varadhan, 2002]. Ce simulateur nous permet de simuler de grands réseaux avec des trafics réalistes et d'obtenir des mesures de qualité de service.

Le module ECOFEN (Energy Consumption mOdel For End-to-end Networks) a été développé sous NS-2 : il donne la consommation énergétique instantanée au niveau de chaque équipement en tenant compte du trafic et du type d'équipement utilisé (routeur de cœur, switch, carte réseau, etc.) [Orgerie et al., 2011]. Ce module se base sur le modèle ALR (Adaptive Link Rate) qui adapte les débits de transmission en fonction des taux d'utilisation des liens de communication, par conséquent des débits sur ceux ci.

Rappelons les équations mathématiques décrivant ce modèle de consommation énergétique :

$$P = \begin{cases} P_0 & si\ w_n = 0 \\ a_1 w_n + P_1 & si\ w_n \in]0; W_1] \\ \vdots & \\ a_i w_n + (P_i - a_i W_{i-1}) & si\ w_n \in]W_{i-1}; W_i] \\ \vdots & \\ a_N w_n + (P_N - a_n W_{N-1}) & si\ w_n \in]W_{N-1}; W_N] \end{cases} \quad (III.1)$$

avec :

- $a_i \in \mathbb{R}^+$: les pentes de chaque palier linéaire.
- $w_n \in \mathbb{R}$: le flux d'entrée pour chaque élément de réseau.
- $W_i \in \mathbb{R}^+$: les seuils de débits utilisés.
- $P_i \in \mathbb{R}^+$: les puissances de départ pour chaque palier linéaire.

Sur ce modèle (voir figure III.1), on peut voir une dépendance entre le flux entrant et la quantité d'énergie consommée par l'élément de réseau.

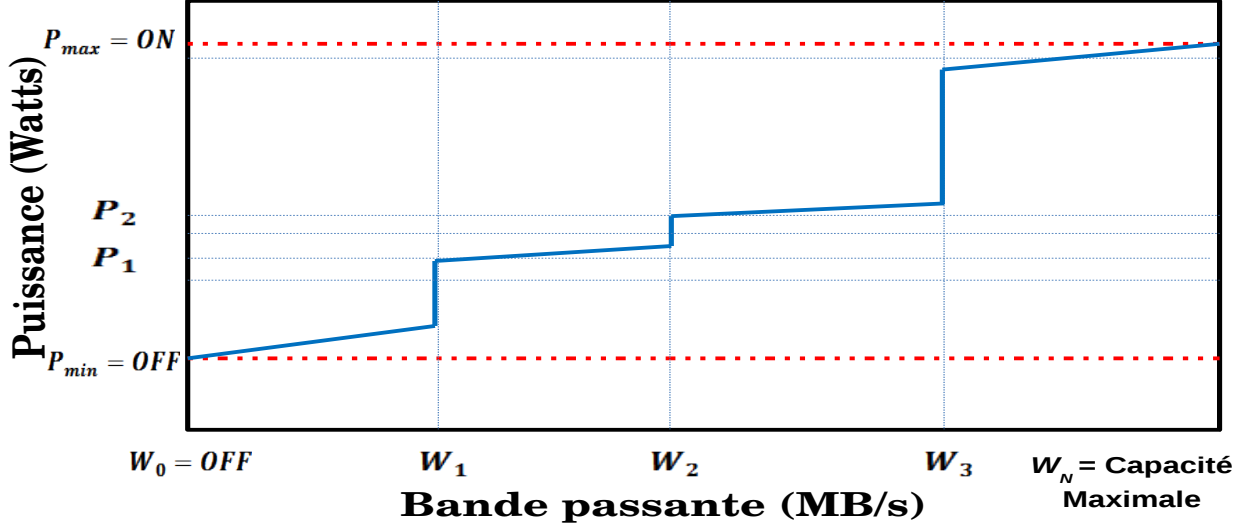


FIGURE III.1 – Modèle énergétique ALR dans un élément réseau.

III.2.2 Proposition d'un modèle ALR étendu

Nous nous appuyons sur le modèle précédent pour réduire la consommation énergétique dans un routeur. Pour cet objectif, nous nous modifions la dynamique du flux d'entrée, w_n , lors de son passage dans le nœud contrôlé, dans le modèle (III.1). Nous allons retarder artificiellement et temporairement dans une file d'attente (buffer), à une valeur q_{ref} , un certain niveau de paquets. La taille de file d'attente q_{ref} est déterminée en fonction du flux d'entrée dans le routeur. Ce choix peut avoir des conséquences sur la QoS du réseau, en terme de "délai", nous confirmons également qu'il existe un compromis entre la réduction de la consommation énergétique et le délai de transmission.

Par conséquent, nous proposons de réécrire le modèle (III.1) de la manière suivante :

Proposition 1 :

$$P = \begin{cases} P_0 & \text{si } w_n = 0 \\ a_1 w_n + P_1 - bq_{ref} & \text{si } w_n \in]0; W_1] \\ \vdots & \\ a_i w_n + (P_i - a_i W_{i-1}) - bq_{ref} & \text{si } w_n \in]W_{i-1}; W_i] \\ \vdots & \\ a_N w_n + (P_N - a_N W_{N-1}) - bq_{ref} & \text{si } w_n \in]W_{N-1}; W_N] \end{cases} \quad (\text{III.2})$$

avec :

- $q_{ref} \in \mathbb{R}^+$: la référence de la taille de file d'attente.
- $b \in \mathbb{R}^+$: un coefficient de conversion de la taille de file d'attente de référence q_{ref} .

La figure III.2 présente les deux modèles énergétiques ALR et ALR étendu simultanément, nous remarquons qu'avec le modèle ALR étendu la puissance consommée par l'élément réseau est au dessous des valeurs initiales. Cela est une conséquence de l'introduction de la taille de file d'attente de référence q_{ref} .

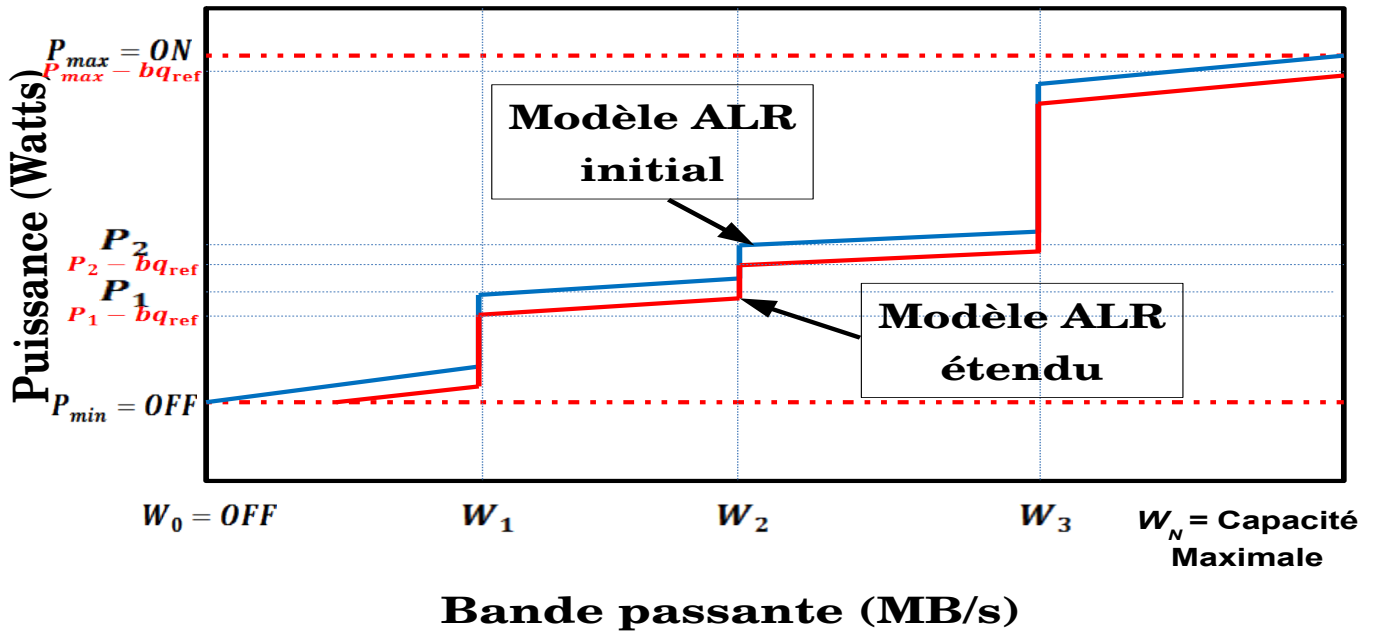


FIGURE III.2 – Modèle énergétique ALR étendu dans un élément réseau.

Une bonne adaptation de la taille de la file d'attente de référence est indispensable pour mieux réduire la consommation énergétique sans dégrader la QoS.

Justification 1 :

Ce choix de q_{ref} dépend de deux paramètres essentiels :

- la fenêtre temporelle d'actualisation de la taille de file d'attente de référence

$$T_{q_{ref}} = \frac{T_w}{\beta}, \quad (\text{III.3})$$

où T_w est la fenêtre temporelle liée au flux d'entrée à un nœud, cette fenêtre est fixée par avance afin de fixer les plages horaires dans laquelle la moyenne du trafic d'entrée sera calculée. β est le nombre de changements de la valeur de q_{ref} pendant la période T_w , cela permet d'actualiser plus ou moins fréquemment q_{ref} en fonction de la variabilité du trafic.

- La taille de la file d'attente

$$q_{ref} = \frac{\hat{w}_n}{\gamma}, \quad (\text{III.4})$$

où \hat{w}_n est la moyenne du trafic d'entrée sur une fenêtre temporelle fixe T_w . γ est un pas (coefficient de pondération) permettant d'adapter l'amplitude de la référence en fonction de w_n .

Cette première proposition paraît simple mais elle permet de relier le modèle mathématique dynamique d'un nœud de communication (qui sera décrit dans la section suivante) avec le modèle énergétique. Elle permet également de proposer une alternative pour la solution hybride LPI-ALR pour laquelle une phase de réveil est nécessaire. Cette phase de réveil est coûteuse en énergie : dans cette proposition un ralentissement contrôlé est utilisé.

Le choix des paramètres γ et β est primordial. Une étape préliminaire et/ou parallèle de métrologie serait utile pour optimiser le choix des valeurs γ et β . Une actualisation est également nécessaire suivant les conditions de trafic. Une étude des paramètres est proposée dans la suite du chapitre ainsi qu'un problème d'optimisation associé.

III.3 Modélisation mathématique des réseaux de communication

Dans le cadre de l'architecture des réseaux IP, nous déterminons tout d'abord un modèle mathématique de nœud de communication approprié pour appliquer la théorie du contrôle. Ce modèle dynamique nous permet de comprendre la dynamique des flux dans les réseaux de communication filaire, décrire la congestion dans une variété des réseaux de communication filaire, prévoir les changements des modèles de flux dus aux changements des flux dans les liens de communication.

Dans la littérature, plusieurs travaux de recherches ont déjà conçu un certain nombre de représentations mathématiques qui décrivent le comportement dynamique des réseaux de communication filaire. Dans une grande partie de ces travaux, les modèles mathématiques proposés représentent une seule architecture qui est le modèle TCP/IP [Misra et al., 2000], [Misra et al., 1999], [Low et al., 2002], [Benmohamed and Meerkov, 1993], [Mascolo, 1999], [Srikant, 2004]. Cette modélisation fluide a été développée dans le but d'effectuer une analyse quantitative du problème de congestion.

Le modèle mathématique fluide proposé par [Misra et al., 1999] couple les pertes et le taux d'envoi de l'architecture TCP/IP. Ce modèle traduit le mécanisme d'évitement de congestion du protocole TCP (voir annexe A). Soit N le nombre des flux sources TCP qui arrivent à l'entrée d'un routeur. Nous considérons que les flux TCP sont homogènes. Toutes les connexions sont supposées avoir le même temps d'aller-retour (RTT). Dans ce modèle, chaque source applique le mécanisme d'évitement de congestion, pour éviter le problème d'effondrement du réseau. De plus, nous supposons que le trafic TCP est fluide, ce qui implique la continuité de la dynamique de la fenêtre de congestion.

Le modèle dynamique de module TCP est décrit par les deux équations mathématiques suivantes (III.5)-(III.6). L'équation différentielle suivante rend compte de l'évolution de la fenêtre de congestion $W(t)$ d'une source TCP :

$$\dot{W}(t) = \frac{1}{R(t)} - \frac{W(t)W(t-R(t))}{2R(t-R(t))}p(t-R(t)). \quad (\text{III.5})$$

Le signal $p(t)$ est le taux d'éjection des paquets et appliqué par l'AQM. Le retard R représente le RTT en *secondes*.

Ce retard se traduit par l'équation mathématique suivante :

$$R(t) = \frac{q(t)}{C} + T_p$$

où $q(t)$ est la taille de la file d'attente du buffer au niveau du routeur. Le terme T_p représente le retard de propagation fixe et le terme $\frac{q(t)}{C}$ indique le délai d'attente dans la file d'attente.

La dynamique de la taille de la file d'attente s'exprime par l'équation mathématique suivante :

$$\dot{q}(t) = -C + \frac{W(t)}{R(t)}N. \quad (\text{III.6})$$

où C et N sont des paramètres caractéristiques du réseau et représentent, respectivement, la capacité du lien et le nombre des connexions TCP traversant un routeur.

L'objectif principal du modèle mathématique présenté ci-dessus est d'appliquer une stratégie d'éjection à travers le paramètre $p(t)$ afin de régler le phénomène de congestion dans un routeur. Le modèle III.5 ne fait pas apparaître le flux de sortie. Seulement les dynamiques de la fenêtre de congestion et de la longueur de la taille de file d'attente du routeur sont représentées sur ce modèle mathématique à partir des méthodes d'analyse différentielle stochastique. Notons qu'il est possible de déterminer le trafic d'entrée à partir de la fenêtre de congestion qui est difficilement mesurable en pratique en divisant ce dernier par le temps d'aller retour RTT [Ariba, 2009].

Nous rappelons que notre objectif principal dans cette thèse est de modifier le flux traversant un routeur dans le but de rester sous des seuils énergétiques préalablement définis par le modèle énergétique étendu ALR. Cette opération est réalisée par un mécanisme de contrôle de flux. Pour cela, et comme bien souvent en Automatique, il est indispensable de déterminer un modèle mathématique d'un routeur qui répond à nos besoins, un modèle dynamique qui fait apparaître à la fois le trafic d'entrée et de sortie d'un routeur.

L'idée de contrôle de flux est illustrée comme suit : nous considérons que chaque routeur d'une architecture de réseau filaire a une source de trafic d'entrée w_n et un trafic de sortie u_k . Cette hypothèse nous conduit à choisir un modèle de réseau inspiré de la dynamique de l'écoulement d'un fluide afin de déduire un modèle mathématique décrivant ce phénomène. Ce modèle mathématique définit la variation de la taille de file d'attente comme étant la différence entre le flux entrant et le flux sortant d'un seul routeur (voir [Benmohamed and Meerkov, 1993], [Mascolo, 1999], [Srikant, 2004]). Nous supposons ici que le retard est suffisamment négligeable puisque nous travaillons au niveau d'un seul nœud de communication (dans notre travail un routeur).

Nous considérons dans cette thèse un réseau de communication à commutation de paquets, constitué par plusieurs sources et destinations et un nœud intermédiaire. Ces sources envoient les flux de données partitionnés en paquets vers ses destinations à travers

un routeur intermédiaire (Figure III.3). À chaque paquet reçu, le routeur le stocke dans son buffer avant d'être renvoyé vers sa destination. Et comme la capacité du buffer est limitée, un flux d'entrée excessif peut provoquer la perte d'un certain nombre des paquets. Alors dans ce cas, le routeur est congestionné ce qui impose des conséquences négatives sur les performances réseau.

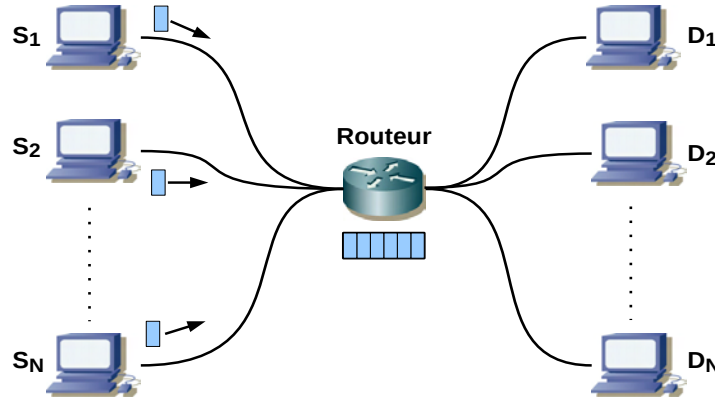


FIGURE III.3 – Topologie avec sources et destinations multiples.

Nous supposons que le réseau est orienté connexion, c'est-à-dire qu'au moment où les paquets sont transmis par la source, une connexion virtuelle entre la source et la destination doit être établie. Cette connexion virtuelle définit la route suivie par un paquet de l'émetteur jusqu'à sa destination. Cette route reste inchangée jusqu'à la fin de la connexion.

Nous considérons la topologie de la figure III.3, avec N connexions qui passent par un routeur intermédiaire. Nous supposons que la quantité du flux globale à l'entrée de ce routeur est mesurable en pratique, cela nous permet de modéliser les connexions virtuelles considérées en une seule. Plusieurs travaux de recherches ont déjà utilisés cette approche de virtualisation des connexions [Mascolo, 1999], [Mascolo, 2003], [Bartoszewicz, 2004], [Pietrabissa et al., 2006].

Hypothèse 1 :

Nous faisons l'hypothèse que l'ensemble de connexions TCP traversant un routeur est considéré comme étant un seul flux \hat{w}_n . Nous pouvons ainsi représenter le flux d'entrée à un routeur comme suit :

$$\hat{w}_n = \sum_{i=1}^N \hat{w}_i \quad (\text{III.7})$$

avec N le nombre des connexions virtuelles et \hat{w}_i le flux transmis par la i -ème source.

Par conséquent, nous prenons le modèle mathématique discret qui représente la dynamique de la taille de la file d'attente comme suit :

$$q_{k+1} = q_k - T_s(u_k - \hat{w}_n) \quad (\text{III.8})$$

avec :

- $q_k \in \mathbb{R}^+$: la taille moyenne de file d'attente pour un nœud et est la variable d'état pour l'équation dynamique III.8.
- $T_s \in \mathbb{R}^+$: la période d'échantillonnage du modèle de nœud.
- $u_k \in \mathbb{R}$: le flux de sortie de chaque nœud. C'est la variable du commande.
- \hat{w}_n : le flux moyen d'entrée pour chaque nœud et c'est considéré constant sur une période de mesure (fenêtre temporelle T_w).

Contrairement au modèle III.5, le modèle III.9 présente d'une manière simple la dynamique de la taille de file d'attente dans un routeur. Ce modèle est facile à manipuler et à gérer ; De plus il fait apparaître simultanément les flux entrant et sortant pour chaque routeur. Il nous permet de contrôler directement la quantité du trafic qui passe par un routeur, ce qui permet ensuite de modifier la dynamique des flux traversant un routeur contrôlé afin de réduire la quantité d'énergie consommée selon le modèle ALR étendu.

III.4 Analyse de la dynamique d'un routeur

Chaque routeur de l'architecture IP a un contrôle de flux associé, en fonction de la quantité d'énergie consommée. Le contrôleur détermine périodiquement le trafic de sortie d'un routeur à partir des informations internes de l'équipement réseau : la différence entre la taille de la file d'attente à l'instant k et la taille de file d'attente de référence q_{ref} , aussi de la loi de commande calculée à l'instant $k - 1$. Ce calcul est refait à chaque période d'échantillonnage T_s , et à cet instant le routeur transmet un trafic de sortie u_k . De ce fait, le mécanisme de contrôle de flux appliqué à un routeur peut être assimilé par une commande par rétroaction comme il est montré par la synoptique général de la figure III.4.

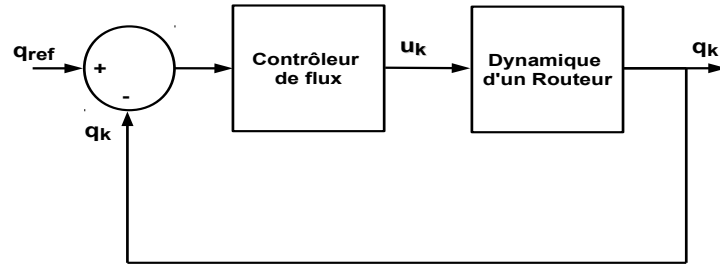


FIGURE III.4 – Contrôle de flux appliquée à un routeur.

Remarque : La période d'échantillonnage T_s liée au modèle dynamique est à prendre en compte avec précaution vis-à-vis de la fenêtre temporelle T_w . Dans la réalité, des problèmes de synchronisation pourraient apparaître, à défaut de la gigue supplémentaire.

Le trafic de sortie u_k , calculé par le contrôleur de flux, est construit en tenant compte des contraintes physiques liées aux réseaux de communication. Il doit satisfaire la limitation de la capacité des liens afin d'éviter les pertes des paquets. Aussi cette loi de commande doit prendre en compte les variations éventuelles des fréquences d'échantillonnages dans les réseaux de communication dues aux changements de la nature des données à transmettre.

D'autre part, nous cherchons à stabiliser le modèle de nœud de communication avec le mécanisme de contrôle de flux. Cette stabilisation doit être réalisée en convergeant le plus rapidement possible la taille de la file d'attente du routeur vers sa valeur de référence q_{ref} calculée préalablement. Outre la garantie des performances réseaux, le contrôleur de flux permet de modifier la dynamique de flux de sortie du routeur ce qui pourrait conduire ensuite à une diminution de la quantité énergétique consommée suivant le modèle ALR étendu.

III.5 Proposition : Contrôle de flux d'un routeur

Dans cette partie, nous synthétisons une loi de commande satisfaisant aux conditions présentées précédemment. Cette loi de commande sera placée au niveau d'un routeur, elle permet de modifier la dynamique de flux de sortie du routeur contrôlé en régulant la file d'attente à sa valeur de référence q_{ref} ce afin d'améliorer les performances et la robustesse comme il est montré dans la figure III.5.

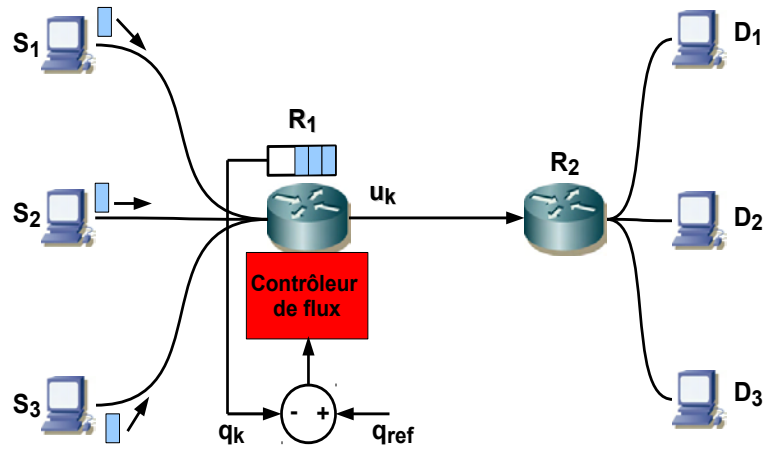


FIGURE III.5 – Un contrôle de flux intégré d'un routeur.

III.5.1 Modélisation

Nous rappelons ici le modèle dynamique de file d'attente que nous l'avons choisi précédemment :

$$q_{k+1} = q_k - T_s(u_k - \hat{w}_n) \quad (\text{III.9})$$

q_k est la taille de la file d'attente du buffer, T_s est la période d'échantillonnage appliquée sur le routeur, \hat{w}_n est le flux d'entrée sur une fenêtre de mesure T_w pour le routeur contrôlé et u_k est le flux de sortie du routeur contrôlé.

Notre objectif est de converger le plus rapidement possible la taille de file réelle q_k vers une certaine valeur désirée notée q_{ref} . Par conséquent, nous réécrivons le modèle III.9 dans une équation d'erreur qui considère la différence entre q_k et q_{ref} comme état du modèle.

