



**HAL**  
open science

# Un modèle déterministe basé sur la technique de paire de paquets pour la mesure de la bande passante disponible

Ahmed Ait Ali, Francis Lepage

► **To cite this version:**

Ahmed Ait Ali, Francis Lepage. Un modèle déterministe basé sur la technique de paire de paquets pour la mesure de la bande passante disponible. 8èmes Journées Doctorales en Informatique et Réseaux, JDIR'2007, Jan 2007, Marne-La-Vallée, France. pp.105. hal-00154432

**HAL Id: hal-00154432**

**<https://hal.science/hal-00154432>**

Submitted on 13 Jun 2007

**HAL** is a multi-disciplinary open access archive for the deposit and dissemination of scientific research documents, whether they are published or not. The documents may come from teaching and research institutions in France or abroad, or from public or private research centers.

L'archive ouverte pluridisciplinaire **HAL**, est destinée au dépôt et à la diffusion de documents scientifiques de niveau recherche, publiés ou non, émanant des établissements d'enseignement et de recherche français ou étrangers, des laboratoires publics ou privés.

# Un modèle déterministe basé sur la technique de paire de paquets pour la mesure de la bande passante disponible

Ahmed Ait Ali, Francis Lepage

CRAN – Nancy Université BP 239  
54506 Vandoeuvre Cedex  
{ahmed.aitali, francis.lepage}@cran.uhp-nancy.fr

**Résumé**— Cet article présente un nouveau modèle déterministe basé sur la technique de la paire de paquets pour la mesure de la bande passante disponible dans un chemin de bout en bout. Le modèle proposé repose sur le « Probe Gap Model » qui exploite dynamiquement les informations temporelles obtenues des paquets sondes pour quantifier les différents paramètres caractérisant un goulet d'étranglement dans un chemin réseau.

Les travaux réalisés dans ce domaine ont démontré que la taille des paquets sondes utilisés pour sonder et analyser le chemin étudié est un paramètre très important qui affecte d'une manière considérable la mesure de la bande passante disponible. Basé sur ces conclusions, nous avons proposé un modèle qui prend en compte ce paramètre et nous l'avons implémenté dans un nouvel outil de mesure appelé IGMPs (Improved Gap Model using Packet Size parameter).

Nous avons évalué cet outil sur une plateforme d'expérimentation selon différents scénarios et nous avons constaté que ce dernier permet de mesurer la bande passante disponible avec une très grande précision qui dépasse largement celle offerte par Spruce. Ensuite nous avons étudié l'effet des différents paramètres du modèle proposé sur la précision de l'outil IGMPs. Nous avons constaté que la taille des paquets sondes est un facteur décisif dans la mesure de la bande passante disponible et que plus la taille des paquets est grande plus la précision des mesures est meilleure. En revanche, nous avons remarqué que la variation du nombre de paires de paquets dans une séquence de mesure n'a pas un grand impact sur les résultats.

**Mots clés**—Bande passante disponible, techniques de mesure, outils de mesure.

## I. INTRODUCTION

PLUSIEURS métriques liées au délai, comme par exemple le délai aller-retour, le délai unidirectionnel ou la gigue ont été utilisés ces dernières années pour la reconfiguration dynamique de certaines applications réseaux. Cependant, de nos jours, nous avons noté l'émergence d'autres métriques caractérisant un goulet d'étranglement

dans un chemin de bout en bout, telles que la capacité ou la bande passante disponible. Ces derniers paramètres sont indispensables au bon fonctionnement de plusieurs

applications telles que la sélection de routes dans les réseaux overlay, le contrôle de congestion et la spécification des contrats de garantie entre les clients et leurs fournisseurs d'accès (SLA : Service Level Agreement).

Pour mesurer la bande passante disponible, plusieurs techniques de mesures actives ont été développées. La technique de paires de paquets est l'une des plus récentes d'entre elles. Le principe de cette technique consiste à envoyer une paire de paquets d'une source vers une destination avec une dispersion inter-paquets bien choisie de sorte que les deux paquets de la paire se retrouvent dans la file d'attente du goulet d'étranglement au même moment. En mesurant la dispersion à l'arrivée, le récepteur calcule la quantité du trafic concurrent qui s'introduit entre les paquets de la paire au niveau du goulet d'étranglement puis il en déduit la valeur de la bande passante du chemin de bout en bout.

La bande passante disponible d'un lien est définie comme étant la bande passante inutilisée de ce lien durant une période de temps  $T$ . à l'instant  $t$ , la bande passante disponible  $A_i(t, T)$  du lien  $i$  est calculée par :

$$A_i(t, T) = \frac{1}{T} \int_t^{t+T} C_i(1 - u_i(t)) dt$$

Où  $C_i$  est la capacité du lien et  $u_i(t)$  son taux d'utilisation.

La bande passante disponible d'un chemin de bout en bout  $P$  constitué de  $N$  liens  $LI_1, LI_2, \dots, LI_N$  est définie par :

$$A = \min_{i=1 \dots N} \{C_i(1 - u_i)\} = \min_{i=1 \dots N} A_i$$

Dans cet article, nous présentons un nouveau modèle déterministe basé sur les délais des paquets sondes pour

mesurer la bande passante disponible dans un chemin de bout en bout. Ce modèle établit une relation entre la quantité de trafic concurrent qui s'infiltré entre les paquets de la paire et la dispersion inter-paquets observée tout en tenant compte de la taille des paquets sondes utilisés pour analyser le chemin [2], [9].

Nous avons implémenté le modèle proposé dans un outil de mesure appelé IGMPs (Improved Gap Model using Packet Size parameter) en considérant un cas particulier où les tailles des paquets constituant la paire sont égales.

Sur une plateforme d'expérimentation, nous avons effectué des tests de validation selon différents scénarios afin d'étudier le comportement général de l'outil et d'analyser la précision des mesures obtenues. L'atout majeur du modèle proposé est l'introduction du paramètre "taille de paquets sondes" dans le calcul de la bande passante disponible. Les tests effectués ont montré que l'intégration de ce paramètre dans la formule de calcul d'IGMPs a considérablement amélioré la précision des mesures. Par ailleurs, les résultats démontrent que dans les conditions de nos tests, la variation du nombre de paires dans une séquence de mesure n'a pas une grande incidence sur les résultats obtenus. La comparaison entre notre outil IGMPs et l'outil Spruce [2] montre que pour des durées de convergence et des charges induites égales, IGMPs offre des mesures beaucoup plus précises.

Le reste de cet article est organisé comme suit : dans la deuxième partie, nous présentons l'état de l'art des techniques et des outils de mesure de la bande passante disponible puis dans la troisième partie, en se basant sur la technique de la paire de paquets, nous présenterons en détail le nouveau modèle proposé. L'aspect implémentation et développement d'IGMPs sont abordés dans la quatrième partie. La cinquième partie de cet article est consacré aux tests de validation d'IGMPs. Des résultats préliminaires de mesure y sont présentés. Dans la sixième partie, nous améliorons l'outil IGMPs en introduisant un algorithme pour le calcul des différents paramètres et nous analysons l'effet de chacun d'entre eux sur la précision de l'outil. Ensuite nous comparons les performances d'IGMPs à celles offertes par Spruce dans la septième partie et nous terminons par une conclusion.

