ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE
UNIVERSITÉ DU QUÉBEC

MÉMOIRE PRÉSENTÉ À
L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

COMME EXIGENCE PARTIELLE
À L'OBTENTION DE LA
MAÎTRISE EN GÉNIE
CONCENTRATION : RÉSEAUX DE TÈLÈCOMMUNICATIONS
M.Ing

PAR
Hadda KHEDIMI

ROUTAGE PROBABILISTE PRÉVENTIF DE DÉTÉRIORATION DE SERVICE POUR UN RÉSEAU DÉDIÉ DE SERVICE

MONTRÉAL, LE 08 JANVIER 2010

© Hadda Khedimi, 2010

PRÉSENTATION DU JURY

CE MÉMOIRE A ÉTÉ ÉVALUÉ

PAR UN JURY COMPOSÉ DE :

M. Zbigiew Dziong, directeur de mémoire
Génie électrique à l'École de technologie supérieure

M. Jean-Marc Robert président du jury
Génie électrique à l'École de technologie supérieure

M. Michel Kadoch membre de jury
Département de génie logiciel et des TI à l'École de technologie supérieure

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

LE 07 DÉCEMBRE 2009

À L'ÉCOLE DE TECHNOLOGIE SUPÉRIEURE

REMERCIEMENTS

Je voudrais remercier:

M. M. Jean-Marc Robert, d'avoir présidé le jury de mon mémoire, Michel Kadoch pour sa participation dans la commission de l'examination.

Mes remerciements et reconnaissances vont particulièrement à mon directeur, M. Dziong Zbigniew, pour la proposition du sujet, pour son aide ainsi que pour ses critiques constructives.

ROUTAGE PROBABILISTE PRÉVENTIF
LA DÉTÉRIORATION DE SERVICE POUR UN RÉSEAU DÉDIÉ DE SERVICE

Hadda KHEDIMI

RÉSUMÉ

La question qui se pose constamment dans la communauté des chercheurs est l'intégration de la qualité de service dans le réseau Internet. Plusieurs solutions ont été proposées à savoir la réservation dédiée de la largeur de bande, la différentiation de service, l'ingénierie du trafic, etc.

Les réseaux dédiés de service sont apparus récemment pour répondre aux limites d'Internet. Ce sont des réseaux qu'on implante par-dessus Internet, et donc utilisent Internet comme réseau de transport, pour supporter des besoins spécifiques des applications en termes de qualité et de fiabilité de service.

Nous nous sommes intéressés au problème de routage avec qualité de service dans les réseaux dédiés de service. Nous avons développé un routage préventif de détérioration de service (BProb) basé sur la mesure de la largeur de bande disponible. Celui-ci recherche le chemin qui minimise la probabilité que la largeur de bande disponible soit inférieure à la largeur de bande requise par la connexion. En plus de la moyenne, notre routage requiert la variance de la largeur de bande disponible afin de favoriser davantage les chemins les plus stables affectant ainsi le moins la perte de paquets, le délai et la gigue. Notre routage est soutenu par la surveillance des états des liens à travers la mesure continue de la largeur de bande disponible.

Une analyse de la performance de Bprob a été faite comparativement à celle du routage qui choisit le chemin qui maximise la largeur de bande disponible (Bmax).

Nous avons implémenté et simulé les deux routages avec l'outil NS2(Network Simulator version 2.29). Plusieurs simulations ont été menées avec différents scénarios de trafic paramétrés par la moyenne et la variance de la largeur de bande disponible. Nous avons constaté que le routage Bprob offre une performance meilleure sur le routage Bmax par rapport aux métriques de QoS.

Mots Clés: réseaux dédiés de service (SON), mesure active, largeur de bande disponible, routage avec QoS, routage probabiliste

PROBABILISTIC PREVENTIVE ROUTING OF DETERIORATION OF SERVICE FOR SERVICE OVERLAY NETWORK

Hadda KHEDIMI

ABSTRACT

In this work, we are interested in the routing problem in Service Overlay Network, a network implemented upon Internet to offer different services such as QoS, Resiliency, Peer to peer,...etc. We have developed a probabilistic preventive routing of deterioration of service (BProb) based on measuring the available bandwidth. This one looks for the path which minimizes the probability that the available bandwidth is lower than the bandwidth required by the connection. Our routing is sustained by the supervision of the states of the links through a continuous measure of the available bandwidth. An analysis of the performance of Bprob was made compared to that of the routing which chooses the path which maximizes the available bandwidth (Bmax). We noticed that the routing Bprob offers a better performance with regard to the metrics of QoS

Keywords: service overlay network (SON), active measurement, available bandwidth, QoS routing, probabilistic routing

TABLE DES MATIÈRES

Page

INTRODUCTION 1

CHAPITRE 1 RÉSEAUX DÉDIÉS DE SERVICE 3
1.1 Internet et QoS 3
1.2 Définition et Objectifs d'un Réseau Dédié 5
1.3 Réseau Dédié de Service Best Effort 9
1.4 Applications des Réseaux Dédiés 9
1.4.1 Résilience 9
1.4.2 Test des Protocoles 10
1.4.3 Distribution de Données (content delivery Network: CDN) 10
1.4.4 Pair-à-3Pair (peer-to-peer, P2P) 10
1.5 Avantages et Défis des Réseaux Dédiés 11

CHAPITRE 2 ROUTAGE AVEC QUALITÉ DE SERVICE DANS LES RÉSEAUX 12
2.1 Routage avec qualité de service 12
2.1.1 Paramètres de qualité de service 12
2.1.2 Définitions 13
2.1.3 Complexité du routage avec QoS 14
2.2 Modèles classiques d'un Routage résilient 15
2.2.1 Protection Dédiée 15
2.2.2 Protection Partagée 15
2.2.3 Répartition du Trafic 17
2.3 Routage dans le Modèle d'Imprécision 17
2.4 Routage dans les Réseaux Dédiés 18
2.4.1 QRON (-aware Routing in Overlay Networks) 19
2.4.2 Etude de la Simulation d'un Routage Dédié Dynamique 21
2.4.3 Sélection de Chemins dans un Réseau Dédié pour la Vidéo 23

CHAPITRE 3 MESURE DES PARAMÈTRES DANS UN RÉSEAU 25
3.1 Techniques de Mesure sur Internet 25
3.2 Largeur de Bande Disponible- Définitions 26
3.3 Mesure Active de la Largeur de Bande Disponible dans un Réseau Dédié 28
3.4 Outils de Mesure Traditionnels et Critères de Performance 29
3.4.1 Pathload (2002, Itérative) 30
3.4.2 SPRUCE (2003, Directe) 31
3.4.3 D'autres Outils de Mesure: 32

CHAPITRE 4 ROUTAGE PROBABILISTE PRÉVENTIF DE DÉTÉRIORATION DE SERVICE 34
4.1 Formulation de notre Routage 34
4.2 Caractéristiques: 36

4.3 Implantation de la formulation du routage BPROB 36
4.3.1 Calcul des paramètres de la distribution: 36
4.3.2 Algorithme de routage 37
4.4 Analyse de la Performance de la Formulation Proposée 38
4.5 Simulation du routage BPROB et du routage BMAX 38
4.5.1 Topologie du réseau: 38
4.5.2 Outil de mesure de la largeur de bande disponible 40
4.5.3 Contrôle de la moyenne et de la variance du trafic IP 41
4.5.4 Scénarios des simulations 44
4.5.5 Résultats et interprétations 44

CONCLUSION 58

ANNEXE I LA MESURE DU TRAFIC COMPARÉ À SA VALEUR THÉORIQUE 60

ANNEXE II RÉSULTATS DES SIMULATIONS DU SCÉNARIO 1 61

ANNEXE III RESULTATS DES SIMULATIONS DU SCENARIO 2 62

LISTE DE RÉFÉRENCES 63

LISTE DES TABLEAUX

Page

Tableau 2.1 Caractéristiques des métriques de QoS 14

Tableau 4.1 Paramètres des connexions respectives des deux chemins pour les différentes simulations 45

Tableau 4.2: Moyenne et écart type des connexions respectives des deux chemins pour les différentes simulations 46

Tableau 4.3 Paramètres du scénario 2 52

Tableau 4.4 Moyenne et écart type des connexions respectives des deux chemins pour les différentes simulations du scénario 2 53

LISTE DES FIGURES

Page

Figure 1.1 Vue Globale de l'Architecture d'Internet. 4

Figure 1.2 Architecture des réseaux dédiés 7

Figure 1.3 Couches des réseaux Internet et dédié. 8

Figure 3.1 Utilisation instantanée d'un lien sur un intervalle de temps. 27

Figure 3.2 Capacité et largeur de bande disponible sur un chemin. 27

Figure 3.3 Modèle Direct de mesure de la largeur de bande disponible 31

Figure 4.1 Topologie du réseau simulé. 39

Figure 4.2 Comparaison de la Moyenne mesurée du trafic avec la moyenne théorique.43

Figure 4.3 Comparaison de l'écart type mesuré du trafic avec l'écart type théorique...43

Figure 4.4 Moyenne De la LDB sur les deux chemins versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2. 47

Figure 4.5 Ecart type mesuré de la LBD sur les deux chemins versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2. 48

Figure 4.6 Taux de perte de paquets versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2 49

Figure 4.7 Délai versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2 50

Figure 4.8 Gigue versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2 51

Figure 4.9 Moyenne de la Largeur de bande disponible pour le scénario 2 53

Figure 4.10 Ecart Type de la Largeur de bande disponible pour le scénario2. 54

Figure 4.11 Taux de perte de paquets pour le scénario2. 55

Figure 4.12 Délai pour scénario 2. 56

Figure 4.13 Gigue pour scénario 2. 57

INTRODUCTION

L'omniprésence du réseau Internet fait qu'il est actuellement le plus considéré pour être la plate-forme des réseaux multiservices. Jusqu'à récemment, Internet servait aux applications de transfert de données en temps non réel telles que la messagerie électronique ou le transfert de fichiers. Le routage IP, la technologie de base d'Internet, est basé sur un simple protocole qui consiste à expédier les paquets de données sans considérer la sémantique des applications et leurs besoins. Il présente ainsi certaines caractéristiques à savoir:

- Le service offert est qualifié de *Best effort* ou plutôt de *Least Effort* selon l'appellation préférée par certains: pas de garantie de QoS(*Quality of Service*), service non fiable, connexions non garanties, etc.
- Internet n'est pas un système homogène sous une administration unique, mais plutôt la coopération de plusieurs réseaux interconnectés appelés systèmes autonomes (AS).
- Internet ne supporte pas les connexions multipoints.

L'émergence d'autres applications distribuées telles que les applications en temps réel, multimédia, jeux interactifs à distance, etc., requérant la garantie de la qualité et de la fiabilité de service, nécessite le développement d'autres mécanismes ou technologies. En effet, le trafic sur Internet traverse de multiples systèmes autonomes, par conséquent, la garantie de la qualité de service de bout en bout requiert leur coopération ce qui est difficile à réaliser actuellement.

Les réseaux dédiés, dits *Overlay Networks* (ON), sont apparus récemment comme solution aux limites du réseau Internet. Un réseau dédié est implanté par-dessus Internet pour répondre aux besoins spécifiques des applications en termes de QoS et de résilience contre les pannes. Contrairement à Internet, le réseau dédié est sous le contrôle d'un même administrateur offrant ainsi l'avantage de l'homogénéité des protocoles et algorithmes qui y sont implémentés.

L'architecture d'un réseau dédié est orientée application, et Internet y est utilisé comme réseau de transport. L'idée de tirer profit d'Internet pour concevoir par-dessus un réseau n'est pas originale puisque Internet lui-même a bénéficié du réseau téléphonique pour son élaboration. En conséquence, les réseaux dédiés sont supposés être la bonne opportunité pour l'innovation; les concepteurs ont plus de flexibilité pour l'implantation de nouveaux mécanismes liés à la performance, à la fiabilité et aux moyens d'administration sans concurrencer l'infrastructure existante.

L'implantation des réseaux dédiés requiert la résolution de plusieurs problèmes à savoir: la conception de la topologie, le routage, le dimensionnement, etc.

Notre projet s'inscrit dans le cadre de l'élaboration de protocoles et algorithmes d'implantation des réseaux dédiés de service. Nous nous intéressons au problème de routage avec qualité de service dans les réseaux dédiés de service *Best effort*, c.à.d. il n y a pas de réservation dédiée de la largeur de bande pour les connexions. La caractéristique de notre routage est qu'il cherche à prévenir la détérioration du service des connexions qui est exprimé par la largeur de bande requise. Notre routage, étant probabiliste, cible les chemins dont la largeur de bande disponible soit le moins probable inférieure à la largeur de bande requise par la connexion. Notre routage repose sur une surveillance continue de l'état des liens dédiés.

Notre document est organisé comme suit:

Le chapitre1 traite les réseaux dédiés. Le chapitre 2 présente le routage avec qualité de service et d'autres modèles de routage. Le chapitre 3 décrit la mesure de la largeur de bande dans les réseaux. Le chapitre 4 présente notre routage et l'analyse de sa performance. Nous finirons ce mémoire par une conclusion.

CHAPITRE 1

RÉSEAUX DÉDIÉS DE SERVICE

Nous présentons dans ce chapitre les objectifs des réseaux dédiés, leur définition et architecture, leurs applications et quelques exemples des réseaux dédiés les plus populaires.

1.1 Internet et QoS

Internet a été fondé sur un modèle décentralisé de communication dans lequel les routeurs du réseau sont responsables d'acheminer le trafic de sa source à sa destination. Les programmes des applications distribuées roulent sur des machines hôtes connectés au réseau via des routeurs d'entrée/sortie mis en place sur le bord du réseau Internet (*ingress/egress*). Le noyau du réseau Internet, appelé réseau dorsal, est formé d'un ensemble de systèmes autonomes hétérogènes assurant les échanges entre les réseaux d'accès. Internet n'est donc pas un système homogène sous une administration unique, il est la coopération de plusieurs réseaux interconnectés appelés systèmes autonomes (*AS*) tel qu'illustrée par la figure1.1.

Le service sur le réseau Internet, basé principalement sur les protocoles IP, TCP/IP et UDP/IP de transport, est qualifié de *best effort* les paquets de données sont transmis le mieux possible et aucune garantie de qualité de service n'est fournie. La qualité de service (QoS) désigne la capacité d'un réseau d'offrir un meilleur service à certains trafics en leur assurant un débit spécifié au préalable. Elle consiste en divers paramètres tels que la fiabilité, le débit, le délai de bout en bout, la gigue, la perte de paquets, etc.

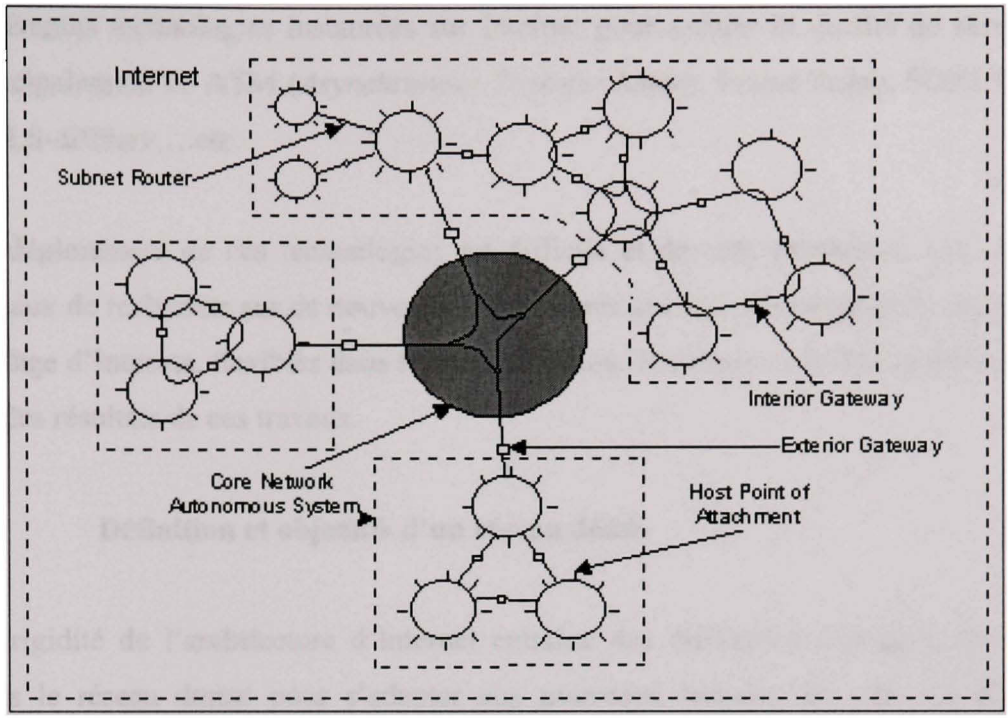


Figure 1.1 Vue Globale de l'Architecture d'Internet.
Tirée de Halsall [49](1997, p. 12)

Le réseau Internet a connu ces dernières années l'émergence de nouvelles applications distribuées ayant des besoins de QoS distincts par rapport aux applications classiques que servait Internet(courrier électronique, web, telnet,..). Des exemples de telles applications sont: Voix sur IP, jeux interactifs, applications multimédia, etc. Ces applications ont des sensibilités différentes aux paramètres de qualité de service. Pour la VoIP(voix sur IP), par exemple, la maîtrise du délai de transmission est un élément essentiel pour bénéficier d'un véritable mode conversationnel, la limite supérieure "acceptable" pour ce paramètre se situe entre 150 et 200 ms par sens de transmission. Quant à une visioconférence interactive, elle ne peut pas tolérer de longs délais car il n'y a pas assez de temps pour retransmettre les paquets perdus. Les paquets perdus ou très en retard sont simplement ignorés ce qui provoque une détérioration de l'image et du son. Les paramètres importants qu'il faut contrôler sont: le délai de transmission (< 200ms), la Perte de paquet (<1%) et la Gigue (< 30ms).