Par la suite, nous prenons comme nouvel état l'erreur $e_k \triangleq q_{ref} - q_k$ avec q_{ref} la référence de la taille de file d'attente. La dynamique d'erreur de la file d'attente est la suivante :

$$e_{k+1} = e_k + T_s(u_k - \hat{w}_n) \quad (\text{III.10})$$

Le modèle de l'erreur (III.10) permet de considérer la variable d'état e_k plutôt que q_k . Par la suite de ce chapitre, nous adoptons ce modèle pour la synthèse de la loi de commande.

III.5.2 Synthèse de la commande

Comme nous l'avons évoqué précédemment, un dispositif de contrôle de flux modifie la dynamique du trafic de sortie d'un routeur. Il s'agit donc de synthétiser une loi de commande saturée, afin de satisfaire les contraintes physiques dans les réseaux de communication (capacité de lien et variation de la période d'échantillonnage par exemple).

En d'autres termes, nous synthétisons une loi de commande stabilisant la taille de la file d'attente à partir des mesures de l'état du réseau, c'est à dire de converger le plus rapidement possible la taille de file d'attente réelle vers une taille de file d'attente de référence (définie dans le chapitre III). Cette opération permet de stocker temporairement un certain nombre des paquets dans un buffer "virtuel", ce qui entraîne un retardement contrôlé et limité du flux de sortie du routeur d'où une diminution de la consommation énergétique dans le routeur ALR étendu.

Dans le but de régler le flux traversant un routeur, nous proposons la loi de commande suivante :

$$u_k = \text{sat}_0^C \{u_{k-1} + Kx_k\}, \quad (\text{III.11})$$

avec

- $K = [K_1 \quad K_2]$ le vecteur de gain de la commande.
- $x_k = [e_k \quad e_{k-1}]^T$.
- C est la capacité du lien à la sortie du nœud contrôlé.

La condition de saturation de la loi de commande est ajoutée afin de satisfaire la contrainte physique des liens dans les réseaux de communication, dont la bande passante disponible est comprise entre 0 et C .

III.5.3 Représentation polytopique de la commande saturée

La loi de la commande (III.11) est une fonction non linéaire. Elle présente une saturation pour satisfaire la contrainte physique des liens de communication. Par conséquent, la saturation est modélisée par un modèle polytopique obtenu en appliquant les deux lemmes que nous présenterons dans la suite de cette section.

On définit le vecteur $\chi_k \triangleq [u_{k-1} \quad x_k^T]^T$ qui regroupe la flux de sortie à l'instant $k - 1$ ainsi que l'erreur de la taille de la file d'attente aux deux instants $k - 1$ et k .

Le lemme suivant a pour objectif d'encapsuler la fonction de saturation dans un polytope convexe. De ce fait, nous établirons une combinaison convexe à l'intérieur des limites de la saturation qui permet dans un premier temps d'éliminer cette non linéarité.

Lemme 1. [Hu and Lin, 2001]. Soient $K, G \in \mathbb{R}^{1 \times 2}$, pour tous, $\chi_k \in \mathbb{R}^{3 \times 1}$, si $\chi_k \in \{\chi_k \in \mathbb{R}^{1 \times 3} : [1 \quad G]\chi_k \in [0 \quad C]\}$, alors

$$\text{sat}_0^C \{[1 \quad G]\chi_k\} \in \text{Co} \{[1 \quad K]\chi_k, [1 \quad G]\chi_k\}.$$

□

Sur la figure III.6, nous montrons la trajectoire de la loi de commande u_k entre les deux points associés aux bornes inférieure $u_1 = u_{k-1} + Kx_k$ et supérieure $u_2 = u_{k-1} + Gx_k$

de la fonction de saturation.

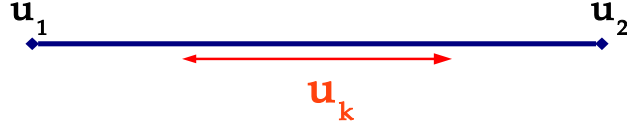


FIGURE III.6 – Illustration des lemmes 1.

Nous définissons l'ensemble des conditions initiales $\mathfrak{X} = \{\chi_k : \chi_k^T \Psi \chi_k \leq c^{-1}\}$ qui convergent vers le point d'équilibre. Cet ensemble est souvent appelé le domaine d'attraction. Dans ce cadre, toutes les trajectoires d'action considérées mènent à l'état d'équilibre en un temps fini.

Le lemme suivant propose une estimation du domaine d'attraction d'un état d'équilibre, soit, déterminer un ensemble des conditions initiales contenues à l'intérieur du domaine d'attraction, où le système ne sera pas saturé.

Lemme 2. *Supposons qu'il existe $G \in \mathbb{R}^{1 \times 2}$, $c > 0$ et $\Psi \triangleq \begin{bmatrix} \Theta_1 & \Theta_2 \\ \Theta_2^T & P \end{bmatrix} > 0 \in \mathbb{R}^{3 \times 3}$ avec $P \in \mathbb{R}^{2 \times 2}$ est une matrice définie positive de telle sorte que pour tout $\chi_k \in \mathfrak{X}$, tel que*

$$\mathfrak{X} = \{\chi_k : \chi_k^T \Psi \chi_k \leq c^{-1}\}, \quad (\text{III.12})$$

alors

$$0 < u_{k-1} + Gx_k < C \quad (\text{III.13})$$

et la loi de commande (III.11) admet la représentation suivante

$$\begin{aligned} u_k &= \alpha_k(u_{k-1} + Kx_k) + (1 - \alpha_k)(u_{k-1} + Gx_k) \\ &= u_{k-1} + (\alpha_k Kx_k + (1 - \alpha_k)Gx_k) \\ &= u_{k-1} + \bar{u}_k \end{aligned}$$

où $\bar{u}_k \triangleq (\alpha_k K + (1 - \alpha_k)G)x_k$ avec $\alpha_k \in [0, 1]$, pour tous $k > 0$. \square

En appliquant ces deux lemmes 1 et 2 sur l'équation (III.10), nous réécrivons l'équation de l'erreur suivante :

$$e_{k+1} = e_k + T_s(u_{k-1} + \bar{u}_k) - T_s\hat{w}_n. \quad (\text{III.14})$$

Maintenant nous prenons le vecteur d'état x_k composé par les deux erreurs de la taille de file d'attente aux instants k et $k-1$, $x_k \triangleq [e_k \ e_{k-1}]^T$.

Nous déterminons tout d'abord l'expression de e_{k+1} .

$$\begin{aligned} e_{k+1} &= e_k + T_s(u_{k-1} + \bar{u}_k) - T_s\hat{w}_n \\ &= e_k + e_k - e_{k-1} + T_s\bar{u}_k \\ &= 2e_k - e_{k-1} + T_s\bar{u}_k \end{aligned}$$

Ensuite, nous obtenons le modèle dynamique en boucle fermée suivant :

$$x_{k+1} = Ax_k + B\bar{u}_k \quad (\text{III.15})$$

$$= Ax_k + B(\alpha_k K + (1 - \alpha_k)G)x_k \quad (\text{III.16})$$

avec

$$A \triangleq \begin{bmatrix} 2 & -1 \\ 1 & 0 \end{bmatrix}, B \triangleq \begin{bmatrix} T_s \\ 0 \end{bmatrix}.$$

À partir de ce nouveau modèle, nous synthétisons ensuite une loi de commande robuste et non saturée.

III.5.4 Condition pour la commande non saturée

Afin de s'assurer que le signal de commande ne sature pas, nous devons respecter cette condition :

$$0 < u_{k-1} + Gx_k < C, \quad \forall \chi_k \in \mathfrak{X} \quad (\text{III.17})$$

avec \mathfrak{X} est donnée dans (III.12).

En soustrayant $\frac{C}{2}$ de l'inégalité (III.17) et en se référant à [Fridman et al., 2003], nous pouvons proposer que, (III.17) est satisfaite si :

$$C > cx_k^T P x_k + cu_{k-1} \Theta_1 u_{k-1} + cx_k^T \Theta_2^T u_{k-1} + cu_{k-1} \Theta_2 x_k - 1 + C > 2u_{k-1} + 2Gx_k - C, \quad (\text{III.18})$$

En appliquant le lemme 2, la condition (III.18) peut être réécrite de la manière suivante :

$$\begin{bmatrix} 1 \\ \pm u_{k-1} \\ \pm x_k \end{bmatrix}^T \begin{bmatrix} 2C - 1 & -1 & -G \\ -1 & c\Theta_1 & c\Theta_2 \\ -G^T & c\Theta_2^T & cP \end{bmatrix} \begin{bmatrix} 1 \\ \pm u_{k-1} \\ \pm x_k \end{bmatrix} > 0. \quad (\text{III.19})$$

Après application du complément de Schur (voir annexe B), de la définition de $Y \triangleq GQ$ avec $Q \in \mathbb{R}^{2 \times 2}$ une matrice hermitienne, l'application de $Q = P^{-1}$ et de pré- et post-multiplication par $\text{diag}\{I_2, I_2, Q\}$, il peut être démontré que cette dernière inégalité est satisfaite si

$$\Lambda \triangleq \begin{bmatrix} c & -1 & -Y \\ -1 & (2C-1)\Theta_1 & (2C-1)\Theta_2 Q \\ -Y^T & (2C-1)Q\Theta_2^T & (2C-1)Q \end{bmatrix} > 0. \quad (\text{III.20})$$

III.5.5 Conception d'une commande robuste sous-optimale saturée

Dans un premier temps, nous visons à minimiser le signal de commande u_k ainsi que x_k , (i.e. q_k converge vers q_{ref} , le plus rapidement possible). Dans ce but, nous proposons de minimiser la fonction coût quadratique suivante :

$$J = \sum_{k=0}^{\infty} (x_k^T Q x_k + u_k R u_k). \quad (\text{III.21})$$

avec $Q > 0$ et $R > 0$, ce qui implique que J est strictement positive.

Ensuite, nous visons également à la conception de ce gain sous-optimal K pour la loi de commande (III.11) de telle sorte que le système (III.9) soit robuste face à l'incertitude des paramètres.

Lemme 3. *Supposons qu'il existe $Q \in \mathbb{R}^2$, $R \in \mathbb{R}$ et $P > 0$ associée à une fonction de Lyapunov V_k , tel que,*

$$V_{k+1} - V_k + x_k^T Q x_k + u_k R u_k < 0, \quad (\text{III.22})$$

alors la fonction coût J est minimisée, et la stabilité du système est assurée.

Preuve. *En faisant la somme de l'inéquation (III.22) de $k = 0$ jusqu'à $k = \infty$, on obtient :*

$$\begin{aligned} & \sum_{k=0}^{\infty} (V_{k+1} - V_k + x_k^T Q x_k + u_k R u_k) \\ & = V_{\infty} - V_0 + J < -V_0 + J < 0, \end{aligned}$$

ou autrement $J < V_0 \leq x_0^T P x_0$, alors la fonction coût quadratique J est minimisée, et la stabilité du système est assurée.

Ci dessous, nous proposons une condition suffisante de stabilité du système en boucle fermée (III.15) telle que le gain de la loi de commande K satisfaisant les contraintes présentées ci-dessous garantit à la fois la stabilité du routeur contrôlé (la taille de file d'attente converge le plus rapidement possible vers sa valeur de référence) et un trafic de sortie non saturé.

Théorème 1. *Nous considérons le système (III.15) et la loi de commande suivante*

$$u_k = u_{k-1} + \alpha_k^{(j)} K x_k + (1 - \alpha_k^{(j)}) G x_k$$

avec $\alpha_k^{(j)} \in [0, 1]$, où $K, G, S^{(j)} \in \mathbb{R}^{1 \times 2}$.

S'il existe $T, Y \in \mathbb{R}^{2 \times 1}$ et $Q = P^{-1}$, $Q \in \mathbb{R}^{2 \times 2}$ avec $K = TQ^{-1}$, $G = YQ^{-1}$ et $R, c, \mu > 0$ pour $j = 1, 2$ tel que les contraintes suivantes soient satisfaites :

$$\begin{aligned} \min_K \quad & c, \mu, \\ & P > 0 \end{aligned} \tag{III.23}$$

$$\Gamma_k^{(j)} < 0 \quad j = 1, 2, \tag{III.24}$$

$$-\mu I_2 + Q^{-1} < 0 \tag{III.25}$$

$$\Lambda > 0 \tag{III.26}$$

avec

$$\Gamma_k^{(j)} \triangleq \begin{bmatrix} -Q & Q\bar{A}^{(j)T} + (\alpha_k^{(j)}T^T + (1 - \alpha_k^{(j)})Y^T)B^{(j)} & -Q & -\bar{A}^{(j)T} + \alpha_k^{(j)}T^T + (1 - \alpha_k^{(j)})Y^T \\ * & -Q & 0 & 0 \\ * & * & -Q^{-1} & 0 \\ * & * & * & -(1 + R)^{-1} \end{bmatrix}.$$

Alors, pour toutes les conditions initiales de $\mathfrak{X} = \{\chi_k : \chi_k^T \Psi \chi_k \leq c^{-1}\}$, les états convergent asymptotiquement vers l'équilibre. Le système en boucle fermée (III.15) est non saturé, sous-optimal et robuste face aux paramètres incertains.

Preuve. L'objectif est de satisfaire la condition de stabilité de Lyapunov et de minimiser la fonction coût J (condition III.22).

Alors,

$$\begin{aligned} V_{k+1}^{(j)} - V_k^{(j)} + x_k^T Q x_k + u_k R u_k &= x_{k+1}^T P x_{k+1} - x_k^T P x_k + x_k^T Q x_k + (u_{k-1} + K x_k) R (u_{k-1} + K x_k) \\ &= x_k^T [\bar{A}^T P \bar{A} - P + Q + (S^{(j)} + K) R (S^{(j)} + K)] x_k \end{aligned}$$

où $\bar{A}^{(j)} \triangleq A + \alpha_k^{(j)} K^T + (1 - \alpha_k^{(j)}) G^T$ avec $j = 1, 2$ et $S^{(j)} \triangleq [T_s^{-1} - T_s^{-1}]$. En appliquant le complément de Schur (Voir annexe B) et l'utilisation de pré- et post-multiplication par $\{Q_1, I_2, I_2, I_2\}$, il peut être établi que si $\Gamma_k^{(j)} < 0$ alors les conditions d'utilisation du théorème 1 sont satisfaites et la stabilité de la boucle fermée est garantie.

De plus, en minimisant les $\mu > 0$, tel que, $P < \mu I_2$, permettent de réduire J .

Le gain sous-optimal K , obtenu en appliquant le Théorème 1 garantit à la fois la stabilité du modèle de communication, un contrôle du régime transitoire (coût réduit) et de la QdS.

III.5.6 Exemple numérique

Pour valider les résultats établis précédemment, nous exposons maintenant un exemple numérique pour valider la non saturation du trafic de sortie du routeur contrôlé et la robustesse de la loi de commande face aux variations de la période d'échantillonnage T_s . Pour cela, nous faisons plusieurs simulations avec différentes valeurs de T_s . Nous testons

la loi de commande par des simulations sous le logiciel Matlab-Simulink [MATLAB, 2013], en prenant le modèle III.9.

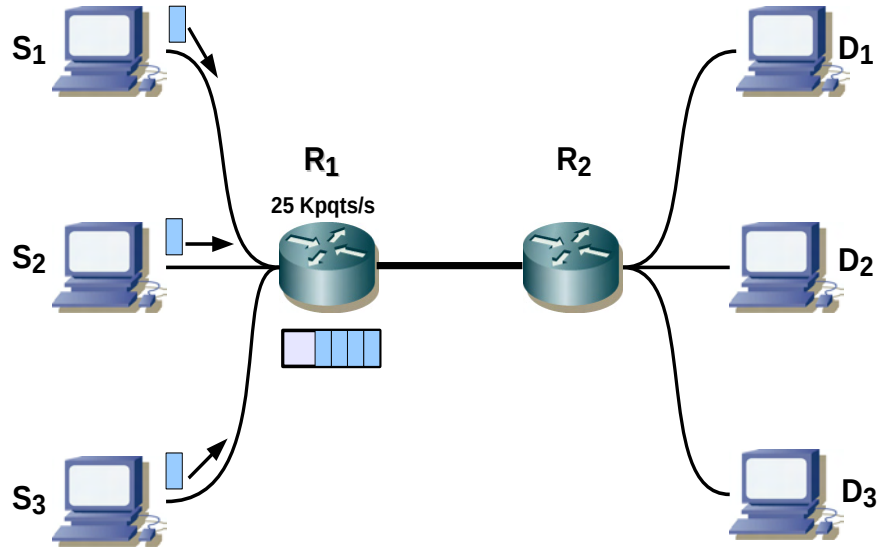


FIGURE III.7 – Exemple de topologie simple.

Nous considérons un réseau de communication simple représenté dans la figure III.7 composé par deux routeurs intermédiaires R_1 et R_2 . Cette topologie est constituée de trois sources de trafics émettant des données vers leur destinataire dans l'ordre (S_i est connectée à D_i avec $i = 1, 2, 3$) au travers des connexions TCP. L'objectif est de converger la taille de file d'attente vers une référence variable le plus rapidement possible.

Le premier routeur possède une bande passante de $C = 25000 \text{ pqts/s}$, soit 25 Mbps pour des paquets de 125 octets .

Nous synthétisons la loi de la commande robuste pour laquelle les gains sont obtenus en résolvant les LMIs du Théorème 1 à l'aide de la boîte à outil LMI Solvers [Gahinet et al., 1994], nous obtenons les gains :

$$\begin{aligned} K_1 &= -21 \\ K_2 &= 20 \end{aligned}$$

assurant la stabilité du modèle III.9 avec la loi de commande III.11, nous obtenons également :

$$\begin{aligned}
c &= 0.078 \\
\mu &= 0.12 \\
\Theta_{1_i} &= 0.0003 \\
\Theta_{2_i} &= [-0.005 \quad 0.004] \\
G &= \begin{bmatrix} -14.3 & 13.1 \end{bmatrix} \\
R &= 0.001 \\
Q &= \begin{bmatrix} 0.001 & 0 \\ 0 & 0.0001 \end{bmatrix} \\
P &= \begin{bmatrix} 0.08 & -0.05 \\ -0.05 & 0.06 \end{bmatrix}
\end{aligned}$$

Dans un premier temps, nous effectuerons une première simulation avec une période d'échantillonnage fixe et égale à $T_s = 0.05s$.

Dans la figure III.8, l'évolution du trafic d'entrée global observé en amont du routeur R_1 suivant le modèle III.3 (en rouge) est présenté. Le trafic de sortie est calculé par la loi de commande à chaque période d'échantillonnage. Il prend comme mesure la taille de file d'attente instantanée q_k avec celle de référence q_{ref} . Sur la même figure III.8, nous observons le trafic de sortie calculé à partir de la loi de commande (en bleu). Pendant la montée du trafic d'entrée, la taille de file d'attente est en train de stocker des paquets, nous avons un retardement au niveau de trafic de sortie. Au moment de la descente du trafic d'entrée, la taille de file d'attente libère les paquets qui sont déjà stockés dans le buffer et par conséquent nous avons un trafic de sortie plus grand que celui de l'entrée. Nous observons des brusques variations aux instants $t = 40s$ et $t = 60s$ dues au changement de la valeur de la taille de file de référence (régime transitoire).

Il faut noter ici que la loi de commande respecte bien la contrainte physique des liens (commande non saturante).

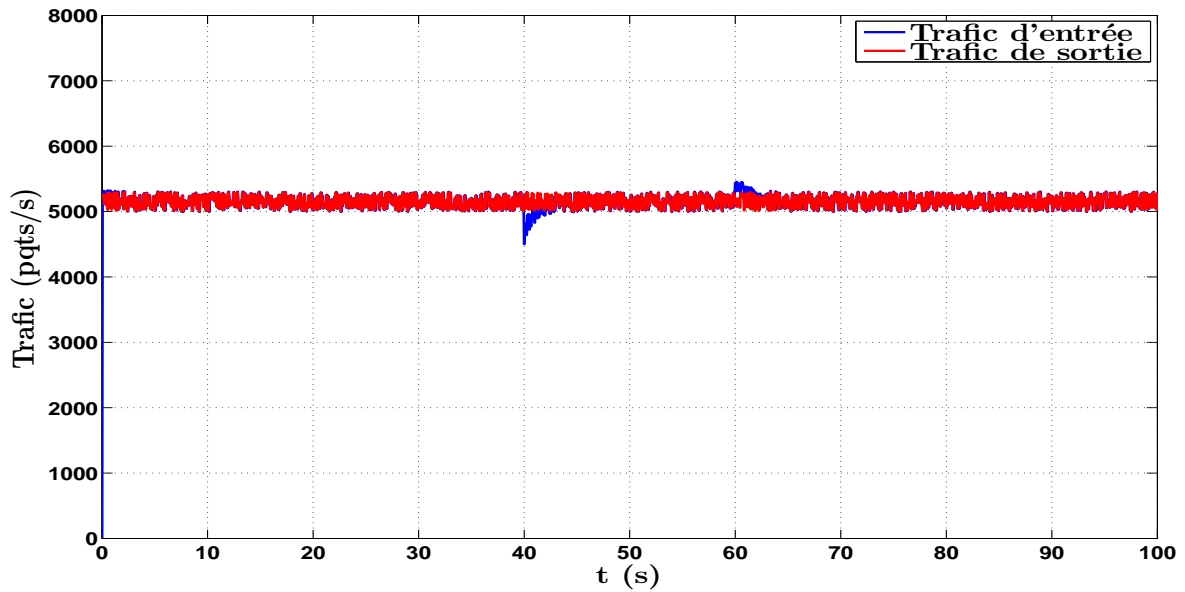


FIGURE III.8 – Trafic d'entrée (rouge) et de sortie (bleu).

Pour cette validation, il est montré dans la figure III.9, la longueur de la file d'attente réelle (en bleu) avec celle de référence (en rouge). Nous remarquons que q_k converge vers q_{ref} . Le régime permanent est atteint lorsque le buffer est rempli par les paquets transmis par les sources. En outre, le trafic du réseau n'est pas saturé, donc les pertes sont évitées.

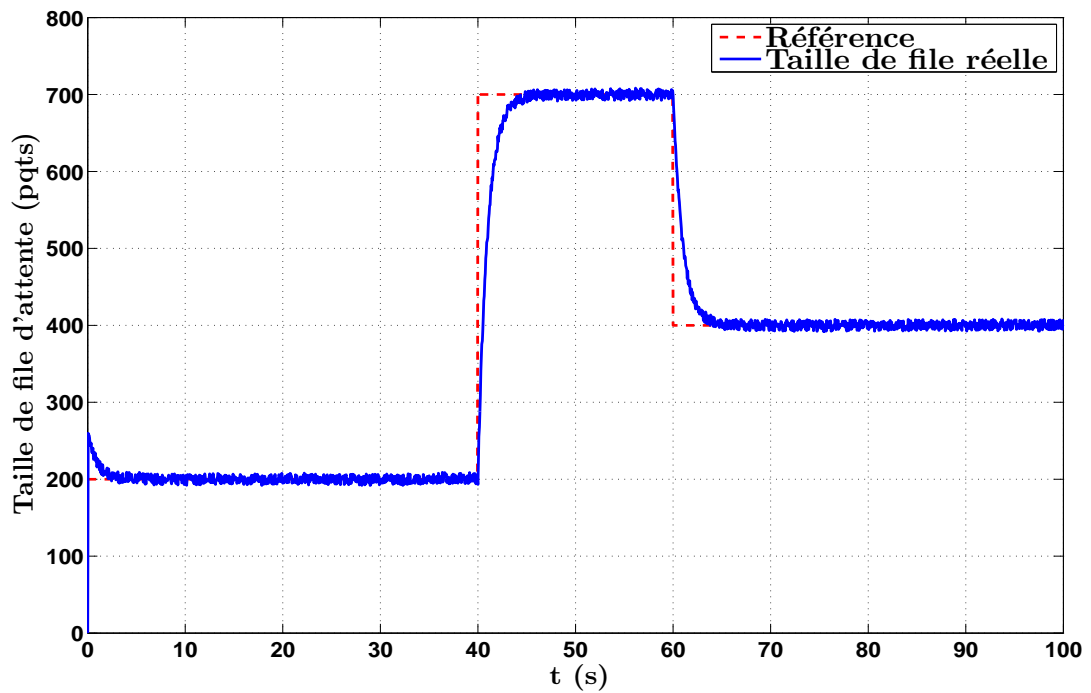


FIGURE III.9 – Taille de file d'attente.

Par la suite nous effectuons plusieurs simulations avec différentes périodes d'échantillonnage tout en appliquant le même trafic TCP utilisé dans la simulation précédente. Nous prenons 5 valeurs de périodes d'échantillonnage allant de $T_s = 0.1s$ jusqu'à $T_s = 0.9s$ avec un pas de $0.2s$. Nous observons, dans la figure III.10, les trafics de sortie du routeur R_1 pour chacune des valeurs de T_s , nous remarquons que tous ces trafics sont non saturés d'où la robustesse de notre loi de commande face au variations paramétrique de ce paramètre.