## II. ETAT DE L'ART

Pour mesurer la bande passante disponible plusieurs méthodes et techniques ont été développées et utilisées dans des outils de mesure. Cette section présente ces techniques et propose de les classer en deux catégories: la première comprend les techniques "basées sur l'auto-congestion" qui permettent une estimation directe de la bande passante disponible. La seconde regroupe les techniques basées sur "l'évaluation du débit du trafic concurrent", qui estiment de manière indirecte la bande passante disponible.

Les techniques basées sur l'auto-congestion supposent que les routeurs utilisent une discipline de service FIFO et que le

trafic concurrent change lentement et suit un modèle fluide [6]. Elles reposent sur le principe que si la source envoie vers la destination des flux de paquets sondes avec un débit  $R$  inférieur à  $A$ , alors ces derniers présenteront des délais stables. En revanche, si le débit  $R$  est supérieur à  $A$  alors les flux de paquets sondes présenteront des délais croissants. Ce modèle consiste à envoyer des flux de paquets sondes vers une destination à des débits différents. Cette dernière détecte le débit à partir duquel les délais commencent à augmenter. Ce débit est égal à la bande passante disponible.

Pathload [3], [6], [12] et Pathchirp [5] implantent ce modèle. Pathload utilise la technique SLoPS (Self-Loading Periodic Stream) qui consiste à envoyer une rafale de paquets sondes d'une source vers une destination. Le destinataire mesure le délai de chaque paquet des rafales et analyse sa variation. Si le délai est jugé constant, on en déduit que le débit de la rafale est inférieur à la bande passante disponible. Si le délai est croissant, le débit de la rafale est supérieur à la bande passante disponible. On envoie alors une seconde rafale à un débit supérieur dans le premier cas ou inférieur dans le second cas. Ce mécanisme est répété et on approche par dichotomie la valeur de la bande passante disponible. Pathchirp propose d'envoyer des sondes selon un processus exponentiel (cf. figure 1). L'avantage principal de cette approche est de minimiser le volume du trafic de mesure. En effet, un seul train de paquets permet de sonder le réseau à des débits différents.

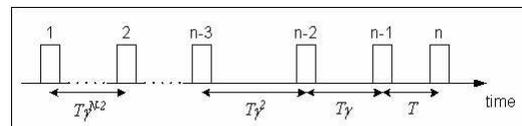


Fig. 1. Train de paquets sondes utilisé par Pathchirp

Les techniques et outils basés sur la mesure du trafic concurrent supposent la capacité du chemin  $C$  connue, et font l'hypothèse forte que le lien serré (le lien avec la plus petite bande passante disponible) et le lien étroit (le lien avec la plus petite capacité) sont confondus en un lien appelé goulet d'étranglement [12]. La bande passante disponible est alors estimée en deux étapes:

- Estimation du débit du trafic concurrent  $C_T$  au goulet d'étranglement.
- Calcul de la bande passante disponible:  $A = C - C_T$ .

Ces techniques se basent sur le *Probe Gap Model (PGM)* [2]. Ce modèle consiste à exploiter la variation de l'écart temporel (ou dispersion) entre deux paquets consécutifs et le débit du trafic concurrent au goulet d'étranglement du chemin. Ces techniques sont implémentées dans Spruce [2] et IGI [4].

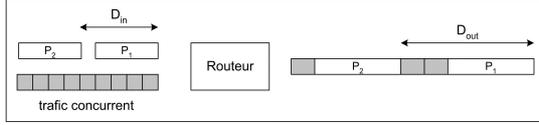


Fig. 2. Probe Gap Model (PGM)

Spruce est constitué d'un émetteur et d'un récepteur, il implémente le Probe Gap Model [2]. L'émetteur envoie, selon un processus poissonien, une séquence de paires de paquets vers la destination. En mesurant la dispersion inter-paquets à l'arrivée, le récepteur calcule la bande passante disponible  $A_i$  pour chaque paire  $i$  :

$$A_i = C \left( 1 - \frac{y_i - x}{x} \right)$$

où  $x$  représente la dispersion initiale et  $y_i$  est la dispersion finale mesurée par le récepteur pour chaque paire  $i$ . la bande passante disponible du chemin de bout en bout est calculée par Spruce comme étant la moyenne des bandes passantes disponibles  $A_i$  de toutes les paires de la séquence envoyée.

$$A = \sum_{i=1}^n \frac{A_i}{n}$$

Pour réduire le trafic de mesure, Spruce ajuste la dispersion initiale de manière à ce que la charge réseau induite soit le minimum entre 240 kb/s et 5% de la capacité du goulet d'étranglement.

Quant à IGI, il utilise un train périodique de paquets sondes. Il augmente la dispersion initiale à chaque nouveau train envoyé jusqu'à atteindre le « turning point ». ce point est obtenu quand la dispersion initiale est égale à la dispersion finale à l'arrivée des paquets au récepteur. En ce point précis, IGI calcule la valeur de la bande passante disponible égale au débit du train de paquets envoyé.

### III. MODELISATION DE LA BANDE PASSANTE DISPONIBLE

Dans cette partie, nous proposons un nouveau modèle basé sur la technique de la paire de paquets pour l'estimation de la bande passante disponible dans un chemin « multihop ».

Au début, nous commençons par modéliser la capacité du chemin de bout en bout, puis en combinant la formule obtenue avec l'équation du Probe Gap Model nous obtenant une formule générique qui modélise la bande passante dans le chemin étudié.

Notre modèle est basé sur la méthode de la paire de paquets, il est donc impératif d'émettre les hypothèses suivantes :

- Il existe un seul goulet d'étranglement sur le chemin qui est en même temps le lien le plus serré (tight link) et le lien le plus étroit (narrow link).

TABLE I  
DEFINITION DES PARAMETRES

$n$	Nombre de liens sur le chemin
$d_i$	Latence du lien $i$
$C_i$	Capacité du lien $i$
$S^k$	La taille du paquet $k$
$t_l^k$	Instant d'arrivée du paquet $k$ au lien $l$
$q_l^k$	Délai d'attente du paquet $k$ au lien $l$
$l_b$	Goulet d'étranglement
$n$	Nombre de liens sur le chemin
$d_i$	Latence du lien $i$

- Le trafic concurrent est fluide et varie lentement.
- Les routeurs du chemin implémentent la politique de service FIFO et sont tous « store-and-forward ».
- Le deuxième paquet de la paire arrive à la file d'attente du goulet d'étranglement avant le départ du premier.

Les différentes notations et paramètres utilisés dans le reste de cet article sont données dans le tableau 1.

En suivant le raisonnement donné dans [10], [13] et [14] la capacité du chemin est dérivée de deux formules différentes : une formule définissant les instants d'arrivée des paquets à un nœud une autre formule définissant les délais d'attente des paquets dans les files d'attente.

