



Des bursts optiques virtuels pour la gestion de la QoS dans les réseaux OBS

Thomas Bonald, Raluca-Maria Indre, Chloé Rolland, Sara Oueslati

► To cite this version:

Thomas Bonald, Raluca-Maria Indre, Chloé Rolland, Sara Oueslati. Des bursts optiques virtuels pour la gestion de la QoS dans les réseaux OBS. JDIR, 2010, Sophia-Antipolis, France. 6 p. inria-00468360

HAL Id: inria-00468360

<https://inria.hal.science/inria-00468360>

Submitted on 30 Mar 2010

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.

Des bursts optiques virtuels pour la gestion de la QoS dans les réseaux OBS

T. Bonald, R-M. Indre, S. Oueslati, C. Rolland
Orange Labs
Issy-les-Moulineaux, France

Résumé—Nous proposons un nouveau mécanisme d'assemblage de burst optique basé sur le concept de burst optique virtuel pour la gestion de la QoS dans les réseaux OBS. Cette solution, implémentée exclusivement dans le domaine électronique, repose sur un algorithme avec temporisateur. Nous évaluons sa performance dans le cadre d'un anneau WDM en mode slotté et montrons que, couplé à un mécanisme de contrôle d'accès équitable, elle permet de garantir des délais faibles pour le trafic prioritaire ainsi qu'une utilisation élevée de la bande passante.

I. INTRODUCTION

De nos jours, la majorité des réseaux optiques repose sur la commutation de circuits optiques (OCS, Optical Circuit Switching) par longueur d'onde [3]. Afin d'améliorer l'utilisation de la bande passante, une granularité plus fine est souhaitable. La commutation de *bursts* optiques (OBS, Optical Burst Switching) permet de répondre à ce besoin par le multiplexage statistique des données sur une même longueur d'onde [8], [10]. Mais si les réseaux OCS sont en mesure de répondre aux exigences des applications temps-réel en termes de délais et de débit grâce à la réservation de ressources, ceci constitue un défi majeur pour la technologie OBS. Dans ce cadre, le choix du mécanisme d'assemblage des bursts est crucial, ce dernier impactant les délais de bout en bout ainsi que l'utilisation de la bande passante [7], [9], [15].

Les mécanismes d'assemblage existants se basent soit sur la taille du burst soit sur un temporisateur pour définir le moment de création du burst optique. Ainsi, les paquets électroniques sont agrégés dans un burst lorsque leur taille totale dépasse un certain seuil ou lorsqu'un temporisateur expire [6], [14]. Alors que les mécanismes basés sur la taille sont en mesure d'assurer des taux de remplissage élevés, ils ne limitent pas le temps d'attente des paquets électroniques avant assemblage, les rendant peu appropriés pour les réseaux multiservices. Inversement, les mécanismes basés sur un temporisateur sont plus adaptés aux applications présentant des contraintes de délai, mais n'offrent aucune garantie sur le taux de remplissage. Afin de répondre aux insuffisances de ces deux mécanismes, des algorithmes combinant un seuil basé sur la taille et un temporisateur ont été proposés [15]. Des mécanismes d'assemblage auto-adaptatifs, dont le seuil varie dynamiquement en fonction de mesures de la QoS, ont également été étudiés [12], [13].

Le sujet de la différenciation de QoS dans les réseaux OBS a reçu beaucoup d'attention ces dernières années. La plupart des solutions existantes implémentent la gestion de la QoS au niveau de la couche optique [1], [5], [11]. Dans de telles approches, chaque burst optique a une classe de service (CoS), héritée des paquets électroniques le composant. Des politiques de différenciation de service sont ensuite appliquées aux bursts. Une solution alternative, présentée dans [6], propose de gérer la QoS tant au niveau électronique qu'au niveau optique. Cette solution associe un mécanisme de surclassement qui permet aux bursts d'être composés de paquets électroniques de CoS différentes, avec un mécanisme d'optimisation du taux de remplissage implémenté au niveau optique. Néanmoins, l'immaturité actuelle des technologies optiques rend les mécanismes de contrôle de QoS difficilement implémentables au niveau optique.

Nous proposons une nouvelle approche dans laquelle la gestion de la QoS repose sur le concept original de bursts optiques *virtuels*. Cette solution est entièrement implémentée dans la couche électronique, dans laquelle les mécanismes d'ordonnancement sont plus faciles à mettre en œuvre. Ce choix de conception rend la solution plus souple puisqu'il permet de conserver une couche transport simple et transparente, ainsi capable de s'adapter aux évolutions technologiques. Nous analysons la performance de la solution proposée et la comparons à un mécanisme de référence, semblable à celui décrit dans [6]. L'évaluation de performance est réalisée pour un réseau en anneau WDM, en utilisant un mécanisme de contrôle d'accès purement opportuniste et un système de réservation dynamique, respectivement. Nous montrons que notre solution est capable de garantir des délais faibles ainsi qu'une utilisation élevée de la bande passante.