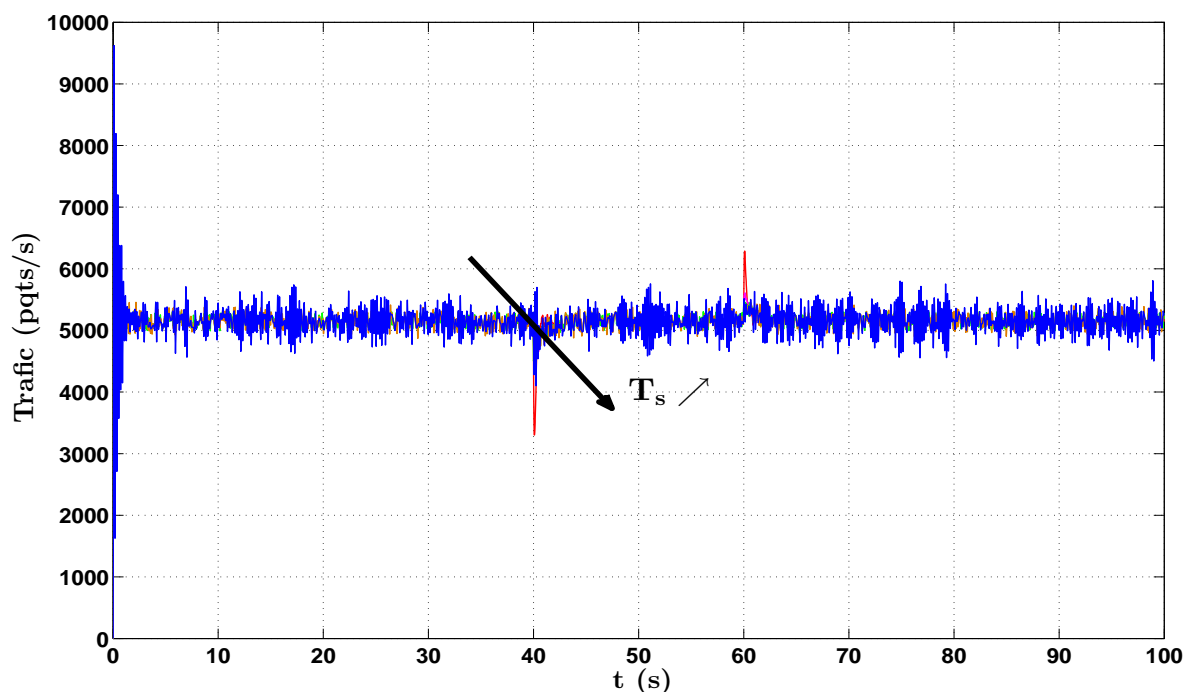


FIGURE III.10 – Trafic de sortie pour différentes périodes d'échantillonnage.

Dans la figure III.11, nous présentons la dynamique de la taille de la file d'attente. Nous remarquons que le régime transitoire après chaque changement de valeur de la taille de file d'attente de référence q_{ref} est différent selon la valeur de la période d'échantillonnage. Plus que nous augmentons la période d'échantillonnage, plus que le temps de régime transitoire s'accroît. Notons que la période d'échantillonnage a une limite maximale à ne pas dépasser pour assurer la viabilité des réseaux de communication, cela confirme la robustesse de la loi de commande synthétisée dans ce chapitre face à une période d'échantillonnage bornée avec une borne maximale supposée finie et connue.

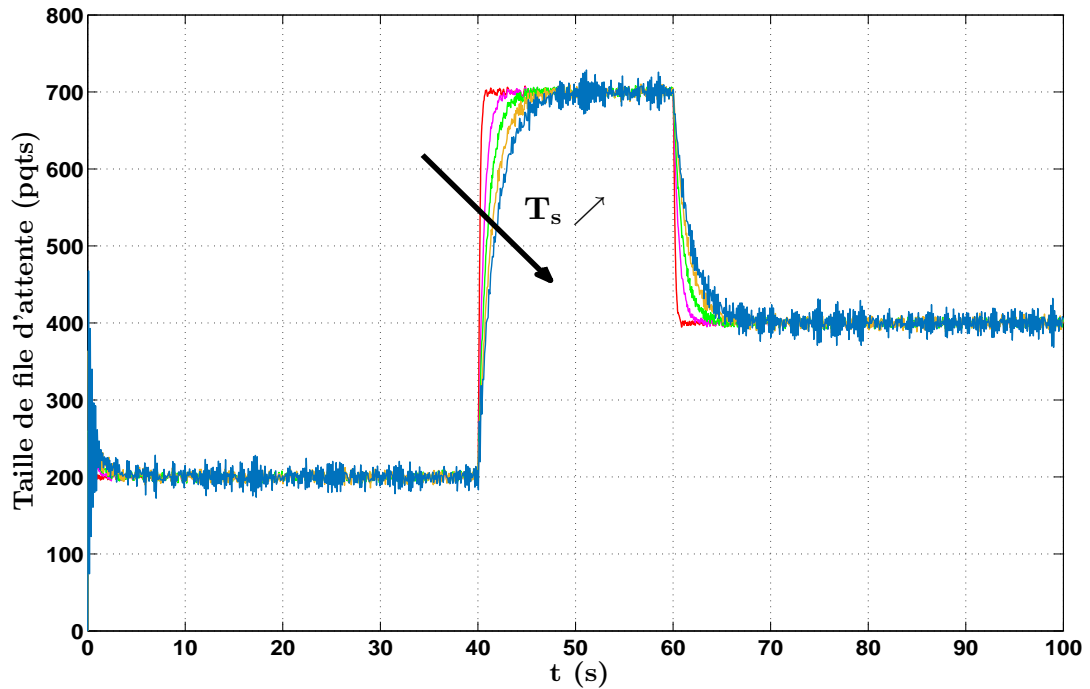


FIGURE III.11 – Taille de file d'attente pour différentes périodes d'échantillonnage.

III.6 Optimisation des paramètres

L'idée principale du contrôle de flux se traduit par stocker un certain nombre des paquets à travers une file d'attente artificielle de sorte que la quantité du trafic traversant le nœud contrôlé soit retardée sans trop dégrader les performances de réseau et la consommation énergétique soit diminuée. Cette solution peut dégrader la qualité de réseau si la valeur de la taille de file de référence q_{ref} est mal choisie, c'est-à-dire si elle est déterminée sans prendre en considération la moyenne du trafic d'entrée ainsi que la fenêtre temporelle associée. Une telle valeur peut dégrader considérablement les QdS notamment les délais de transmission. Pour mieux choisir cette taille de file de référence q_{ref} , nous devons mettre en place une technique pour la fixer au préalable dépendamment d'autres paramètres telle que la moyenne du trafic d'entrée et la puissance instantanée du nœud contrôlé.

III.6.1 Paramètres responsable de la consommation énergétique

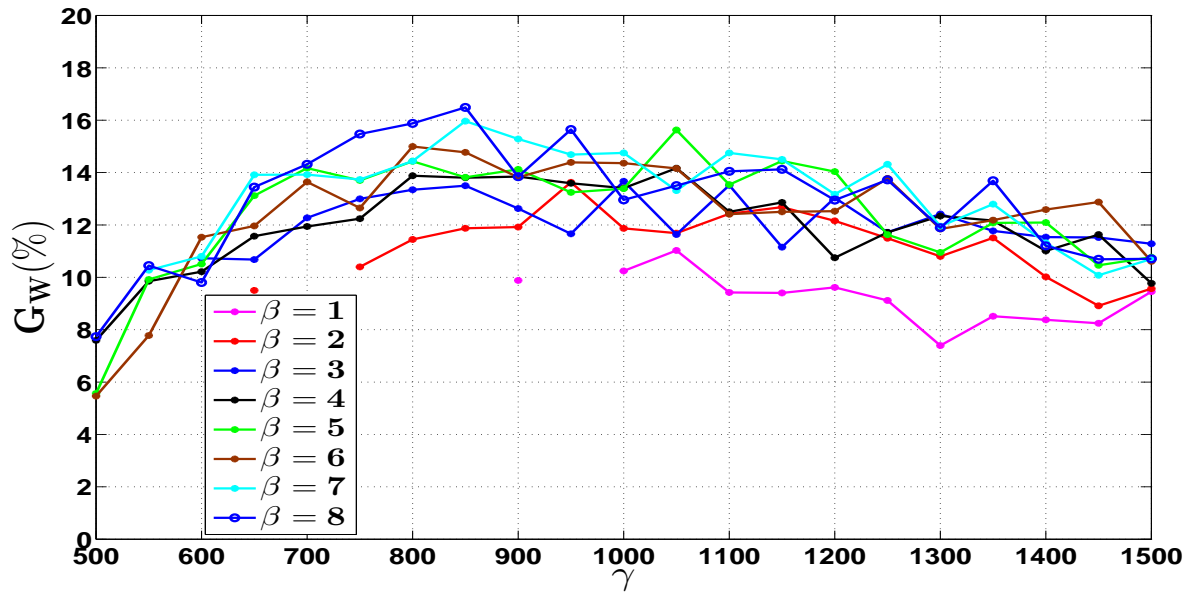
Nous avons vu dans la section II.2.2 que le choix de la taille de file de référence q_{ref} dépend essentiellement de deux paramètres principaux : la fenêtre temporelle d'actualisation de la taille de file d'attente de référence $T_{q_{ref}}$ et la taille de la file d'attente de référence elle-même q_{ref} . Or ces deux derniers paramètres sont directement proportionnels à des paramètres de réglage β et γ . Le déploiement d'une telle stratégie permet de mieux choisir le nombre des paquets à stocker dans q_{ref} et par conséquent les performances énergétiques des réseaux de communication sont améliorées sans trop dégrader les QdS.

Dans un premier temps, nous avons fait plusieurs simulations avec différentes combinaisons des paramètres (β, γ) pour choisir le meilleur couple optimal avec les meilleures performances réseau et le meilleur gain énergétique. Autrement dit, nous avons effectué par une méthode empirique avec un nombre conséquent de simulations tout en conservant les mêmes caractéristiques de la topologie déployée (flux d'entrée, bande passante ...).

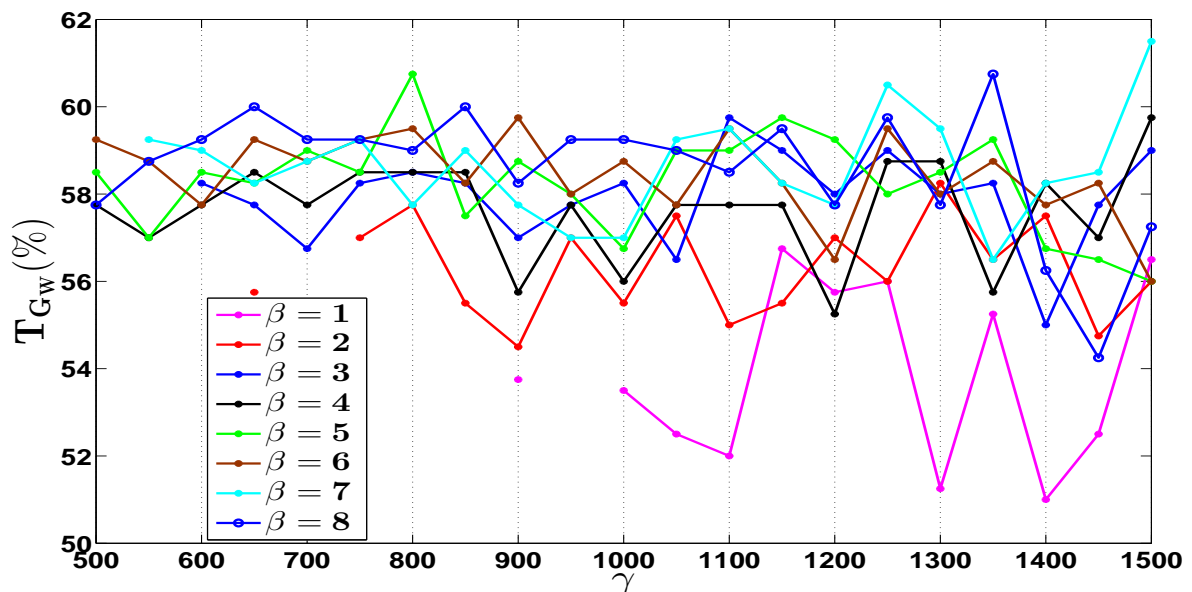
La variation des deux paramètres permet d'agir énormément sur les performances réseaux ainsi que sur la quantité d'énergie réduite. Le choix judicieux de la moyenne \bar{w}_n de trafic d'entrée, sur une fenêtre de temps fixe T_w , prend en compte la grande variabilité de ce trafic. Nous appuyons notre décision de choix de meilleur couple (β, γ) sur deux mesures différentes : le gain de puissance sur la totalité de période de simulation noté G_W et le taux maximum entre la réduction et la surconsommation énergétique T_{G_W} . Ces deux mesures sont indispensables pour valider le choix de la valeur de la taille de file d'attente de référence optimale q_{ref} .

Pour les simulations, nous avons fixé tout d'abord 21 valeurs de γ de 500 à 1500 avec un pas de 50. Le choix de cet intervalle de variation de γ est pris en tenant en compte le rapport entre la taille de file d'attente de référence q_{ref} et le trafic moyen sur une fenêtre de mesure T_w . C'est à dire nous ne pouvons pas prendre une grande valeur de γ pour ne pas avoir une taille de file d'attente de référence q_{ref} petite et par conséquent nous n'aurions aucune réduction de puissance. De plus, si nous prenons une petite valeur de γ et avec une grande valeur de q_{ref} , tous les paquets seront stockés dans q_{ref} et les performances réseau seront dégradées (notamment en terme de délai). Pour chaque valeur de γ , nous associons 8 valeurs de la fenêtre de mise à jour $\beta \in [1, 8]$. De même, le choix des valeurs de β est contraint par l'évitement des fortes oscillations de l'évolution de la taille de file d'attente q_k ainsi que le flux de sortie u_k . La période d'échantillonnage est fixée à $T_s = 0.005s$.

Dans la figure III.12, le gain en puissance G_W pour les différentes combinaisons du couple (β, γ) est présenté. Cette figure montre clairement l'influence de ces paramètres sur la consommation énergétique de réseau, plus précisément l'influence de la taille de file d'attente de référence q_{ref} sur la quantité d'énergie réduite. Nous remarquons que les meilleures réductions énergétique sont obtenues avec des valeurs de γ comprises entre 800 et 1100 et pour des valeurs de β proches de 8. Cependant, l'inconvénient de ces derniers est qu'il y existe de fortes oscillations du flux de sortie. Or la différence des gains énergétiques obtenus pour des valeurs de β comprises entre 4 et 8 n'est pas significative. Par conséquent pour obtenir de meilleures performances réseau, nous pouvons choisir des valeurs qui répondent au mieux aux exigences de la QoS.

FIGURE III.12 – Le gain énergétique avec différentes valeurs de β et γ .

Une autre mesure, qui nous paraît importante pour évaluer l'impact de couple (β, γ) sur le caractère énergétique, est le taux maximum entre la réduction et la surconsommation énergétique T_{G_w} . Dans la figure III.13, nous représentons le ratio du temps pour les différentes valeurs de β en fonction de γ . Cette figure est nécessaire pour savoir le pourcentage où la consommation énergétique est réduite. Nous remarquons que le paramètre γ n'a pas un effet significatif sur cette métrique contrairement au paramètre β . Par conséquent, pour des valeurs comprises entre 4 et 8, nous obtenons de meilleurs pourcentages pour la réduction énergétique.

FIGURE III.13 – Le taux maximum de gain énergétique avec différentes valeurs de β et γ .

III.6.2 Formulation du problème d'optimisation

Dans la section précédente, la taille de file de référence optimale q_{ref} est déterminée par une méthode empirique qui consiste à faire dans un premier temps, plusieurs simulations avec différentes combinaisons de couple (β, γ) . Dans un second temps, nous sélectionnons celui qui permet d'assurer les meilleures performances du réseau que ce soit d'un point de vue énergétique ou bien en terme des délais de transmission des flux. Pensons maintenant à formuler un problème d'optimisation paramétrique permettant de calculer la valeur optimale de la taille de file de référence q_{ref} . Ce problème fait appel à plusieurs équations mathématiques comme le modèle énergétique ALR étendu décrit dans la section II.2.2 qui calcule la puissance instantanée consommée par chacun des nœuds de réseau en fonction des caractéristiques internes de ces derniers et aussi en fonction de nombre des paquets stockés dans la taille de file d'attente de référence q_{ref} . Ce modèle énergétique est indispensable pour le calcul de la valeur optimale de q_{ref} puisque notre but est de minimiser au mieux les puissances dissipées par chaque équipement réseau sans trop retarder la transmission de l'information.

Pour mettre en place le problème d'optimisation, nous gardons les paramètres liés à la loi de la commande T_s , K_1 et K_2 constantes car notre objectif principal ici est non pas de modifier la loi de commande mais plutôt de déterminer la meilleure valeur de la taille de file d'attente de référence q_{ref} puisque la loi de commande u_k (elle représente le flux de sortie de nœud contrôlé) est indépendante de q_{ref} .

Nous discrétisons ensuite la puissance instantanée consommée par le nœud contrôlé (paramètre à minimiser) pour transformer le problème sous la forme d'un problème d'optimisation combinatoire (appelé aussi problème d'optimisation discrète). Nous minimisons la somme des échantillons de P_k avec P_k est la puissance instantanée discrète calculée à partir de la puissance instantanée continue du modèle ALR étendu suivant :

$$P = \begin{cases} P_0 & si w_n = 0 \\ a_1 w_n + P_1 - b q_{ref} & si w_n \in]0; W_1] \\ \vdots & \\ a_i w_n + (P_i - a_i W_{i-1}) - b q_{ref} & si w_n \in]W_{i-1}; W_i] \\ \vdots & \\ a_N w_n + (P_N - a_N W_{N-1}) - b q_{ref} & si w_n \in]W_{N-1}; W_N] \end{cases} \quad (III.27)$$

Notre objectif ici est de calculer la meilleure valeur de la taille de file d'attente q_{ref} qui assure une consommation énergétique minimale et aussi une transmission continue de trafic (pour éviter une dégradation des performances réseau notamment en terme de délai de transmission de trafic ainsi que la conservation de l'hypothèse de modèle fluide). Le problème d'optimisation paramétrique sera posé comme suivant :

$$\begin{aligned} & \underset{q_{ref}}{\text{minimiser}} && \sum_k P_k \\ & \text{sous les contraintes} && P_k \geq P_0 \quad (1) \\ & && u_k > 0 \quad (2) \end{aligned}$$

avec P_0 est la puissance minimale consommée par un équipement réseau selon le modèle

énergétique ALR (ici $P_0 = 155\text{W}$).

Ce problème d'optimisation est résolu avec une des méthodes de programmation linéaire. À l'issue de la résolution de ce problème, nous obtenons une valeur de la taille de file d'attente de référence q_{ref} qui correspond à la valeur minimale de la puissance instantanée consommée par le nœud contrôlé. La résolution de ce problème n'a pas été réalisée dans ce travail, nous avons juste posé le problème d'optimisation du paramètre q_{ref} et l'optimisation paramétrique sera faite dans de travaux futurs (court terme).

III.7 Conclusion

Dans ce chapitre, une solution alternative issue de la communauté Automatique permettant de réduire la consommation énergétique dans les réseaux filaires a été présentée. Le contrôleur a été développé à partir de la théorie de la commande en tenant compte de la limitation de la capacité des liens, de la variation paramétrique de la période d'échantillonnage et de la minimisation des coûts quadratiques afin d'assurer la stabilité d'un modèle de nœud de communication.

Dans un premier temps, partant du modèle dynamique d'un nœud de communication inspiré de la dynamique de l'écoulement du fluide, nous avons proposé un second modèle mathématique représentant la dynamique de l'erreur de la taille de file d'attente.

La loi de commande, également proposée et synthétisée dans ce chapitre, permet de modifier la dynamique du flux traversant un nœud afin de rester sous des seuils énergétiques du modèle ALR étendu tout en garantissant les performances du réseau en terme de délai. Nous avons pris l'hypothèse que tous les trafics observés à l'entrée d'un routeur peuvent être regroupés en un seul dans le modèle mathématique du nœud de communication proposé. Des simulations sous Matlab-Simulink valident cette loi de commande avec des trafics TCP et montrent la non saturation de trafic de sortie du routeur contrôlé ainsi que sa robustesse face aux variations de la période d'échantillonnage.

Dans le chapitre suivant, nous présenterons le processus de validation de la solution proposée dans le but d'observer l'impact de cette solution sur les performances énergétiques des réseaux de communication filaires. Cette validation sera effectuée via le simulateur de réseaux NS-2.

Chapitre IV

Simulations sous NS-2

IV.1 Introduction

Dans ce dernier chapitre, nous nous présentons les résultats expérimentaux effectués à l'aide du simulateur de réseaux NS-2. Cette partie a pour objectif de valider la méthodologie proposée au chapitre précédent applicable dans le cadre de bâtiment à énergie optimisée "ADREAM". Notre objectif est d'adapter au maximum notre alternative au mode de fonctionnement de l'architecture de réseau "ADREAM". Pour cela, nous simulons des communications TCP traversant un switch situé dans le bâtiment "ADREAM" dans une topologie simple formée par deux nœuds et une source et observons l'influence de la lois de commande conçues sur le coût énergétique et sur les performances de qualité de service de l'architecture réseau.

IV.2 Présentation de NS-2

Très utilisé dans la communauté des réseaux informatiques, le simulateur NS-2 [Fall and Varadhan, 2002] offre un support pratique pour tester une topologie arbitraire. Remarquons qu'il avait été initialement conçu pour la recherche en environnement Internet et donc plus particulièrement pour l'analyse et l'amélioration du protocole TCP.

Le simulateur se compose de deux couches. Un premier niveau propose une interface de programmation en OTcl (Object Tools Command Language) dans laquelle l'utilisateur définit le scénario de simulation : la topologie du réseau, les caractéristiques des liens physiques, les protocoles utilisés, les trafics générés... Ces instructions sont transmises au travers d'un script puis traduites par l'interpréteur OTcl pour être ensuite exécutées par le noyau. Ce dernier, écrit en C++, constitue la couche centrale du simulateur. Il possède une structure bien organisée, facilement l'ajout d'extensions, dont les principales classes implémentées sont :

Application : la classe mère de toutes les applications (ftp,telnet,CBR ...).

Agent : la classe mère de tous les protocoles de niveaux 3 et 4 (TCP, UDP ...).

Node : la classe des nœuds du réseau (machines, routeurs). Chaque nœud contient une classe *Classifier* pour aiguiller les paquets arrivant d'un agent ou d'une interface vers la sortie appropriée.

Queue : la classe mère de tous les types de buffers.

Packet : la classe qui définit les types de paquet (format, header). Les codes sources de NS étant en accès libre, il est possible de modifier le noyau puis de le recompiler afin de doter le logiciel de nouvelles fonctionnalités. Néanmoins, si le simulateur est plutôt convivial et facile à prendre en main à partir du langage OTcl, il est beaucoup plus délicat de programmer dans le noyau en C++. En ce qui concerne notre étude, nous souhaitons expérimenter le mécanisme de contrôle de flux dans un routeur développé au cours du Chapitre III. Les fichiers sources correspondants sont donnés en Annexe C.

IV.3 Contrôle de flux appliqué à une topologie

Notre objectif consiste d'appliquer la méthode développée pendant cette thèse dans le cadre du projet "ADREAM" qui est une action structurante soutenue par le contrat des Projets État-Région Midi-Pyrénées 2007 – 2013. Ce projet transverse se situe dans la problématique émergente des systèmes ubiquistes et des agents mobiles autonomes, situés dans des environnements ayant des infrastructures de communication à la fois fixes et mobiles, contraintes en ressources (calcul, énergie), et nécessitent des fortes propriétés des performances, de robustesse et de résilience vis-à-vis d'entraves externes, même non prévisibles (obstacles, défaillances, niveaux de confiance et de coopération ...). Dans ce contexte, le double objectif du projet est d'abord, de bâtir les méthodologies et les solutions "système" nécessaires à la mise en réseau massive d'objets et d'agents intelligents, intégrés dans des environnements munis de multiples capteurs et actionneurs (figure IV.3), et, ensuite, de déployer et d'évaluer les méthodes proposées et les résultats obtenus dans un contexte d'application réelle et de complexité significative.