La première formule donne le temps nécessaire à un paquet pour traverser  $l$  lien avant d'atteindre sa destination. L'instant d'arrivée  $t_l^k$  du paquet  $k$  au lien  $l$  est donné par :

$$t_l^k = t_0^k + \sum_{i=0}^{l-1} \left[ \left( s^k / C_i \right) + d_i + q_i^k \right] \quad (1)$$

où  $t_0^k$  est l'instant d'envoi du paquet  $k$  et  $(0 < i < l)$ .

La deuxième formule, définissant les délais d'attente dans les différents nœuds du chemin est extraite de la figure 3. Cette dernière est donnée par :

$$q_l^k = \max \left( 0, t_{l-1}^{k+1} - d_l - t_l^k \right) \quad (2)$$

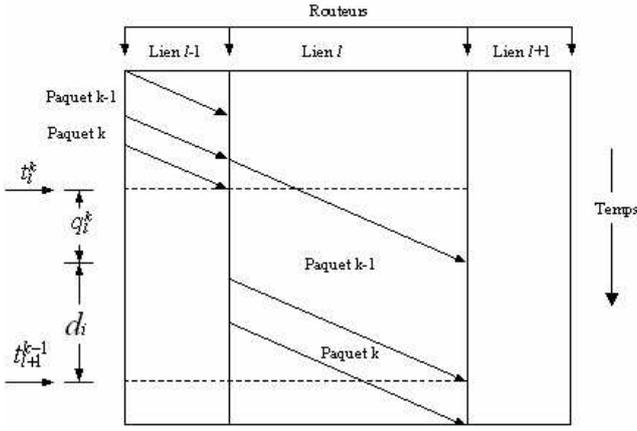


Fig. 3. Modélisation des différents délais au niveau des liens

En remplaçant (2) dans (1) nous obtenons :

$$t_i^k = t_0^k + \sum_{i=0}^{i-1} \left[ (s^k / C_i) + d_i + \max(0, t_{i+1}^{k-1} - d_i - t_i^k) \right] \quad (3)$$

Dans la suite de cet article, nous supposons qu'il existe un seul goulet d'étranglement avec une capacité  $C_b = C$  et que la mise en file d'attente des paquets n'intervient qu'au niveau du goulet d'étranglement. Dans ce cas, la deuxième partie de l'équation (3) peut être définie comme étant l'accumulation du temps que met un paquet pour atteindre le goulet d'étranglement, le temps passé dans le goulet d'étranglement et le temps passé entre le goulet d'étranglement et le nœud de destination. L'équation (3) devient alors :

$$t_n^k = \left[ t_0^k + \sum_{i=0}^{b-1} \left( (s^k / C_i) + d_i \right) \right] + \left[ (s^k / C) + t_{b+1}^{k-1} - t_b^k \right] + \left[ \sum_{i=b+1}^{n-1} \left( (s^k / C_i) + d_i \right) \right] \quad (4)$$

avec  $(0 < i < n)$ .

$$t_n^k = (s^k / C) + t_{b+1}^{k-1} + \sum_{i=b+1}^{n-1} \left( (s^k / C_i) + d_i \right) \quad (5)$$

$$t_n^k = (s^k / C) + \sum_{i=0}^b \left( (s^{k-1} / C_i) + d_i \right) + t_0^{k-1} + \sum_{i=b+1}^{n-1} \left( (s^k / C_i) + d_i \right)$$

$$t_n^k = (s^k / C) + \sum_{i=0}^b (s^{k-1} / C_i) + \sum_{i=b+1}^{n-1} (s^k / C_i) + \sum_{i=0}^{n-1} (d_i) + t_0^{k-1} \quad (6)$$

Nous avons

$$\sum_{i=b+1}^{n-1} (s^k / C_i) = \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) - \sum_{i=0}^b (s^k / C_i)$$

en remplaçant dans (6) nous obtenons :

$$t_n^k = (s^k / C) + (s^{k-1} - s^k) \sum_{i=0}^b (1 / C_i) + \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) + \sum_{i=0}^{n-1} (d_i) + t_0^{k-1}$$

$$t_n^k = (s^{k-1} / C) + (s^{k-1} - s^k) \sum_{i=0}^{b-1} (1 / C_i) + (s^k) \sum_{i=0}^{n-1} (1 / C_i) + \sum_{i=0}^{n-1} (d_i) + t_0^{k-1} \quad (7)$$

à partir de l'équation (7) nous obtenons :

$$C = \frac{s^{k-1}}{t_n^k + (s^k - s^{k-1}) \sum_{i=0}^{b-1} (1 / C_i) - (s^k) \sum_{i=0}^{n-1} (1 / C_i) - \sum_{i=0}^{n-1} (d_i) - t_0^{k-1}} \quad (8)$$

L'équation (8) définit la capacité du goulet d'étranglement. Elle est exprimée en fonction de plusieurs paramètres qui influencent directement cette métrique.

Dans ce qui suit, nous combinons cette équation avec celle du Probe Gap Model afin d'obtenir la formule générique permettant l'estimation de la bande passante disponible dans un chemin de bout en bout. Le probe gap model établit la relation entre la dispersion inter-paquets dans la paire et le trafic concurrent qui s'y infiltre. En effet, une paire de paquets sondes est envoyée avec une dispersion initiale  $\Delta_{in} = t_0^k - t_0^{k-1}$  pour atteindre la destination avec une dispersion finale  $\Delta_{out} = t_n^k - t_n^{k-1}$ .

$\Delta_{out}$  est aussi le temps nécessaire au goulet d'étranglement pour transmettre le premier paquet ainsi que les paquets du trafic concurrent qui se sont infiltrés entre les paquets de la paire.

En utilisant le Probe gap Model, la bande passante disponible est calculée comme étant :

$$A = C(1 - (\Delta_{out} - \Delta_{in}) / \Delta_{in}) \quad (9)$$

En remplaçant la capacité donnée par la formule (8) dans l'équation (9) nous obtenons :

$$A = \frac{s^{k-1} (2t_0^k + t_n^{k-1} - 2t_0^{k-1} - t_n^k)}{(t_0^k - t_0^{k-1}) \left( t_n^k + (s^k - s^{k-1}) \sum_{i=0}^{b-1} (1 / C_i) - (s^k) \sum_{i=0}^{n-1} (1 / C_i) - \sum_{i=0}^{n-1} (d_i) - t_0^{k-1} \right)} \quad (10)$$

Le délai de bout en bout  $OWD$  est l'accumulation des délais de transmission ( $s^k / C_i$ ), des délais d'attente dans les files ( $q_i$ ) et des délais de propagation ( $d_i$ ).

$$OWD = \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) + \sum_{i=0}^{n-1} q_i + \sum_{i=0}^{n-1} d_i$$

Ce qui fait que :

$$\sum_{i=0}^{n-1} d_i = OWD - \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) - \sum_{i=0}^{n-1} q_i \quad (11)$$