Le papier est organisé de la manière suivante. Le mécanisme d'assemblage de burst proposé est décrit dans la section II. Un modèle analytique fondé sur des hypothèses simplificatrices est présenté dans la section III. La section IV présente les résultats des simulations qui intègrent tous les mécanismes de contrôle, de l'assemblage des bursts au contrôle d'accès. La section V conclut l'article.

II. MÉCANISME D'ASSEMBLAGE DE BURST

Nous présentons tout d'abord le réseau en anneau considéré, puis le mécanisme d'assemblage de burst proposé, reposant sur le concept de bursts optiques virtuels.

A. Un anneau WDM en mode slotté

Nous considérons un anneau WDM en mode slotté composé de N nœuds, illustré par la Figure 1. Chaque nœud est un Optical Packet Add/Drop Multiplexer (OPADM), capable de transmettre et de recevoir des données sur W longueurs d'onde¹. Plus précisément, chaque nœud i est équipé de $t_i \in \{1, \dots, W\}$ émetteurs flexibles et de $r_i \subset \{1, \dots, W\}$ récepteurs fixes. De cette manière, chaque nœud peut transmettre des données sur t_i longueurs d'onde différentes et recevoir des données sur un sous-ensemble fixé de longueurs d'onde r_i .

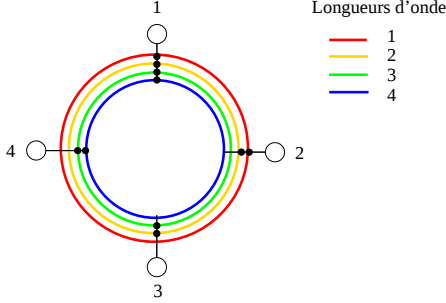


FIG. 1. Anneau de $N = 4$ nœuds avec $W = 4$ longueurs d'onde et des récepteurs fixes $r_1 = \{1, 2, 3, 4\}$, $r_2 = \{1, 2\}$, $r_3 = \{2, 3\}$, $r_4 = \{3, 4\}$.

Le temps est slotté, de sorte que S slots circulent sur l'anneau à la vitesse de la lumière, visitant les nœuds de manière cyclique dans l'ordre $1, \dots, N$. Les slots ont une durée fixe, considérée comme l'unité de temps de référence dans cet article. Lorsqu'un slot arrive au nœud i , tous les bursts qu'il contient destinés au nœud i sur le sous-ensemble de longueurs d'onde r_i sont réceptionnés et extraits des longueurs d'onde correspondantes. Le nœud i peut transmettre jusqu'à t_i bursts dans ce slot, selon l'état de ses files d'attente et l'état d'occupation des longueurs d'onde. En particulier, chaque nœud i maintient une file d'attente de bursts virtuels (cf. §II-B ci-après) par destination. Ces files sont scannées de manière cyclique dans l'ordre $j = N, \dots, 1$, $j \neq i$ (cet ordre inversé tend à favoriser les plus longs chemins, cf. [2] pour plus de détails). Un burst virtuel de la file j est ordonnancé pour transmission si et seulement si cette file n'est pas vide et si au moins une des longueurs d'onde r_j est libre (si plusieurs de ces longueurs d'onde sont libres alors l'une d'entre elles est choisie de manière aléatoire). A chaque slot, ce processus s'arrête dès que t_i bursts ont été ajoutés ou dès qu'aucun autre burst ne peut être ajouté., et reprend à l'arrivée du slot suivant.

B. Bursts optiques virtuels

Dans le processus de transmission décrit ci-dessus, un burst optique est créé au dernier moment, i.e., lorsque le nœud est capable de transmettre sur un slot libre. Avant la transmission, le burst est dit *virtuel* et peut être modifié à tout moment. La création des bursts virtuels est basée sur un mécanisme avec

temporisateur visant à maximiser le taux de remplissage des bursts sans affecter le délai des paquets électroniques.

Un temporisateur est associé à chaque file destination de chaque station. Pour une file destination donnée, le mécanisme d'assemblage de burst est le suivant. Initialement, la file est vide et le temporisateur est inactif. Le temporisateur est activé à l'arrivée du premier paquet dans la file. Un burst virtuel est formé lorsque le temporisateur expire ou bien lorsque la taille de la file d'attente dépasse la taille d'un burst. Le temporisateur est inactif tant qu'il y a au moins l'équivalent d'un burst virtuel dans la file d'attente. Il est réactivé si (i) un paquet arrive et trouve la file vide, ou si (ii) il reste au moins un paquet électronique dans la file suite à la transmission d'un burst, mais pas assez pour former un burst virtuel.