ADREAM, c'est aussi un bâtiment à énergie optimisée, voire même positive qui accueille une plate-forme d'expérimentation considérablement instrumentée, qui a été spécialement conçue et réalisée pour accueillir des démonstrateurs de la plupart des projets de recherche réalisés au sein du laboratoire LAAS-CNRS. Le bâtiment ADREAM est véritablement évolutif. Cela permet de mettre en avant la notion de "plate-forme ouverte".

À ce titre, notons également, en plus des défis concernant les différents aspects techniques déjà mis en avant, la nécessaire analyse de l'impact de la forte pénétration (pervasive) de ces systèmes et de leur exploitation au titre de leur acceptabilité, tant au niveau de l'usage (c'est en particulier le cas dans le cadre des interactions Homme-robot) que du respect de la vie privée¹.

Dans ce même contexte se situe notre travail de thèse, le contrôle de flux développé permet de réduire la consommation énergétique dans les équipements réseaux "intelligents" situés dans le bâtiment "ADREAM". Nous pourrions l'utiliser dans le cadre d'un cycle de fonctionnements à 3 modes (voir figure IV.2) :

- **Le mode normal** : comme son nom l'indique, c'est le mode où tous les équipements d'ADREAM fonctionnent en absence de tous genres des problèmes qui peuvent affecter le bon fonctionnement des différentes composantes du bâtiment ADREAM. Le bon fonctionnement du système informatique, la mise en place des nouveaux

1. <https://www.laas.fr/files/ADREAM/ADREAM-ProgrammeScientifique113-01-15.pdf>



FIGURE IV.1 – Le bâtiment ADREAM au LAAS-CNRS.

équipements ainsi que la sécurité informatique et l'administration quotidienne du réseau sont assurés par l'administrateur "systèmes et réseaux" pendant les heures de travail. En l'absence d'anomalie logicielle ou bien matérielle, légitime ou illégitime, l'administrateur "systèmes et réseaux" fait face à un mode de fonctionnement normal avec une QoS garantie. Dans le cas d'une anomalie présente sur le réseau, quelle que soit son origine, l'administrateur basculera vers le mode de fonctionnement dégradé.

- **Le mode dégradé :** En présence d'une anomalie (cette anomalie peut entraîner une perturbation sur le réseau suite à un trafic malicieux ou bien un dysfonctionnement total ou partiel du réseau suite à une panne ou une baisse de production énergétique), l'administrateur "systèmes et réseaux" (ou un système de supervision intelligent) décide, pour la sécurité et la survie de réseau, de forcer le passage au mode de fonctionnement dégradé, à quelque soit le moment de la journée ($24^H/24^H$).
- **Le mode éco-conscient :** de la volonté de faire une gestion intelligente du système informatique, d'un point de vue énergétique, l'administrateur "systèmes et réseaux" (ou un système de supervision intelligent) programme le passage en mode de fonctionnement éco-conscient pour un intervalle de temps judicieux (par exemple pendant la nuit et les jours fériés) et/ou en coopération avec les utilisateurs (par exemple pendant les tranches horaires $12^H - 14^H$). Ce mode de fonctionnement éco-conscient est un mode dégradé (compromis entre la réduction de la consommation énergétique et les performances réseaux tel que les délais de transmission des informations). Notons que le mode de fonctionnement dégradé n'est pas, en

général, un mode de fonctionnement éco-conscient.

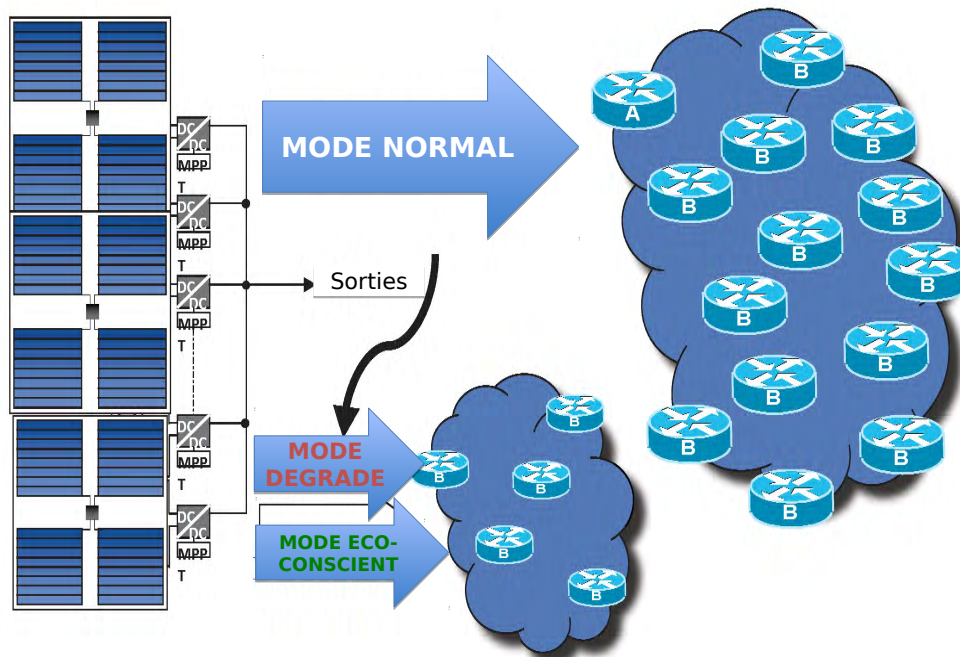


FIGURE IV.2 – Les trois modes de fonctionnement applicable au bâtiment ADREAM.

Dans cette thèse, nous nous plaçons dans le troisième mode de fonctionnement éco-conscient. Le contrôle de flux permet de minimiser la consommation énergétique dans les réseaux de communication en retardant le passage des paquets par les équipements réseaux ce qui implique un retard de transmission des flux. Par conséquent, il est judicieux d'appliquer ce type de commande en mode éco-conscient afin de ne pas trop dégrader les performances de réseau de communication en terme de délai de transmission des informations. Ce choix est pris pour ne pas influencer sur la QoS offert aux utilisateurs de réseau informatique dans le bâtiment "ADREAM".

Le cadre de notre travail étant défini, maintenant nous passons à la validation de notre approche par des simulations sous NS-2. Comme nous l'avons évoqué plusieurs fois dans ce manuscrit, le contrôle de flux est appliqué au niveau local de l'équipement réseau où nous souhaitons contrôler la quantité énergétique consommée par ce dernier.

Pour valider cette approche, revenons à l'exemple pris dans le chapitre précédent. Nous prenons une topologie simple composée de deux nœuds et plusieurs flux de trafics TCP, comme le montre la figure IV.4. Le choix de cette topologie est simpliste mais suffit à valider la proposition éco-consciente. La question d'un passage à l'échelle est discutable et possible en évaluant les nœuds élus obtenant le contrôle de flux. Les flux sont fractionnés en paquets de 1000 octets. Cependant, si l'agrégat des flux de trafics TCP entrants dépasse la capacité de traitement de premier nœud, le buffer de réception de ce dernier en congestion va se remplir. Nous supposons dans notre travail que les nœuds de la topologie déployée ne sont pas congestionnés (ces derniers appliquent le mécanisme traditionnel de DropTail et que la capacité de cet AQM est suffisamment grande pour qu'il soit désactivé tout au

long de la simulation).

Dans la figure IV.4, nous montrons le taux de trafic traversant un switch situé dans le bâtiment "ADREAM" du LAAS-CNRS dans une journée ouvrée. Cette évolution temporelle de trafic montre une forte demande par les utilisateurs du bâtiment "ADREAM" pour les deux périodes entre $8^H - 12^H$ et $14^H - 18^H$. Nous calerons notre entrée w_n à cette allure récurrente quotidiennement et géographiquement dans le laboratoire (visualisation des tranches horaires de travail) de telle sorte que le trafic généré pour la simulation soit ressemblant au trafic circulant dans le bâtiment "ADREAM".

Nous souhaitons réguler la quantité de trafic qui traverse un nœud de communication tout en retardant ce dernier pour être sous les seuils énergétiques du modèle énergétique ALR étendu. Cette manœuvre consiste à stocker des paquets dans une file d'attente virtuelle (dans notre cas c'est q_{ref}) de telle sorte à ne pas trop dégrader les performances réseau en terme de délai de transmission.

Pour toutes les simulations dans ce chapitre, nous fixons les valeurs de la capacité et de la période d'échantillonnage respectivement comme suit :

$$\begin{aligned} C &= 25000pqs/s \\ T_s &= 0.05s \end{aligned}$$

Nous rappelons les paramètres de réglage de contrôleur de flux obtenus en appliquant le théorème 1 du chapitre III :

$$\begin{aligned} K_1 &= -21 \\ K_2 &= 20; \end{aligned}$$

ainsi que les paramètres résultants de l'optimisation suivants :

$$\begin{aligned} c &= 0.078 \\ \mu &= 0.12 \\ \Theta_{1_i} &= 0.0003 \\ \Theta_{2_i} &= [-0.005 \quad 0.004] \\ G &= \begin{bmatrix} -14.3 & 13.1 \end{bmatrix} \\ R &= 0.001 \\ Q &= \begin{bmatrix} 0.001 & 0 \\ 0 & 0.0001 \end{bmatrix} \\ P &= \begin{bmatrix} 0.08 & -0.05 \\ -0.05 & 0.06 \end{bmatrix} \end{aligned}$$

Comme nous l'avons évoqué précédemment, nous appliquons un trafic d'entrée similaire au taux de trafic traversant un switch situé dans le bâtiment "ADREAM" pour la simulation (voir figure IV.3). Ce taux de trafic est généré à partir des flux de trafic de

TCP de sorte que l'évolution temporelle sur une journée soit similaire à celui du trafic réel.

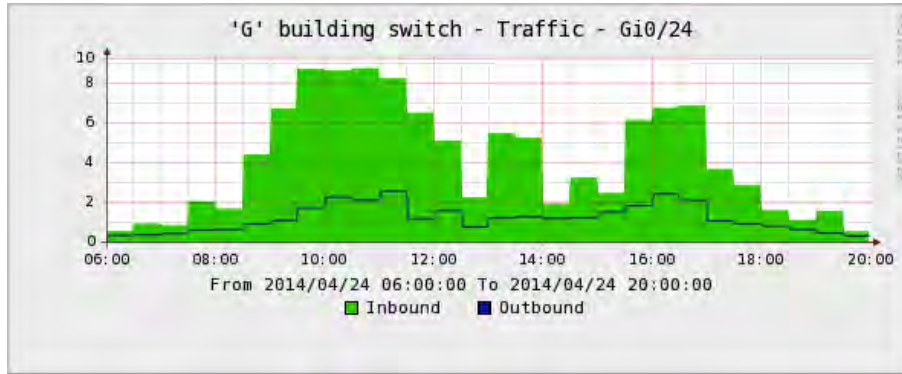


FIGURE IV.3 – Le trafic passant par un switch du bâtiment ADREAM (période de travail de 6H à 20H).

Une fois ce flux d'entrée synthétisé, nous l'appliquons ensuite sur une topologie simple composée par deux nœuds comme illustrée sur la figure IV.4 afin de valider l'approche développée dans le chapitre III.

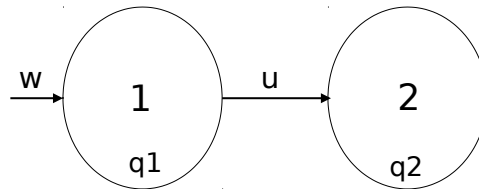


FIGURE IV.4 – Topologie simple.

Enfin, nous reprenons la stratégie de sélection du couple (β, γ) présentée dans la section III.6 du chapitre III responsables de la dynamique de la taille de file de référence q_{ref} . Dans le cadre de cette expérimentation, cette sélection a été faite d'une manière empirique (simulations avec différentes combinaisons de couple (β, γ) afin de déterminer le meilleur couple qui donne les meilleurs performances énergétiques).

Pour justifier cette sélection et notre loi de commande, nous sélectionnons par la suite trois couples différents de (β, γ) et nous montrons l'influence de ces paramètres sur le gain de puissance G_W et le taux entre la réduction et la surconsommation énergétique T_{G_W} ainsi que sur l'évolution temporelle de la file d'attente réelle sur notre simulateur des réseaux NS-2. Plus précisément, nous allons choisir le couple $(\beta, \gamma) = (2, 950)$, avec lequel nous obtiendrons un faible ratio de gain énergétique T_{G_W} ; le couple $(\beta, \gamma) = (5, 950)$ avec lequel nous obtiendrons un meilleur ratio de gain énergétique T_{G_W} , par rapport au couple précédent et le couple $(\beta, \gamma) = (8, 850)$, avec lequel nous obtiendrons le meilleur gain énergétique.

IV.3.1 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (2, 950)$:

Nous soulignons que les simulations sont faites sous NS-2. Notons aussi que le modèle ALR modifié est implémenté sous NS-2 et que la période d'échantillonnage choisie est $T_s = 0.05s$.

Dans cette partie, nous réalisons des simulations du nœud "ALR étendu" avec le couple $(\beta, \gamma) = (2, 950)$. Comme nous l'avons évoqué précédemment, nous appliquons un trafic d'entrée avec une évolution temporelle semblable à celui de la figure IV.3, correspondant à un trafic réel passant par un switch du bâtiment ADREAM sur une journée. Le trafic de sortie est calculé à partir de la loi de commande de l'équation III.11. Dans la première simulation, figure IV.5, nous pouvons observer que le trafic de réseau est non saturé (le trafic est $\leq 25000pqt/s$) comme le garantit la loi de commande, ce qui permet d'éviter les pertes. De même, il est montré dans la figure IV.6 l'évolution de la longueur de la file d'attente réelle avec celle de référence. Dans cette figure, nous pouvons voir que la constante du temps du système est faible, de sorte que le trafic de sortie n'a pas le temps d'atteindre le trafic de référence avant qu'elle change de valeur. Par conséquent, nous aurons une erreur (pour le transitoire) entre le trafic de référence et le trafic de sortie, laquelle pourra être compensée par l'effet de réduction de la consommation énergétique. Pour vérifier cela, nous réalisons des simulations de la puissance énergétique consommée.

Dans la figure IV.7, nous présentons la consommation énergétique du nœud "ALR étendu" et du nœud "ALR initial" (les puissances consommées sans et avec contrôle de flux). Il faut noter que le seuil minimal de la consommation énergétique pour le modèle ALR est $P_0 = 155 Watts$ (voir figure IV.7). Cette valeur est obtenue lorsqu'il n'y a pas de trafic qui passe par le nœud contrôlé ($w_n = 0 Mb/s$). Il s'agit dans ce cas d'une consommation minimale d'énergie du nœud opérationnel sans circulation d'information (énergie statique). Nous agissons sur l'énergie dynamique au sens de la définition de [Krief, 2012]. Nous pouvons voir sur cette figure une amélioration significative de la consommation énergétique sur les plages horaires suivantes : de 6H à 10H30 et de 14H à 17H30 ce qui représente 57% du temps de simulation totale (15H).

Au cours de cet intervalle de temps, nous stockons les paquets dans la file d'attente (de taille q_{ref}), la dynamique du flux de sortie est plus petite que le trafic d'entrée, comme nous pouvons voir dans la figure IV.6. Compte tenu du modèle ALR étendu, si le trafic est inférieur à un seuil W_i , l'énergie consommée sera plus faible qu'avec le modèle ALR standard (c'est à dire sans appliquer le contrôleur de flux). D'autre part, pour les autres périodes de temps, la taille de file d'attente libère les paquets déjà stockés. Par conséquent, la dynamique de trafic de sortie est plus grande que le trafic d'entrée, ce qui entraîne une légère surconsommation énergétique. Cette augmentation reste inférieure à la réduction totale.

Dans la figure IV.8, nous voyons clairement les deux phases de la consommation énergétique (réduction et augmentation de la consommation énergétique). Dans cette simulation, il est montré que la consommation globale d'énergie est améliorée de 13.6265% du gain énergétique par rapport au modèle ALR standard sur un temps de simulation de 15H. Le rapport entre la réduction et l'augmentation de l'énergie est de l'ordre de 57%. En outre, le trafic qui circule dans le réseau n'est pas saturé, donc les pertes sont évitées et la consommation énergétique est améliorée.

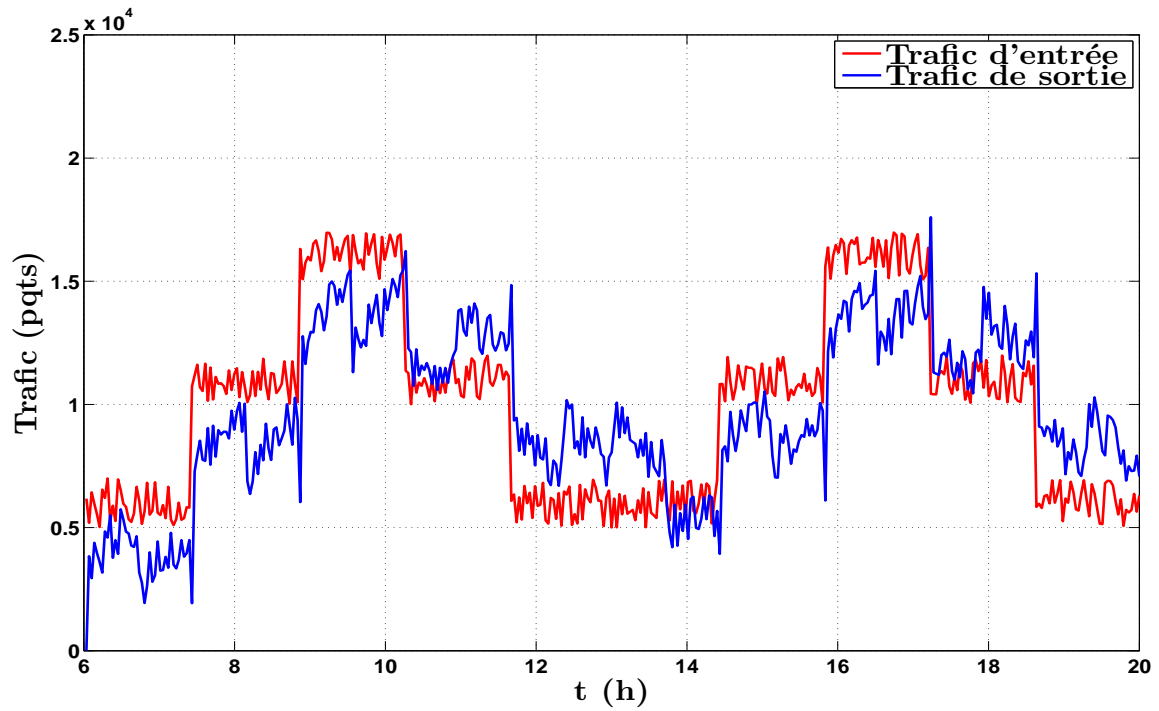


FIGURE IV.5 – Trafics d'entrée et de sortie.

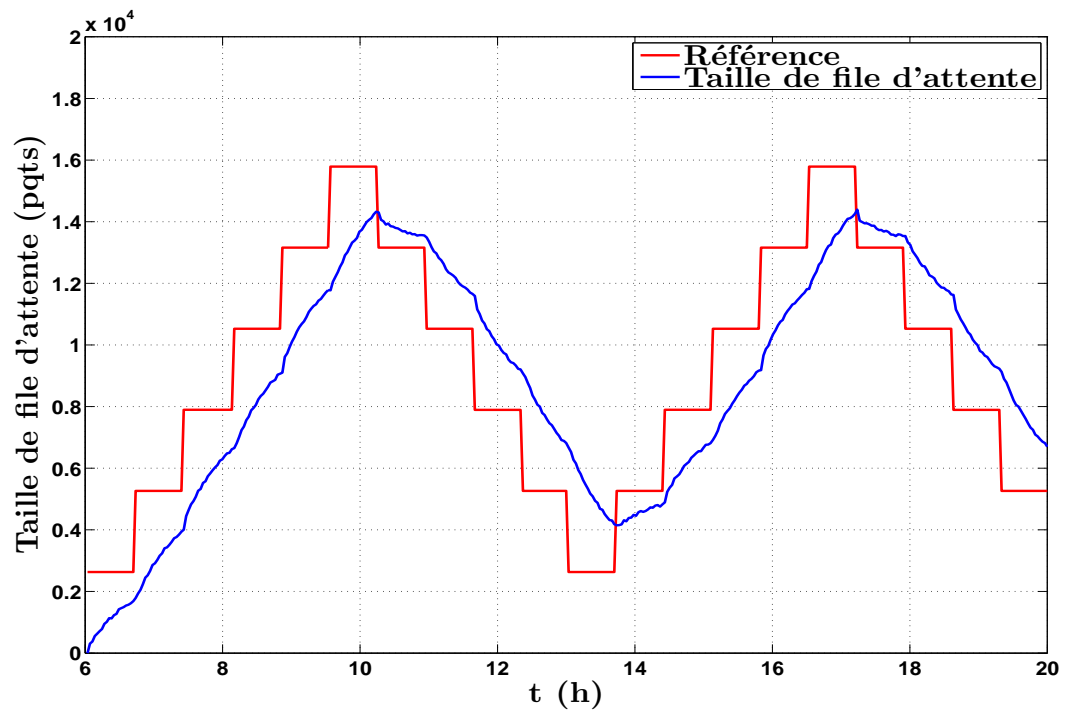


FIGURE IV.6 – Taille de file d'attente.

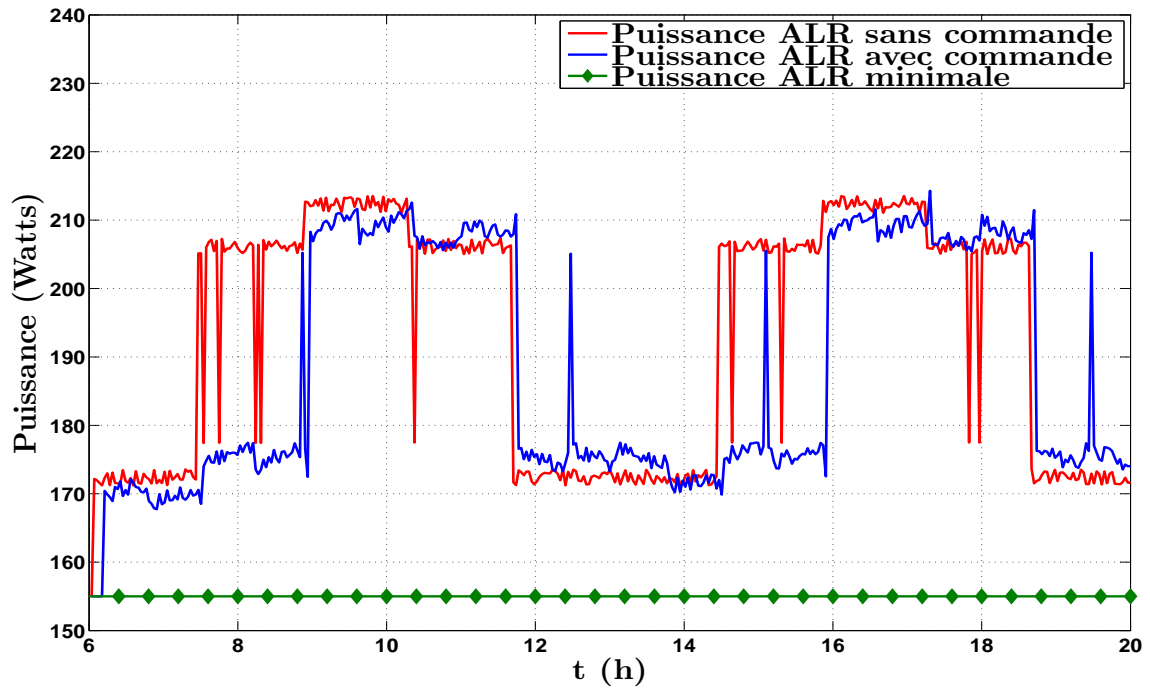


FIGURE IV.7 – Puissances consommées sans et avec commande de flux, sur le modèle ALR.