En supposant que les paquets ne subissent d'attente qu'au niveau du goulet d'étranglement, alors :

$$\sum_{i=0}^{n-1} q_i = q_b \quad \text{où } q_b \text{ est le délai d'attente au goulet}$$

d'étranglement. L'équation (11) s'écrit donc :

$$\sum_{i=0}^{n-1} d_i = OWD - \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) - q_b$$

L'une des suppositions du Probe Gap Model est que le deuxième paquet de la paire arrive à la file d'attente du goulet d'étranglement avant que le premier paquet ne l'ait quitté. A partir de là, nous pouvons représenter les instants d'arrivée et de départ des deux paquets comme suit :

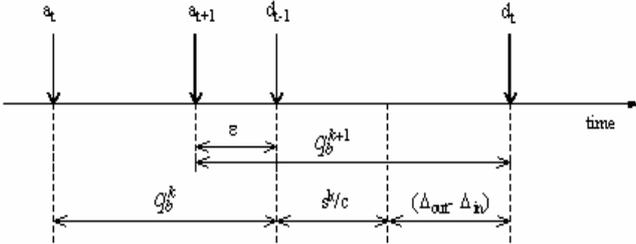


Fig. 4. Représentation des instants d'arrivée et de départ des paquets

Nous pouvons donc définir l'équation suivante :

$$q_b^k = \varepsilon + (s^{k-1} / C) + (\Delta_{out} - \Delta_{in}) \quad (12)$$

Nous supposant que  $\varepsilon$  est suffisamment petit pour le mettre à 0. Ceci, nous permettra de faciliter les calculs et de simplifier les formules. Le cas où  $\varepsilon$  est différent de 0 est traité dans la partie 6. L'équation (12) devient :

$$q_b^k = (s^{k-1} / C) + (\Delta_{out} - \Delta_{in}) \quad (13)$$

En remplaçant dans l'équation (11) nous obtenons :

$$\sum_{i=0}^{n-1} d_i = OWD - \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) - (s^{k-1} / C) - (t_n^k - t_n^{k-1} - t_0^k + t_0^{k-1})$$

$OWD$  est le délai unidirectionnel de bout en bout, il est égal à :

$$OWD = t_n^k - t_0^k$$

En remplaçant dans l'équation (11) nous obtenons :

$$\sum_{i=0}^{n-1} d_i = t_n^{k-1} - t_0^{k-1} - \sum_{i=0}^{n-1} (s^k / C_i) - (s^{k-1} / C) \quad (14)$$

En remplaçant (14) dans l'équation (10) nous obtenons la formule générale exprimant la bande passante disponible dans un chemin de bout en bout :

$$A = \frac{s^{k-1} (2t_0^k + t_n^{k-1} - 2t_0^{k-1} - t_n^k)}{(t_n^k - t_0^{k-1}) \left( (s^k - s^{k-1}) \sum_{i=0}^{b-1} (1 / C_i) + (s^{k-1} / C) + (t_n^k - t_n^{k-1}) \right)} \quad (15)$$

En considérant le cas particulier où les tailles des paquets sondes sont égales ( $s^k = s^{k-1} = S$ ), alors la bande passante disponible est exprimé par :

$$A = \frac{s(2\Delta_{in} - \Delta_{out})}{(\Delta_{in})[(s / C) + \Delta_{out}]} \quad (16)$$

En utilisant l'équation (16) nous avons développé un outil de mesure appelé IGMPS. L'implémentation et l'évaluation des performances de ce dernier sont abordées dans les sections suivantes.

#### IV. IMPLEMENTATION D'IGMPS

Comparé au Probe Gap Model décrit dans [2], notre modèle prend en compte la taille des paquets sondes qui est un paramètre important dans la mesure de la bande passante disponible. L'effet de ce paramètre sur les résultats de mesure en utilisant la technique de paire de paquets est étudié et analysé en détail dans [11].

La formule (16) est un cas particulier de la formule générale, elle est obtenue en mettant la taille du premier paquet de la paire égale à celle du deuxième paquet.

Nous avons implémenté cette formule dans un outil de mesure appelé IGMPS (Improved Gap Model using Packet Size parameter). Ce dernier est composé de deux parties distinctes : l'émetteur et le récepteur. Son fonctionnement général est identique à celui de Spruce, il suppose que la capacité du goulet d'étranglement est connue ou peut être mesurée par l'un des outils spécifiques à cette métrique tels que Nettimer [7] ou Cprobe [8].

IGMPS choisit la dispersion initiale  $\Delta_{in}$  de la paire égale au temps que met le goulet d'étranglement à transmettre un

paquet de 1500 octets. Cette dispersion est choisie de manière à permettre au trafic concurrent de s'infiltrer entre les paquets de la paire. Par ailleurs, cette dispersion ne doit pas être trop large pour que les paquets de la paire puissent se trouver, en même temps, dans la file d'attente du goulet d'étranglement.

Au niveau du récepteur, IGMP mesure la dispersion finale  $\Delta_{out}$ . Cette dernière est égale au temps de transmission d'un paquet de 1500 octets ainsi que les paquets du trafic concurrent arrivés entre les paquets de la paire. L'émetteur d'IGMP envoie des paires de paquets UDP de 1500 octets en suivant un processus Poissonien. La dispersion entre les paires suit une distribution exponentielle avec une moyenne  $\tau$  supérieure à  $\Delta_{in}$ . L'utilisation d'un processus Poissonien rend IGMP moins intrusif.

Pour améliorer sa précision, IGMP mesure la bande passante disponible pour  $k$  paires de paquets puis considère leur moyenne comme étant la bande passante disponible de bout en bout. Par défaut, IGMP configure la valeur de  $k$  égale à 100.

## V. VALIDATION DE L'OUTIL IGMP

Nous présentons dans cette partie les résultats de mesures obtenues avec IGMP, puis nous validerons ce dernier en termes de précision, du temps de réponse et de la charge réseau induite par le trafic de mesure. Ensuite, nous comparons IGMP à l'outil Spruce qui utilise aussi le probe gap model.

Pour ce faire, nous avons mis en œuvre une plateforme d'expérimentation dont la topologie est représentée dans la figure (5).

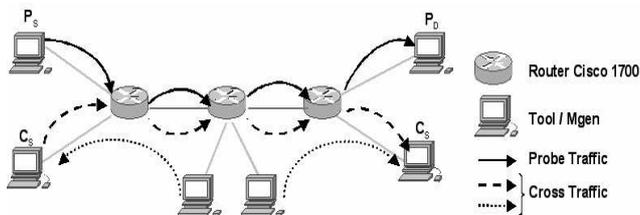


Fig. 5. Plateforme d'expérimentation.

La plateforme de tests consiste en un ensemble d'ordinateurs interconnectés via 3 routeurs Cisco. L'émetteur et le récepteur d'IGMP sont installés respectivement sur  $P_s$  et  $P_D$ . Les flux de mesures circulent ainsi de  $P_s$  à  $P_D$ . Installé sur  $C_s$ , le générateur de trafic MGEN permet d'envoyer un trafic concurrent (flux périodique de paquets) vers  $C_D$ . L'outil de capture Ethereal est installé au niveau des récepteurs. Il permet de vérifier le débit du trafic concurrent généré par MGEN et de mesurer le temps d'exécution et la charge induite par IGMP.