La réservation dédiée de la largeur de bande, la classification du trafic et les techniques de gestion de la file d'attente sont quelques unes des mécanismes qui sont à la base des

différentes technologies instaurées sur Internet pour assurer la qualité de service. Il s'agit principalement de ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), Frame Relay, SONET, MPLS-TE, MPLS-diffserv,...etc.

Le déploiement de ces technologies est difficile et de coût exorbitant. Ceci a suscité des travaux de recherche sur de nouveaux mécanismes qui soient indépendants des protocoles de routage d'Internet, flexibles dans leur implantation. Les réseaux dédiés de service constituent un des résultats de ces travaux.

1.2 Définition et objectifs d'un réseau dédié

La rigidité de l'architecture d'Internet entraîne des difficultés d'intégrer des mécanismes dans le réseau dorsal pour s'adapter aux nouveaux besoins. En effet les détails sur les informations du routage sont maintenus au sein d'un seul AS et les réseaux qui le constituent, les informations partagées avec d'autres fournisseurs sont lourdement filtrées et résumées en utilisant le protocole de routage BGP-4. Pour des besoins de mise à l'échelle, BGP cache les détails sur la topologie. Toutefois, la garantie de la QoS de bout en bout d'un trafic nécessite la coopération des systèmes autonomes par lesquels il traverse, ce qui est difficile à atteindre dans l'architecture actuelle. Par ailleurs, la tolérance aux pannes dans le protocole BGP prend quelques minutes avant de faire converger les chemins vers un état consistent.

Un réseau dédié est un réseau virtuel implanté par-dessus Internet pour offrir un service spécifique qui soit:

1. Une application destinée directement aux usagers d'Internet, par exemple, le service de distribution du contenu (*content delivery network*), VoIP, visioconférence ...etc.
2. Un service plus avancé de contrôle ou de diagnostique du réseau par exemple: la résilience, le routage, la sécurité, la qualité de service, la mesure du trafic, le réseau privé virtuel,... etc.

Les nœuds dédiés sont gérés par le même administrateur, ils résident dans divers domaines de routage et coopèrent pour offrir un service particulier aux clients du réseau. Ils sollicitent les fournisseurs d'accès Internet (ISPs) pour la largeur de bande (figure 1.2).

Les liens reliant les nœuds du réseau dédié sont des liens virtuels ou logiques implantés par un chemin Internet qui soit une succession de liens physiques et des routeurs. Les liens dédiés sont dynamiques; le chemin Internet correspondant peut être différent d'un moment à l'autre.

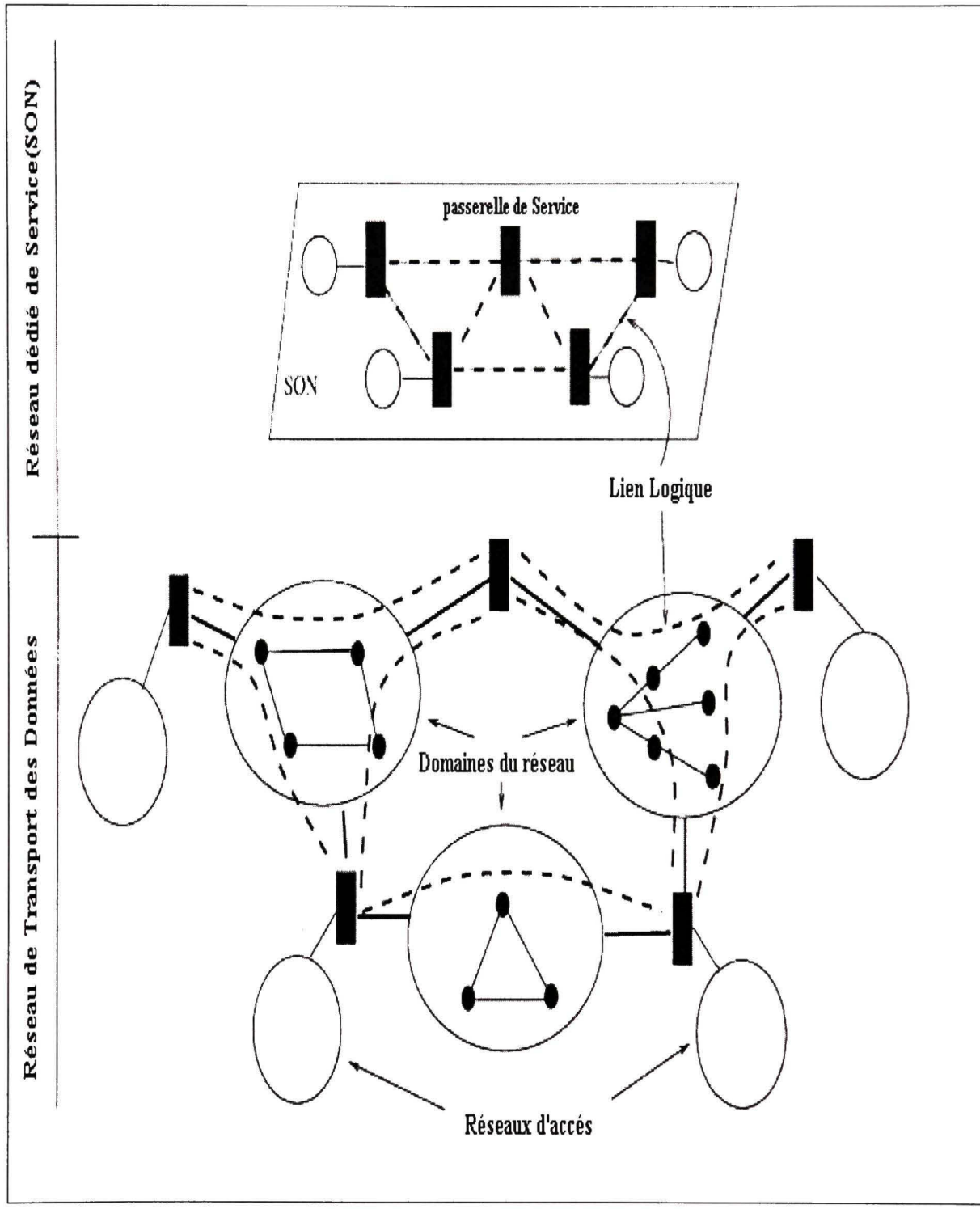


Figure 1.2 Architecture des réseaux dédiés.
Tirée de Duan et al. [9](2003, p. 2)

En se référant à l'architecture des couches du réseau Internet, les réseaux dédiés résident au niveau Application et utilise Internet comme réseau de transport tel que montré par la figure1.3.

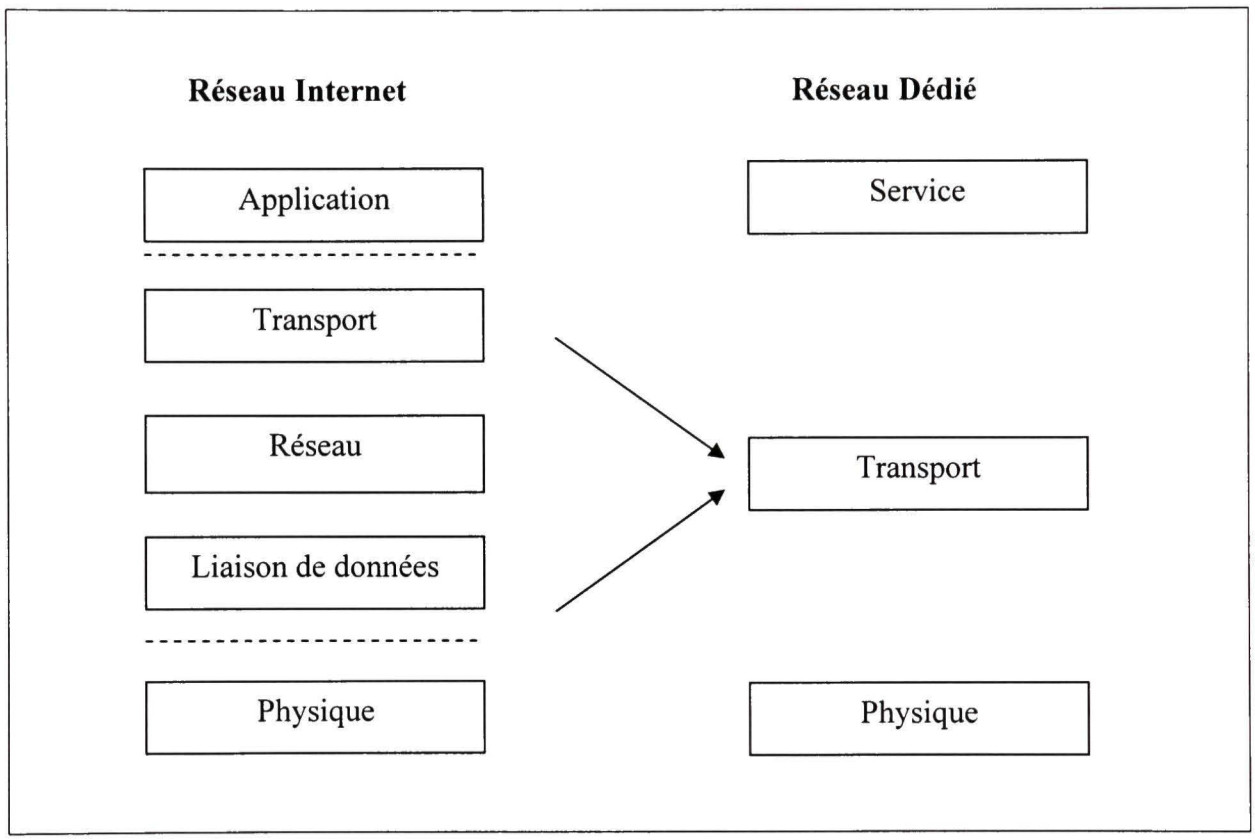


Figure 1.3 Couches des réseaux Internet et dédié.

En résumé, un réseau dédié:

1. est un réseau virtuel implanté par-dessus Internet,
2. ses nœuds résident dans différents systèmes autonomes d'Internet,
3. les nœuds sont gérés par le même administrateur avec des protocoles et algorithmes homogènes,
4. les liens sont dynamiques par rapport à leur implantation au niveau Internet.

1.3 Réseau dédié de service *Best Effort*

Un réseau dédié doit procurer de la largeur de bande du réseau Internet. Deux modes d'utilisation de ce dernier sont possibles:

- réservation de la largeur de bande en concluant une série d'Accords de Niveau Service (*Service Level Agreement*) avec les différents systèmes autonomes qu'ils traversent,
- achat de l'accès Internet; le service offert est dans ce cas *Best Effort*, aucune garantie de la largeur de bande n'est offerte sur Internet. Offrir la qualité de service dans ce cas nécessite une surveillance de l'état des liens dédiés afin de router le trafic sur le meilleur d'entre eux.

1.4 Applications des réseaux dédiés

Concevoir un réseau au dessus d'un autre est un concept connu depuis l'implantation même du réseau Internet. Celui-ci a été lui-même implanté par-dessus le réseau téléphonique. Quelques exemples d'applications et de réseaux implantés par-dessus Internet sont les suivants:

1.4.1 Résilience

C'est de permettre la continuité de service sur le réseau en présence de pannes ou de congestions. Le réseau RON *(Resilient Overlay Network)* [2] du laboratoire MIT atteint cet objectif en quelques secondes améliorant ainsi le service des protocoles sur les réseaux WAN. Les nœuds sur RON sont complètement maillés, ils contrôlent le fonctionnement et la qualité des chemins sur Internet, utilisent cette information pour acheminer le trafic d'un noeud dédié via Internet ou via d'autres nœuds dédiés.

1.4.2 Test des Protocoles

- MBone(*multicast backbone*): Mbone (*Multicast Backbone*)[10] est un réseau virtuel expérimental qui utilise Internet pour véhiculer un trafic IP multidiffusion(multicast); technique de communication qui permet à un trafic émis par une source d'être reçu à temps réel par plusieurs destinataires. La vidéoconférence en est une application. Le nœud dédié dans MBone s'appelle Station Tunnel. Bien que le début du projet remonte à 1992, son premier déploiement a été en 2000. Jusqu'à 2002, il comptait 1100 sous-réseaux de diffusion MBONE dans 26 pays. De nos jours il n'est plus utilisé.
- 6-Bone: mis en place en 1996 par IETF, 6-Bone [15] est un banc d'essai pour le test et le déploiement de IPv6.
- X-Bone [41]: C'est un projet d'infrastructure conçu pour faciliter et accélérer le déploiement des réseaux dédiés.

1.4.3 Distribution de Données (*Content Delivery Network: CDN*)

Dans un réseau CDN, la fonction des serveurs le constituant, appelés serveurs cache, est de mettre à la disposition des utilisateurs des données, généralement du contenu multimédia volumineux provenant originairement d'un autre serveur. Une entreprise qui voudrait réduire les accès à son serveur demande un tel service à un CDN dont les serveurs sont géographiquement répartis. Akamai[1] est un exemple d'un réseau dédié CDN.

1.4.4 Pair-à-3Pair (peer-to-peer, P2P)

C'est une technologie de partage et d'échange de ressources (logiciels, fichiers musicaux, documents,...etc) entre les machines qui composent le réseau virtuel P2P. Dans un tel réseau les nœuds sont à la fois clients et serveurs. Les principales opérations exécutées par les membres d'un réseau P2P sont la recherche d'une ressource dans le réseau et son téléchargement. Gnutella[16], Kazaa[22], Pastry[11] sont des exemples de réseaux dédiés pair-à-pair.

1.5 Avantages et défis des réseaux dédiés

Les réseaux dédiés présentent différents avantages à savoir:

1. une intégration plus étroite du routage et de la sélection des chemins dans les applications distribuées. Cette intégration permet de tenir compte de la sémantique des applications dans la sélection des chemins,
2. une adaptation du niveau de résilience contre les pannes aux applications; La redondance des chemins physiques pourrait être perçue par un SON et non par un BGP à cause du non partage des informations internes des liens dans ce protocole,
3. une facilité d'implantation de nouveaux protocoles sans la modification des protocoles de routage existants sur Internet,
4. les noeuds peuvent être ajoutés au réseau sans modifier l'infrastructure existante,
5. possibilité de duplication de chemins entre deux nœuds, permettant ainsi une réaction rapide à la détérioration de service sur l'un des deux.

Néanmoins ils présentent des inconvénients à savoir:

1. le dimensionnement et la conception d'une topologie optimale du réseau sont difficiles à cause de l'absence de l'information sur la topologie du réseau physique
2. à cause que les noeuds dédiés résident généralement derrière des firewalls ou des NATs(*Network Address Translator*), leur déploiement est compliqué davantage,
3. le traitement des paquets au niveau application rajoute une latence au trafic.

CHAPITRE 2

ROUTAGE AVEC QUALITÉ DE SERVICE DANS LES RÉSEAUX

Dans cette section nous traitons différents concepts liés au routage à savoir: les algorithmes de routage avec QoS et leur complexité, le routage incertain et le routage résilient. Nous rapportons aussi certains travaux de recherche sur le routage dans les réseaux dédiés.

2.1 Routage avec qualité de service

Le routage avec qualité de service est un routage adaptatif où les chemins associés aux flux sont déterminés à la fois par la connaissance des ressources disponibles dans le réseau et les demandes en QoS de ces flux. La complexité des algorithmes de routage avec QoS dépend, en partie, de la métrique de qualité de service caractérisant le lien.

2.1.1 Paramètres de qualité de service

Les quatre principales métriques décrivant la qualité de service sont: le délai de transmission, la largeur de bande, la variation dans le délai, dite la gigue, et la perte de paquets. Toutefois la qualité de service peut être spécifiée en termes de temps de réponse, qualité audio/vidéo, etc. Leur formulation en fonction des métriques de base est ainsi nécessaire.

Étant donné que nous nous intéressons dans cette section aux algorithmes de routage et leur complexité, nous définissons ci-dessous la règle de composition liée à chacune des métriques de QoS.

- Largeur de bande: c'est le nombre de bits que peut transmettre un lien sur un intervalle donnée de temps.