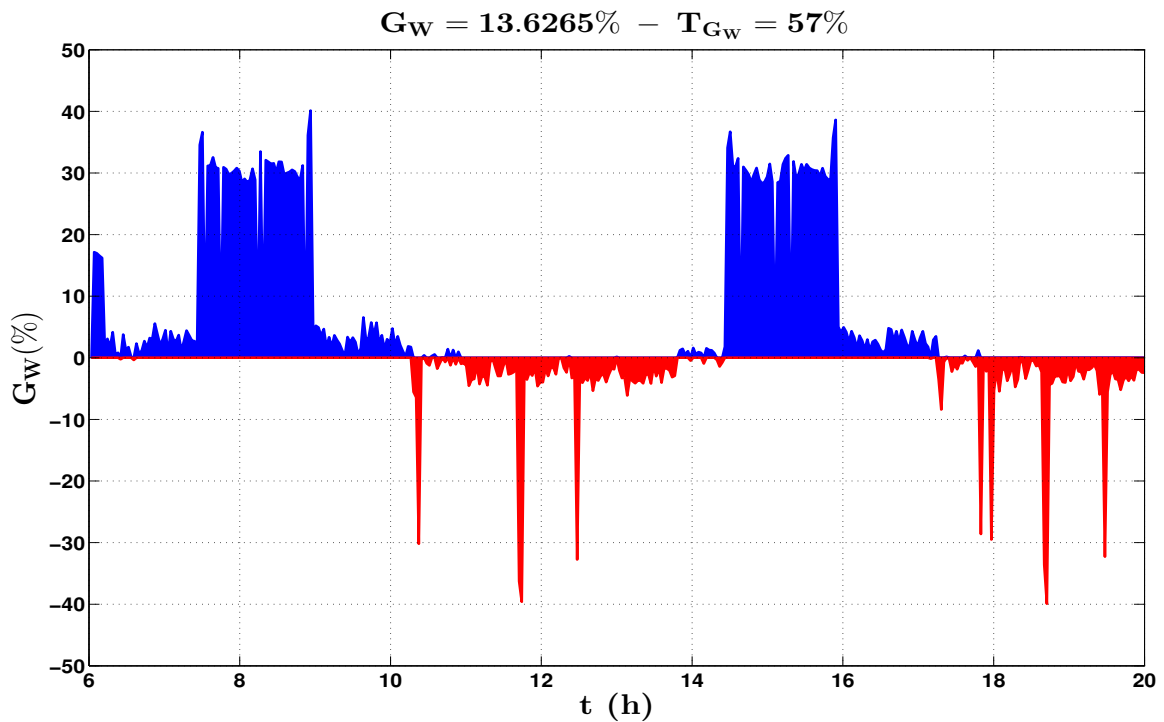


FIGURE IV.8 – Gain énergétique.

IV.3.2 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (5, 950)$:

Dans cette nouvelle simulation faite avec le couple $(\beta, \gamma) = (5, 950)$, nous prenons le même environnement que dans le cas précédent pour le couple $(\beta, \gamma) = (2, 950)$, par rapport aux modèles, au trafic d'entrée, à la période d'échantillonnage, à la commande ...

Dans la figure IV.9, notons que le trafic de réseau est toujours non saturé (le trafic est $\leq 25000\text{ppts/s}$), ce qui permet de garantir la qualité de service (voir figure IV.9). De même, il est montré dans la figure IV.10 l'évolution de la longueur de la file d'attente réelle avec celle de référence. Comme dans le cas précédent, nous pouvons conclure que le trafic de sortie n'atteint pas le trafic de référence.

Comme dans le cas d'étude précédent, la figure IV.11 montre la consommation énergétique du nœud "ALR étendu" et du nœud "ALR initial" (les puissances consommées sans et avec contrôle de flux), avec le même seuil minimal de $P_0 = 155\text{ Watts}$. Dans ce cas, nous observons une amélioration significative de la consommation énergétique sur les plages horaires suivantes : de $6H$ à $11H$ et de $14H$ à $17H30$ ce qui représente 58% du temps de simulation totale ($15H$).

Dans la figure IV.12, nous pouvons voir les phases de réduction (bleue) et d'augmentation (rouge) de la consommation énergétique. Dans cette simulation, il est présenté que la consommation globale d'énergie est améliorée de 13.2442% du gain énergétique par rapport au modèle ALR standard sur un temps de simulation de $15H$. Le rapport entre la réduction et l'augmentation de l'énergie est maintenant de l'ordre de 58% . En outre, le trafic qui circule dans le réseau, bien qu'il n'atteigne pas le trafic de référence, n'est pas saturé, donc la QoS est garantie.

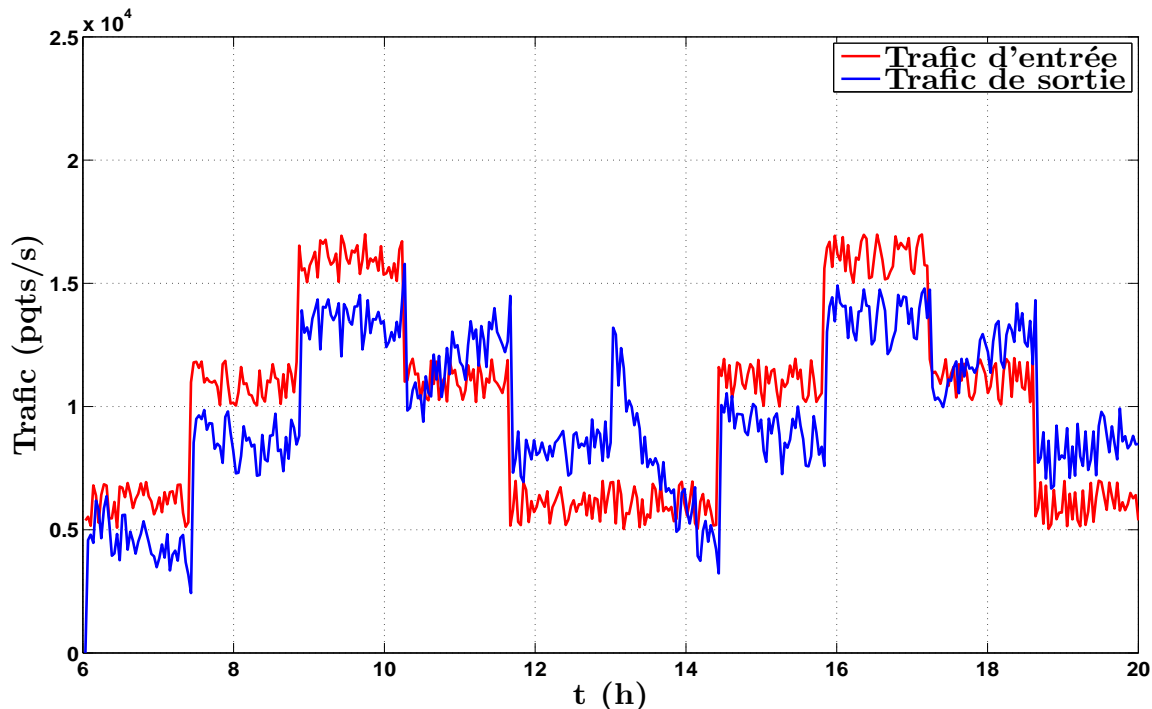


FIGURE IV.9 – Trafics d'entrée et de sortie.

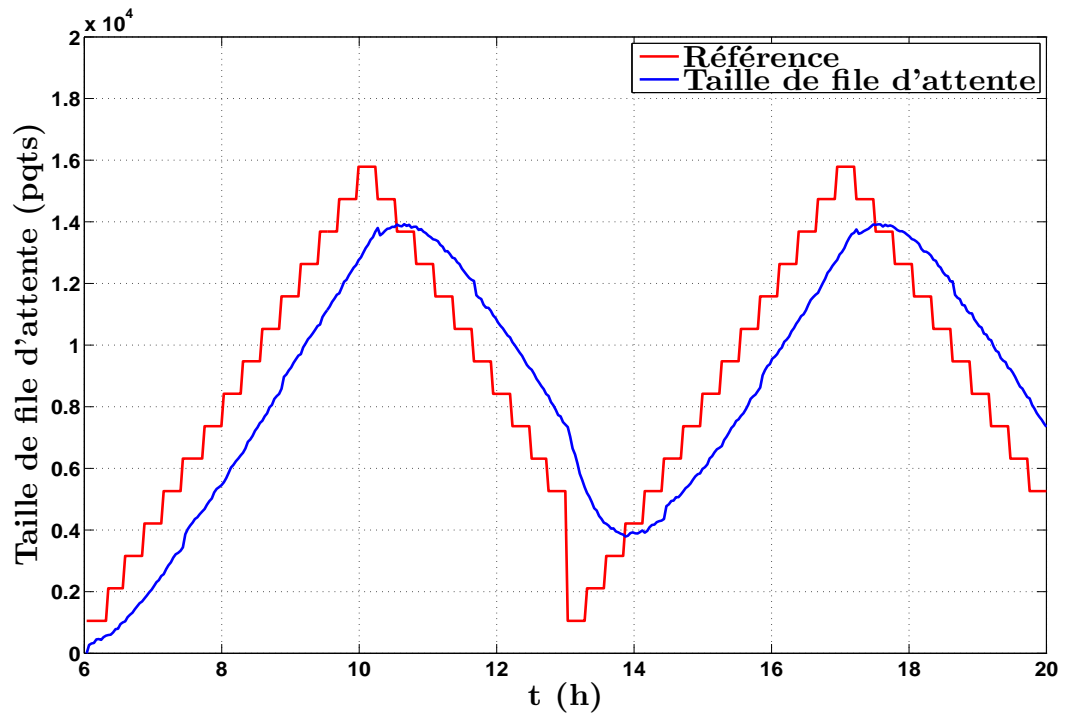


FIGURE IV.10 – Taille de file d'attente.

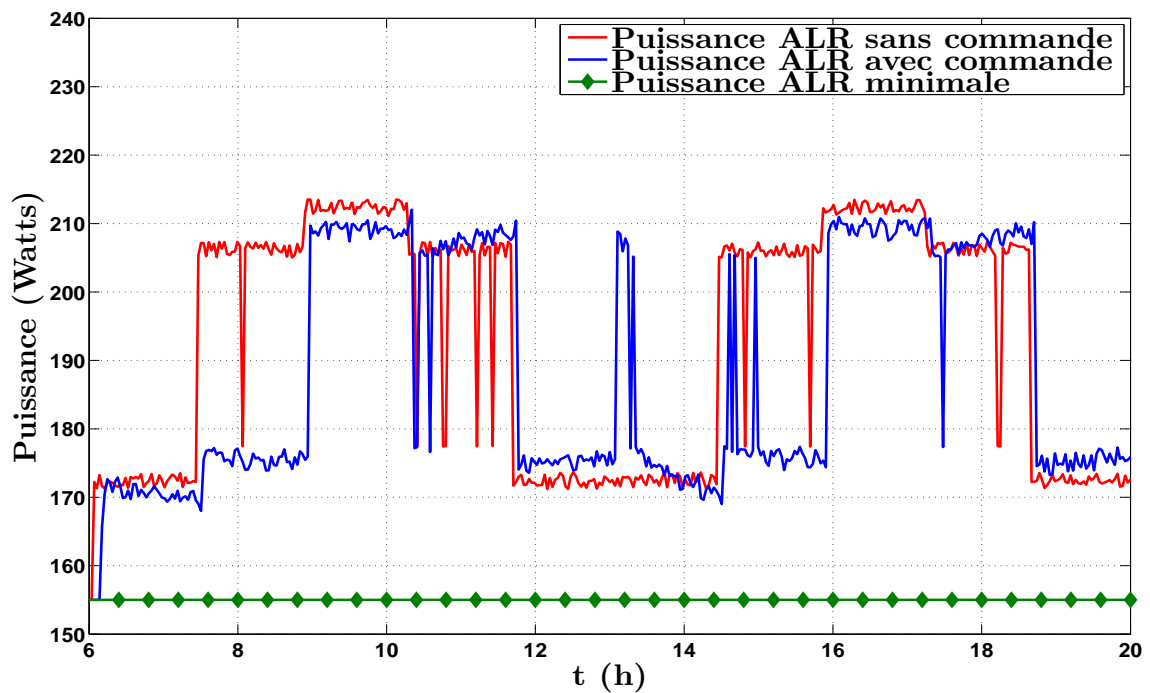


FIGURE IV.11 – Puissances consommées sans et avec commande de flux, sur le modèle ALR.

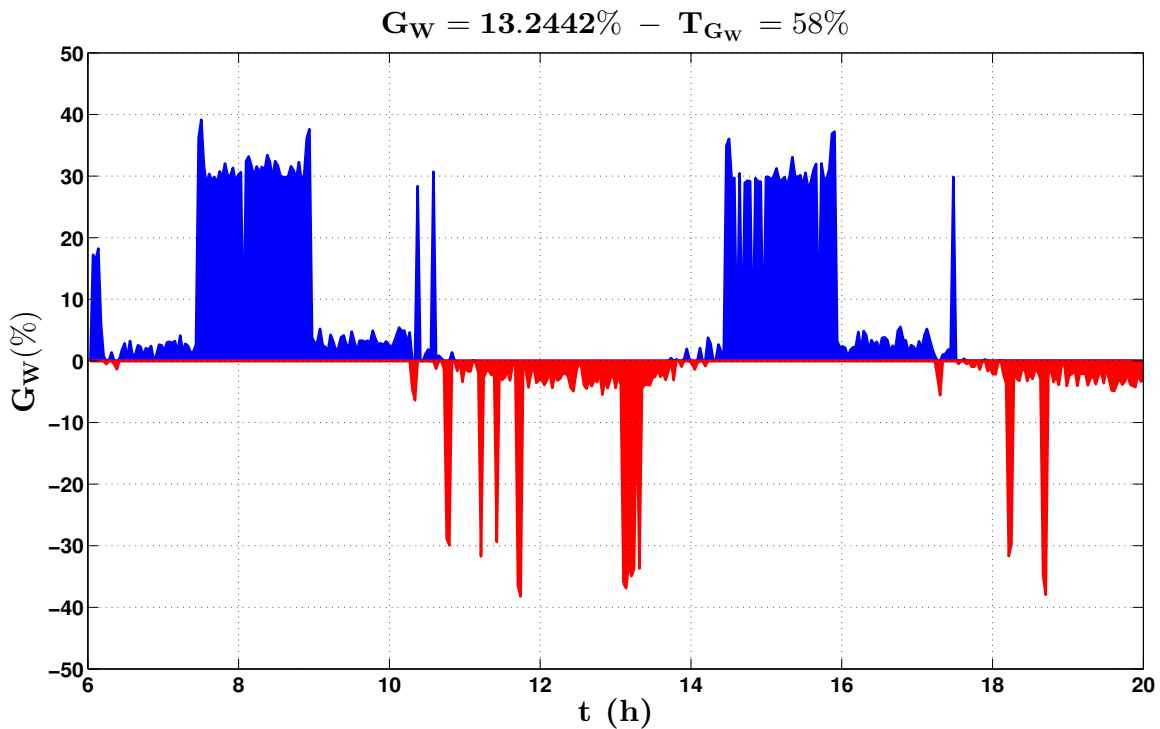


FIGURE IV.12 – Gain énergétique.

IV.3.3 Simulation avec le couple $(\beta, \gamma) = (8, 850)$:

Dans cet dernier cas d'étude, nous choisissons le couple $(\beta, \gamma) = (8, 850)$ pour le même environnement de simulation.

Dans cette nouvelle simulation, nous confirmons que le réseau est toujours non saturé, comme garantit la loi de commande synthétisée. Dans la figure IV.14, nous montrons l'évolution de la longueur de la taille de file d'attente réelle avec celle de référence. De même, la figure IV.15 présente la consommation énergétique du nœud "ALR étendu" et du nœud "ALR initial", nous observons dans cette simulation une amélioration significative de la consommation énergétique sur les plages horaires suivantes : de $6H$ à $11H$ et de $14H$ à $18H$ ce qui représente 60% du temps de simulation totale ($15H$). Cette oscillation de la consommation est due à la loi de commande. Cette augmentation reste toujours inférieure à la réduction.

Dans la figure IV.16, nous voyons les deux phases de la consommation énergétique. Dans cette simulation, il est montré que la consommation globale d'énergie est améliorée de 16.4881% du gain énergétique par rapport au modèle ALR standard sur un temps de simulation de $15H$. Le rapport entre la réduction et l'augmentation de l'énergie est de l'ordre de 60%.

Nous pouvons constaté également qu'avec le couple de valeurs $(\beta, \gamma) = (8, 850)$ le trafic de sortie n'atteint pas la référence : il se produit toujours une erreur entre le trafic d'entrée et le trafic de sortie. Cet effet est due à la constante de temps du système en boucle fermée. Ceci est compensé par le fait qu'on réussit à améliorer la performance énergétique, et en même temps la garantie de la QoS.

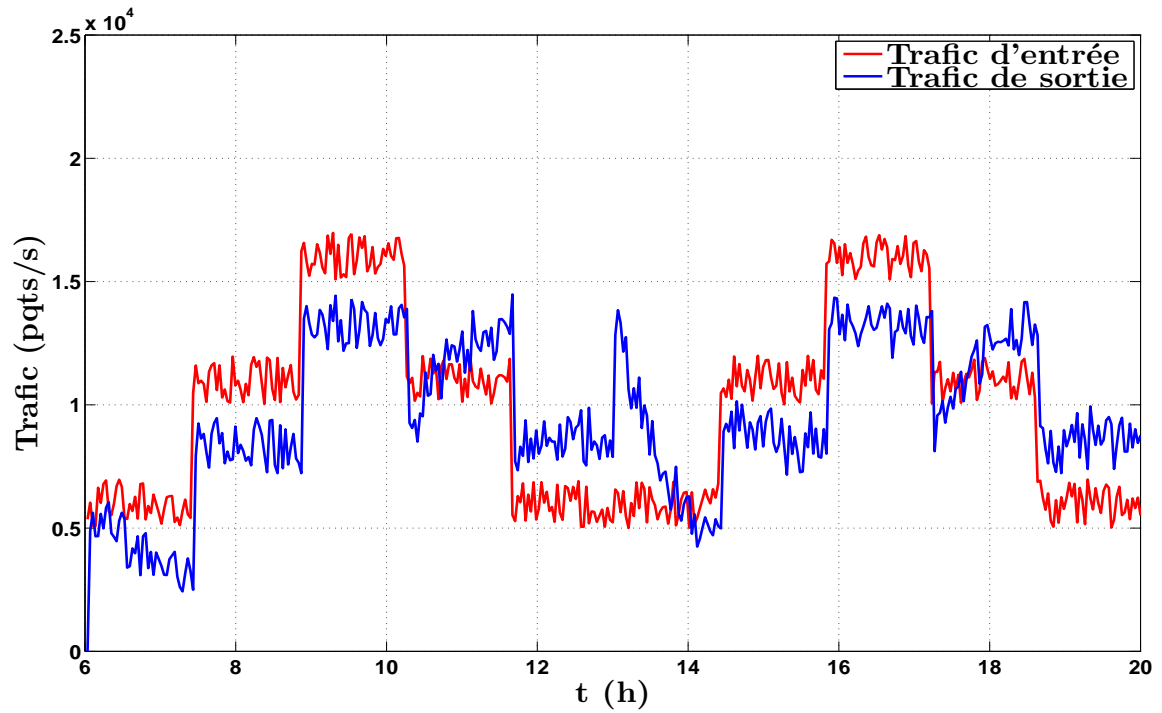


FIGURE IV.13 – Trafics d'entrée et de sortie.

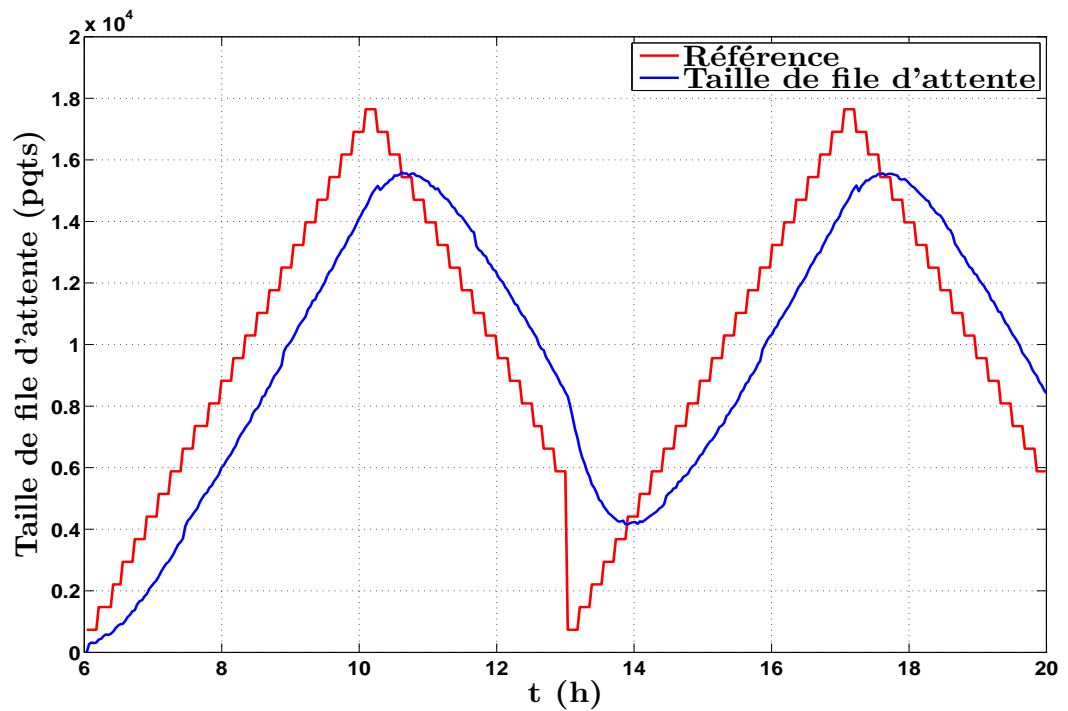


FIGURE IV.14 – Taille de file d'attente.

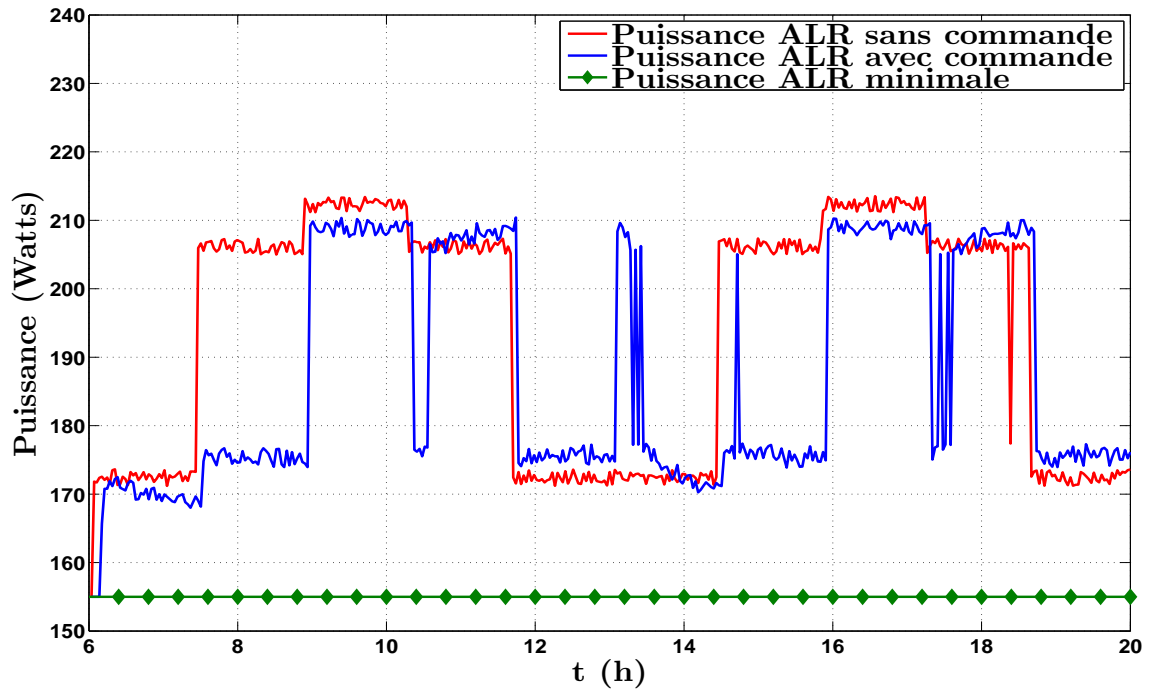


FIGURE IV.15 – Puissances consommées sans et avec commande de flux, sur le modèle ALR.