Le débit du trafic concurrent est réglé de manière à faire varier la bande passante disponible de 0 et 100 Mb/s. Pour chaque valeur de cet intervalle, on effectue 30 mesures. La valeur estimée de la bande passante disponible reportée est la

moyenne des 30 valeurs obtenues. Les résultats des expérimentations sont représentés sur la figure (6).

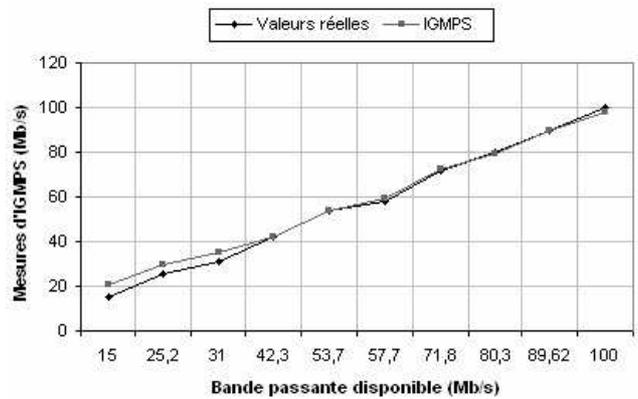


Fig. 6. Résultats de mesure de la bande passante disponible en utilisant IGMP dans un chemin de 100 Mb/s.

Cette figure montre clairement que IGMP mesure la bande passante disponible avec une très grande précision et qu'il répond d'une manière instantanée aux variations du trafic concurrent. La figure (7) présente les erreurs relatives sur les résultats obtenus. Ces dernières sont définies par :

$$rel\_err = \frac{|abw\_exp - abw\_est|}{abw\_exp}$$

où  $abw\_exp$  est la bande passante disponible réelle et  $abw\_est$  est la bande passante disponible mesurée par IGMP.

Cette figure montre qu'à l'exception de la première mesure IGMP présente une erreur relative faible qui n'excède pas 10% et pour la plupart des mesures les résultats montrent moins de 5% d'erreurs relatives.

En effet, IGMP est très précis quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est inférieur à 70%. En revanche, quand ce taux d'utilisation est supérieur à 70%, IGMP obtient des mesures légèrement moins précises et qui sont surestimées d'environ 35%.

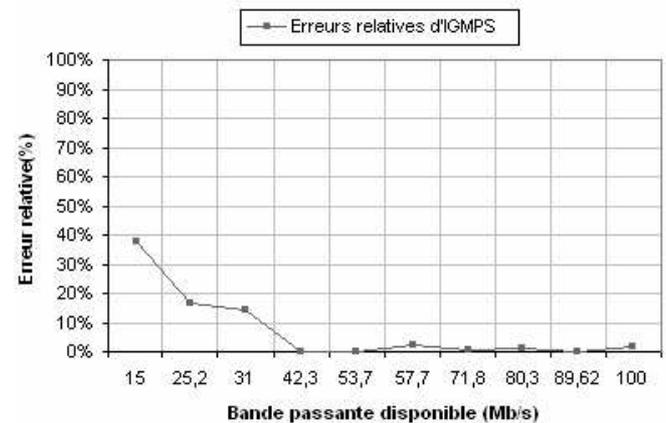
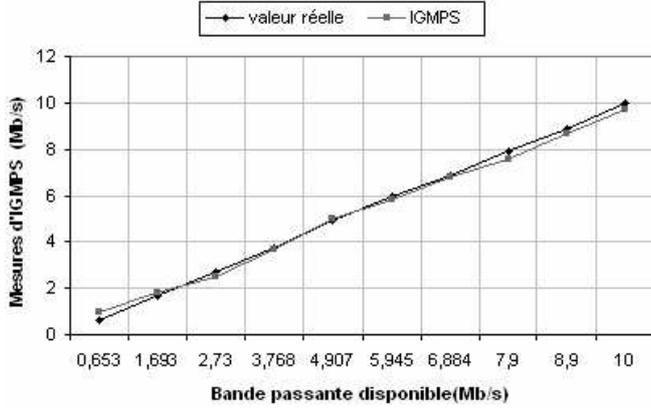


Fig. 7. Erreurs relatives d'IGMP dans un chemin de 100 Mb/s.

En utilisant la même plateforme, nous réduisons la capacité du goulet d'étranglement à 10 Mb/s. en augmentant le débit

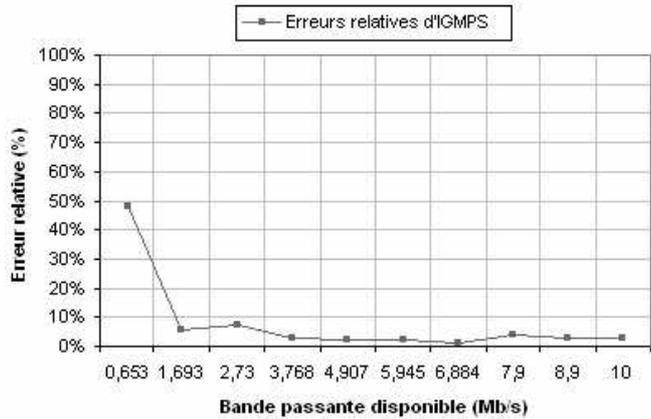
du trafic concurrent de 0 à 10 Mb/s avec un incrément de 1Mb/s à chaque session de mesure, on fait varier la valeur de la bande passante disponible de 10 à 0 Mb/s.



**Fig. 8.** Résultats de mesure de la bande passante disponible en utilisant IGMPS dans un chemin de 10 Mb/s.

La figure (8) montre les résultats obtenus avec IGMPS pour ce scénario. Nous constatons que IGMPS est aussi précis que pour le scénario précédent. En effet, IGMPS présente des résultats très précis et réagit rapidement aux variations du trafic concurrent.

La figure (9) présente les erreurs relatives obtenues pour ce deuxième scénario. A partir de cette figure, nous constatons qu'à l'exception de la première mesure, l'erreur relative d'IGMPS ne dépasse pas les 10% et comme dans le scénario précédent la majorité des mesures présentent une erreur inférieure à 5%. Cette deuxième série de tests confirme qu'IGMPS est un outil très précis sauf pour les bandes passantes disponibles étroites où il surestime légèrement les mesures.



**Fig. 9.** Erreurs relatives d'IGMPS dans un chemin de 10 Mb/s.

Pour résoudre ce problème et améliorer la précision d'IGMPS, nous avons proposé un algorithme qui calcule le paramètre  $\mathcal{E}$  (mis à 0 dans l'équation 12) que nous soupçonnons d'être à l'origine de cette légère imprécision. Cet algorithme est présenté dans la section suivante.