- Délai ou latence d'un lien: c'est le temps qui sépare le départ du premier octet d'un paquet de la source et la réception du dernier octet à la destination. C'est donc la somme de ce qu'on appelle le délai de propagation, qui dépend des caractéristiques physiques d'un lien, et le délai de traitement et de séjour dans la file d'attente du nœud destinataire. (D=délai de propagation + délai d'attente).
- Variation de délai ou gigue: c'est la variation des délais d'acheminement des paquets sur le réseau.
- Taux de perte: C'est le rapport du nombre de paquets reçus au nombre de paquets émis.

2.1.2 Définitions

Soit $R\ (N, E)$ un réseau où N est l'ensemble de ses nœuds, E est l'ensemble de ses liens.
Soient:

- $l \in E$ un lien du réseau,
- $d\ (l)$ une métrique de l,
- $p = (l_1, l_2, l_3, ..., l_m)$ un chemin composé de plusieurs liens,

Trois règles de composition sont distinguées [40]:

- *additivité:* d est dite *additive* si $d(p) = d(l_1)+d(l_2)+ ... +d(l_m)$.
- *multiplicativité*: d est dite *multiplicative* si $d(p)=d(l_1) \times d(l_2) \times ... \times d(l_m)$.
- *concavité:* d est dite *concave* si $d(p)=min\ [d(l_1), d(l_2), ..., d(l_m)]$.

La classification des métriques de QoS par rapport aux règles de composition est donnée comme suit:

Tableau 2.1 Caractéristiques des métriques de QoS

Métrique	Propriété
Largeur de Bande	concave
Délai	additif
Perte de paquets, fiabilité	multiplicative

2.1.3 Complexité du routage avec QoS

Dans les réseaux traditionnels de données, les protocoles de routage sont basés sur une seule métrique telle que le nombre de sauts ou le délai et utilisent les algorithmes classiques de recherche du chemin le plus court. Dans le cas par exemple d'une métrique additive (délai, gigue, coût, nombre de sauts, etc), les algorithmes Dijkstra ou Bellman-Ford peuvent être utilisés pour la recherche du chemin le plus court. Toutefois, lorsque plusieurs critères de qualité de service sont requis, le routage consistera à trouver un chemin qui satisfait plusieurs contraintes ce qui nécessite un modèle de routage plus complexe.

Les algorithmes de routage à plusieurs contraintes sont conçus selon deux modèles:

- modèle de métrique unique mixte qui consiste à définir une formulation en fonction de plusieurs métrique (par exemple largeur de bande / délai x probabilité de perte). Une telle formulation ne donne pas d'information sur la satisfaction ou non des critères envisagés.
- modèle de métriques multiples dont la formulation consiste à chercher le chemin optimal qui satisfait plusieurs contraintes formulées séparément. Bien qu'il présente l'avantage de modéliser correctement le problème, sa résolution est ardue: Toute combinaison des trois métriques,délai, gigue et perte de paquet, est démontrée NP-Complet [40]. Dans ce cas des solutions approchées devraient être envisagées.

2.2 Modèles classiques d'un routage résilient

Afin d'assurer un prompt rétablissement du service sur un réseau après la détection d'une panne, un modèle de routage résilient dit proactif a été élaboré. Il consiste à la sélection d'un chemin primaire et d'un chemin secondaire utilisé en cas de pannes. Ce dernier est appelé chemin de protection Le développement d'un schéma efficient a fait l'objet de plusieurs travaux de recherche ces dernières années et reste encore ouvert à d'autres contributions.

2.2.1 Protection dédiée

Le routage dans ce modèle de protection consiste à trouver deux chemins optimaux: primaire et de protection, qui soient disjoints. Le coût des deux chemins est considéré le même. Ce problème est polynomial. L'algorithme Surrballe[38], tiré de la théorie des graphes, est le plus cité dans la littérature pour la résolution de ce problème, il est d'une complexité de $O(|E|+|N|.\ log(N))$ où E, N désignent respectivement, le nombre des liens et le nombre des nœuds du réseau.

2.2.2 Protection partagée

Le routage dans le modèle de protection partagé présente les difficultés supplémentaires cités ci-après, qui rendent ardu le développement d'algorithme pour sa résolution, d'ailleurs il n'y a aucun algorithme efficace qui assure de trouver la solution lorsqu'elle existe.

- le partage de la largeur de bande par les chemins de protection est conditionné par la disjonction de leurs chemins primaires respectifs,
- besoin d'information sur le routage de toutes les connexions et leur besoin en largeur de bande,
- coûts des chemins primaires et de protection sont différents.

Deux principaux modèles d'algorithmes sont à la base des diverses heuristiques proposées dans la littérature:

a. Chemin actif en premier (APF: *Active Path First*)

Les algorithmes basés sur ce schéma consistent à calculer le plus court chemin pour la connexion primaire, puis le chemin de protection qui vérifie les conditions citées ci-dessus après avoir exclu les liens du chemin primaire du réseau. Ce schéma suppose que l'optimisation du chemin primaire est plus importante que l'optimisation du chemin de protection. Il présente l'inconvénient de la possibilité de ne pas trouver un chemin de protection pour un chemin primaire particulier issu de la première phase, malgré qu'il puisse exister pour d'autres chemins primaires. Une extension simple à cet algorithme consiste à calculer les k-plus courts chemins et de procéder itérativement au calcul d'un chemin de protection pour chaque candidat. L'algorithme s'arrête lorsqu'il trouve un chemin ou lorsque tous les chemins primaires seraient testés. Cet algorithme est lent en plus il nécessite un choix judicieux du paramètre k.

b. Programmation linéaire entière (ILP: *Integer Linear Programming*)

Ce schéma produit une solution jointe qui se calcule en une phase par la résolution d'un problème ILP. Celui ci vise à minimiser une fonction objective sujet à des contraintes. Généralement le coût à minimiser est la largeur de bande utilisée par les deux chemins primaire et de protection. Lorsque la taille du réseau est grande, le temps de résolution d'un programme linéaire est assez élevé, ce qui nécessite un recours aux heuristiques.

2.2.3 Répartition du trafic

Il s'agit de partager le trafic entre l'origine et la destination sur plusieurs chemins afin d'éviter qu'il soit affecté en totalité en présence d'une panne. Cette méthode présente aussi l'avantage d'équilibrer la charge sur le réseau.

2.3 Routage dans le modèle d'imprécision

Le routage dans les réseaux est principalement basé sur les informations des états des liens (largeur de bande disponible, délai de transmission, probabilité de perte de paquets, gigue) diffusées entre les routeurs à des intervalles réguliers. Ces informations ne peuvent, donc, refléter les états exacts des liens surtout dans les réseaux d'une dynamique élevée. Une façon de réduire l'impact de cette incertitude serait d'augmenter la fréquence de diffusion des informations mais ceci au détriment de la charge de trafic sur le réseau: Un compromis devrait ainsi être effectué.

L'incertitude des informations de routage est donc principalement due à l'impossibilité d'avoir l'information qui reflète l'état exact des liens. Par ailleurs d'autres facteurs sont à l'origine de cette inexactitude [28], il s'agit principalement de:

1. l'impossibilité de garder des informations sur l'état de tous les liens en particulier dans les grands réseaux,
2. l'inexactitude inhérente aux appareils et aux méthodes de mesure,
3. L'information cachée pour des raisons de sécurité ou autres.

Il s'avérait ainsi nécessaire de tenir compte de cette incertitude et de développer des algorithmes de routage dit incertains. Le coût des liens dans ce type d'algorithmes est stochastique et estimé généralement par une distribution de la probabilité d'une variable aléatoire qui peut représenter, par exemple, la largeur de bande disponible, ou encore le délai de transmission.

Une des formulations de la recherche du chemin optimal par rapport à une métrique consiste à trouver un chemin qui maximise la probabilité de satisfaction de la métrique ciblée.

La complexité des algorithmes de routage incertain dépend de la métrique. Dans le cas de la largeur de bande, le problème consiste à rechercher un chemin maximisant la probabilité de disponibilité de la largeur requise, étant donnée la fonction de distribution de probabilité de cette métrique[13].

Dans [13] les auteurs ont démontré que ce problème est polynomial et ont proposé un algorithme polynomial pour sa résolution. Celui ci consiste à faire une transformation logarithmique de la formulation du problème conduisant ainsi à un problème de recherche du chemin le plus court. Toutefois, dans le cas de la recherche d'un chemin à contrainte de délai, les auteurs ont prouvé son NP-complétude. La conclusion est la même pour le cas où les deux métriques seraient considérées.

Nous nous intéressons dans notre projet à ce modèle de routage vu que nous prévoyons une caractérisation stochastique des états des liens issus du processus de modélisation.

2.4 Routage dans les réseaux dédiés

Le routage dans les réseaux dédiés vise principalement la garantie de la qualité et de la fiabilité de service à travers une sélection dynamique des chemins: Entre deux noeuds dédiés, le routage dispose de plusieurs chemins dédiés, une diversité qui va se reproduire automatiquement sur le niveau IP. À la détérioration d'un service sur un chemin, le trafic a la possibilité d'emprunter un autre. Un tel avantage n'était possible sur Internet qu'à travers un *mutltihoming*.

Le routage dédié est basé sur une performance spécifique des liens. La connaissance de l'état des liens dédiés en est un élément essentiel. Différentes caractéristiques peuvent définir l'état

d'un lien dédié à savoir: la présence d'une congestion, la présence d'une panne, la largeur de bande disponible, le taux de perte de paquets, etc. Il est donc essentiel qu'un nœud dédié dispose de l'information sur l'état des liens de tout le réseau. Il devrait donc effectuer des mesures périodiques sur les liens auxquels il est connecté et disséminer cette information aux autres nœuds du réseau. Le routage se fait à la source. Ce faisant le chemin devrait être encapsulé dans les paquets pour être examinés uniquement par les nœuds dédiés.

Le routage dans les réseaux dédiés a fait l'objectif de quelques travaux de recherche ces dernières années dans l'objectif, soit d'introduire de nouvelles formulations de routage, soit d'examiner diverses concepts qui lui sont liées tels que: l'apport du routage dédié par rapport au routage IP, l'impact de l'erreur de mesure sur la performance du routage, le nombre de nœuds intermédiaires constituant le chemin dédié, etc. Nous rapportons, dans cette section, quelques-uns de ces travaux.

2.4.1 QRON (*-aware Routing in Overlay Networks*)

Dans leur article [26], les auteurs présentent deux algorithmes de routages avec QoS qui sélectionnent les chemins en fonction de la largeur de bande disponible sur les liens dédiés et de la capacité de calcul sur les nœuds dédiés. Ce faisant, on équilibre le trafic entre les nœuds dédiés et entre les liens. La capacité de calcul d'un nœud est une métrique qui quantifie le taux de son inoccupation. Il peut être obtenu, par exemple, à l'aide de requêtes de sonde périodiques au système d'exploitation. Quand une requête de routage arrive sur un noeud, celui-ci estime sa largeur de bande requise et la capacité de calcul qu'il faudrait pour son traitement.
Deux métriques de routage ont été proposées donnant chacune lieu à un algorithme de routage.

1. L'algorithme *MSDP (Modified Shortest-Distance Path)*: Les auteurs se sont inspirés de l'algorithme *Shortest-Distance Path*(SDP) proposé dans [30] pour développer l'algorithme MSDP. SDP recherche le chemin qui minimise la somme des inverses de la

largeur de bande disponible des liens en appliquant Dijkstra. SDP garantit, d'après les auteurs, l'utilisation du chemin avec le maximum de largeur de bande disponible. L'algorithme MSDP est basé sur la métrique suivante:

$$Poids(i,j) = Max(B_r / B_{i,j}, C_r / C_j) \quad (2.1)$$

Avec:

B_r: la largeur de bande requise

$B_{i,j}$: la largeur de bande disponible sur le lien *(i,j)*

C_r : la capacité de calcul requise par la connexion,

C_j: la capacité de calcul sur le nœud *j*

Poids (i, j) choisit la composante La plus contraigante des deux ressources de la connexion entre les deux nœuds.

La recherche du chemin avec le plus de ressources revient, comme dans SDP, à trouver le chemin qui minimise la somme des poids de ses liens et ce en appliquant l'algorithme Dijkstra.

2. L'algorithme *PBSP* (*Proportional Bandwidth Shortest Path*): Il vise à influencer le poids du lien par les deux composantes des ressources et à maximiser les ressources restantes sur tout le réseau. La métrique ainsi définie est la suivante:

$$Poids(i,j) = (B_{i,j} / B_{i,j} - B_r) * (C_j / C_j - C_r) \quad (2.2)$$

La difficulté des formulations proposées réside, selon nous, dans la difficulté de détermination de la capacité de calcul des nœuds et la capacité de calcul que nécessite une connexion.

L'analyse de performance de ses deux formulations a été faite via des simulations basés sur GT-ITM(Georgia Technology Internetwork Topology)[14] pour la génération de la topologie du réseau. Les trois algorithmes: *QRON PBSP*, *QRON MSDP* et *SDP* ont été analysés par

rapport aux critères: de satisfaction de qualité de service, d'équilibre de la charge des liens du réseau et de ressources utilisés en terme de longueur du chemin emprunté.

L'analyse de ses trois algorithmes a pu constater la performance de MSDP par rapport aux deux premiers critères alors que PBSP utilise un chemin plus court pour satisfaire la QoS.

2.4.2 Etude de la simulation d'un routage dédié dynamique

Dans leur article [43] les auteurs présentent les résultats de leur étude de simulation de deux algorithmes *résilients* de routage, l'un proactif, l'autre réactif, basé chacun, , sur la largeur de bande disponible pour la sélection des chemins. Pour assurer la résilience, les deux algorithmes vérifient l'état des chemins des différents flots, à des intervalles fixes notés par *Pu*. L'algorithme proactif change de chemin pour un flot s'il trouve un chemin meilleur à celui emprunté par ce flot. L'algorithme réactif ne change de chemin pour un flot que si ce dernier n'atteint pas son débit maximal sur son chemin initial. L'article fait la différence entre le débit maximal du flot et son débit contraint par la largeur de bande disponible imposé par le chemin emprunté.

L'objectif de leur étude était d'analyser les effets de certains facteurs à savoir: la charge du réseau, la variabilité du trafic, l'absence de l'état des liens et les erreurs de mesure sur les trois aspects suivants:

- stabilité: la fréquence de changement des chemins,
- efficacité: capacité du routage dédié à atteindre un meilleur débit comparativement au routage au niveau IP,
- marge de sécurité: désigne la robustesse du routage dédié en présence des fluctuations du trafic, des erreurs de mesure et du manque de l'information sur l'état des liens.

De vastes simulations ont été menées sur une topologie d'un réseau de 18 nœuds dédiés complètement maillés et de 4 nœuds IP. Alors que les flots du trafic sur le niveau dédié sont

générés par un processus de Poisson et sont d'une durée exponentielle, le trafic sur le niveau IP est fluide avec un bruit suivant une distribution de Poisson. Nous présentons quelques-uns des résultats rapportés dans l'article dans ce qui suit.

Le premier résultat concerne le nombre de nœuds dédiés intermédiaires traversés par un flot de sa source à sa destination. Si *Hmax* désigne ce nombre, il a été constaté que l'algorithme réactif devient plus efficace à partir de *Hmax=1*. Son efficacité reste plus ou moins stable si *Hmax >1*. En revanche, l'efficacité de l'algorithme proactif empire avec le surcroît de *Hmax*. Nous croyons que ce résultat ne serait applicable que si le réseau dédié est complètement maillé.

Le deuxième résultat issu de cette étude concerne l'effet de la durée de la mise à jour de l'état des liens dédiés, désignée par *Pr,* sur l'efficacité et la stabilité. Notons que *Pr* est différent de *Pu* qui, rappelons-le, est la période de la mise à jour des chemins des flots. *Pr* affecte l'exactitude de l'information dont dispose un algorithme de routage basé sur l'état des liens. Les résultats de l'étude montrent, en plus de la détérioration de l'efficacité des deux algorithmes avec l'augmentation de *Pr,* que l'algorithme réactif est plus robuste à l'absence de l'état des liens. Comparativement à l'efficacité du routage IP, le routage réactif performait mieux tant que *Pr*<10s alors que l'algorithme proactif empirait dès que *Pr* excédait *400msec*.

Le troisième résultat portait sur l'impact de l'erreur de mesure de la largeur de bande disponible sur le routage. Cette erreur, comme nous allons l'aborder dans le chapitre 3, est inhérente à l'estimation de la largeur de bande vu qu'aucun outil développé jusqu'à date n'en donne une valeur exacte. Elle varie entre ±10% et ±*30%*.

Les résultats de l'analyse montrent, étonnamment, que l'erreur relative, même de 100%, a un effet insignifiant sur le routage. La raison est due, d'après les auteurs, au fait que l'erreur affecte tous les chemins et donc le meilleur chemin relativement à la largeur de bande disponible exacte serait fort probablement le meilleur relativement à sa valeur erronée. Selon nous, cette situation est valable si les liens sont affectés de la même manière. Or, et tel que

nous allons le reporter dans le chapitre 3, les conditions du trafic sur les liens peuvent être différentes agissant ainsi différemment sur la valeur estimée de la largeur de bande disponible.