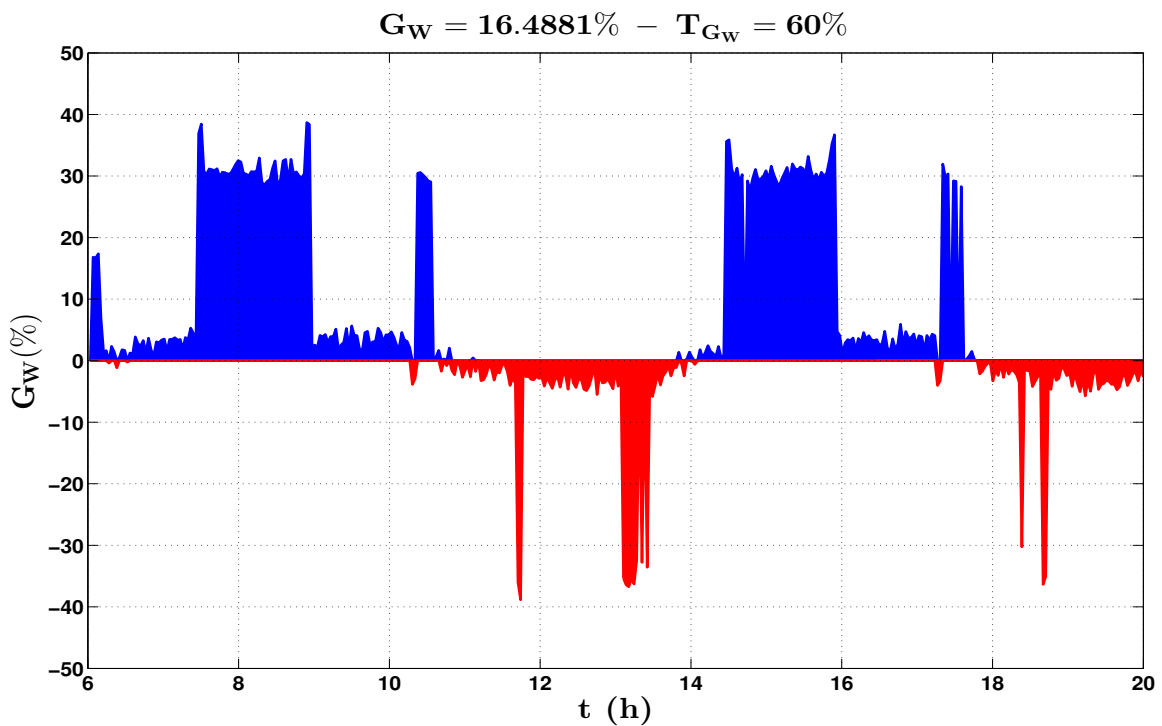


FIGURE IV.16 – Gain énergétique.

Pour conclure cette section avec les simulations faites avec NS-2, nous rappelons que le modèle énergétique seul souffre des oscillations intempestives (switching oscillations) lors

des passages de seuils ALR [Orgerie et al., 2014]. Par conséquent, ce modèle souffre de nombreux temps de commutation qui entravent sa capacité à économiser de l'énergie. En retardant le déclenchement ALR par le stockage de q_{ref} paquets, puis en les relâchant au bon moment, le modèle ALR étendu entretient faiblement ce phénomène d'oscillation. Il est également noté que notre solution proposée ne nécessite pas de mise en veille ou autres phases transitoires qui nécessiteraient une prise en compte (temps de latence, re-routage de trafic ...). De plus, nous n'avons pas de véritable mise en veille. Par conséquent, les transitions entre les périodes de veille et les périodes de pleine consommation qui déstabilisent le réseau, n'existent pas. Enfin nous n'avons pas également de modifications de la topologie, source de propagation intensive des informations relatives pour la mise à jour des tables de routage du réseau.

IV.4 Conclusion

Dans ce chapitre, une solution alternative issue de la communauté de la théorie du contrôle permettant de réduire la consommation énergétique dans les réseaux filaires a été présentée et applicable dans le cadre du projet "ADREAM". Le contrôleur a été développé à partir de la théorie de la commande en tenant compte de la limitation de la capacité des liens et la minimisation des coûts quadratiques afin d'assurer la stabilité du réseau. Ce contrôleur permet de modifier la dynamique du flux traversant un nœud afin de rester sous des seuils énergétiques du modèle ALR tout en garantissant la QdS définie dans la section III.1.

Des simulations avec le simulateur de réseaux, NS-2, valident cette loi de commande et le couplage d'un modèle dynamique avec un modèle énergétique. Dans un premier temps, nous avons proposé des simulations pour obtenir le meilleur couple (β, γ) qui attribuent un gain énergétique raisonnable. Ce couple fixe le gain et la période de changement du trafic de référence. Ensuite, nous montrons que le trafic de sortie n'atteint pas la référence, dû à la constante du temps du système avec la loi de commande proposée dans le chapitre III (plus grande que la période de changement du trafic de référence, T_{G_w}). Malgré cet effet, nous montrons qu'avec notre stratégie, nous avons un compromis intéressant entre le gain énergétique et la garantie d'une qualité de service assurée.

Chapitre V

Conclusion générale et perspectives

Dans cette thèse, nous avons proposé une nouvelle méthode à partir de la théorie de commande et qui consiste à réduire la consommation énergétique dans les réseaux de communication au détriment des paramètres de QoS. Cette technique est appliquée au niveau local d'un équipement réseau (routeur, switch . . .), la loi de commande permet de distribuer temporellement et en débit le trafic qui traverse un nœud contrôlé dans les réseaux de communication filaires.

Dans un premier temps, nous introduisons le problème qui a motivé cette thèse, le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication (chapitre II). Nous avons donné des statistiques récentes qui montrent l'augmentation de déploiement des TICs, ainsi que leurs conséquences sur les plans énergétique et environnemental. Ensuite, nous nous sommes focalisés dans ce travail dans le cadre des réseaux de communication filaires. Enfin, nous avons présenté les résultats des travaux de recherche qui ont déjà été réalisés pour résoudre ce problème dans le cas des réseaux filaires, notamment les solutions matérielles, logicielles ou hybrides, ainsi qu'une synthèse de ces solutions. Nous avons conclu ce deuxième chapitre par nos contributions présentées dans cette thèse.

Dans le troisième chapitre, nous sommes revenus sur la problématique présentée dans le chapitre II concernant le phénomène de la consommation énergétique dans les différents éléments des réseaux de communication filaires. Dans cette partie, nous avons considéré que les nœuds de communications sont des routeurs de type ALR (présentés dans le chapitre précédent). Nous avons proposé une nouvelle approche originale issue de la communauté Automatique qui consiste à régler le flux traversant un nœud dans une architecture des réseaux IP dans le but de rester au dessous des niveaux fixés à l'avance en fonction des paramètres réseaux, cette opération permettra ensuite de réduire la consommation énergétique suivant le modèle énergétique ALR étendu. Une telle régulation de trafic a été mise en œuvre par un mécanisme de contrôle de flux, implanté au niveau du routeur ALR. Un modèle mathématique dynamique adéquat qui représente au mieux les phénomènes perçus par les réseaux de communication est nécessaire pour concevoir un contrôleur de flux. Ensuite, à partir de ce modèle, nous avons calculé une loi de commande permettant de contrôler le flux traversant ce nœud contrôlé, qui évite la congestion du réseau en même temps que la garantie de la robustesse par rapport aux différentes périodes

d'échantillonnage.

Le chapitre IV porte exclusivement sur la partie simulations et expérimentations de l'approche développée dans le chapitre précédent, nous avons appliqué les résultats théoriques développées dans le chapitre précédent pour les tester sur le simulateur de réseaux NS-2. Les simulations ont montré des résultats intéressants, la consommation énergétique dans les réseaux de communication est bien réduite avec une QoS assurée.

Perspectives

Pour des travaux futurs à courts termes, voici quelques pistes de travail permettant de faire aboutir complètement ces avancées :

- Optimisation paramétrique du couple (β, γ) qui définit le trafic de référence du réseau. Cette optimisation devra être faite en prenant en compte de réduction de la consommation énergétique du réseau : mise en œuvre et résolution du problème d'optimisation.

- Comparaison de notre stratégie avec d'autres méthodes développées de la théorie du Contrôle (AQM), en prenant en compte la loi de commande et l'élection du couple (β, γ) pour réduire la consommation énergétique.

- Application de la méthode développée dans cette thèse sur une plate-forme réelle "ADREAM" du LAAS-CNRS, de sorte que nous pouvons valider notre stratégie expérimentalement.

- Mener à bien notre étude expérimentale et réaliser plusieurs simulations sur différentes topologies plus étendues de réseau de communication afin d'évaluer plus concrètement les limites et l'efficacité de notre méthode.

- Une autre piste qui peut être intéressante est de développer notre approche sur le modèle d'architecture réseau SDN (avec les propriétés de découplage de la transmission de données du contrôle de réseau, minimisation des interventions matérielles, implémentation plus rapide des approches). Ce développement pourra avoir comme objectif la gestion de façon globale du réseau. Et finalement, nous pouvons coupler ce concept avec notre approche de commande de flux afin de mieux optimiser la consommation énergétique et aussi d'assurer les performances des réseaux de communication.

- Développement d'une approche informatique qui prend en compte la différenciation des flux et la conception d'une stratégie de contrôle qui consiste à planifier le passage des différents trafics selon leur quantité d'énergie consommée, c'est-à-dire, le contrôle de passage des différents flux qui circulent dans les réseaux de communication en prenant en compte leur nature énergétique.

Un travail est en cours de réalisation sur la mise en place d'un contrôleur purement informatique pour cette recherche de performance énergétique [Ben Mahmoud et al., 2015]. Nous avons opté pour une solution protocolaire issue de la proposition de [Mahmoodi, 2011], [Sakellari et al., 2013]. Ceux-ci ont récemment proposé une nouvelle approche, en se basant sur un principe utilisé dans certains réseaux sans-fil : prendre en compte la consommation énergétique dans le contrôle d'admission, afin de transmettre en priorité les flux les moins énergivores [Sakellari et al., 2013].

Dans ce travail, nous avons proposé un contrôleur d'admission éco-conscient permettant une différenciation de classes de trafic pour réduire un peu plus la dépense énergétique. Son objectif est de diminuer la consommation énergétique en cherchant pour chaque paquet un intervalle de temps optimal, durant lequel il consommera moins. Ainsi, les paquets énergivores ont tendance à être retardés pour favoriser ceux dont la consommation est faible ou rentre dans la contrainte énergétique d'un palier du modèle ALR. Afin de respecter des contraintes de qualité de service, ce contrôleur d'admission est configuré afin de prendre en compte la diversité des besoins en ressources réseaux. Des classes de trafic peuvent être distingués afin de donner la priorité à certains paquets.

Le contrôleur d'admission, appelé ainsi EAAC-MQ, utilise le modèle de la consommation d'énergie ALR pour tous les appareils du réseau. Cette solution est distribuée et peut être activée sur un nœud spécifique (ou non) en fonction de l'administrateur réseau. L'algorithme principal EAAC-MQ (figure V.1) fonctionne selon les étapes suivantes :

1. Quand un paquet arrive, il est marqué selon la classe de trafic auquel il appartient, puis envoyé à la file d'attente de requête associée. La classification des paquets entrants est le rôle du classificateur.
2. Conformément à une politique de priorité, un paquet est choisi parmi les tampons. L'algorithme calcule le chemin vers la destination et estime la consommation d'énergie sur cette voie en utilisant le modèle ALR. L'algorithme de décision décide alors de maintenir ou d'envoyer le paquet dans le réseau en fonction du seuil associé à la classe de trafic. Si un nouveau paquet arrive, l'algorithme remonte à la première étape. Si un paquet n'a pas été accepté, il est envoyé à une file d'attente qui est unique pour toutes les classes de trafic.

Une fois qu'un paquet a été choisi par le WRR, il est traité par l'algorithme de décision, qui décide s'il peut envoyer le paquet immédiatement ou non. Soit S_{pkt} la taille de paquet en octet et α la puissance consommée par octet. L'algorithme de décision suit les étapes suivantes :

1. Calculer le chemin π de la source et la destination en utilisant le protocole de routage OSPF. En effet, le modèle EAAC-MQ est d'abord dédié aux systèmes intra-autonomes. Soit N le nombre de nœuds de cette route π .

2. Estimer la consommation d'énergie sur la route π basée sur le modèle ALR. Soit b_{w_j} la bande passante utilisée et $P_j(b_{w_j})$ la consommation d'énergie du nœud j , avec $j \in [0, N]$. La consommation totale d'énergie P_{totale} tout au long de π est :

$$P_{totale} = \sum_{j=1}^N P_j(b_{w_j})$$

3. Calculer l'impact énergétique δ en rapport avec le paquet choisi par le WRR pour la consommation totale d'énergie de chemin :

$$\delta = \frac{A * N * S_{pkt} * \alpha}{P_{totale}}$$

où A est un paramètre d'étalonnage de post-simulation.

4. Décider si le paquet est envoyé à la file d'attente de sortie (OQ) ou à WQ. Si $\delta \geq \Delta_i$, le paquet est envoyé à WQ. Le paquet va rester dans WQ jusqu'à sa $t_{i,max}$ expire ou bien avoir été choisi par WRR pour le prochain envoi. Dans le cas contraire, le paquet est envoyé à OQ. OQ est la dernière file d'attente du modèle EAAC-MQ et contient tous les paquets prêts à être envoyés à la destination.

Un "Token Bucket" est déployé avant d'autoriser les paquets à être envoyés. Le déploiement du "Token Bucket" a deux avantages : premièrement, il permet de limiter la sporadicité générée par l'utilisation de WRR. Deuxièmement, il maintient un taux moyen de la circulation sous un seuil ALR, une valeur de débit de données pour lesquels la consommation d'énergie passe à une valeur supérieure. Si le taux de trafic dépasse ce seuil, la probabilité de paquets perdus augmente. En cas de paquets non conformes, nous choisissons de les perdre au lieu d'attendre suffisamment de jetons, ce qui augmenterait le délai de bout-en-bout.

Il reste à valider cette alternative par des simulations en utilisant des différentes classes de trafics concurrents et sur des différentes topologies, ensuite faire une comparaison des performances énergétiques obtenues avec ce contrôleur d'admission avec celui du contrôleur de flux développé dans cette thèse.

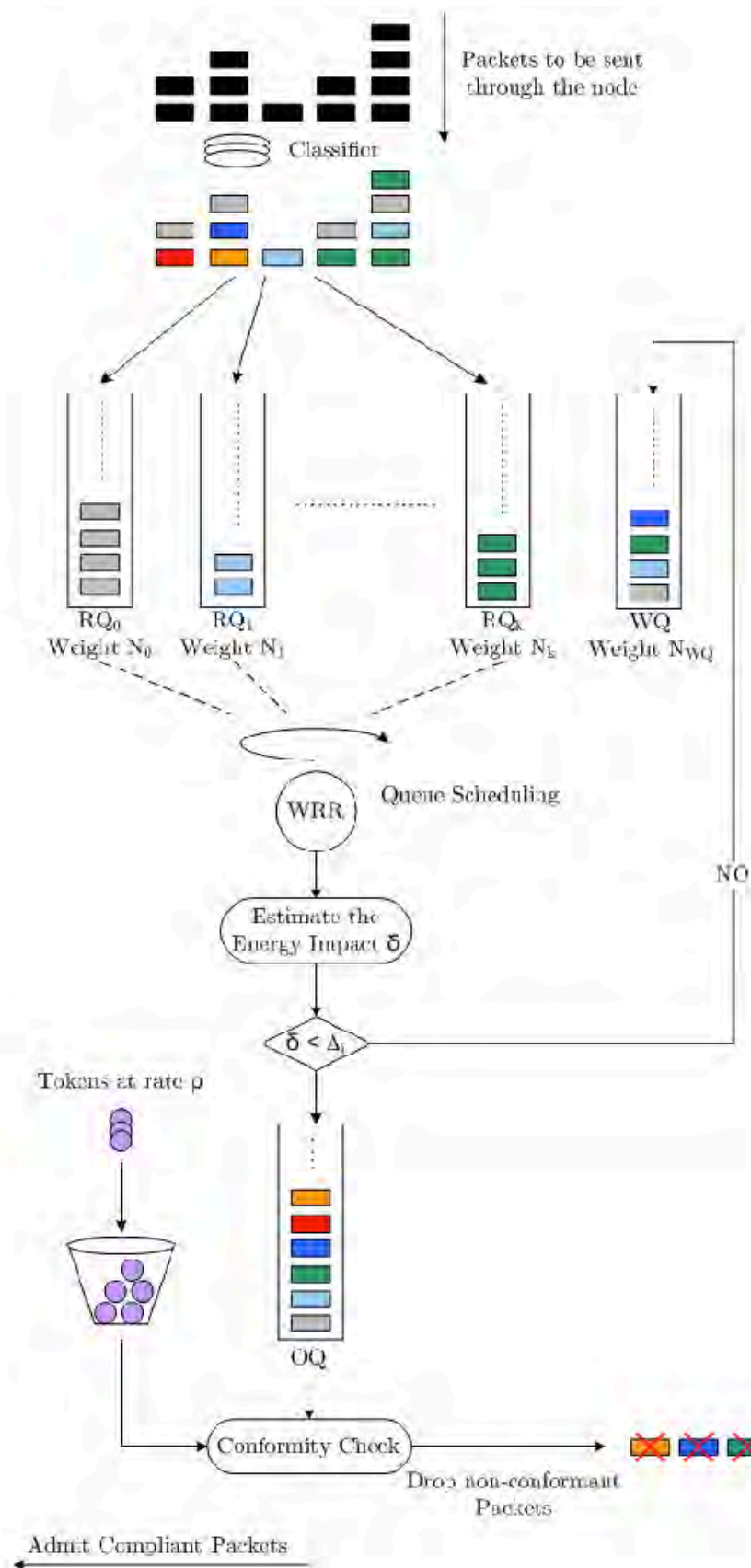


FIGURE V.1 – Architecture EAAC-MQ.

Liste des publications

Publications Scientifiques

1. **W. Zouaoui**, Y. Labit, and C. Albea-Sanchez 2014. "Buffer dynamic management for energy-aware network", in 10th International Conference on Network and Service Management 2014 (CNSM 2014), Rio de Janeiro, Brazil, Nov. 2014.
2. **W. Zouaoui**, C. Albea-Sanchez, and Y. Labit 2014. "Dynamic adaptive management of buffer for QoS guarantees and energy reduction", in Computer Software and Applications Conference (COMPSAC 2014), 2014 IEEE 38th Annual, Västerås, Sweden, July 2014.
3. Y. Labit, and **W. Zouaoui** 2014. "AMBIENT v0.1 : Active Measurement Based anomaly detectIon toolkit using intErNet Time series", in International Work-Conference on Time Series Analysis 2014 (ITISE 2014), Granada, Spain, June 2014.
4. **W. Zouaoui**, C. Albea-Sanchez, and Y. Labit 2014. "Gestion dynamique de buffer pour l'optimisation de la consommation énergétique dans un réseau filaire", Congrès des doctorants EDSYS, Toulouse, France, Mai 2014.
5. M. S. Ben Mahmoud, **W. Zouaoui**, and Y. Labit 2015. "Enhanced energy-aware admission control with traffic class differentiation for wired networks". Technical report. 23 pages, Mars 2015.

Annexes

Annexe A

Modèle TCP/IP

TCP, faisant partie des protocoles de la couche transport du modèle TCP/IP, est le protocole le plus utilisé pour la communication dans les réseaux de bout en bout (communication entre l'émetteur et le destinataire sans prendre en compte les nœuds intermédiaires). La stratégie de ce protocole est d'augmenter progressivement le nombre des paquets envoyés par l'émetteur (fenêtre de congestion) sans provoquer des pertes dans le réseaux. La détection de perte des paquets s'effectue à l'aide d'un mécanisme d'accusé de réception renvoyé par le récepteur (acquiescement). Un tel retour d'information permet de détecter instantanément la congestion d'un élément du réseau.

Il existe deux types de détection des pertes des paquets entre l'émetteur et le récepteur. Au moment où le récepteur envoie un paquet à une destination, un temporisateur se déclenche pour calculer le temps entre l'envoi du paquet et la réception de l'accusé de réception. Lorsque le temporisateur dépasse un seuil limite, l'émetteur considère que le paquet est perdu. C'est le *Time Out* (TO) où encore la perte suite à une expiration du temps. D'autre part, si l'émetteur reçoit 3 acquiescements identiques suite à un retard d'émission des paquets, alors il déclenche une retransmission.

Un algorithme d'évitement de congestion a été mis en place pour contrôler le taux d'envoi des paquets en fonction des pertes dans les réseaux [Jacobson, 1988], [Jacobson, 1990].

L'algorithme d'évitement de congestion AIMD [Jacobson, 1988] consiste à transmettre un maximum des informations tout en minimisant la perte des paquets. Cet algorithme est opérationnel lors des échanges de bout en bout des flux TCP.

Afin de rendre le protocole TCP plus efficace, plusieurs opérations sont déployés pour éviter d'une manière rapide et efficace la congestion.

1) **Slow Start**

Lors du démarrage d'une connexion, le lien entre l'émetteur et le destinataire n'est pas connu à l'avance, donc l'émetteur va progressivement augmenter le nombre de paquets qu'il envoie d'une manière exponentielle jusqu'à l'apparition d'une perte. Le seuil de *Slow Start* appelé *ssthresh* est égal à la moitié de la taille de la fenêtre courante (taille de la fenêtre de congestion à l'occurrence de la première perte). Et suite à chaque accusé de réception (acq), l'émetteur augmente sa taille de fenêtre de congestion exponentiellement en dessous de la valeur de *ssthresh* et linéairement en dessus de celle-ci jusqu'au apparition d'une nouvelle perte et ainsi la valeur de

$ssthresh$ sera actualisée.

2) Évitement de congestion

Au-delà d'une certaine limite de valeur de $ssthresh$, TCP passe en mode d'évitement de congestion. À partir de là, la valeur de la fenêtre de congestion augmente d'une manière linéaire et donc bien plus lentement qu'en *Slow Start* : elle s'incrémente d'un paquet à chaque réception d'un accusé (paquet est transmis avec succès). Dans ce mode de fonctionnement, l'algorithme détecte aussi rapidement que possible la perte d'un paquet. En cas d'occurrence d'un indice de congestion, l'algorithme passe à la phase d'évitement de congestion. Si l'émetteur reçoit trois acquittements dupliqués, la fenêtre de congestion sera divisé par deux et puis passe directement à la phase d'évitement de congestion sans besoin d'attendre la fin d'un *Time Out* (phase de *Fast recovery*). Si l'émetteur n'a pas reçu des acquittements après l'envoi des paquets au destinataire, alors dans ce cas une perte par *Time Out* se produit et la fenêtre de congestion prend la valeur unité et une nouvelle phase de *Slow Start* se déclenche.

La figure A.1 montre l'évolution de la fenêtre de congestion à travers les différents protocoles de modèle TCP Reno, nous observons clairement les différentes phases de l'algorithme d'évitement de congestion : *Slow Start*, *Évitement de congestion* et le *Fast recovery*.

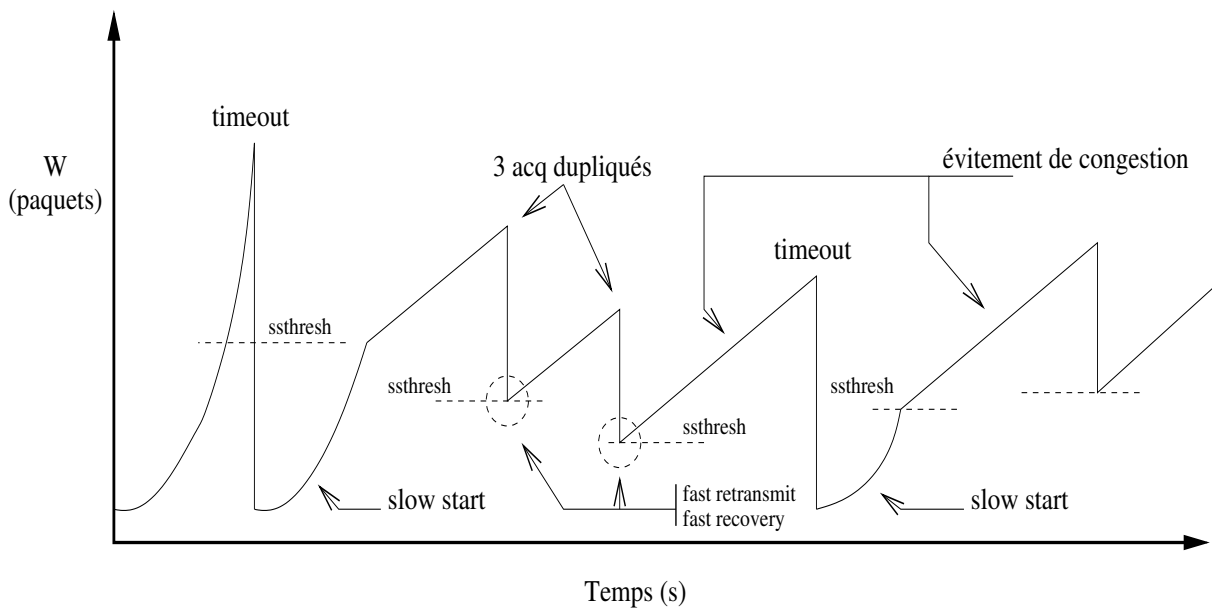


FIGURE A.1 – Évolution de la fenêtre de congestion à travers les protocoles de slow start, fast retransmit et fast recovery pour le modèle TCP Reno. [Ariba, 2009].