## VI. AMELIORATION D'IGMPS

Dans l'équation (12) définie dans la partie 3, nous avons mis le paramètre  $\mathcal{E}$  égal à 0 afin de faciliter les calculs et de simplifier la formule de la bande passante disponible. Cependant, après les résultats préliminaires nous avons constaté une légère imprécision d'IGMPS quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est élevé. Nous soupçonnons le fait d'avoir mis  $\mathcal{E} = 0$  d'être à l'origine de cette imprécision.

En effet quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est élevé, le premier paquet de la paire risque de trouver du trafic concurrent à son arrivée à la file d'attente ce qui donne  $\mathcal{E} > 0$ . En revanche quand le taux d'utilisation du goulet est faible, le premier paquet a plus de chance de ne trouver aucun paquet du trafic concurrent dans la file d'attente, ce qui rend l'hypothèse  $\mathcal{E} = 0$  beaucoup plus réaliste.

En considérant le cas où  $\mathcal{E} > 0$ , l'équation (12) s'écrit comme suit :

$$q_b^k = \mathcal{E} + (s^{k-1} / C) + (\Delta_{out} - \Delta_{in}) \quad (17)$$

Ce qui fait que le modèle général définissant la bande passante disponible devient :

$$A = \frac{s^{k-1}(2t_0^k + t_n^{k-1} - 2t_0^{k-1} - t_n^k)}{(t_0^k - t_0^{k-1}) \left( (s^k - s^{k-1}) \sum_{i=0}^{b-1} (1/C_i) + (s^{k-1}/C) + (t_n^k - t_n^{k-1}) + \mathcal{E} \right)} \quad (18)$$

Pour estimer la bande passante disponible, IGMPS dans sa version améliorée, implémente l'équation (19) obtenue en mettant ( $s^k = s^{k-1} = s$ ) dans l'équation (18) :

$$A = \frac{s(2\Delta_{in} - \Delta_{out})}{(\Delta_{in}) \left[ (s/C) + \Delta_{out} + \mathcal{E} \right]} \quad (19)$$

Le paramètre  $\mathcal{E}$  dépend du trafic concurrent et afin de le définir, nous avons proposé une méthode expérimentale basée sur quelques étapes données dans l'algorithme suivant :

- Calculer la bande passante disponible  $abw$  en mettant  $\mathcal{E} = 0$ . cette étape permet d'avoir une idée sur la qualité du trafic concurrent.

- si ( $abw > \frac{C}{3}$ ) alors

mettre  $\mathcal{E}$  égal à 0

(où  $C$  est la capacité du goulet d'étranglement)

La bande passante disponible est donnée par l'équation (16)

*sinon*

$$\varepsilon = \alpha(\Delta_{out} - \Delta_{in}) \left(1 - \frac{abw}{C}\right)$$

où  $\alpha \in [0,1]$

*si* ( $abw > 0.15 * C$ ) *alors*

$$\alpha = 0.1$$

La bande passante disponible est donnée

par:

$$A = \frac{s(2\Delta_{in} - \Delta_{out})}{(\Delta_{in}) \left[ (s/C) + \Delta_{out} + (0.1)(\Delta_{out} - \Delta_{in}) \left(1 - \frac{abw}{C}\right) \right]}$$

*sinon*

$$\alpha = 1$$

La bande passante disponible est donnée

par:

$$A = \frac{s(2\Delta_{in} - \Delta_{out})}{(\Delta_{in}) \left[ (s/C) + \Delta_{out} + (\Delta_{out} - \Delta_{in}) \left(1 - \frac{abw}{C}\right) \right]}$$

*finsi*

*finsi*

La figure (10) présente l'erreur relative obtenue avec IGMPs après l'implémentation de l'algorithme précédent. Cette figure montre que quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est élevé, IGMPs offre une meilleure précision que pour les deux scénarios précédents. Par exemple, pour la première mesure, la version initiale d'IGMPs présente une erreur relative égale à 49%, en revanche, dans sa version améliorée, IGMPs présente une erreur relative égale à 29% (une amélioration de 60%) et dans les autres cas, IGMPs présente une erreur de 3% au lieu de 5%.

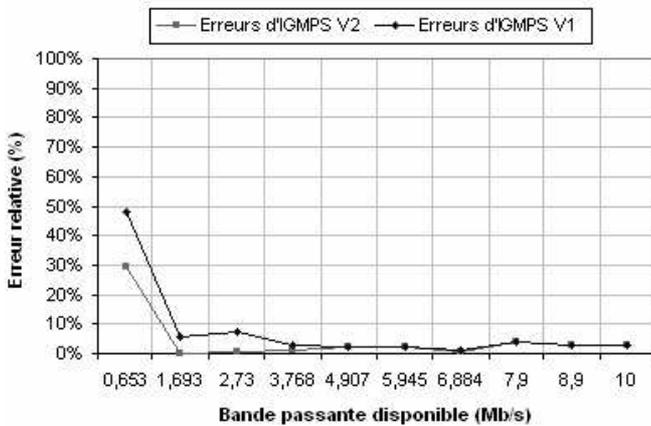


Fig. 10. Erreurs relatives d'IGMPs après l'implémentation de l'algorithme.

## VII. INTRUSIVITE ET TEMPS DE REPONSE

Dans l'évaluation de performances d'IGMPs, nous avons considéré deux paramètres importants qui sont l'intrusivité et le temps de convergence d'IGMPs.

La bande passante disponible est un paramètre qui varie rapidement dans le temps, il est alors essentiel de la mesurer aussi rapidement que possible. Le temps de réponse d'IGMPs est la moyenne des 30 temps de réponse obtenus pour chaque session de mesure. Ce dernier est d'environ 11 secondes et il est présenté dans la figure (11).