2.4.3 Sélection de chemins dans un réseau dédié pour la vidéo

L'objectif du travail présenté dans [19] est d'améliorer la qualité de la vidéo diffusée sur Internet et ce à travers une sélection dynamique de chemins réalisés par une infrastructure d'un routage dédié. Une variété de métriques de liens pour la sélection des chemins a été expérimentée afin de déterminer la métrique la plus convenable à ce type d'application. Ces métriques étaient: le taux de perte de paquets, la largeur de bande disponible et la gigue. La qualité de la vidéo a été évaluée en se basant sur l'outil VQM décrit par la recommandation J.144 de ITU-T [34].

Trois algorithmes de routage ont été donc comparés, LPS (*Loss based path selection*), JPS (*jitter based path selection*) et APS (*available bandwidth based path selection*).

Le routage LPS choisit le chemin avec le minimum de perte de paquets, celles-ci sont mesurées sur un flot vidéo de *1Mb* de paquets de *1500 bytes*.

JPS utilise le $90^{ème}$ centile des valeurs de la gigue mesurées pendant *3* secondes et choisit le chemin qui en a la valeur minimale. En outre, l'algorithme implique la métrique de perte de paquets si la même performance par rapport à la gigue se présente sur plusieurs chemins. Si une pareille situation se présente pour la perte de paquets, une sélection aléatoire se fera.

Deux variantes de l'algorithme APS ont été implantées. Le premier routage, A-APS, choisit le chemin ayant le maximum de largeur de bande disponible dont la technique d'estimation est décrite dans le même article. L'autre algorithme, L-APS, est basé sur la borne inférieure de l'intervalle délimitant la largeur de bande disponible. Celle-ci est calculée avec l'outil présenté dans [18]. A l'estimation d'une nouvelle valeur, après chaque 3 secondes, les deux

algorithmes effectuent une réévaluation des chemins. Si le chemin présentement emprunté possède une valeur supérieure au double du taux de transmission d'une vidéo, le trafic garde son chemin sinon l'algorithme fait une re-sélection du meilleur chemin.

La performance des *quatre* algorithmes a été testée, sur une topologie simulée de *6* nœuds, par rapport à trois critères: La qualité de la vidéo, la probabilité d'abandon de la vidéo par l'utilisateur et la fréquence de changement de chemins en cas de détérioration du service. L'abandon de la vidéo par l'utilisateur a été estimé en se basant sur la valeur VQM d'une séquence vidéo de *10s*. La vidéo est considérée interrompue si la valeur VQM est supérieure à *0.55* ou les valeurs VQM de deux séquences vidéo consécutives sont supérieures à *0.35*.

En comparant les *quatre* algorithmes par rapport à la qualité de la vidéo, il a été constaté que les deux algorithmes L-APS et JPS avaient une performance meilleure que celle de LPS et A-APS alors que L-APS dépassait légèrement JPS. Ceci est dû, d'après les auteurs, au fait que la congestion n'est détectée par LPS qu'après sa production, or L-APS et JPS sont capables de détecter le début du ralentissement du trafic et procéder ainsi au changement du chemin.

Pour la fréquence du changement de chemins, le plus bas résultat a été constaté pour L-APS. Ceci est dû au fait que L-APS ne fait pas de changement de chemin si le chemin occupé offre une marge assez sgrande de la largeur de bande disponible pour le trafic malgré l'existence d'un chemin meilleur.

CHAPITRE 3

MESURE DES PARAMÈTRES DANS UN RÉSEAU

La surveillance de l'état d'un réseau et la mesure de ses paramètres existaient depuis le début de leur implantation. Les objectifs d'un tel intérêt étaient divers à savoir: avoir plus de contrôle sur le réseau et ainsi réagir rapidement aux problèmes de pannes ou de congestion, assurer une utilisation efficace des ressources pour réduire les coûts, avoir des statistiques sur le trafic circulant sur le réseau, etc.

Par ailleurs l'émergence des applications à temps réelles sur Internet a incité la mise en œuvre de la mesure des paramètres de qualité de service.

Dans les réseaux dédiés de service qui vise la garantie et le maintien de la qualité de service, la mesure des paramètres de qualité de service est une problématique essentielle, voire indispensable.

Étant donné que nous nous intéressons à un routage basé sur la largeur de bande disponible, nous rapportons dans ce chapitre les différentes techniques de sa mesure.

3.1 Techniques de mesure sur Internet

La mesure des métriques sur Internet peut s'effectuer à deux niveaux: niveau du lien ou niveau de bout en bout. Les informations des liens sont plus faciles à obtenir que celles des chemins alors que ces dernières sont plus intéressantes pour les applications. Nous nous intéressons à ce type de mesure.

La recherche dans le domaine de la mesure de bout en bout sur Internet remonte aux travaux de Paxon [37].

On distingue deux grandes classes de techniques: les techniques de mesure passive et celles de mesure active.

- la mesure passive: consiste à utiliser le trafic réel traversant certains points du réseau, en écoutant des paquets émis par des sources extérieures au processus de mesure. Cette approche est considérée non intrusive; pas de trafic supplémentaire sur le réseau,
- la mesure active: consiste à la génération d'un trafic dédié de test, appelé trafic de sonde. Les méthodes actives de mesure représentent des approches de bout en bout, le chemin traversé par les sondes est le même que celui traversé par les paquets des applications avec le même temps de traversée. La QoS observée par les sondes donne une bonne approximation de la QoS obtenue par les applications. Par ailleurs, les mesures actives se doivent de ne pas influencer le réseau qu'on désire observer. Des exemples simples d'une telle technique sont le «ping» et le «traceroute». Ping permettait à l'origine de savoir si la machine est active. Traceroute consiste à récupérer la route et le délai de transmission entre deux machines.

3.2 Largeur de Bande Disponible- Définitions

Les métriques de qualité de service dépendent fortement de la distribution de la largeur de bande disponible sur les liens par lesquels transige le trafic. En effet, le délai de transmission d'un trafic sur un lien L est la somme du délai de propagation sur L et de son délai de séjour sur la file d'attente. Ce dernier dépend de la disponibilité ou non de la largeur de bande sur L, de même pour la perte de paquets et la gigue. D'où notre intérêt à une formulation de routage basé sur la largeur de bande disponible.

À un instant donné, un lien est soit en état de transmission d'un paquet à sa capacité maximale ou, en état d'oisiveté.

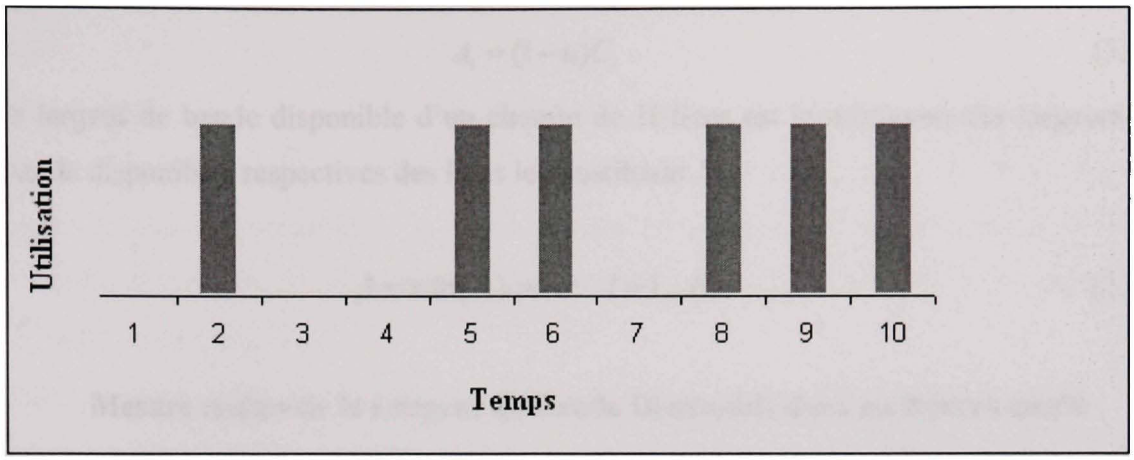


Figure 3.1 Utilisation instantanée d'un lien sur un intervalle de temps.
Tirée de Prassad et al.[50](2003, p.3)

Dans l'exemple de la figure 3.1, le lien a été utilisé 6 fois sur 10, menant à une utilisation moyenne de 60%. La largeur de bande disponible est taux d'inoccupation du lien, soit 40%.

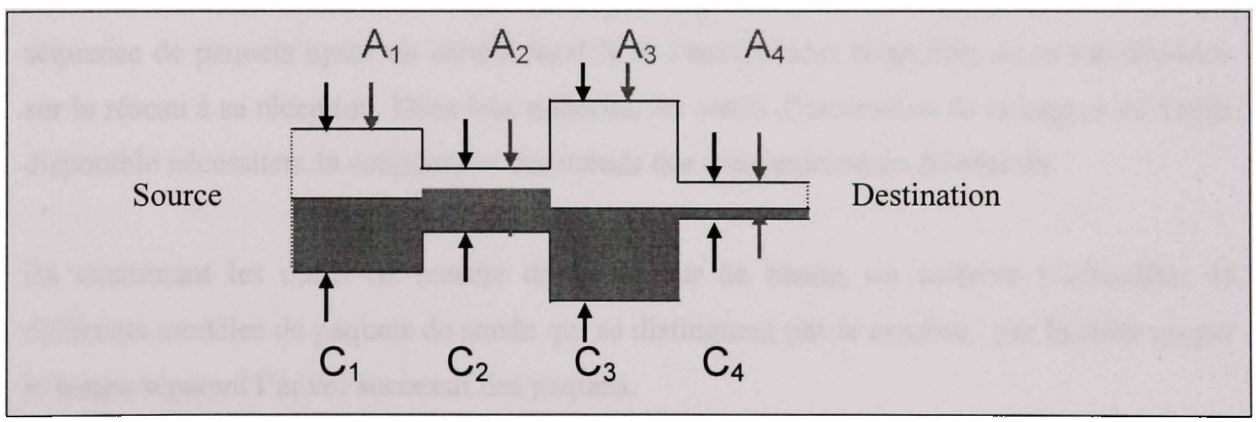


Figure 3.2 Capacité et largeur de bande disponible sur un chemin.
Tirée de Prassad et al.[50](2003, p.4)

Définitions

1. soit u l'utilisation moyenne d'un lien d'une capacité C_i sur un certain temps. La largeur de bande disponible A_i du lien est:

$$A_i = (1-u)C_i \tag{3.1}$$

2. la largeur de bande disponible d'un chemin de H liens est le minimum des largeurs de bande disponibles respectives des liens le constituant.

$$A = min(A_i)\ pour \quad i = 1...H \tag{3.2}$$

3.3 Mesure Active de la Largeur de Bande Disponible dans un Réseau Dédié

L'information sur l'état des liens dans un réseau dédié ne peut être connue sans la mesure active à cause de l'absence de communication avec le réseau Internet. Pour la mesure de la largeur de bande, les techniques de mesure de bout en bout développées sur Internet peuvent être utilisées par un réseau dédié.

Les outils de sonde active de la largeur de bande disponible sont tous basés sur l'envoi d'une séquence de paquets ayant un certain modèle et l'analyse des propriétés de sa transmission sur le réseau à sa réception. Dans leur majorité, les outils d'estimation de la largeur de bande disponible nécessitent la coopération des nœuds des deux extrémités du chemin.

En examinant les outils de mesure de la largeur de bande, on constate l'utilisation de différents modèles de paquets de sonde qui se distinguent par le nombre, par la taille ou par le temps séparant l'envoi successif des paquets.

Le développement d'un algorithme basé sur un modèle donné s'appuie sur une analyse théorique qui prouve l'existence d'une relation entre la largeur de bande et les effets que subit le trafic de sonde sur le réseau.

On distingue trois types d'approches de mesure de la largeur de bande disponible:

- Mesure directe (appelé *Probe Gap Model*): La méthode envoie une trame de paquets rapprochés et exploite le délai séparant les arrivées successives des deux paquets au

récepteur pour déduire la charge du trafic sur le lien goulot (lien de capacité la plus faible).

- Mesure itérative (*probe rate model*): dans cette méthode, plusieurs trames sont envoyées, en variant leurs taux de transmission. La bande passante disponible A est déterminée quand le taux de réception de la trame devient inférieur au taux de transmission. Cette stratégie de mesure, contrairement à la première, ne nécessite pas la connaissance de la capacité du lien goulot.
- Tomographie, proposée par [7], la tomographie est une nouvelle méthode de mesure. Elle est utilisée pour inférer les paramètres des liens individuels à partir des mesures de bout en bout. La multitude de chemins dans un réseau peut entraîner un nombre très élevé de mesures requises. Etant donné que ces chemins ne sont pas tous indépendants, dans son article [5] l'auteur propose une méthode pour limiter les mesures à un nombre minimal de chemins et d'en inférer les valeurs pour les autres chemins. Son algorithme permet la sélection de ces chemins à mesurer.

3.4 Outils de mesure traditionnels et critères de performance

L'intérêt à la mesure de la largeur de bande disponible s'est manifesté depuis les premières années de l'implantation des réseaux à cause de son importance dans la gestion des réseaux. Divers outils ont été développés visant les critères de performance suivants:

- la précision de la mesure,
- le volume du trafic de sonde: les outils visent à ne pas affecter la qualité de service des connexions en cours. Un outil est dit intrusif si le trafic qu'il génère est proche de la largeur de bande disponible,
- le temps de réponse: la sensibilité des applications à temps réel à la variabilité de la largeur de bande disponible nécessite une mesure rapide,
- la sensibilité à certaines conditions du réseau qui peuvent affecter les résultats telles que la présence de deux liens goulots sur le chemin, la non stationnarité du trafic durant la mesure, etc.,

- l'extensibilité à une grande valeur de la largeur de bande disponible. Envoyer un trafic pour causer la congestion dans un lien à 1GB peut s'avérer une problématique.

Nous donnons dans ce qui suit la description de quelques outils d'estimation de la largeur de bande disponible.

3.4.1 Pathload

Pathload [20] envoie plusieurs séries de flots de paquets, chacune à un débit fixe et analyse la tendance des délais de transmission des paquets de chaque flot pour l'estimation de la largeur de bande disponible.

L'estimation de la largeur de bande disponible dans Pathload est basée sur l'idée qu'une tendance croissante des délais de transmission des paquets d'un flot envoyé à un débit fixe implique que la largeur de bande disponible est inférieure au débit de transmission, autrement elle est supérieure.

Pour un débit d'envoi donné, Pathload détermine la tendance à partir de tous les flots de la série. Le débit d'envoi de la série suivante s'ajustera en conséquence.

Si R_{max} est le minorant des débits supérieurs à la largeur de bande disponible et si R_{min} est le majorant des débits inférieurs, la prochaine série sera d'un débit de $(R_{max}+ R_{min})/2$ (semblable à la recherche dichotomique). L'algorithme s'arrête si la différence entre R_{max} et R_{min} est inférieure à une valeur ε définie par l'utilisateur.

L'évaluation de la performance de Pathload par rapport au temps de réponse a constaté que pour un chemin d'une largeur de bande d'approximativement *100Mb/s* Pathload fournit une mesure en moins de *15s*. Le trafic généré de la mesure est non intrusif à cause qu'un flot n'est envoyé qu'après la réception de son flot précédent.

3.4.2 SPRUCE

L'outil Spruce [36] suit la stratégie de mesure directe. Une suite de paires de paquets de sonde est envoyée selon un processus de Poissonien. Les envois successifs des deux paquets de la paire de sonde sont séparés par un délai Δin. On désigne par Δ_{out} le temps séparant les arrivées des deux paquets. Ce dernier devrait être la somme de Δin *et* du temps de séjour du deuxième paquet dans la file d'attente.

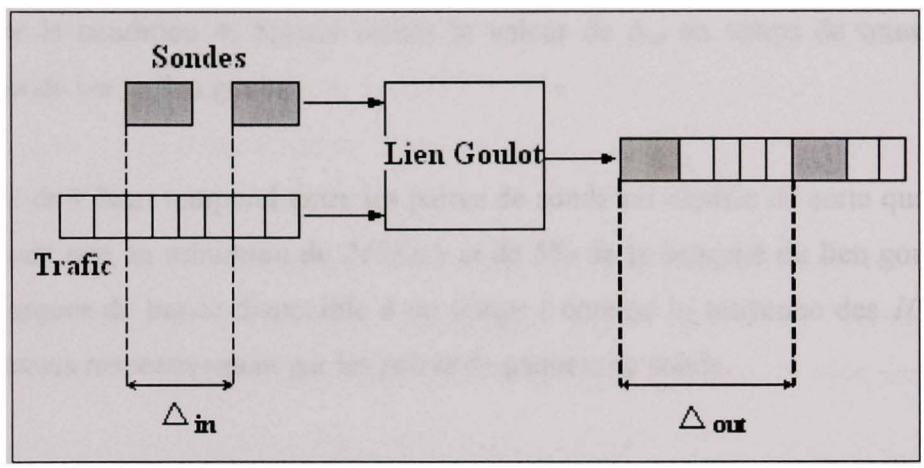


Figure 3.3 Modèle Direct de mesure de la largeur de bande disponible.
Tirée de Strauss[36](2003, p.3)

En supposant:

1. l'unicité du lien goulot,
2. le lien goulot en capacité coïncide avec le lien goulot en largeur de bande disponible,
3. la connaissance de sa capacité dont l'estimation peut s'effectuer à l'aide d'un des outils développés à cette fin: Sprobe[45], Pathrate[46], Bprobe[47],
4. l'utilisation de la technique FiFo au niveau du routeur pour la gestion de la file,
5. que la file du lien goulot ne se vide pas entre le départ du premier paquet et l'arrivée dans la file du second,

6. le temps de transmission est contraint uniquement par le temps de séjour dans la file d'attente.