Dans le but de contrôler la congestion dans les réseaux de communications, [Misra et al., 1999] propose un modèle dynamique qui couple les pertes et le taux d'envoi des flux TCP.

Soit N le nombre des flux sources TCP qui arrivent à l'entrée du routeur. Nous considérons que les flux TCP sont homogènes. Chaque source applique le mécanisme d'évitement de congestion, pour éviter le problème d'effondrement du réseau. Des travaux de modéli-

sation fluide proposant une représentation mathématique du comportement du protocole TCP [Misra et al., 2000], [Misra et al., 1999], [Low et al., 2002] ont été développés dans le but d’effectuer une analyse quantitative du problème de congestion. Alors que la plupart des travaux ayant traité ce sujet dans le cadre de la théorie de la commande ont considéré le modèle fluide proposé par [Misra et al., 2000].

Ce modèle dynamique de module TCP est décrit par (A.1)-(A.2). L’équation différentielle suivante rend compte de l’évolution de la fenêtre de congestion $W_i(t)$ d’une source TCP i :

$$\dot{W}_i(t) = \frac{1}{R_i(t)} - \frac{W_i(t)W_i(t - R_i(t))}{2R_i(t - R_i(t))}p_i(t - R_i(t)). \quad (\text{A.1})$$

Le signal $p_i(t)$ est le taux d’éjection des paquets subi par la source i et appliqué par l’AQM. Le retard R_i représente le RTT perçu par la source i . Il peut se décomposer comme la somme des *forward* et *backward delays* (R_i^f et R_i^b) représentant, respectivement, le temps de trajet de la source i au routeur et du routeur à la source en passant par le récepteur (Figure A.2) :

$$R_i(t) = \frac{q(t)}{C} + T_{p_i} = R_i^f + R_i^b$$

où $q(t)$ est la taille de la file d’attente du buffer au niveau du routeur. Le terme T_{p_i} représente le retard de propagation fixe et le terme $\frac{q(t)}{C}$ indique le délai d’attente dans la file d’attente (Figure A.2).

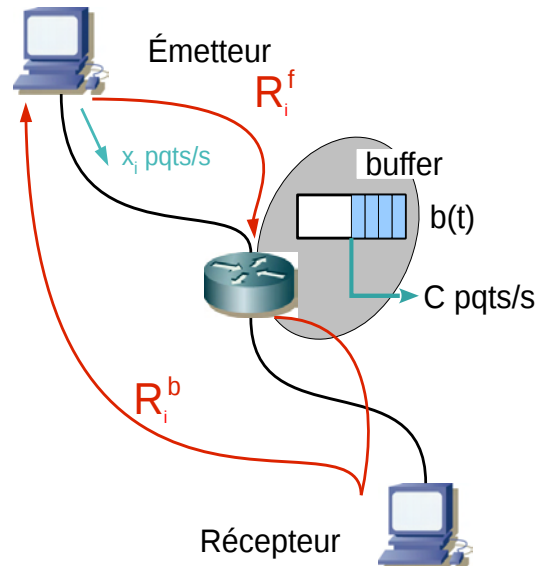


FIGURE A.2 – Décomposition du retard RTT dans une simple connexion.

La dynamique de la taille de la file d’attente s’exprime par l’équation mathématique suivante :

$$\dot{q}(t) = -C + \sum_{i=1}^N \frac{W_i(t - R_i^f)}{R_i(t - R_i^f)}. \quad (\text{A.2})$$

C , T_{p_i} et N sont des paramètres caractéristiques du réseau et représentent, respectivement, la capacité du lien, le temps de propagation expérimenté par un paquet de la connexion i et le nombre de source TCP.

L'objectif principal de modèle mathématique présenté ci-dessus est d'appliquer une stratégie d'éjection à travers le paramètre $p_i(t)$ afin de régler le phénomène de congestion dans un routeur.

Annexe B

Théorèmes utiles

Certaines inégalités matricielles non linéaires peuvent être reformulées en terme de LMI à l'aide du complément de Schur décrit dans le lemme suivant.

Lemme B.1 (Complément de Schur) [Boyd et al., 1994]. *Soient les matrices $Q(x) \in \mathbb{R}^{m \times m}$, $R(x) \in \mathbb{R}^{n \times n}$ et $S(x) \in \mathbb{R}^{m \times n}$ dépendant d'une variable $x \in \mathbb{R}^p$. Alors, les inégalités matricielles :*

$$\begin{cases} R(x) > \mathbb{0} \\ Q(x) - S(x)R^{-1}(x)S^T(x) > \mathbb{0} \end{cases}$$

et :

$$\begin{bmatrix} Q(x) & S(x) \\ S^T(x) & R(x) \end{bmatrix} > \mathbb{0}$$

sont équivalentes

Si les matrices $Q(x)$, $R(x)$ et $S(x)$ dépendent affinement de la variable x , alors la dernière inégalité matricielle est une LMI.

Annexe C

Codes sources et scripts dans NS-2

Cet annexe contient les différents scripts utilisés pour les tests de simulation sous le simulateur de réseaux NS-2, ainsi que le modèle énergétique ALR permettant de mesurer la puissance instantanée du nœud contrôlé inspiré de [Orgerie et al., 2011].

- Le premier script est un script **Shell** qui permet d'automatiser une série de simulations. Il se présente sous la forme d'un fichier contenant plusieurs commandes qui seront exécutées de manière séquentielle. Ce script permet de sélectionner le meilleur couple (β, γ) qui donne les meilleures performances énergétiques.
- Le script de simulation est un programme **TCL** utilisé pour la description de la topologie du réseau, la configuration des liens, des agents émetteurs et récepteurs, description du scénario, intégration de la loi de commande ...
- Les codes du modèle énergétique ALR sont inspirés du travail réalisé par Anne-Cécile Orgerie et qui permettent de calculer la consommation énergétique des différents équipements réseau (module ECOFEN) [Orgerie et al., 2011]. Ce modèle énergétique ALR est introduit aux codes sources **C++**, il a été intégré au noyau du simulateur puis compilé avec l'ensemble.

C.1 Script pour la recherche empirique de meilleur couple (β, γ)

```
#!/bin/bash
#
# Terminal >> ./test_qrefvar.sh
#
NS_PATH=../../ns-allinone-2.35/ns-2.35
dossier=simulations_beta_gamma
mkdir $dossier
```

```
mkdir -p $dossier/Simu_BF
mkdir -p $dossier/Simu_BF/Energie
mkdir -p $dossier/Simu_BF/Flux_Entree+Sortie
mkdir -p $dossier/Simu_BF/Taille_file_ref+reel
```

```
mkdir -p $dossier/Simu_BO
mkdir -p $dossier/Simu_BO/Energie
mkdir -p $dossier/Simu_BO/Flux
```

```
beta=0
```

```
pas_1=50
pas_2=50
```

```
#####
```

```
while [ $beta -lt 8 ]
do
    let beta=$beta+1
    gamma=450
    while [ $gamma -lt 1500 ]
    do
        if [ $gamma -lt 1500 ]; then
            let gamma=$gamma+$pas_1
        else
            let gamma=$gamma+$pas_2
        fi

        $NS_PATH/ns test_autom_$beta-qref-bo.tcl $gamma
        > sortie-$beta-$gamma-bo.txt
        awk -f ./separation_energie_node.awk -v
            targetNode=2 sortie-$beta-$gamma-bo.txt >
            consumption_node-$beta-$gamma-bo.txt
        rm sortie-$beta-$gamma-bo.txt
        mv consumption_node-$beta-$gamma-bo.txt $dossier
            /Simu_BO/Energie

        mv qlen1.tr qlen-$beta-$gamma-bo.txt
        rm qlen-$beta-$gamma-bo.txt

        mv qref.tr qref-$beta-$gamma-bo.txt
        rm qref-$beta-$gamma-bo.txt
```

```

mv entree_noeud1.mat input-flow-$beta-$gamma-bo.
txt
mv input-flow-$beta-$gamma-bo.txt $dossier/
Simu_BO/Flux

mv rate1.tr output-flow-$beta-$gamma-bo.txt
mv output-flow-$beta-$gamma-bo.txt $dossier/
Simu_BO/Flux

$NS_PATH/ns test_autom_$beta-qref-bf.tcl $gamma
> sortie-$beta-$gamma-bf.txt
awk -f ./separation_energie_node.awk -v
targetNode=2 sortie-$beta-$gamma-bf.txt >
consumption_node-$beta-$gamma-bf.txt
rm sortie-$beta-$gamma-bf.txt
mv consumption_node-$beta-$gamma-bf.txt $dossier
/Simu_BF/Energie

mv qlen1.tr qlen-$beta-$gamma-bf.txt
mv qlen-$beta-$gamma-bf.txt $dossier/Simu_BF/
Taille_file_ref+reel

mv qref.tr qref-$beta-$gamma-bf.txt
mv qref-$beta-$gamma-bf.txt $dossier/Simu_BF/
Taille_file_ref+reel

mv entree_noeud1.mat input-flow-$beta-$gamma-bf.
txt
mv input-flow-$beta-$gamma-bf.txt $dossier/
Simu_BF/Flux_Entree+Sortie

mv rate1.tr output-flow-$beta-$gamma-bf.txt
mv output-flow-$beta-$gamma-bf.txt $dossier/
Simu_BF/Flux_Entree+Sortie

done
done

#####
#####

```

C.2 Script de simulations

```
# Simulation: ../../ns-allinone-2.35/ns-2.35/ns simple.tcl qref
debit

#Create a simulator object
set ns [new Simulator]

#####
source /home/wzouaoui/ns-allinone-2.352/ns-2.35/energy/
  traceurtcl.tcl
#####

set pas [lindex $argv 0]

#####
set paquet__en_bytes 125
set paquet__en_bits [expr $paquet__en_bytes*8]
set Duration 20.0

#####

#Open the Trace file
set tf [open out.tr w]
$ns trace-all $tf
#####

# Creation d'une instance pour les mesures energetiques
set tra [new Traceur]

#####

# creation du fichier pour enregistrer les statistiques sur les
  4 files

set qlen1 [open qlen1.tr w]
set qlen2 [open qlen2.tr w]

set qlost1 [open qlost1.tr w]
set qref [open qref.tr w]
set bw1 [open bw1.tr w]
set rate1 [open rate1.tr w]
set entree_noeud1 [open entree_noeud1.mat w]
```

```
set entree_noeud2 [open entree_noeud2.mat w]
```

```
#Define a 'finish' procedure
```

```
proc finish {} {  
    global ns qlen1 qlen2 qlost1 bw1 tf rate1 entree_noeud1  
        entree_noeud2 qref  
    $ns flush-trace  
    close $qlen1  
    close $qlen2  
    close $qlost1  
    close $qref  
    close $bw1  
    close $rate1  
    close $entree_noeud1  
    close $entree_noeud2  
    #Close the Trace file  
    close $tf  
    exit 0  
}
```

```
# Create 5 nodes
```

```
for {set i 1} {$i <= 3} {incr i} {  
    set n($i) [$ns node]  
}
```

```
# Links
```

```
$ns duplex-link $n(1) $n(2) 25Mb 0ms DropTail  
$ns queue-limit $n(1) $n(2) 600000
```

```
$ns duplex-link $n(2) $n(3) 25Mb 0ms DropTail  
$ns queue-limit $n(2) $n(3) 600000
```

```
#####
```

```
#####
```

```
#####
```

```
# Flux source 1
```

```
# Setup a UDP connection
```

```
set udp1 [new Agent/UDP]  
$ns attach-agent $n(1) $udp1  
set null1 [new Agent/Null]
```

```

$ns attach-agent $n(2) $null1
$ns connect $udp1 $null1

# Setup a CBR over UDP connection
set cbr1 [new Application/Traffic/CBR]
$cbr1 attach-agent $udp1
$cbr1 set type_ CBR
$cbr1 set packet_size_ $paquet__en_bytes
$cbr1 set random_ false

# Flux source 2
# Setup a UDP connection
set udp2 [new Agent/UDP]
$ns attach-agent $n(2) $udp2
set null2 [new Agent/Null]
$ns attach-agent $n(3) $null2
$ns connect $udp2 $null2

# Setup a CBR over UDP connection
set cbr2 [new Application/Traffic/CBR]
$cbr2 attach-agent $udp2
$cbr2 set type_ CBR
$cbr2 set packet_size_ $paquet__en_bytes
$cbr2 set random_ false

#####
#####

set T 0.05
set K1 -21
set K2 20
set u_max 25000000
set u_min 1
set u_old1 6000
set q_old1 0

# Recuperation taille de file d'attente
set qmon1 [$ns monitor-queue $n(1) $n(2) "" $T]
set qmon2 [$ns monitor-queue $n(2) $n(3) "" $T]

#####
proc rate {} {

    global K1 K2 u_max u_min u_old1 q_old1 qmon1 qmon2 T
        cbr1 cbr2 rate1 entree_noeud1 entree_noeud2 qlen1

```



```

        qlen2 paquet__en_bits qref1 qref debitdyn pas

#####
set ns [Simulator instance]
set time $T
set now [$ns now]

#####

set ql1 [expr [$qmon1 set pkts_]]
set ql2 [expr [$qmon2 set pkts_]]

set f1 5000000
set f2 10000000
set f3 15000000
set f4 10000000
set f5 5000000

set var 2000000
#####
if {$now < 2} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f1]
}

if {$now >= 2 && $now < 4} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f2]
}

if {$now >= 4 && $now < 6} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f3]
}

if {$now >= 6 && $now < 8} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f4]
}

if {$now >= 8 && $now < 10} {
    # E[flux1] = 20M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f5]
}

```

```

if {$snow >= 10 && $snow < 12} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f1]
}

if {$snow >= 12 && $snow < 14} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f2]
}

if {$snow >= 14 && $snow < 16} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f3]
}

if {$snow >= 16 && $snow < 18} {
    # E[flux1] = 5M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f4]
}

if {$snow >= 18} {
    # E[flux1] = 20M
    set flux1 [expr rand()*$var+$f5]
}

set total_debit_entree [expr $flux1]

#####

set q_ref1 [expr ($f1/$pas)]

set q_ref2 [expr ($f2/$pas)]

set q_ref3 [expr ($f3/$pas)]

set q_ref4 [expr ($f4/$pas)]

set q_ref5 [expr ($f5/$pas)]

#####

if {$snow < 2} {set u_com1 [expr ($K1*($q_ref1-$q_l1)+$K2
    *($q_ref1-$q_old1))*$paquet__en_bits+$u_old1]}

```

```

if {2 <= $now && $now < 4} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref2-$q11)+$K2*($q_ref2-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {4 <= $now && $now < 6} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref3-$q11)+$K2*($q_ref3-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {6 <= $now && $now < 8} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref4-$q11)+$K2*($q_ref4-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {8 <= $now && $now < 10} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref5-$q11)+$K2*($q_ref5-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {10 <= $now && $now < 12} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref1-$q11)+$K2*($q_ref1-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {12 <= $now && $now < 14} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref2-$q11)+$K2*($q_ref2-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {14 <= $now && $now < 16} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref3-$q11)+$K2*($q_ref3-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {16 <= $now && $now < 18} {set u_com1 [expr ($K1*(
    $q_ref4-$q11)+$K2*($q_ref4-$q_old1))*$paquet__en_bits
+$u_old1]}

if {18 <= $now} {set u_com1 [expr ($K1*($q_ref5-$q11)+
    $K2*($q_ref5-$q_old1))*$paquet__en_bits+$u_old1]}

#####

if {$u_com1 < $u_min} {set u_com1 [expr $u_min]}
if {$u_com1 > $u_max} {set u_com1 [expr $u_max]}

#####

if {$now < 2} {puts $qref "$now [expr $q_ref1]"}

```

```

if {2 <= $now && $now < 4} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref2]"}

if {4 <= $now && $now < 6} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref3]"}

if {6 <= $now && $now < 8} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref4]"}

if {8 <= $now && $now < 10} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref5]"}

if {10 <= $now && $now < 12} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref1]"}

if {12 <= $now && $now < 14} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref2]"}

if {14 <= $now && $now < 16} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref3]"}

if {16 <= $now && $now < 18} {puts $qref "$now [expr
    $q_ref4]"}

if {18 <= $now} {puts $qref "$now [expr $q_ref5]"}

#####

set w_u1 [expr $flux1+25000000-$u_com1]
$cb1 set rate_ [expr $w_u1] b

set w_u2 [expr $u_old1]
$cb2 set rate_ [expr $w_u2] b

#####
#####

set q_old1 $q11
set u_old1 $u_com1

puts $entree_noeud1 "$now [expr $flux1]"
puts $entree_noeud2 "$now [expr $w_u2]"

puts $rate1 "$now [expr $u_com1]"

```

```

        puts $qlen1 "$now $ql1 "
        puts $qlen2 "$now $ql2 "

        $ns at [expr $now+$time] "rate "
    }

proc record1 {} {
    global ns qmon1 qlost1 T
    set time $T
    set now [$ns now]
    $qmon1 instvar pdrops_
    puts $qlost1 "$now [expr $pdrops_]"
    $ns at [expr $now+$time] "record1 "
}

#####
# Creation d'un module energetique (ECOFEN) qui sert a
# declencher le calcul de la consommation energetique de tous
# les noeuds (valable que pour les reseaux filaires):
#tra setEnergyNode

#####

#Schedule events for the CBR
$ns at 0.0 "$tra affiche "

$ns at 0.0 "rate "

$ns at 0.0 "$cbr1 start "
$ns at $Duration "$cbr1 stop "

$ns at 0.0 "$cbr2 start "
$ns at $Duration "$cbr2 stop "

$ns at 0.0 "record1 "

#Call the finish procedure after 50 seconds of simulation time
$ns at $Duration "finish "

# Mise a jour du nombre d'interface pour chaque noeud:
$tra updateEnergyNode

#Run the simulation
$ns run

```

C.3 Codes sources du modèle énergétique ALR

energy.h

```

#ifndef ENERGY_H
#define ENERGY_H

#include "object.h"
#include "node.h"
#include "simulator.h"
#include "packet.h"

//classe qui s'occupe de l'energie d'un noeud
class Energy : public NsObject {

public:
    Energy();
    ~Energy();
    //permet d'appeler des methodes c++ a partir de tcl
    int command(int argc, const char*const* argv);
    //methode qui renvoie au traceur la consommation d'
    energie pendant la derniere seconde
    double somme();

    inline Node* energynode() {return node_;}
    inline double nbInterface() {return nbInt_;}

    //methode renvoyant l'estimation de la conso pour le
    controle d'admission
    double estimation(double surcharge);

protected:
    //conso du coeur
    double wPerS_;
    //conso par interface
    double wPerI_;
    //conso par octet
    double wPerByte_;
    //c'est un booleen, si a off, le noeud consomme 0
    int state_;
    //nombre d'interfaces du noeud
    double nbInt_;
    //noeud auquel cet objet appartient
    Node* node_;

```

```

//vient de NS2
void recv(Packet*, Handler* callback = 0);

inline void send(Packet* p, Handler* h);
NsObject* target_;

double taille1;
double tps1;
double debit_instantane;           // en bits par
    seconde
double conso_instantanee;         // en Watts

// BDi = debits seuils ALR en bits par seconde
double BD1;
double BD2;
double BD3;
double P01;
double P12;
double P23;

int nbPktSent;

int nb_event;
};
#endif

```

energy.cc

```

#include "energy.h"

//vient de NS2, lie la classe c++ a la classe tcl
static class EnergyClass : public TclClass {

    public:
    EnergyClass() : TclClass("EnergyNode") {}

    TclObject* create(int , const char*const*){
        return (new Energy());
    };

} class_energy;

// Constructeur
Energy::Energy()
{

```

```

// Lien entre variables c++ et variables tcl
bind("nbInt_", &nbInt_);
bind("wPerS_", &wPerS_);
bind("wPerI_", &wPerI_);
bind("wPerByte_", &wPerByte_);
bind_bool("state_", &state_);
bind("BD1_", &BD1);
bind("BD2_", &BD2);
bind("BD3_", &BD3);
bind("P01_", &P01);
bind("P12_", &P12);
bind("P23_", &P23);
bind("nb_event", &nb_event);

taille1=0;
tps1=0;
debit_instantane=0;
conso_instantanee=0;

nbPktSent=0;
}

// Destructeur
Energy::~Energy() {
}

//permet d'appeler une methode c++ a partir de tcl
int Energy::command(int argc, const char*const* argv)
{
    Tcl& tcl = Tcl::instance();

    if (argc == 2)
    {
        if (strcmp(argv[1], "target") == 0)
        {
            if (target_ != 0) {
                tcl.result(target_>name());
                return (TCL_OK);
            }
        }
        //bugee, a ne pas utiliser
        if (strcmp(argv[1], "turnOffNeighbors") == 0)
        {
            neighbor_list_node* liste;
            do

```



```

        {
            //tcl.resultf("set sim [
                Simulator instance]\n $sim
                rtmodel-at %f down $n(",);
            liste = liste->next;
        }
        while(liste != 0);
    }
}
else if (argc == 3)
{
    if (strcmp(argv[1], "target") == 0)
    {
        if (*argv[2] == '0')
        {
            target_ = 0;
            return (TCL_OK);
        }
        target_ = (NsObject*)TclObject::lookup(
            argv[2]);
        if (target_ == 0)
        {
            tcl.resultf("no such object %s",
                argv[2]);
            return (TCL_ERROR);
        }
        return (TCL_OK);
    }
    if (strcmp(argv[1], "setNodeC") == 0) //permet d
        'initialiser la variable indiquant le noeud
    {
        node_ = (Node *)tcl.lookup(argv[2]);
        return (TCL_OK);
    }
}
return (NsObject::command(argc, argv));
}

void Energy::recv(Packet* p, Handler* h)
{
    send(p,h);
}

// version avec calcul du debit instantane tous les NB_EVENT
paquets envoyes

```

```

void Energy::send(Packet* p, Handler* h)
{
    // recuperation de la taille du paquet traite (en octets
    )
    double pktSize = HDR_CMN(p)->size();
    // recuperation date evenement
    double eventTime = Scheduler::instance().clock();

    if(nbPktSent==nb_event)
    {
        debit_instantane = 8*taille1/(eventTime-tps1);
        tps1=eventTime;
        taille1=0;
        nbPktSent=0;

        // calcul de la consommation instantanee d'apres
        le modele ALR
        if ( debit_instantane < BD1 )
            conso_instantanee = wPerByte_ *
                debit_instantane/8 + P01;

        else if ( (BD1 < debit_instantane) && (
            debit_instantane < BD2) )
            conso_instantanee = wPerByte_ * (
                debit_instantane-BD1)/8 + P12;

        else if ( (BD2 < debit_instantane) && (
            debit_instantane < BD3) )
            conso_instantanee = wPerByte_ * (
                debit_instantane-BD2)/8 + P23;
    }
    else
    {
        taille1+=pktSize;
        nbPktSent++;
    }

    // emission du paquet vers l'objet cible
    target_->recv(p,h);
}

//renvoie la consommation d'energie du noeud.
double Energy::somme()
{
    if(!state_)

```

```
        return 0;
    else
        return (wPerS_ + nbInterface()*wPerI_ +
                conso_instantanee);
}
```


Bibliographie

- Agarwal, Y., Hodges, S., Chandra, R., Scott, J., Bahl, P., and Gupta, R. (2009). Somnoliquy : Augmenting network interfaces to reduce pc energy usage. In *Proceedings of the 6th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation*, NSDI'09, pages 365–380, Berkeley, CA, USA. USENIX Association.
- Agarwal, Y., Savage, S., and Gupta, R. (2010). Sleepserver : A software-only approach for reducing the energy consumption of pcs within enterprise environments. In *Proceedings of the USENIX Annual Technical Conference*, Boston, MA.
- Alonso, M., Martínez, J., Santonja, V., and López, P. (2004). Reducing power consumption in interconnection networks by dynamically adjusting link width. In Danelutto, M., Vanneschi, M., and Laforenza, D., editors, *Euro-Par 2004 Parallel Processing*, volume 3149 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 882–890. Springer Berlin Heidelberg.
- Amaldi, E., Capone, A., and Gianoli, L. (2013). Energy-aware {IP} traffic engineering with shortest path routing. *Computer Networks*, 57(6) :1503 – 1517.
- AMD and Hewlett-Packard (1995). Next generation connectivity solutions : Amd's managed performance portfolio. <http://fr.wikipedia.org/wiki/Wake-on-LAN>.
- Ananthanarayanan, G. and Katz, R. H. (2008). Greening the switch. In *Proceedings of the 2008 Conference on Power Aware Computing and Systems*, HotPower'08, pages 7–7, Berkeley, CA, USA. USENIX Association.
- Ariba, Y. (2009). *Sur la stabilité des systèmes à retards variant dans le temps : théorie et application au contrôle de congestion d'un routeur*. Theses, Université Paul Sabatier - Toulouse III.
- Baldi, M. and Ofek, Y. (2009). Time for a "greener" internet. In *Communications Workshops, 2009. ICC Workshops 2009. IEEE International Conference on*, pages 1–6.
- Baliga, J., Ayre, R., Hinton, K., Sorin, W., and Tucker, R. (2009). Energy consumption in optical ip networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 27(13) :2391–2403.
- Bartoszewicz, Andrzej, M. T. (2004). Abr traffic control over multisource single-bottleneck atm networks. *International Journal of Applied Mathematics and Computer Science*, 14(1) :43–51.