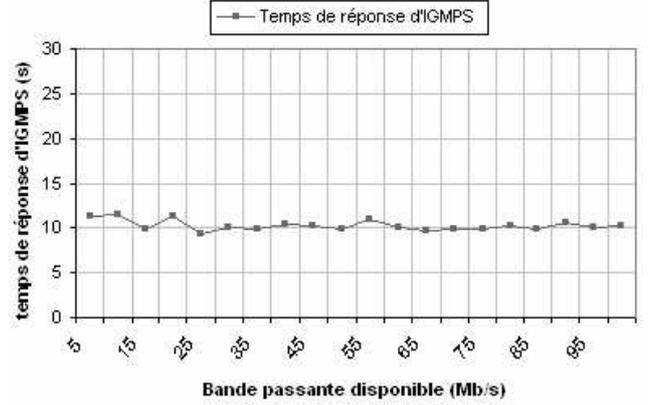


Fig. 11. Temps de réponse d'IGMPs

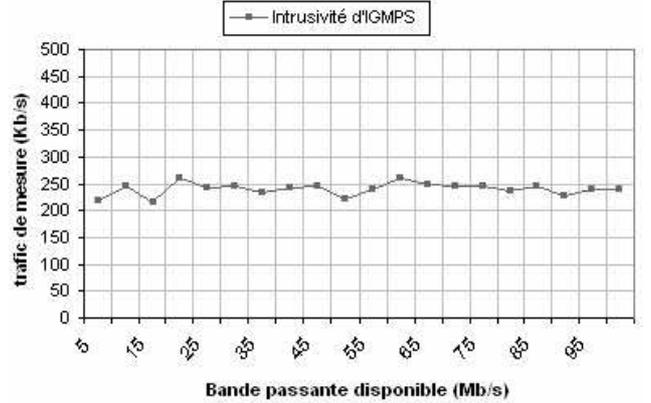


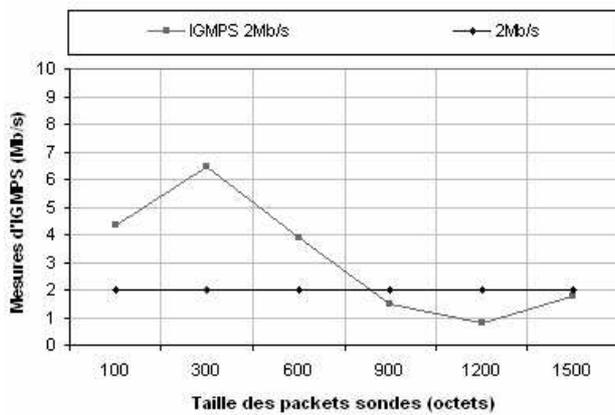
Fig. 12. Charge réseau induite par IGMPs.

L'intrusivité quant à elle, est définie comme étant le rapport de la quantité du trafic généré par IGMPs à la capacité du chemin. La figure (12) montre que IGMPs génère un trafic de mesure faible et constant dont la moyenne est d'environ 250kb/s.

## VIII. LES PARAMETRES DE CONFIGURATION D'IGMPs

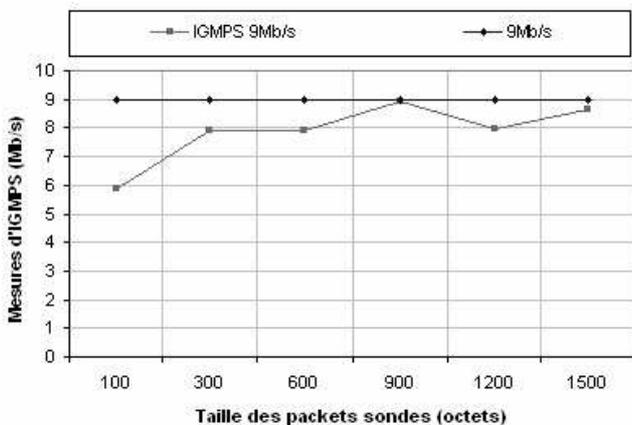
### A. La taille des paquets sondes

Afin d'étudier l'impact de la taille des paquets sondes sur la précision de mesure d'IGMPs, nous avons fait varier ce paramètre entre 100 et 1500 octets. Les résultats de mesure obtenus pour une bande passante disponible égale à 2 puis à 9 Mb/s sont présentés dans la figure (13) et (14) respectivement.



**Fig. 13.** Résultats d'IGMPS pour une bande passante disponible de 2 Mb/s en fonction de la taille des paquets sondes.

La figure (13) montre que quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est élevé (2 Mb/s de bande passante) et pour des tailles de paquets sondes variant entre 100 et 700 octets, IGMPS surestime largement les mesures de la bande passante disponible. En revanche, il les sous-estime quand les tailles des paquets varient entre 700 et 1400 octets. Pour la bande passante disponible égale à 9 Mb/s la précision des mesures d'IGMPS est proportionnelle à la taille des paquets sondes. (figure 14)

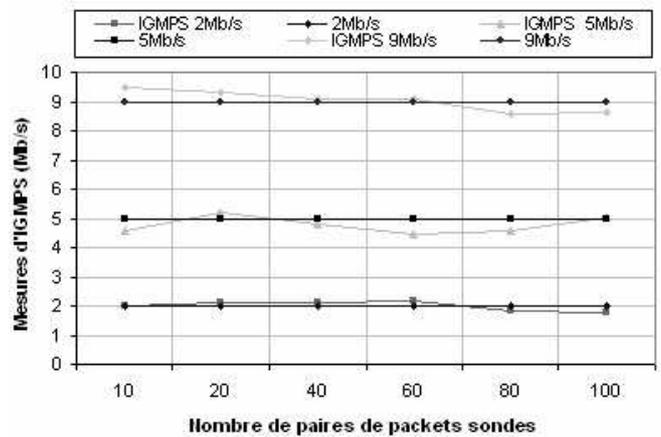


**Fig. 14.** Résultats d'IGMPS pour une bande passante disponible de 9 Mb/s en fonction de la taille des paquets sondes.

Nous constatons que quel que soit le taux d'utilisation du goulet d'étranglement, quand la taille des paquets est égale à 900 octets ou égale à 1500 octets, IGMPS offre les mesures les plus précises. La valeur par défaut choisie pour ce paramètre est égale au MTU (Maximum Transmission Unit) et qui est de 1500 octets dans notre cas (Ethernet). Le choix d'envoyer des paquets sondes de grande taille (tout en évitant la fragmentation) permet d'avoir des dispersions inter-paquet assez large facilitant ainsi la mesure des délais et réduisant les risques d'erreur d'estampillage des paquets au niveau du récepteur.

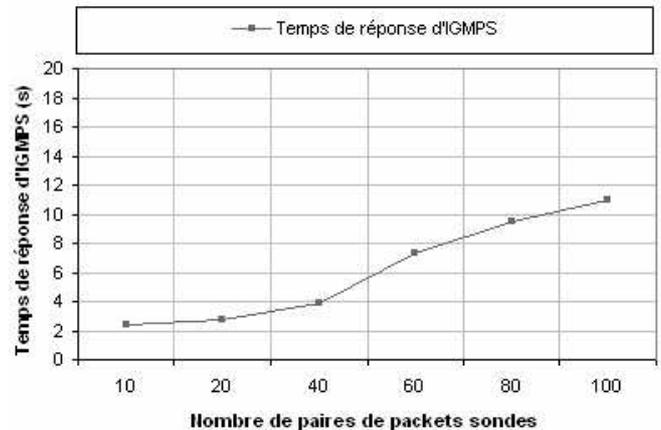
### B. Nombre de paires dans une séquence de mesure

En faisant varier le nombre de paires des séquences de mesures entre 10 et 100, nous obtenons les résultats présentés dans la figure (15).



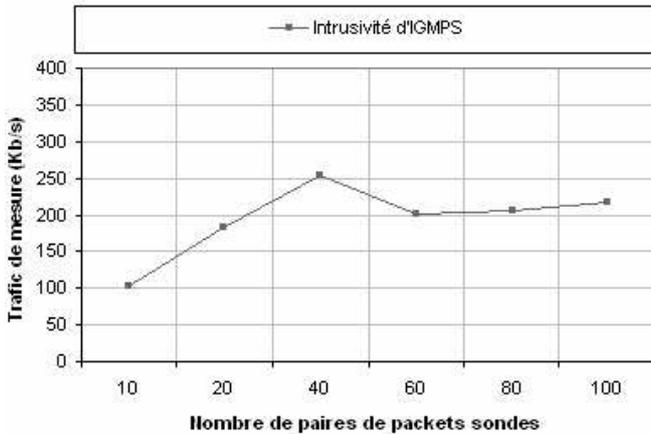
**Fig. 15.** Résultats de mesures d'IGMPS en fonction du nombre de paires de paquets dans une séquence.