On peut affirmer que Δ_{out} - Δ_{in} est le temps de transmission du trafic dans la file, et si C est la capacité du lien goulot, C x $[(\Delta_{out}$ - $\Delta_{in})/\Delta_i]$ est le débit du trafic sur le lien goulot. La largeur de bande disponible A serait donc:

$$A = C \times \left(1 - \frac{\Delta_{\text{out}} - \Delta_{\text{in}}}{\Delta_{\text{in}}}\right) \tag{3.3}$$

Pour assurer la condition 4, Spruce établit la valeur de Δ_{in} au temps de transmission du paquet de sonde sur le lien goulot.

La moyenne de l'écart temporel entre les paires de sonde est choisie de sorte que le taux du trafic de sonde soit un minimum de *240Kb/s* et de 5% de la capacité du lien goulot. Spruce calcule la largeur de bande disponible à un temps t comme la moyenne des *100* dernières valeurs obtenues respectivement par les paires de paquets de sonde.

En dépit de sa simplicité, la supposition de l'unicité du lien goulot et la connaissance de sa capacité restent des contraintes assez restrictives pour son application.

3.4.3 D'autres Outils de Mesure:

- *TOPP (2000, itératif/Direct)*: Les méthodes directes d'estimation de la largeur de bande considèrent que le lien goulot par rapport à la capacité coïncide avec le lien goulot par rapport à la largeur de bande disponible. Cette hypothèse surestime la largeur de bande. TOPP (*Trains of probe packets*)[31] est conçu pour pallier ce problème. En outre, il considère le cas de partage de la largeur de bande. TOPP envoie plusieurs séries de paires de paquets de même taille en augmentant le taux de transmission d'une série à une autre par une valeur fixe jusqu'à atteindre un taux *Tmax*. L'intervalle de temps séparant l'envoi de deux paires est choisi de telle sorte à éviter la présence de plus de deux paquets sur la

file d'attente. La largeur de bande disponible et la capacité du lien goulot sont calculées en utilisant la régression linéaire segmentée.

- *Pathchirp (2003, Itératif/Direct)* envoie un ensemble de paquets de petites tailles séparées par un temps exponentiel croissant. Cet ensemble est appelé Chirp. Pathchirp[35] utilise le temps qui sépare l'arrivée de deux paquets à la réception. L'utilisation d'un train de paquets à la place des paires de paquets permet d'utiliser moins de paquets de sonde pour le même nombre d'espacements. En outre le temps exponentiel séparant deux paquets permet de sonder le réseau sur un intervalle [A, B] Mbps en utilisant seulement log(B)- log(A) paquets. Dans son estimation de la largeur de bande disponible, Pathchirp est basé sur le principe qu'un taux de transmission des sondes qui soit supérieur à la largeur de bande cause une attente dans la file des paquets et donc une augmentation du temps de transmission.
- Bart (2006, *Bandwidth Available in real-Time*)[44] envoie un ensemble de flots de paquets et utilise le filtre de Kalman pour ajuster la largeur de bande disponible déduite à partir du train précèdent. Le taux de transmission est généré de façon aléatoire.

L'estimation de la largeur de bande disponible est un domaine de recherche en plein essor. Malgré l'existence de la grande variété de techniques de mesure et le grand nombre d'outils, l'estimation de la largeur de bande disponible reste un défi pour les chercheurs. Les outils développés estiment la largeur de bande sous certaines contraintes liées aux conditions de trafic telles que la stationnarité du trafic sur le chemin au moment de la mesure, la considération d'un seul canal sur un lien et d'un seul lien goulot, etc. L'absence de ses contraintes affecte le résultat du calcul.

CHAPITRE 4

ROUTAGE PROBABILISTE PRÉVENTIF DE DÉTÉRIORATION DE SERVICE

Dans l'objectif d'offrir la qualité de service aux applications dans un réseau dédié de service et de réduire le trafic de dissémination des états des liens, nous avons proposé une formulation probabiliste qui prévient la détérioration du service. Cette formulation est basée sur la distribution de la largeur de bande disponible sur le lien dédié. Dans ce chapitre nous présentons notre routage et nous analysons sa performance à travers des simulations élaborées sur NS-2 (Network Simulator).

4.1 Formulation de notre routage

Telle que mentionnée dans la section de la mesure, la distribution de la largeur de bande disponible affecte les métriques de qualité de service. Pour cela nous proposons une formulation de routage prévenant la détérioration de service qu'on décrit comme suit:

- métrique: probabilité que la largeur de bande disponible soit inférieure à la largeur de bande requise.
- formulation: trouver le chemin qui minimise la probabilité que la largeur de bande disponible soit inférieure à la largeur de bande requise.
- principe: formulation probabiliste qui évite les mauvais chemins, ceux dont la largeur de bande disponible a le plus descendu au dessous de la largeur de bande requise
- difficulté: requiert la largeur de bande de la connexion et la distribution de la largeur de bande disponible sur les liens dédiés, difficile à déterminer sur Internet en plus elle peut varier d'une échelle de temps à une autre. Dans nos tests nous l'avons supposée être gaussienne.

- formulation mathématique:

Soient:

- *b(l)* la largeur de bande disponible sur le lien dédié *l*,
- b_r la largeur de bande requise par une connexion définie par la paire origine et destination *(O, D)*
- *Chemins(O,D)* l'ensemble des chemins reliant l'origine *O* à *la destination D,*
- *L(p)* est l'ensemble des liens constituant le chemin *p*
- *P* (b_r, *l)* la probabilité de non disponibilité de la largeur de bande sur le lien *l*.pour une connexion requérant une largeur de bande b_r

$$P(b_r, l) = prob(b(l) \prec b_r) \tag{4.1}$$

Cette probabilité est définie ainsi sous l'hypothèse que les liens sont indépendants
Etant donnée cette probabilité, le problème de minimisation de la probabilité de non disponibilité de la largeur de bande requise consiste à rechercher un chemin *p* minimisant la probabilité de non disponibilité de b_r, soit $P(b_r, p)$ cette probabilité:

$$P(b_r, p) = \prod_{l \in L(p)} P(b_r, l) \tag{4.2}$$

Ce qui consiste, donc, à rechercher un chemin p^* qui minimise $P(b_r, p)$, c-a-d:

$$P(b_r, p^*) \leq P(b_r, p) \forall p \in Chemins(O, D) \tag{4.3}$$

4.2 Caractéristiques:

La formulation du routage proposé, que nous désignons dans la suite par BPROB, présente les caractéristiques suivantes:

1. c'est un routage basé sur l'état des liens,
2. requiert l'estimation de la largeur de bande disponible et le calcul de sa variation et de sa moyenne,
3. ne bloque pas les connexions,
4. routage source d'où la nécessité de partager l'information sur l'état des liens par tous les nœuds du réseau dédié.

4.3 Implantation de la formulation du routage BPROB

4.3.1 Calcul des paramètres de la distribution:

L'algorithme de routage de la formulation proposée nécessite le calcul de la moyenne et de la variance de la largeur de bande disponible sur les différents chemins reliant la source à la destination du trafic à router. Ètant donnée une séquence de mesures de la largeur de bande de taille n estimées par un outil de mesure sur un chemin donné à des intervalles de temps réguliers, nous déterminons la distribution de la largeur de bande disponible sur ce chemin. En supposant que cette dernière suit une loi gaussienne, nous devons déterminer la moyenne et la variance de ce processus.

Pour le calcul de la moyenne empirique du processus, nous avons trois façons de procéder:

- lissage exponentiel,
- moyenne mobile,
- filtre de Kalman.

Nous optons pour la moyenne mobile arithmétique qui est la plus simple à calculer, bien qu'elle nécessite la mémorisation des n dernières valeurs de la série.

Soit la série de mesures de la largeur de bande : $b_k, b_{k+1}, \ldots b_{k+n-1}$, où $k \geq 0$ et n est la taille de la série.

La moyenne mobile μ_k et la variance σ^2_k sont données respectivement par les formules suivantes:

$$\mu_k = \frac{1}{n} \sum_{h=k}^{k+n-1} b_h \tag{4.4}$$

$$\sigma_k^2 = \frac{1}{n} \sum_{h=k}^{k+n-1} (b_h - \mu_n)^2 \tag{4.5}$$

Etant donnée une distribution normale pour la largeur de bande disponible, le calcul de la probabilité $P(b_r, l)$ a été réalisé en utilisant la fonction décrite dans [48].

4.3.2 Algorithme de routage

Etant donnée la formule (4.2) une transformation logarithmique de la métrique $Pr(b_r, p)$ permet l'application de l'algorithme Dijkstra de la recherche du chemin le plus court[13]. En effet, comme la fonction de probabilité est positive, $ln(Pr(b_r, p))$ est définie, en plus du fait que ln est monotone croissante, le chemin p^* qui réalise le minimum de $ln(P(b_r, p))$ est le même que celui qui réalise le minimum de $P(b_r, p)$ Ainsi, la formulation de routage devient:

$$minimiser \sum_{l \in L(p)} \ln(P(b_r, l)) \tag{4.6}$$

4.4 Analyse de la performance de la formulation proposée

Nous nous sommes intéressés dans l'analyse de la formulation proposée à étudier l'influence de notre routage sur les métriques de qualité de service: Taux de perte de paquets, délai de transmission et la gigue. L'analyse de cette performance a été faite comparativement à la formulation de maximisation de la largeur de bande (BMAX) dont la définition est la suivante:

- métrique: la moyenne de la largeur de bande disponible sur un intervalle donné,
- formulation: trouver le chemin dont la largeur de bande disponible est maximale,
- principe: router sur un chemin qui possède le plus de largeur de bande diminuera le risque d'en manquer et évitera l'influence de la variabilité du trafic et donc d'affecter les critères de qualité de service.

4.5 Simulation du routage BPROB et du routage BMAX

Il s'agit d'implanter les deux formulations de routage au niveau dédié et d'analyser leur performance par rapport aux critères de qualité de service. Dans cette section nous décrivons la topologie du réseau simulé, les types des trafics générés respectivement au niveau IP et au niveau dédié, l'implantation de la mesure de la largeur de bande disponible et les scénarios des trafics générés au niveau IP. Ces derniers vont définir les différentes conditions du routage sur le réseau. L'acheminement du trafic de la connexion dédiée sur le réseau dépendra donc uniquement du taux du trafic, et donc de la largeur de bande disponible, sur les liens goulots des différents chemins *source-destination.*

4.5.1 Topologie du réseau:

Pour atteindre les objectifs fixés nous avons simulé la topologie décrite ci-dessous dans l'environnement NS-2 version 2.29.

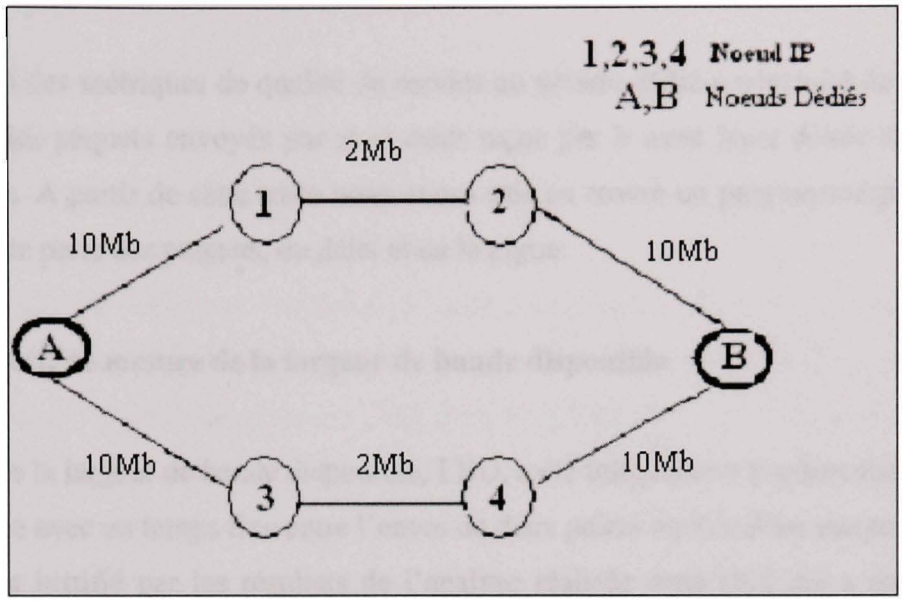


Figure 4.1 Topologie du réseau simulé.

1. le réseau est composé de six nœuds. Les nœuds *1, 2, 3, 4* sont des nœuds IP alors que A, B sont des nœuds dédiés,

2. les liens *1-2, 3-4* sont de capacité de *2Mbits/s*. Ceux dont l'une des extrémités est dédié sont d'une capacité de *10Mbits/s*. Ainsi les liens *1-2 et 3-4* sont respectivement les liens goulots des deux chemins reliant les nœuds dédiés A et B. Le délai de propagation de tous les liens est nul. Les files d'attente au niveau des deux liens IP sont de type FIFO de capacité de *10 paquets,*

3. les connexions sur les liens IP issues respectivement des nœuds *1 et 3* sont d'une distribution exponentielle Elles sont d'un nombre de *20 connexions* par lien afin de rapprocher le trafic à un trafic gaussien et faciliter ainsi le calcul de la probabilité,

4. la connexion au niveau dédié, celle générée sur le nœud *A* et qui est la cible du routage, est de type *CBR (Constant Bit Rate)* d'un taux de *148Kbits/s et* d'une durée de *10s,*

5. l'estimation de la largeur de bande disponible a été implantée sur les liens IP (liens goulots),
6. Le calcul des métriques de qualité de service au niveau dédié a nécessité de garder trace de tous les paquets envoyés par A et ceux reçus par B avec leurs délais d'envoi et de réception. A partir de cette trace nous avons mis en œuvre un programme pour le calcul du taux de perte des paquets, du délai et de la gigue.

4.5.2 Outil de mesure de la largeur de bande disponible

La mesure de la largeur de bande disponible, LBD, a été initialement implémentée à l'aide de l'outil Spruce avec un temps fixe entre l'envoi de deux paires au lieu d'un temps exponentiel. Ce choix est justifié par les résultats de l'analyse réalisée dans [32] qui a montré que la différence entre les deux est non significative.

Nous avons effectué différents tests sur la topologie simulée pour un trafic CBR et VBR au niveau IP. Des résultats préliminaires ont montré que Spruce surestime la moyenne de la largeur de bande disponible pour le trafic VBR et minimise la variance. Le changement de certains paramètres tels que la taille des paquets du trafic influençait les résultats. Ce faisant, nous avons opté pour l'outil de mesure exacte offert par NS2 afin d'éliminer tout anomalie liée à la mesure. Ceci reste un choix judicieux puisque l'objectif de notre analyse est de comparer l'impact du routage sur les métriques de qualité de service par rapport à celui du routage de la maximisation de la LDB peu importe la manière dont se fait le calcul de cette dernière.

L'outil exact de mesure de la LBD génère une valeur à chaque intervalle défini par l'utilisateur. Dans notre cas nous avons choisi la valeur de $0.1s$ pour cet intervalle. La moyenne de la LBD sur les deux chemins reliant A à B a été calculé sur un intervalle équivalent à la durée de la connexion dédiée. Celle-ci étant de $10s$, la taille de la liste des mesures était de 100 valeurs.

4.5.3 Contrôle de la moyenne et de la variance du trafic IP

Afin d'analyser la performance de notre routage, il était question de créer différentes conditions de trafic sur les deux chemins, et donc sur les liens IP, qui se distinguent par les valeurs respectives de la moyenne et de la variance du trafic. Le contrôle de ces deux derniers paramètres était donc nécessaire. Le choix de connexions exponentielles est justifié par la possibilité de créer une variabilité du trafic, contrairement au trafic fluide (*CBR*) par exemple, et par la simplicité de contrôler la moyenne et la variance à travers les paramètres de la connexion à l'encontre du trafic *VBR* dont la génération sur NS dépend de plus de 4 paramètres.

En effet, étant donnée une connexion exponentielle, celle-ci est définie par trois paramètres:

- *packet_size*: taille d'un paquet en octets.
- *rate*: taux maximal de transmission
- *burst*: temps moyen de transmission à un taux maximal
- *idle*: temps moyen de silence

La formule du trafic moyen m et de sa variance v sur la durée *burst+idle* sont données respectivement par les formules suivantes:

$$m = \frac{rate * burst}{burst + Idle} \tag{4.7}$$

$$v = \frac{burst(rate - m)^2 + Idle * m^2}{burst + idle} \tag{4.8}$$

Donnant ainsi lieu à un système à deux équations et deux inconnus (rate et *idle* par exemple).