- Ben Mahmoud, M. S., Zouaoui, W., and Labit, Y. (2015). Enhanced energy-aware admission control with traffic class differentiation for wired networks. Technical report. 8 pages.
- Benmohamed, L. and Meerkov, S. (1993). Feedback control of congestion in packet switching networks : the case of a single congested node. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 1(6) :693–708.
- Bianzino, A., Chaudet, C., Rossi, D., and Rougier, J. (2012). A survey of green networking research. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 14(1) :3–20.
- Bolla, R., Bruschi, R., Cianfrani, A., and Listanti, M. (2011a). Enabling backbone networks to sleep. *Network, IEEE*, 25(2) :26–31.
- Bolla, R., Bruschi, R., Davoli, F., and Cucchietti, F. (2011b). Energy efficiency in the future internet : A survey of existing approaches and trends in energy-aware fixed network infrastructures. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 13(2) :223–244.
- Bolla, R., Bruschi, R., Davoli, F., and Ranieri, A. (2009). Performance constrained power consumption optimization in distributed network equipment. In *Communications Workshops, 2009. ICC Workshops 2009. IEEE International Conference on*, pages 1–6.
- Bolla, R., Davoli, F., Bruschi, R., Christensen, K., Cucchietti, F., and Singh, S. (2011c). The potential impact of green technologies in next-generation wireline networks : Is there room for energy saving optimization? *Communications Magazine, IEEE*, 49(8) :80–86.
- Bolla, R., Lombardo, C., Bruschi, R., and Mangialardi, S. (2014). Dropv2 : energy efficiency through network function virtualization. *Network, IEEE*, 28(2) :26–32.
- Botero, J., Hesselbach, X., Duelli, M., Schlosser, D., Fischer, A., and de Meer, H. (2012). Energy efficient virtual network embedding. *Communications Letters, IEEE*, 16(5) :756–759.
- Boyd, S., El Ghaoui, L., Feron, E., and Balakrishnan, V. (1994). *Linear Matrix Inequalities in System and Control Theory*. SIAM, Philadelphia, USA. in Studies in Applied Mathematics, vol.15.
- Burg, U. V. (2001). *The Triumph of Ethernet : Technological Communities and the Battle for the LAN Standard*. Stanford University Press, Stanford, CA, USA.
- Chabarek, J., Sommers, J., Barford, P., Estan, C., Tsiang, D., and Wright, S. (2008). Power awareness in network design and routing. In *INFOCOM 2008. The 27th Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 1130–1138.
- Cherkasova, L. and Gardner, R. (2005). Measuring cpu overhead for i/o processing in the xen virtual machine monitor. In *Proceedings of the Annual Conference on USENIX Annual Technical Conference, ATEC '05*, pages 24–24, Berkeley, CA, USA. USENIX Association.

- Chiaraviglio, L. and Matta, I. (2010). Greencoop : Cooperative green routing with energy-efficient servers. In *Proceedings of the 1st International Conference on Energy-Efficient Computing and Networking, e-Energy '10*, pages 191–194, New York, NY, USA. ACM.
- Chiaraviglio, L., Mellia, M., and Neri, F. (2008). Energy-aware networks : Reducing power consumption by switching off network elements. *FEDERICA-Phosphorus tutorial and workshop (TNC2008)*.
- Chiaraviglio, L., Mellia, M., and Neri, F. (2009). Energy-aware backbone networks : A case study. In *Communications Workshops, 2009. ICC Workshops 2009. IEEE International Conference on*, pages 1–5.
- Chowdhury, N. M. K. and Boutaba, R. (2010). A survey of network virtualization. *Computer Networks*, 54(5) :862 – 876.
- Christensen, K., Reviriego, P., Nordman, B., Bennett, M., Mostowfi, M., and Maestro, J. (2010). Ieee 802.3az : the road to energy efficient ethernet. *Communications Magazine, IEEE*, 48(11) :50–56.
- Christensen, K. J., Gunaratne, C., Nordman, B., and George, A. D. (2004). The next frontier for communications networks : Power management. *Comput. Commun.*, 27(18) :1758–1770.
- Chun, B.-G., Iannaccone, G., Iannaccone, G., Katz, R., Lee, G., and Niccolini, L. (2010). An energy case for hybrid datacenters. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 44(1) :76–80.
- Cianfrani, A., Eramo, V., Listanti, M., Marazza, M., and Vittorini, E. (2010). An energy saving routing algorithm for a green ospf protocol. In *INFOCOM IEEE Conference on Computer Communications Workshops , 2010*, pages 1–5.
- Costa, C., Amaral, M., Januario, G., Carvalho, T., and Meirosu, C. (2012). Sustnms : Towards service oriented policy-based network management for energy-efficiency. In *Sustainable Internet and ICT for Sustainability (SustainIT), 2012*, pages 1–5.
- Cremer, C., Schlomann, B., and Friedewald, M. (2003). The impact of information and communication technologies on the electricity consumption in germany. European Council for an Energy-Efficient Economy.
- Fall, K. and Varadhan, K. (2002). The ns manual. notes and documentation on the software ns2-simulator. URL : www.isi.edu/nsnam/ns/.
- Feldmann, A. (2007). Internet clean-slate design : What and why? *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 37(3) :59–64.
- Fridman, E., Pila, A., and Shaked, U. (2003). Regional stabilization and H_∞ control of time-delay systems with saturating actuators. *International Journal of Robust and Nonlinear Control*, 13(9) :885–907.

- Gahinet, P., Nemirovskii, A., Laub, A., and Chilali, M. (1994). The lmi control toolbox. In *Decision and Control, 1994., Proceedings of the 33rd IEEE Conference on*, volume 3, pages 2038–2041 vol.3.
- Gelenbe, E. and Silvestri, S. (2009). Optimisation of power consumption in wired packet networks. In Bartolini, N., Nikolettseas, S., Sinha, P., Cardellini, V., and Mahanti, A., editors, *Quality of Service in Heterogeneous Networks*, volume 22 of *Lecture Notes of the Institute for Computer Sciences, Social Informatics and Telecommunications Engineering*, pages 717–729. Springer Berlin Heidelberg.
- GeSI (2008). Smart 2020 : Enabling the low carbon economy in the information age. <http://www.theclimategroup.org/assets/resources/publications/Smart2020Report.pdf>.
- Gunaratne, C., Christensen, K., and Nordman, B. (2005). Managing energy consumption costs in desktop pcs and lan switches with proxying, split tcp connections, and scaling of link speed. *Int. J. Netw. Manag.*, 15(5) :297–310.
- Gunaratne, C., Christensen, K., Nordman, B., and Suen, S. (2008). Reducing the energy consumption of ethernet with adaptive link rate (alr). *Computers, IEEE Transactions on*, 57(4) :448–461.
- Gunaratne, C., Christensen, K., and Suen, S. (2006). Ngl02-2 : Ethernet adaptive link rate (alr) : Analysis of a buffer threshold policy. In *Global Telecommunications Conference, 2006. GLOBECOM '06. IEEE*, pages 1–6.
- Gupta, M. and Singh, S. (2003). Greening of the internet. In *Proceedings of the 2003 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications*, SIGCOMM '03, pages 19–26, New York, NY, USA. ACM.
- Gupta, M. and Singh, S. (2007a). Dynamic ethernet link shutdown for energy conservation on ethernet links. In *Communications, 2007. ICC '07. IEEE International Conference on*, pages 6156–6161.
- Gupta, M. and Singh, S. (2007b). Using low-power modes for energy conservation in ethernet lans. In *INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications. IEEE*, pages 2451–2455.
- Hayenga, M., Jerger, N., and Lipasti, M. (2009). Scarab : A single cycle adaptive routing and bufferless network. In *Microarchitecture, 2009. MICRO-42. 42nd Annual IEEE/ACM International Symposium on*, pages 244–254.
- Hermenier, F., Lorient, N., and Menaud, J.-M. (2006). Power management in grid computing with xen. In *Proceedings of the 2006 International Conference on Frontiers of High Performance Computing and Networking*, ISPA'06, pages 407–416, Berlin, Heidelberg. Springer-Verlag.
- Hilty, L. M., Coroama, V., Eicker, M. O. d., Ruddy, T. F., and Müller, E. (2009). The role of ict in energy consumption and energy efficiency. Report for the Supporting Action "Information and Communication Technologies - Environmental Sustainability Research", EMPA Switzerland, Technology and Society Lab.

- Hu, C., Wu, C., Xiong, W., Wang, B., Wu, J., and Jiang, M. (2011). On the design of green reconfigurable router toward energy efficient internet. *Communications Magazine, IEEE*, 49(6) :83–87.
- Hu, T. and Lin, Z. (2001). *Control systems with actuator saturation : analysis and design*. Birkhauser.
- Idzikowski, F., Orlowski, S., Raack, C., Woesner, H., and Wolisz, A. (2010). Saving energy in ip-over-wdm networks by switching off line cards in low-demand scenarios. In *Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2010 14th Conference on*, pages 1–6.
- Irish, L. and Christensen, K. (1998). A "green tcp/ip" to reduce electricity consumed by computers. In *Southeastcon '98. Proceedings. IEEE*, pages 302–305.
- Jacobson, V. (1988). Congestion avoidance and control. In *ACM SIGCOMM*, pages 314–329, Stanford, CA.
- Jacobson, V. (1990). Modified, TCP congestion avoidance algorithm,. end2end-interest mailing list.
- Jain, R. and Paul, S. (2013). Network virtualization and software defined networking for cloud computing : a survey. *Communications Magazine, IEEE*, 51(11) :24–31.
- Jimeno, M. and Christensen, K. (2008). P2p directory search : Signature array hash table. In *Local Computer Networks, 2008. LCN 2008. 33rd IEEE Conference on*, pages 506–508.
- Jin, S., Fan, R., and Yue, W. (2012). A hybrid energy saving strategy with lpi and alr for energy-efficient ethernet. In *Computer Science and Network Technology (ICCSNT), 2012 2nd International Conference on*, pages 311–315.
- Koomey, J. (2008). Worldwide electricity used in data centers. *Environ. Res. Lett.* 3 034008.
- Krief, F. (2012). *Le green networking - Vers des réseaux efficaces en consommation énergétique*. Hermes Science - Lavoisier.
- Low, H., Paganini, O., and Doyle, J. C. (2002). Internet congestion control. *IEEE Control Systems Magazine*, 22 :28–43.
- Mahmoodi, T. (2011). Energy-aware routing in the cognitive packet network. *Perform. Eval.*, 68(4) :338–346.
- Mascolo, S. (1999). Congestion control in high-speed communication networks using the smith principle. *Automatica*, 35(12) :1921–1935.
- Mascolo, S. (2003). Dead-time and feed-forward disturbance compensation for congestion control in data networks. *Int. J. Systems Science*, 34(10-11) :627–639.
- MATLAB (2013). *version 8.2.0.701 (R2013b)*. The MathWorks Inc., Natick, Massachusetts.

- Meng, X., Pappas, V., and Zhang, L. (2010). Improving the scalability of data center networks with traffic-aware virtual machine placement. In *INFOCOM, 2010 Proceedings IEEE*, pages 1–9.
- Mingay, S. (2007). Green it : The new industry shock wave. Gartner.
- Misra, V., Gong, W., and Towsley, D. (1999). Stochastic differential equation modeling and analysis of TCP window size behavior. Technical Report ECE-TR-CCS-99-10-01, University of Massachusetts.
- Misra, V., Gong, W.-B., and Towsley, D. (2000). Fluid-based analysis of a network of aqm routers supporting tcp flows with an application to red. In *Proceedings of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication, SIGCOMM '00*, pages 151–160, New York, NY, USA. ACM.
- Nathuji, R. and Schwan, K. (2007). Virtualpower : Coordinated power management in virtualized enterprise systems. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 41(6) :265–278.
- Nedevschi, S., Popa, L., Iannaccone, G., Ratnasamy, S., and Wetherall, D. (2008). Reducing network energy consumption via sleeping and rate-adaptation. In *Proceedings of the 5th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation, NSDI'08*, pages 323–336, Berkeley, CA, USA. USENIX Association.
- Olson, M., Christensen, K., Lee, S., and Yun, J. (2011). Hybrid web server : Traffic analysis and prototype. In *Local Computer Networks (LCN), 2011 IEEE 36th Conference on*, pages 131–134.
- Orgerie, A.-C., Assuncao, M. D. d., and Lefevre, L. (2014). A survey on techniques for improving the energy efficiency of large-scale distributed systems. *ACM Comput. Surv.*, 46(4) :47 :1–47 :31.
- Orgerie, A.-C., Lefevre, L., Guerin-Lassous, I., and Pacheco, D. (2011). Ecofen : An end-to-end energy cost model and simulator for evaluating power consumption in large-scale networks. In *World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM), 2011 IEEE International Symposium on a*, pages 1–6.
- Orgerie, A.-C., Lefèvre, L., and Guérin-Lassous, I. (2012). Energy-efficient bandwidth reservation for bulk data transfers in dedicated wired networks. *The Journal of Supercomputing*, 62(3) :1139–1166.
- Panarello, C., Lombardo, A., Schembra, G., Chiaraviglio, L., and Mellia, M. (2010). Energy saving and network performance : A trade-off approach. In *Proceedings of the 1st International Conference on Energy-Efficient Computing and Networking, e-Energy '10*, pages 41–50, New York, NY, USA. ACM.
- Pickavet, M., Vereecken, W., Demeyer, S., Audenaert, P., Vermeulen, B., Develder, C., Colle, D., Dhoedt, B., and Demeester, P. (2008). Worldwide energy needs for ict : The rise of power-aware networking. In *Advanced Networks and Telecommunication Systems, 2008. ANTS '08. 2nd International Symposium on*, pages 1–3.

- Pietrabissa, A., Delli Priscoli, F., Fiaschetti, A., and Di Paolo, F. (2006). A robust adaptive congestion control for communication networks with time-varying delays. In *Computer Aided Control System Design, 2006 IEEE International Conference on Control Applications, 2006 IEEE International Symposium on Intelligent Control, 2006 IEEE*, pages 2093–2098.
- Project, R. T. S. (2014). Internet live stats. <http://www.internetlvestats.com/internet-users/>.
- Pujolle, G. (2014). *Le green networking - Vers des réseaux efficaces en consommation énergétique*. Editions Eyrolles.
- Restrepo, J., Gruber, C., and Machuca, C. (2009). Energy profile aware routing. In *Communications Workshops, 2009. ICC Workshops 2009. IEEE International Conference on*, pages 1–5.
- Reviriego, P., Christensen, K., Rabanillo, J., and Maestro, J. (2011). An initial evaluation of energy efficient ethernet. *Communications Letters, IEEE*, 15(5) :578–580.
- Roberts, J. (2009a). The clean-slate approach to future internet design : a survey of research initiatives. *Annales des Télécommunications*, pages 271–276.
- Roberts, L. (2009b). A radical new router. *Spectrum, IEEE*, 46(7) :34–39.
- Sabhanatarajan, K. and Gordon-Ross, A. (2008). A resource efficient content inspection system for next generation smart nics. In *Computer Design, 2008. ICCD 2008. IEEE International Conference on*, pages 156–163.
- Sakellari, G., Morfopoulou, C., Mahmoodi, T., and Gelenbe, E. (2013). Using energy criteria to admit flows in a wired network. In Gelenbe, E. and Lent, R., editors, *Computer and information sciences III*, pages 63–72. Springer, Heidelberg. The final publication is available at www.springerlink.com.
- Shang, L., Peh, L.-S., and Jha, N. (2006). Powerherd : a distributed scheme for dynamically satisfying peak-power constraints in interconnection networks. *Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems, IEEE Transactions on*, 25(1) :92–110.
- Soteriou, V. and Peh, L.-S. (2003). Dynamic power management for power optimization of interconnection networks using on/off links. In *High Performance Interconnects, 2003. Proceedings. 11th Symposium on*, pages 15–20.
- Srikant, R. (2004). *The mathematics of Internet congestion control*. Springer.
- Steinder, M., Whalley, I., Hanson, J., and Kephart, J. (2008). Coordinated management of power usage and runtime performance. In *Network Operations and Management Symposium, 2008. NOMS 2008. IEEE*, pages 387–394.
- Stoess, J., Lang, C., and Bellosa, F. (2007). Energy management for hypervisor-based virtual machines. In *2007 USENIX Annual Technical Conference on Proceedings of the*

- USENIX Annual Technical Conference, ATC'07*, pages 1 :1–1 :14, Berkeley, CA, USA. USENIX Association.
- Talaber, R., Brey, T., and Lamers, L. (2009). Using virtualization to improve data center efficiency. Technical report, The Green Grid.
- Torres, J., Carrera, D., Hogan, K., Gavaldà, R., Beltran, V., and Poggi, N. (2008). Reducing wasted resources to help achieve green data centers. In *Parallel and Distributed Processing, 2008. IPDPS 2008. IEEE International Symposium on*, pages 1–8.
- Tucker, R. (2011). Green optical communications-part ii : Energy limitations in networks. *Selected Topics in Quantum Electronics, IEEE Journal of*, 17(2) :261–274.
- Tzanakaki, A., Anastasopoulos, M., Georgakilas, K., Buysse, J., De Leenheer, M., Denvelder, C., Peng, S., Nejabati, R., Escalona, E., Simeonidou, D., Ciulli, N., Landi, G., Brogle, M., Manfredi, A., Lopez, E., Riera, J., Garcia-Espin, J., Donadio, P., Parladori, G., and Jimenez, J. (2011). Energy efficiency in integrated it and optical network infrastructures : The geysers approach. In *Computer Communications Workshops (INFOCOM WKSHPS), 2011 IEEE Conference on*, pages 343–348.
- United Nations, D. o. E. and Social Affairs, P. D. . (2015). World population prospects : The 2015 revision,. New York : United Nations.
- Van Heddeghem, W., De Groote, M., Vereecken, W., Colle, D., Pickavet, M., and Demeester, P. (2010). Energy-efficiency in telecommunications networks : Link-by-link versus end-to-end grooming. In *Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2010 14th Conference on*, pages 1–6.
- Wang, B. and Singh, S. (2004). Computational energy cost of tcp. In *INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, volume 2, pages 785–795 vol.2.
- Wang, Y., Keller, E., Biskeborn, B., van der Merwe, J., and Rexford, J. (2008). Virtual routers on the move : Live router migration as a network-management primitive. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 38(4) :231–242.
- Wierman, A., Andrew, L., and Tang, A. (2009). Power-aware speed scaling in processor sharing systems. In *INFOCOM 2009, IEEE*, pages 2007–2015.
- Yamanaka, N., Shimizu, S., and Shan, G. (2010). Energy efficient network design tool for green ip/ethernet networks. In *Proceedings of the 14th Conference on Optical Network Design and Modeling, ONDM'10*, pages 25–29, Piscataway, NJ, USA. IEEE Press.
- Zhang, B., Sabhanatarajan, K., Gordon-Ross, A., and George, A. (2008). Real-time performance analysis of adaptive link rate. In *Local Computer Networks, 2008. LCN 2008. 33rd IEEE Conference on*, pages 282–288.
- Zhang, M., Yi, C., Liu, B., and Zhang, B. (2010a). Greente : Power-aware traffic engineering. In *Network Protocols (ICNP), 2010 18th IEEE International Conference on*, pages 21–30.

-
- Zhang, S., Shen, D., and Chan, C.-K. (2010b). Energy efficient time-aware traffic grooming in wavelength routing networks. In *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2010)*, 2010 IEEE, pages 1–5.

Résumé

Les outils informatiques (comme les routeurs et calculateurs entre autres) sont des consommateurs accrus d'énergie. Cette problématique a été déjà prise en compte dans les réseaux mobiles. La question de l'énergie commence juste à être prise en compte pour les systèmes «fixes» à grande échelle qui atteignent de nos jours des tailles impressionnantes.

L'objectif de cette thèse est de traiter le problème de la consommation de l'énergie dans les réseaux de communication filaires : fournir un certain niveau de qualité de service (QoS) par rapport à la perte des paquets, la vitesse de réponse et la robustesse par rapport aux différentes périodes d'échantillonnages tout en contrôlant la puissance consommée du système. Le but est de concevoir une méthode à partir de la théorie de la commande, qui consiste à garantir un certain nombre de paramètres de QoS. Cette technique est appliquée au niveau local d'un équipement réseau (routeur, switch . . .). La loi de commande permet de distribuer temporellement le trafic qui traverse un nœud contrôlé dans les réseaux de communication filaires. Dans ce travail, nous avons considéré que les nœuds de communications sont des routeurs de type ALR. Pour traiter le problème de la consommation énergétique dans les réseaux de communication filaires, nous avons proposé un modèle énergétique ALR étendu adapté à la théorie de commande. Pour ce modèle, nous avons besoin de choisir deux paramètres (β, γ) , permettant de choisir la taille de file d'attente de référence q_{ref} et sa fenêtre temporelle d'actualisation $T_{q_{ref}}$. Ces deux paramètres ont été choisis à partir de plusieurs simulations avec différentes combinaisons des paramètres (β, γ) . Nous avons vu que la variation de ces deux paramètres permet d'agir énormément sur la QoS ainsi que sur la quantité d'énergie réduite.

Les résultats théoriques sont ensuite testés sur Matlab-Simulink, puis sur le simulateur de réseaux NS-2. Les simulations ont montré que la consommation énergétique dans les réseaux de communication est bien réduite tout en garantissant un certain niveau de QoS.

Mots clés :

Réseaux de communication, contrôleur de flux éco-conscient, modèle d'énergie, QoS, ADREAM, théorie de commande.

Abstract

The computer tools (as the routers and calculators among others) present a high energy consumption. This problem has been already included in mobile networks. The question of energy is just beginning to be considered for "fixed" large-scale systems that reach nowadays high sizes.

The objective of this thesis is to address the problem of energy consumption in wired communication networks : provide a certain level of quality of service (QoS) with respect to the packet lost, response speed and robustness with respect to different sampling periods while controlling power consumption of the system. The goal is to design a method from the theory of control, which guarantees these QoS. This technique is applied locally to a network equipment (router, switch . . .) and the control law used to distribute temporally the traffic through a controlled node in the wired communications networks. In this work, we consider that the communication between nodes are performed by routers ALR type. In order to deal with energy reduction problem, we propose an extended ALR energy model adapted to control theory. For this model, we need to choose two parameters (β, γ) allowing to choose the queue length reference, q_{ref} , and the related update time-window, $T_{q_{ref}}$. These parameters have been chosen after performing some simulations with different combinations of parameters (β, γ) . We have seen that the variation of these two parameters provide an impact over the QoS as well as the energy reduction.

The theoretical results are then tested in Matlab-Simulink as well as some experiments under the simulator NS-2. Simulations showed that the energy consumption in communications networks is reduced while ensuring a certain level of QoS.

Keywords :

Communication networks, eco-conscious flow controller, power model, QoS, ADREAM, control theory.