Cette figure montre que dans les conditions de notre expérimentation, quel que soit le taux d'utilisation du goulet d'étranglement, la variation du nombre de paire dans la séquence de mesure n'affecte pas beaucoup les mesures obtenues.



**Fig. 16.** Temps de réponse d'IGMPS en fonction du nombre de paires de paquets dans une séquence de mesure.

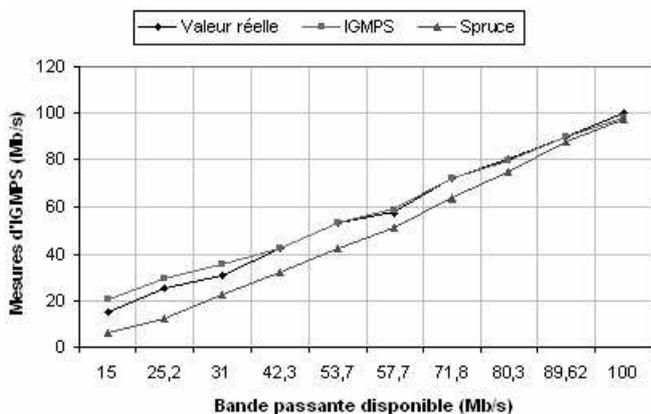
Cependant, nous conseillons d'utiliser un grand nombre de paires de paquets sondes lorsqu'il s'agit d'utiliser IGMPS dans les conditions réelles de l'Internet. Ceci, dans le but de réduire d'éventuelles erreurs systématiques. Par ailleurs, les figure (16) et (17) montrent que la variation du nombre de paires a un effet considérable sur les coûts en charge réseau induite et en temps de réponse d'IGMPS. En effet, l'intrusivité d'IGMPS et son temps de convergence augmentent proportionnellement au nombre de paires de paquets sondes.



**Fig. 17.** Charge réseau induite par IGMPs en fonction du nombre de paires de paquets dans une séquence de mesure.

### IX. COMPARAISON D'IGMPS ET DE SPRUCE

Nous avons comparé les résultats de mesure de Spruce et d'IGMPS obtenus sur la même plateforme d'expérimentation et avec un goulet d'étranglement de capacité  $C=100\text{ Mb/s}$ . les résultats obtenus sont présentés dans la figure (18).



**Fig. 18.** Comparaison des performances d'IGMPS et de Spruce.

Cette figure montre qu'IGMPS mesure la bande passante disponible avec une très grande précision et que son erreur relative est inférieure à 1% dans certains cas. En revanche, Spruce présente des résultats de mesure beaucoup moins précis. En effet, bien que légèrement imprécis quand le taux d'utilisation du goulet d'étranglement est élevé, IGMPS offre de meilleures performances que Spruce lors de toutes les sessions de mesures.

### X. CONCLUSION

Dans cet article, nous avons proposé un nouveau modèle déterministe pour l'estimation de la bande passante disponible dans un chemin de bout en bout. Ce modèle est basé sur le Probe Gap Model et tient en compte la taille des paquets sondes. Nous avons implémenté ce modèle dans un nouvel outil de mesure appelé IGMPS dont nous avons évalué les performances et comparé à celles de Spruce.

Les différents tests effectués en utilisant IGMPS ont montré que l'introduction de la taille des paquets dans la formule du Probe Gap Model améliore considérablement la précision des mesures obtenues. En effet, nous avons démontré que l'utilisation de paquets sondes de grande taille (1500 octets) permet d'avoir de meilleurs résultats. En revanche, la variation du nombre de paires de paquets dans une séquence de mesure n'affecte pas vraiment les résultats.

L'étude présentée dans cet article ne concerne que quelques paramètres que nous avons jugés importants et elle est effectuée pour un nombre réduit de scénarios. Nous envisageons donc, dans nos travaux futurs, de poursuivre cette analyse pour d'autres paramètres et par l'évaluation d'IGMPS dans les conditions réelles de l'Internet.

### BIBLIOGRAPHIE

- [1] A. Aitali, F. Michaut, F. Lepage, "End-to-end available bandwidth measurement tools: A comparative evaluation of performance," IPS-MoMe 2006, Salzburg, Austria, February 27-28, 2006.
- [2] J. Strauss, D. Katabi, and F. Kaashoek, "A Measurement Study of Available Bandwidth Estimation Tools," The Internet Measurements Conference, Florida, 2003.
- [3] M. Jain, C. Dovrolis, "Pathload: a Measurement Tool for Available Bandwidth Estimation," in Proceeding of PAM'02, 2002.
- [4] N. Hu, P. Steenkiste, "Evaluation and Characterization of Available Bandwidth Probing Techniques". In the IEEE JSAC Special Issue in Internet Measurement, Mapping, and Modeling, Vol. 21(6), August 2003.
- [5] V. Ribeiro, R. Riedi, R. Baraniuk, J. Navratil, and L. Cottrell "PathChirp: Efficient Available Bandwidth Estimation for Network Paths," Passive and Active Measurement Workshop 2003.
- [6] R. Prasad, M. Murray, C. Dovrolis, K. Claffy "Bandwidth Estimation: Metrics, Measurement Techniques, and Tools", IEEE Network, November-December 2003 issue.

- [7] K. Lai, M. Baker, "Nettimer: A Tool for Measuring Bottleneck Link Bandwidth," In USENIX Symposium on Internet Technologies and Systems, March 2001.
- [8] R. Carter M. Corvella, "Measuring bottleneck link speed in packet-switched networks," Technical report 1996-006, Boston University, March 1996.
- [9] B. Melander, M. Björkman, "A New End-to-end Probing and Analysis Method for Estimating Bandwidth Bottlenecks" IEEE GLOBECOM'00.
- [10] K. Lai, M. Baker, "Measuring link bandwidth using a deterministic model of packet delay," in proc. ACM SIGCOM conference on Applications, Technologies, Architecture, and protocols for computer communications, Stockholm, Sweden, 2000.
- [11] C.Dovrolis, D.Moore and P.Ramanathan. "What Do Packet Dispersion Techniques Measure?," In Proceedings of the 2001 Infocom, Anchorage AK, April 2001.
- [12] M. Jain, C. Dovrolis, "End-to-End Available Bandwidth: Measurement Methodology, Dynamics, and Relation with TCP Throughput". IEEE/ACM Transactions in Networking, August 2003.
- [13] V. Paxson, "end-to-end internet packet dynamics" in proc. ACM SIGCOMM, 1997.
- [14] V. Paxson, "Measurements and analysis of end-to-end internet dynamics". PhD thesis, University of California, Berkeley, April 1997.