L'infinité de solutions pour ce système nous a conduit à rajouter une troisième contrainte qui est $burst + idle = 1$, ce qui nous amène aux deux équations suivantes:

$$m = rate * burst \tag{4.9}$$

$$v = burst(rate - m)^2 + Idle * m^2 \tag{4.10}$$

rate, idle et v pourront ainsi être facilement déterminés pour une moyenne *m* et un *burst* donnés.

Afin de vérifier l'exactitude de la mesure du trafic offert par l'outil de mesure de NS avec la formule théorique, nous avons mené quatre simulations dans lesquelles nous injectons du trafic sur un chemin IP et nous calculons la moyenne et l'écart type du trafic généré sur *10s*. Si nous considérons le triplet *(rate, burst, idle)* les paramètres d'une connexion exponentielle, les connexions générées respectivement dans les quatre simulations sont : *(156Kb/s, 0.5s, 0.5s), (130Kb/s, 0.6s, 0.4s), (186Kb/s, 0.5s, 0.5s), (155Kb/s, 0.6s, 0.4s).*

Les résultats numériques montrant la conformité des valeurs mesurées lors des simulations de la moyenne du trafic généré sur le lien IP et de son écart type avec les valeurs théoriques déduites à partir des équations ci-dessus sont repris dans l'annexe 1 et représentés dans les graphes suivants:

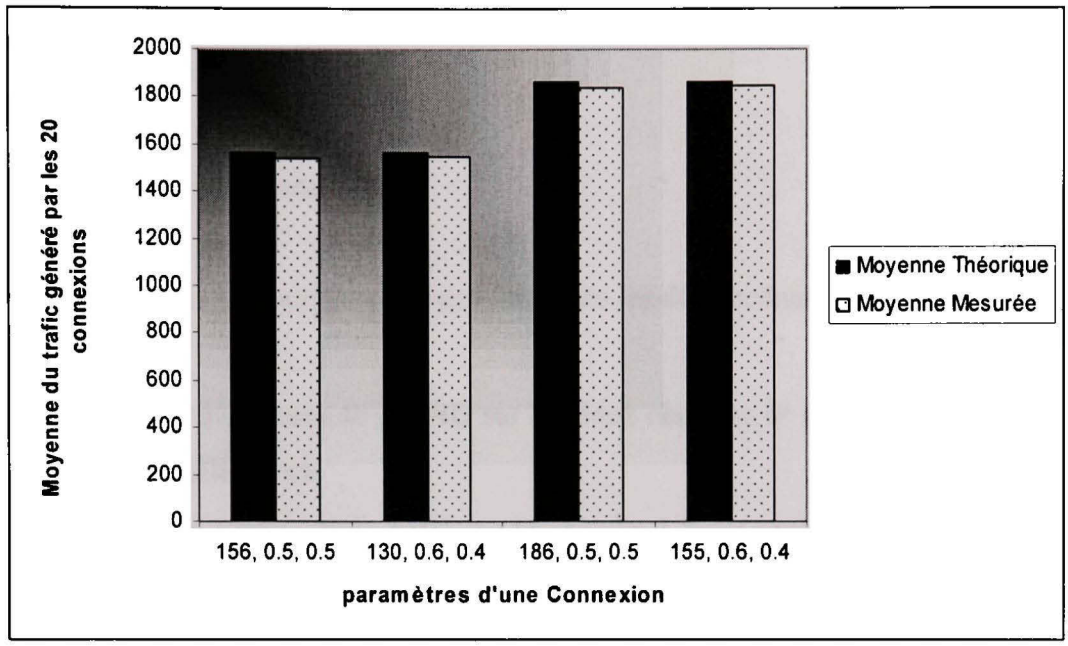


Figure 4.2 Comparaison de la moyenne mesurée du trafic avec la moyenne théorique.

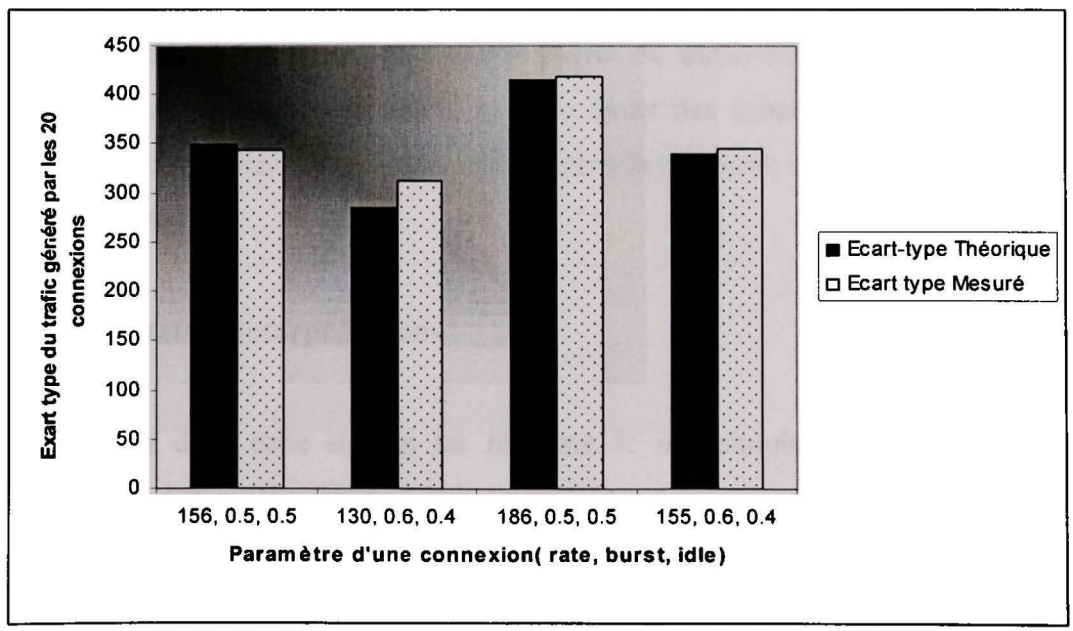


Figure 4.3 Comparaison de l'écart type mesuré du trafic avec l'écart type théorique.

La moyenne des erreurs relatives des mesures de la moyenne du trafic est de 1%, celle des écarts types et de 3%.

4.5.4 Scénarios des simulations

La performance de notre routage a été analysée dans les deux scénarios suivants:

- scénario 1: Les moyennes de la LBD sur les deux chemins IP sont égales alors que leurs variances sont différentes.
- scénario 2: La moyenne de la LBD sur le chemin 1-2 est légèrement supérieure à celle sur le chemin 3-4 alors que sa variance est largement supérieure.

A l'initialisation d'une simulation, le trafic IP est lancé sur les deux liens 1-2 et 3-4. Sur le niveau dédié nous avons lancé plus de 500 connexions, une à la fois. Les arrivées de ces connexions sont séparées par un temps fixe. Celui-ci est établi afin de permettre, après la fin d'une connexion, la réinitialisation des conditions du trafic sur les deux chemins avant l'arrivée d'une autre connexion dédiée et ainsi avoir des échantillons indépendants. Les résultats repris dans la section suivante représentent la moyenne des résultats de l'ensemble des connexions dédiées.

4.5.5 Résultats et interprétations

Nous rapportons dans cette section les résultats de nos simulations représentés par des graphes pour les différents scénarios. Les résultats numériques sont donnés dans les annexes. Pour chaque connexion dédiée, nous avons gardé trace de la moyenne et de la variance de la largeur de bande disponible au moment de son routage.

a. Scénario 1

L'objectif de ce scénario était d'analyser l'apport de la variance dans le routage alors que les moyennes de la LBD sur les deux chemins étaient égales. Pour cela nous avons effectué quatre simulations avec les paramètres des connexions des deux chemins repris dans ce tableau:

Tableau 4.1 Paramètres des connexions respectives des deux chemins pour les différentes simulations

Paramètres sur le chemin 1	**Paramètres sur le chemin 2**	**Paramètres sur le chemin 2**	**Paramètres sur le chemin 2**	**Paramètres sur le chemin 2**
Rate1 = 156Kbits Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5	**Sim 1,1** Rate 2= 130Kb Burst 2 = 0.6 Idle 2= 0.4	**Sim 1,2** Rate 2= 111Kb Burst 2 = 0.7 Idle 2= 0.3	**Sim 1,3** Rate 2= 97Kb Burst 2 = 0.8 Idle 2= 0.2	**Sim 1,4** Rate 2 = 86Kb Burst 2 = 0.9 Idle 2 = 0.1

Les paramètres des simulations ont été choisis de sorte à avoir la même moyenne de trafic (et donc de largeur de bande disponible) et une variance qui diminue d'une simulation à sa suivante. Ces valeurs ont été déduites à partir des équations 4.9 et 4.10.

Le tableau suivant donne les valeurs de la moyenne théorique du trafic et de son écart type par connexion pour chacune des simulations.

Tableau 4.2: Moyenne et écart type des connexions respectives
des deux chemins pour les différentes simulations

Moyenne et écart type sur le chemin 1	**Moyenne et écart type sur le chemin2**	**Moyenne et écart type sur le chemin2**	**Moyenne et écart type sur le chemin2**	**Moyenne et écart type sur le chemin2**
m =78Kb Ecart-t= 78Kb	**Sim. 1,1:** m = 78Kb Ecart-t = 63.69 Kb	**Sim. 1,2:** m = 78K Ecart-t = 50.86Kb	**Sim. 1,3:** m = 78 Kb Ecart-t = 38.80Kb	**Sim. 1,4:** m = 78 Kb Ecart-t = 25.80Kb

Les résultats des simulations sont rapportés dans les figures ci-dessous.

Les histogrammes des figures 4.4, 4.5 représentent respectivement les moyennes de la largeur de bande disponible mesuré respectivement sur les deux chemins et de leurs écarts types pour les simulations où *rate1 =156Kb.*

Les graphes sur les figures 4.6, 4.7 et 4.8 représentent respectivement les métriques de qualité de service pour ces mêmes simulations.

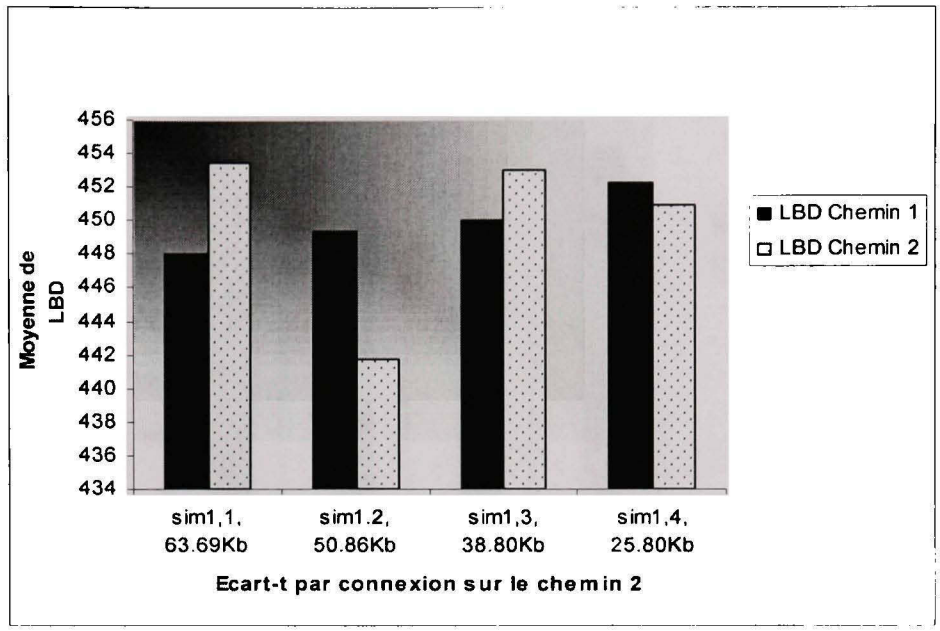


Figure 4.4 Moyenne de la LDB sur les deux chemins versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2.

La largeur de bande reprise dans ce graphe pour chacune des simulations représente la moyenne de celles mesurées au moment de l'établissement du routage des connexions dédiées. Bien que les moyennes du trafic sur les deux chemins aient théoriquement été choisies égales, nous remarquons que les mesures sur les deux chemins sont différentes. Comment de telles erreurs affecteront-elles les deux routages? Il est certain qu'à cause de la surestimation de la largeur de bande sur le chemin 1 le routage BMAX favorisera ce dernier. En revanche, le routage BPROB aura un comportement différent puisque il tient compte de la variation.

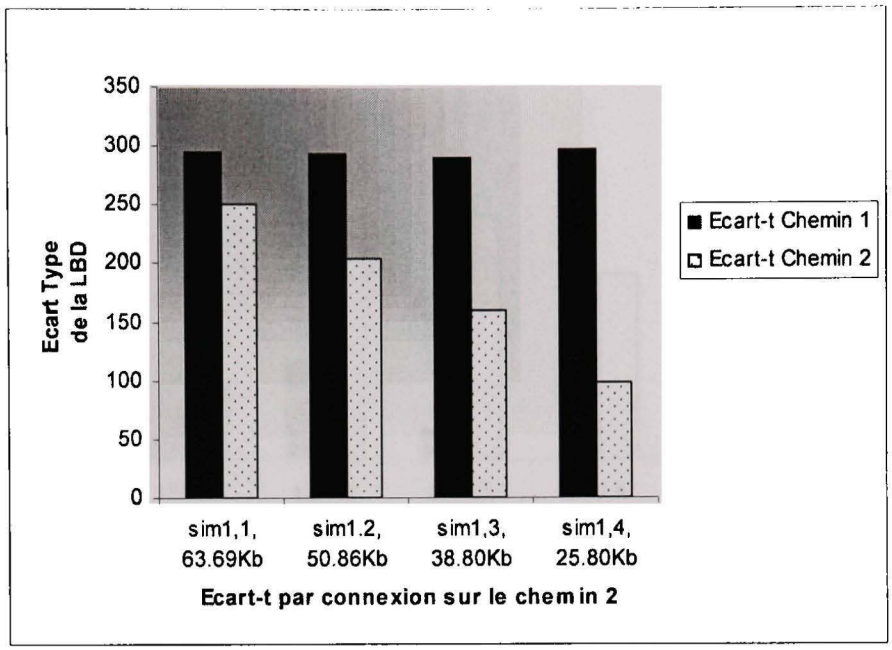


Figure 4.5 Ecart type mesuré de la LBD sur les deux chemins.

Nous remarquons que la variation sur le premier chemin est plus ou moins stable, alors qu'elle est décroissante sur le deuxième chemin et ce tel qu'il a été envisagé par le choix des paramètres des connexions respectives des deux chemins.

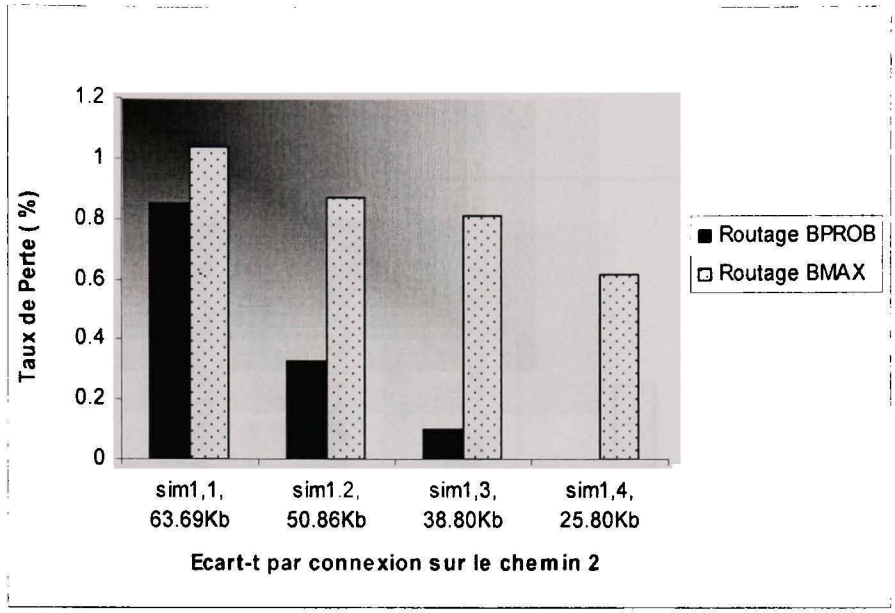


Figure 4.6 Taux de perte de paquets versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2.

Le graphe 4.6 illustre les taux de perte de paquets résultants respectivement des deux routages. Pour le routage BPROB, le taux varie entre *0.8533 et 0* alors qu'il varie entre *1.0367 et 0.62* pour le routage BMAX. Pour les quatre simulations BPROB donne une meilleure performance que celle de BMAX par rapport à cette métrique. Néanmoins cette performance se manifeste moins dans *Sim1,1.* Ceci est vraisemblablement dû au fait que l'écart entre la mesure de la moyenne de la LBD sur le premier chemin et celle sur le deuxième chemin est plus grand, que les écarts dans les autres simulations, d'autant plus que la variation sur le chemin 2 pour la même simulation est la plus proche à celle sur le premier chemin dans les autres simulations. Par ailleurs en observant le routage des différentes connexions dédiées pour la première simulation on a constaté que le routage BPROB a choisi le chemin1 plus de fois que dans les autres simulations.

A partir du graphe nous pouvons aussi constater que le taux de perte de paquets est meilleur d'une simulation à l'autre pour les deux routages. La baisse de la variation du trafic sur le deuxième chemin a certainement affecté BPROB aussi bien que BMAX. Pour ce dernier, le

choix occasionnel du deuxième chemin pour certaines connexions dédiées à cause qu'il présentait une moyenne de LDB meilleure a affecté le résultat.

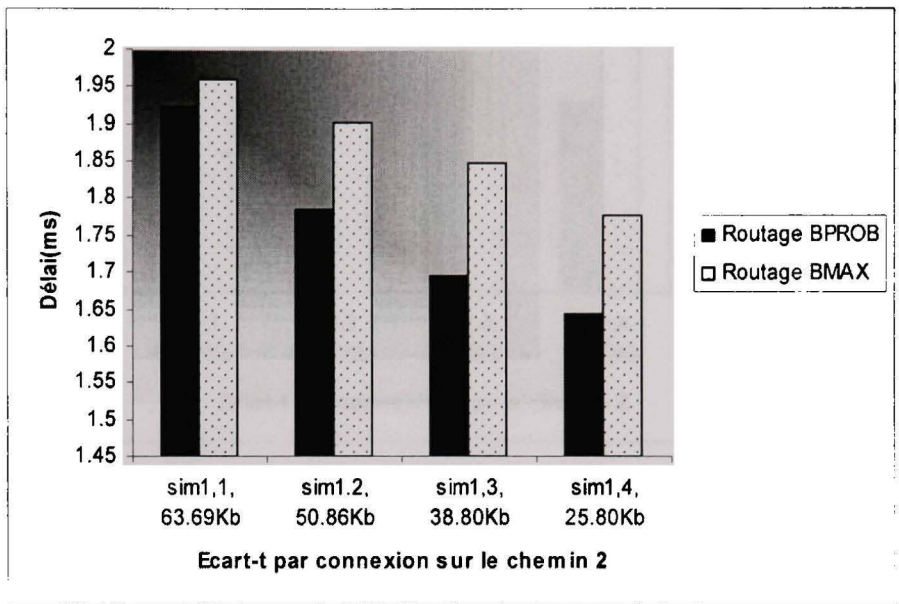


Figure 4.7 Délai versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2.

Le graphe 4.7 illustre la moyenne du délai de transmission de paquets pour les deux chemins. Le délai pour le routage BROPB varie entre 1.9234 et 1.6446 dans les quatre simulations alors qu'il varie entre 1.96 et 1.7754 pour le routage BMAX. La performance de BPROB est meilleure. Encore une fois elle se manifeste moins pour la première simulation à cause des mêmes raisons citées ci haut.

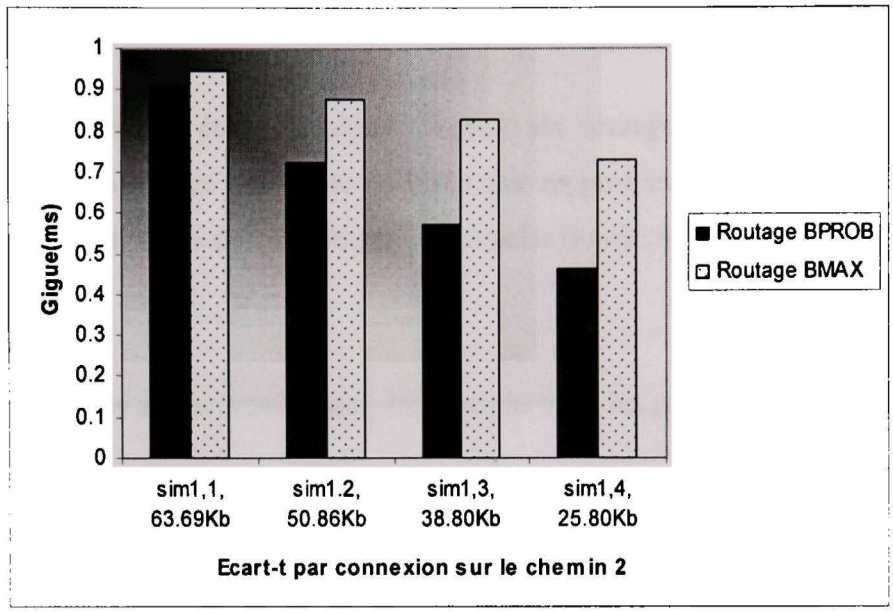


Figure 4.8 Gigue versus écart type de la connexion IP sur le chemin 2.

Le graphe 4.8 illustre la gigue pour les deux routages. En l'examinant nous pouvons faire les mêmes constatations que celles faites pour la perte et le délai.

En conclusion, l'analyse de ses résultats nous mène à constater que:

1. la performance de BPROB, pour ce premier scénario, par rapport aux trois métriques de qualité de service, est meilleure. La prise en considération de la variance a effectivement amélioré les résultats des métriques de QoS,
2. la performance de BPROB dépend de la variance, moins est la variance, meilleures sont les métriques de QoS,
3. enfin, une meilleure variation de LBD n'assure évidemment pas une meilleure performance de BPROB par rapport à BMAX, la valeur de sa moyenne s'y implique.

b. Scénario 2

L'objectif de ce scénario était d'analyser l'apport du routage sur un chemin d'une LBD stable, c-à-d, d'une variance très petite ou nulle, par rapport au routage sur un autre chemin qui présentait une moyenne de LBD supérieure à celle du chemin stable mais d'une variance supérieure aussi.

Pour ce scénario nous avons mené quatre simulations avec les paramètres suivants:

Tableau 4.3 Paramètres du scénario 2

	Sim 3,1	**Sim 3,2**	**Sim 3,3**	**Sim 3,4**
Paramètres sur le chemin 1	Rate 1 = 146Kb Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5	Rate 1= 156Kb Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5	Rate 1= 166Kb Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5	Rate 1= 176Kb Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5
Paramètres sur le chemin 2	Rate 2= 78Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2=0.0	Rate 2 = 80Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	Rate 2 = 86Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	Rate 2 = 92Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0

Le tableau suivant donne les valeurs de la moyenne théorique du trafic et de son écart type par connexion pour chacune des simulations.

Tableau 4.4 Moyenne et écart type des connexions respectives des deux chemins pour les différentes simulations du scénario 2

	Sim 3, 1	**Sim 3,2**	**Sim 3,3**	**Sim 3,4**
Moyenne et écart type sur le chemin 1	m = 73Kb Ecart-t = 73Kb	m = 78Kb Ecart-t = 78 Kb	m = 83Kb Ecart-t = 83Kb	m = 88Kb Ecart-t = 88Kb
Moyenne et écart type sur le chemin 2	m = 78Kb Ecart-t = 0	m = 80Kb Ecart-t = 0	m = 86Kb Ecart-t = 0	m = 92Kb Ecart-t = 0

Nous avons obtenu les résultats représentés dans les graphes ci-dessous.

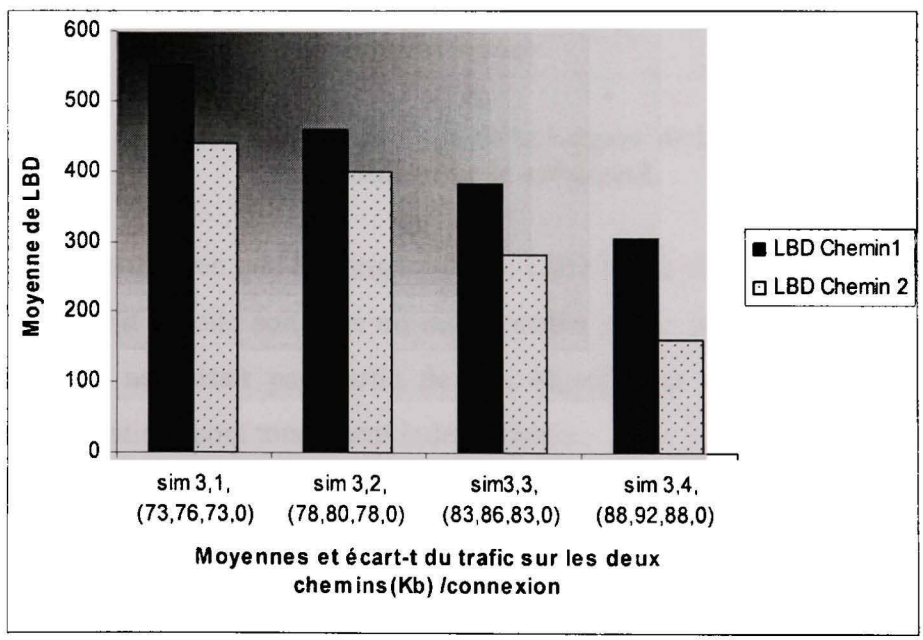


Figure 4.9 Moyenne de la largeur de bande disponible pour le scénario 2.

Le graphe 4.9 illustre la moyenne de la LBD sur les deux chemins pour les quatre simulations. Nous remarquons que le scénario illustré par le graphe reflète bien le scénario ciblé.

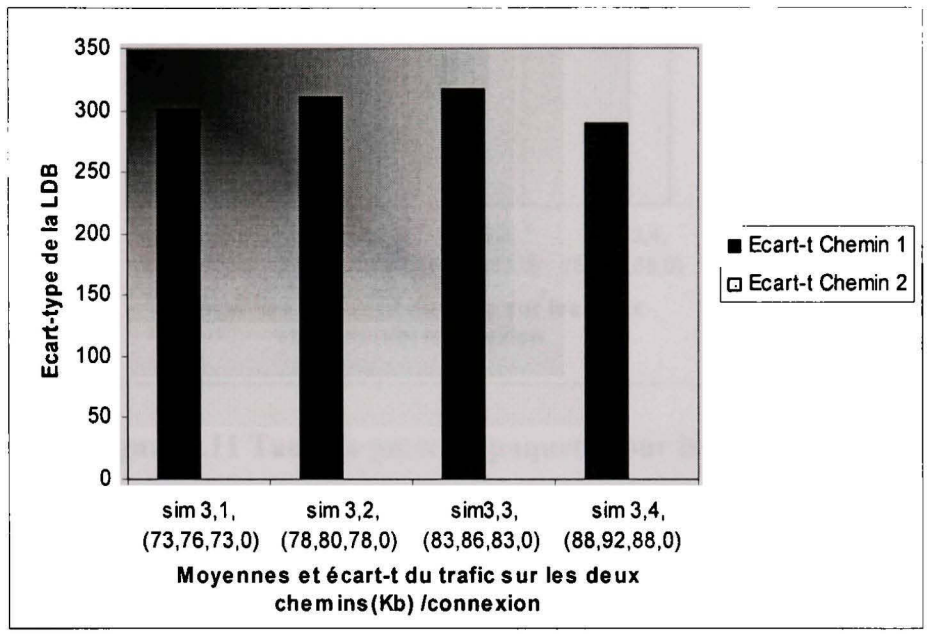


Figure 4.10 Ecart Type de la largeur de bande disponible pour le scénario2.

Le graphe 4.10 montre bien que la variation de la LBD sur le chemin 2 était plus ou moins nulle (0.101). Le fait qu'elle soit plus ou moins stable sur le premier chemin à travers les quatre simulations ne faisait pas partie de nos objectifs et n'affectent aucunement les résultats. Les simulations sont totalement indépendantes.

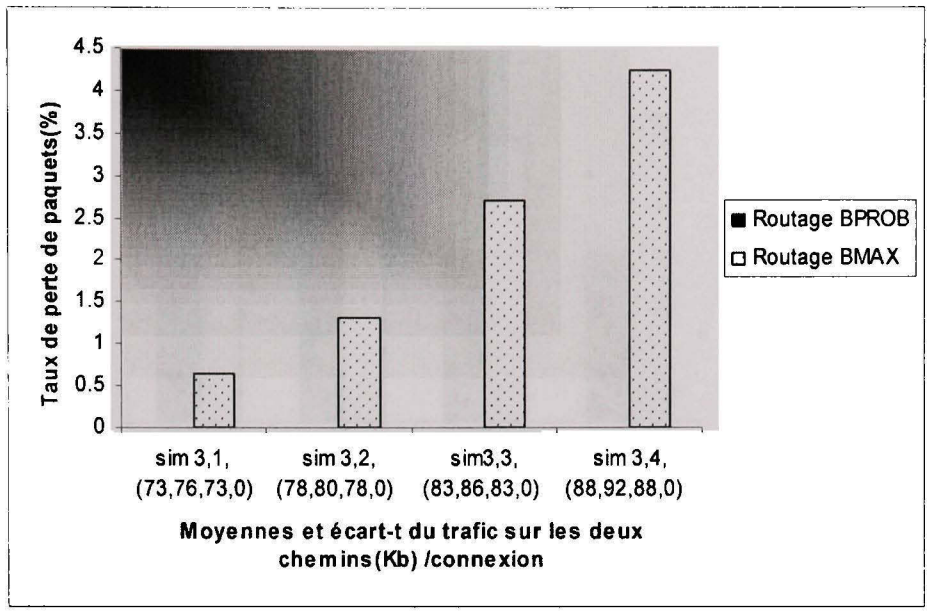


Figure 4.11 Taux de perte de paquets pour le scénario2.

Le graphe 411 illustre le taux de perte de paquets pour les deux routages. Dans le cas de BROPB il est nul alors qu'il est inversement proportionnel à la moyenne de la largeur de bande dans le cas de BMAX. BPROB présente une nette performance, par rapport à cette métrique sur BMAX. Une meilleure valeur de la moyenne de la LBD n'a pas assuré une meilleure valeur du taux de perte. La stabilité du trafic sur le chemin 2 et la disponibilité de la largeur de bande pour la transmission de la connexion dédiée, qui rappelons-le est de *148Kb*, a affecté positivement le taux de perte.

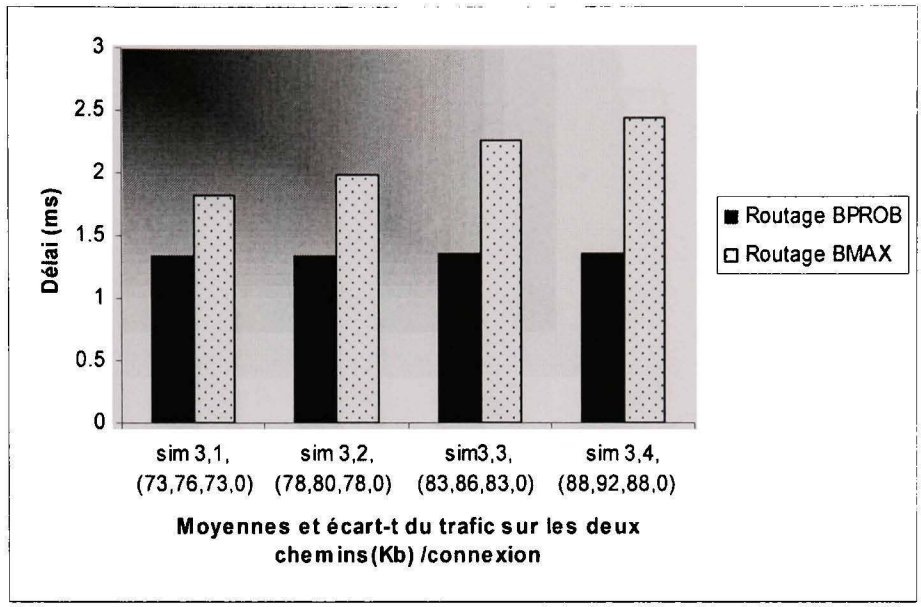


Figure 4.12 Délai pour scénario 2.

Le graphe 4.12 illustre la moyenne du délai de transmission des paquets pour les deux routages. Nous pouvons ainsi remarquer la performance de BPROB sur BMAX. Le délai de transmission est plus ou moins stable pour BMAX à cause de la stabilité de la LBD et de sa suffisance pour la transmission de la connexion dédiée.

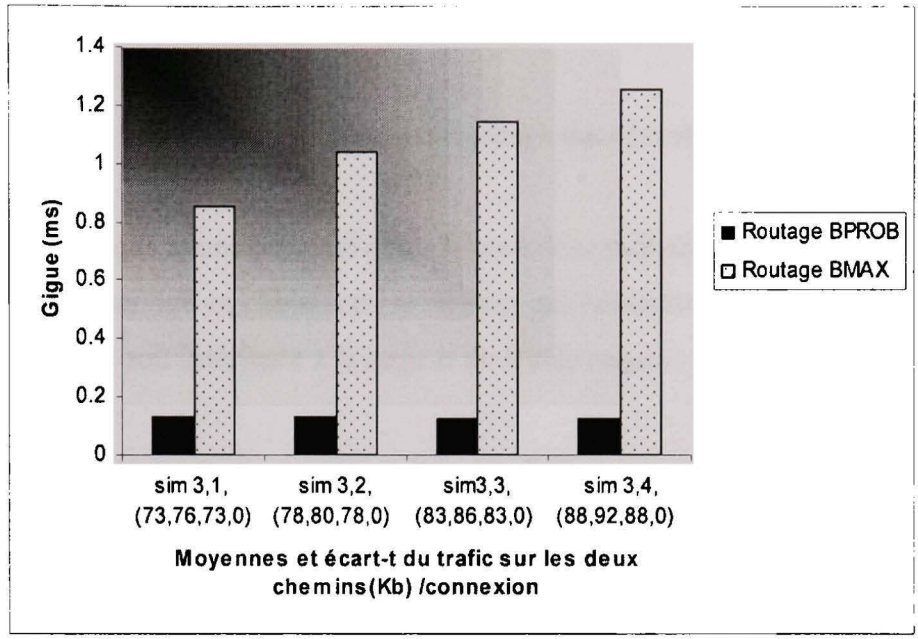


Figure 4.13 Gigue pour scénario 2.

Le graphe illustre la gigue dans le cas des deux routages. La performance de BPROB sur BMAX est nettement apparente. La stabilité de la largeur de bande sur le chemin 2 a fait que la gigue soit minime (de l'ordre de 0.1) est nettement inférieure par rapport à la gigue résultante du routage BMAX.

En conclusion, nous pouvons constater que:

1. La performance de BPROB est nettement meilleure que celle de BMAX en particulier pour la gigue pour le scénario 2 qui rappelons-le consistait à générer un trafic sur le chemin 1 d'une moyenne inférieure à celui sur le chemin 2, et ainsi obtenir une LBD supérieure, et d'une variance largement supérieure et quasiment nulle sur le chemin2.
2. Les métriques de étaient plus ou moins stables à travers les quatre simulations dans le cas de BPROB et ce dans les quatre simulations. Ceci est dû au fait que la LBD sur le deuxième chemin était suffisante et stable pour l'acheminement des connexions dédiées.

CONCLUSION

Nous nous sommes intéressés au problème de routage dans les réseaux dédiés de service.

Dans ce mémoire nous avons présenté notre formulation probabiliste de routage qui prévient la détérioration de service en choisissant le chemin qui minimise la probabilité que la largeur de bande disponible soit inférieure à la largeur de bande requise par la connexion.

Une revue de littérature sur les réseaux dédiés, les différents modèles de routage et la mesure de la largeur de bande disponible a été rapportée dans les trois premiers chapitres. Les réseaux dédiés de service sont des réseaux virtuels implantés par-dessus Internet et offre un service particulier tel que la résilience, la garantie de QoS, ...etc. La garantie de service dans un tel réseau est principalement basée sur la connaissance de l'état des liens. Une procédure de mesure active des paramètres du réseau est ainsi indispensable pour l'atteinte de cet objectif. Nous nous sommes intéressés à la mesure de la largeur de bande disponible de bout en bout pour laquelle nous avons rapporté les techniques et les outils développés sur Internet.

Un des modèles de routage est le modèle probabiliste. Celui-ci utilise une métrique stochastique des liens. L'application de ce modèle est motivée par l'imprécision de l'information sur l'état des liens et présente l'avantage de réduire la fréquence de dissémination de cette information.

L'implantation de notre routage a été effectuée sur NS2 (Network Simulator). Celui-ci est un un logiciel à usage libre et présente la flexibilité d'intégration d'autres applications et protocoles.

La performance de notre routage a été analysée par rapport aux métriques de qualité de service: délai, gigue et perte de paquets. Les résultas ont été comparés à ceux du routage qui cherche le chemin maximisant la largeur de bande disponible.

Plusieurs simulations ont été menées pour créer différentes conditions du trafic. La performance du routage probabiliste a été constatée meilleure.

ANNEXE I

LA MESURE DU TRAFIC COMPARÉ À SA VALEUR THÉORIQUE

Trafic		**Moyenne(Kb)**	**Ecart Type(Kb)**	**Variance(Kb)^2**
Rate= 156Kb Burst = 0.5 Idle= 0.5	*Théorique / Con*	78	78	6084
	Mesuré / Con	72. 7957	76.1535	5799.3555
	Théorique/ 20 Con	1560	348.8266	121680
	Mesuré / 20 Con	1539.0129	343.794	118194.31
Rate= 130Kb Burst = 0.6 Idle= 0.4	*Théorique / Con*	78	63.68	4056
	Mesuré / Con	74.355	68.276	4661.61
	Théorique/ 20 Con	1560	284.8157	81120
	Mesuré / 20 Con	1547.8072	312.1563	97441.55
Rate= 186Kb Burst = 0.5 Idle= 0.5	*Théorique / Con*	93	93	8649
	Mesuré / Con	86.790	93.064	8660.908
	Théorique/ 20 Con	1860	415.09	172980
	Mesuré / 20 Con	1835.064	419.501	175981.08
Rate= 155Kb Burst = 0.6 Idle= 0.4	*Théorique / Con*	93	75.93	5766
	Mesuré / Con	88.618	75.025	5628.75
	Théorique/ 20 Con	1860	339.5879	115320
	Mesuré / 20 Con	1845.378	344.539	118707.1225

ANNEXE II

RÉSULTATS DES SIMULATIONS DU SCÉNARIO 1

Paramètres	LBD1 (Kbits)	LBD2 (Kbits)	Ecart Type 1	Ecart Type2	Perte (%) (Bprob, Bmax)	Délai (ms) (Bprob, Bmax)	Gigue (ms) (Bprob, Bmax)
Rate 1 = 156Kb Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5 Rate 2= 130Kb Burst 2 = 0.6 Idle 2= 0.4	448.024	453.5004	295.1086	250.1877	(0.8533, 1.0367)	(1.9234, 1.96)	(0.9098, 0.9469)
Rate 1 = 156Kb Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5 Rate 2= 111Kb Burst 2 = 0.7 Idle 2= 0.3	449.4181	441.7445	292.764	204.7632	(0.33, 0.8733)	(1.7847, 1.9092)	(0.7237, 0.8768)
Rate 1 = 156Kb Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5 Rate 2= 97Kb Burst 2 = 0.8 Idle 2= 0.2	450.0089	453.0075	290.4321	160.1916	(0.1, 0.81)	(1.694, 1.8484)	(0.5693, 0.8280)
Rate 1 = 156Kb Burst1 = 0.5 Idle 1 = 0.5 Rate 2 = 86Kb Burst 2 = 0.9 Idle 2 = 0.1	452.2867	450.9037	296.5247	98.0653	(0, 0.62)	(1.6446, 1.7754)	(0.4608, 0.7314)

ANNEXE III

RESULTATS DES SIMULATIONS DU SCENARIO 2

Paramètres	LBD1(Kbits)	LBD2 (Kbits)	Ecart Type 1	Ecart Type2	Perte (%) (Bprob, Bmax)	Délai (ms) (Bprob, Bmax)	Gigue (ms) (Bprob, Bmax)
Rate 1 = 146Kb Burst1 = 0.5 Idle 1= 0.5 Rate 2= 78Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	552.048	439.9755	300.146	0.1061	(0, 0.64)	(1.336, 1.8186)	(0.1327, 0.8511)
Rate 1= 156Kb Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5 Rate 2 = 80Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	459. 9525	399.9755	310.8657	0.1061	(0, 1.32)	(1.3368, 1.9881)	(0.1310, 1.0367)
Rate 1= 166Kb Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5 Rate 2 = 86Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	382.7393	279.9755	316.6036	0.1061	(0, 2.7)	(1.3498, 2.2526)	(0.1279, 1.1438)
Rate1= 176Kb(88) Burst 1= 0.5 Idle 1 = 0.5 Rate 2 = 92Kb Burst 2 = 1.0 Idle 2= 0.0	304.8043	159.9755	289.8841	0.1061	(0, 4.23)	(1.3623, 2.4342)	(0.1235, 1.2537)

LISTE DE RÉFÉRENCES

[1] http://www.akamai.com/.

[2] D.Andersen, H.Balakrishan, F.Kaashoek et R. Morris, "Resilient Overlay Networks", In proceeding of the 18th ACM Symposium on Operating Systems Principles(SOSP), Vol.35, No.5, pp. 131-145, Alberta, Canada, December 2001.

[3] Y.Bejerano, Y.Breitbart, A.Orda, R.Rastogi et A. Sprintson, "Algorithms for computing Paths for Restoration", IEEE/ACM Transactions of Networking, Vol. 13, No.3, pp.648-661, June 2005

[4] A.Chakrabati, G.Manimaran, "Reliability Constrained Routing in networks", IEEE/ACM Transactions of Networking, vol.13, No3, pp.662-675, June 2005

[5] Y.Chen, D.Bindel, H.Song et R.H.Katz, "Tomography-based overlay network monitoring", In Proceedings of the 3rd ACM SIGCOMM conference on Internet measurement, pp. 216-231, 2003, Miami Beach, FL, USA ACM Press.

[6] Y.Chen, D.Bindel, H.Song et R.H.Katz, "An Algebraic Approach to Practical and scalable Overlay Network Monitoring", in proceedings SIGCOMM'04, pp. 55-66.

[7] A. Coates, A. O. Hero, R. Nowak, et B.Yu "Internet tomography", IEEE Signal Processing Magazine, Vol.19, No.3, pp. 47-65, 2002.

[8] Z.Dziong, H.Khedimi et R.Nagarajan,"Link Cost Optimization for Protection Routing in Meshed Networks", 19th International Teletraffic Congress (ITC), Bejing 2005.

[9] Z.Duan, Zhi-Li Zhang et Y.T.Hou, "Service Overlay network: SLAs, and Bandwith Provisioning". Journal of IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 11, No 6, pp.870-883, December 2003,

[10] H.Eriksson, "MBone: The multicast backbone", Communications of the ACM, Vol.37, No.8, pp.54–60, 1994.

[11] http://freepastry.org.

[12] W.Grover, **J.Doucette, M.Clouqueur, D.Leung et D.Stamatelakis**. "New Options and Insights for Survivable Transport Networks", IEEE Communications Magazine,

January 2002.

[13] R.A.Guérin, A.Orda, " QoS Routing in Networks with Inaccurate Information: Theory and Algorithms", IEEE/ACM Transactions of Networking, Vol.7, No.3, pp.350-364, June1999

[14] GT-ITM: Modeling Topology of Large Internetworks. Disponible sur: http//www.cc.gatech.edu/projects/gtitm/.

[15] I. Guardini, P.Fasano, et G.Girardi, "Ipv6 operational experience within the 6bone 2000", 15th annual Internet Society conference, Japan2000.

[16] http://www.gnu.org.

[17] M.Jain, C.Dovrolis, "End-To-End Available Bandwith: Measurement Methodology, Dynamics, and Relation With TCP Throughput", Journal of IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.11, No 4, pp.537-549, August 2003.

[18] M.Jain, C.Dovrolis, "End-to-End Estimation of the Available Bandwith Variation Range", ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review, Vol.33, No.1, pp.265-276, June 2005.

[19] M. Jain, C.Dovrolis, "Path Selection using Available Bandwidth Estimation in Overlay-based Video Streaming", In the Proceedings of IFIP Networking Conference, Vol.52, No.12, pp.2411-2418, 2008.

[20] M. Jain and C.Dovrolis, "Pathload: measurement tool for end-to-end available bandwidth", in Passive and Active Measurement workshop 2002 Proceeding, pp.14-25, Ft Collins, USA, March 2002.

[21] W.Jianxin, W.Weiping, C.Jianer et C.Songqiao, "A randomized Routing Algorithm on Networks with Inaccurate Link-State Information", Communication Technology Proceedings, 2000. WCC - ICCT 2000, Vol.2., pp.1617-1622.

[22] http://www.kazaa.com.

[23] M. Kodialam T. V.Lakshman, "Dynamic Routing of Bandwidth Guaranteed Tunnels with Restoration", In The Proceeding of IEEE Infocom 2000, pp. 902-911.

[24] T.Korkmaz, M.Krunz, "Bandwith-Delay Constrained Path Selection Under Inaccurate State Information", IEEE/ACM Transactions of Networking, Vol.11, No 3, pp.384-398 June 2003.

[25] K.Lai, M.Baker, "Measuring Link Bandwiths using a Deterministic Model of Packet Delay", in Proceeding ACM SIGCOMM, pp.283-294, September 2000.

[26] G. Li, D. Wang, C. Kalmanek et R. Doverspike, "Efficient Distributed Path Selection for Shared Restoration Connections", In The Proceeding of IEEE Infocom 2002, Vol. 1, pp. 140-149.

[27] Z.Li, P.Mohapatra, "QRON, QoS-Aware Routing in Overlay Networks", IEEE Journal On Selected Areas in Communications, Vol, 22. No.1, pp.22-40, January 2003.

[28] D.H. Lorenz, A.Orda, "QoS Routing in networks with Uncertain parameters", IEEE/ACM Transactions of Networking, Vol. 6, No.6, pp.768-778, December 1998.

[29] http://pdos.csail.mit.edu/chord/.

[30] Q.Ma, P.Steenkiste, "On the path selection for traffic with bandwidth guarantees" in proceedings 5th IEEE ICNP, pp.191-202, Oct. 1997.

[31] B.Melander, M.Bj¨orkman et P.Gunningberg, "A New End-to-End Probing and Analysis Method for Estimating Bandwidth Bottlenecks", In procceding of IEEE Globecomm' 00, Vol.1, pp. 415-420 , November 2000.

[32] M,Mukarram Bin Tariq, A.Dhamdhere, C.Dovrolis et M.Ammar, "Poisson versus periodic path probing" proceeding IMC '05, Internet Measurement, pp. 19–124.

[33] A. A.Nakao, L.Peterson et A.Bavier, "A routing Underlay for Overlay Networks" In The Proceedings of SIGCOMM'03, pp.11-18.

[34] .Objective Perceptual Video Quality Measurement Techniques for Digital Cable Television in the presence of Full Reference, ITU-T Recommendation J.144 rev.1,2003.

[35] V. J. Ribeiro, R.H. Riedi, R.G. Baraniuk,J. Navratil,et L. Cottrell, "PathChirp: Efficient Available Bandwidth Estimation for Network Paths", In Passive and Active Measurement Magazine.

[36] J. Strauss, D. Katabi et F. Kaashoek, "A Measurement Study of Available bandwidth Estimation Tools", In The proceedings of the 3rd ACM SIGCOMM conference on Internet measurement, pp.39-44, 2003.

[37] V. Paxson, "Measurements and Analysis of End-to-End Internet Dynamics", Ph D. dissertation 1997. ftp://ftp.ee.lbl.gov/papers/vp-thesis/dis.ps.gz

[38] R. S. Prasad, M. Murray, C. Dovrolis, K. Claffy J.W. Surrballe et R.E.Tarjan, "A Quick Method for Finding Shortest Pairs of Disjoint Paths", Networks, vol.14, No.2, pp. 325-336, 1988.

[39] C. Tang, P.K. Mckinley, "On the Cost-Quality Tradeoff in Topology-Aware Overlay Path probing", Proceeding of the 11th IEEE International Conference on Network Protocol (ICNP'03), pp.268-279.

[40] Z.Wang, J.Crowcroft, "Quality of Service Routing for Supporting Multimedia Applications", IEEE J. on selected Areas in Comm. Vol. 14 No. 7, pp.1228-1234, September.1996.

[41] J. Touch, S. Hotz. "The X-Bone", Third Global Internet Mini-Conference at Globecom '98, Sydney, Australia, pp.59-68.

[42] R.M. Hinden, "IP Next Generation overview", Communications of the ACM, Vol.39,No.6, pp. 61–71, 1995.

[43] Y.Zhu, C.Dovrolis et M.Ammar, "Dynamic overlay routing based on available bandwidth estimation: A simulation study". The International Journal of Computer and Telecommunication Networking, Vol.50, No.6, pp.742-762, April 2006.

[44] S.Ekelin, M.Nilsson, "Continuous Monitoring of Available Bandwidth over a Network Path", 2nd Swedish National Computer NetworkingWorkshop, 2004

[45] S.Saroiu, P. Krishna Gummadi et S.D.Gribble, "SProbe: A Fast Technique for Measuring Bottleneck Bandwidth in Uncooperative Environments", In IEEE Infocomm 2002.

[46] P.Ramanathan, C.Divrolis et D.Moore, "What do packet Dispersion Techniques measure?", in The Proceedings of IEEE INFOCOM, pp.905-914, Apr. 2001.

[47] R.L.Carter, M.E.Crovella, "Measuring Bottleneck Link Speed in Packet-switched Networks", Performance Evaluation, vol. 27-28, pp.297-318, 1996.

[48] http: ://www.sitmo.com/doc/Calculating_the_Cumulative_Normal_Distribution

[49] F. Halsall, "Data Communications, computer Networks and Open Systems", 4th Edition, Addison-Wesley, UK, 1997, 907p.

[50] R.S.Prassad, M.Murray, C.Dovrolis and K.Claffy, "Bandwidth estimation: metrics, measurement techniques, and tools" IEEE Networks, Vol.17, pp.27-35, 2003.