Rappelons que le contenu des bursts virtuels peut être modifié à tout moment avant leur transmission, afin d'augmenter leur taux de remplissage ou de donner priorité à certains paquets, selon la politique de QoS appliquée.

C. Politique de différenciation de QoS

La différenciation de QoS peut être implémentée au moment de la création des bursts en décidant l'ordre dans lequel les paquets électroniques sont inclus dans les bursts successifs. Afin de présenter le mécanisme proposé, nous considérons le cas simple de deux classes de service, *temps-réel* et *best-effort*. Les paquets temps-réel ont une priorité absolue sur les paquets best-effort. Le mécanisme d'assemblage des bursts résultant est illustré par la Figure 2 pour $N = 4$. Il y a deux sous-files par destination, une pour les paquets temps-réel (en gris) et une pour les paquets best-effort (en blanc). Les chiffres sur les paquets électroniques représentent l'ordre d'arrivée des paquets pour chaque destination. Les paquets qui arrivent après la formation d'un burst virtuel sont indiqués en pointillés.

La Figure 2 illustre deux situations pour lesquelles l'utilisation de bursts virtuels améliore la composition du burst final. Au niveau de la file pour la destination 3, l'arrivée d'un paquet temps-réel (numéroté 5) après la création du burst virtuel remplace le paquet best-effort numéroté 2 dans le burst final. Au niveau de la destination 4, le burst virtuel est créé par expiration du temporisateur; le fait d'assembler le burst final au dernier moment permet d'y inclure le paquet best-effort (numéroté 3) arrivé après la création du burst virtuel.

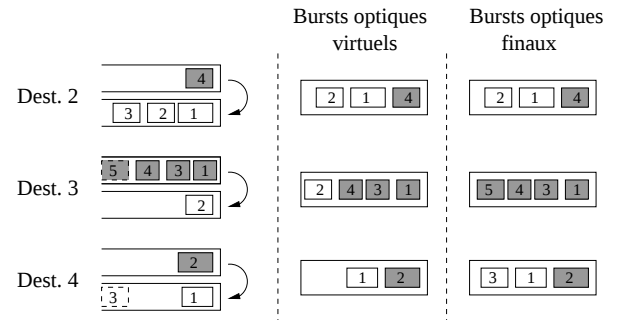


FIG. 2. Mécanisme d'assemblage de burst à la station 1.

Jusqu'à présent, nous avons supposé qu'un burst virtuel

¹Une longueur d'onde additionnelle, non considérée dans ce papier, est utilisée comme canal de contrôle afin d'informer les nœuds de l'état de chaque slot (occupation des slots, destination des bursts, état des réservations).

pouvait être modifié à tout moment avant sa transmission. Toutefois, d'un point de vue technologique, le mécanisme d'assemblage de burst pourrait être plus facile à mettre en œuvre si tous les bursts virtuels pouvaient être modifiés *sauf* le prochain burst à transmettre. Le délai supplémentaire résultant s'avère négligeable, comme le montrent les sections suivantes.

III. ANALYSE DU TEMPS D'ATTENTE

Nous présentons une analyse du délai basée sur des hypothèses simplificatrices afin d'obtenir des intuitions sur la performance du mécanisme d'assemblage de burst proposé.

A. Hypothèses

Nous considérons le cas simple où chaque burst contient un seul paquet électronique. Ainsi, le timer est toujours désactivé et le mécanisme d'assemblage est réduit à la priorité du trafic temps-réel sur le trafic best-effort. Nous supposons que les paquets électroniques arrivent à chaque nœud selon un processus de Poisson d'intensité λ et qu'ils sont équitablement distribués vers chacune des files. Le trafic temps-réel correspond à une proportion p de ces paquets. De plus, nous considérons dans cette section une seule longueur d'onde.

Malgré ces hypothèses simplificatrices, le système reste très complexe dû aux fortes interactions existant entre les files. Afin de simplifier davantage le système et en permettre l'analyse, nous supposons que le taux d'arrivée de slots occupés à chaque nœud (ν) est fixe et indépendant de toute autre chose. En considérant toutes les paires source-destination, nous avons :

$$\nu = \frac{\lambda}{N-1} \sum_{n=1}^{N-2} n = \lambda \frac{N-2}{2}. \quad (1)$$

Ainsi, le temps séparant deux slots libres à un nœud donné suit une distribution géométrique de paramètre $\mu = 1 - \nu$. Comme un slot est de très courte durée, nous pouvons approximer cette distribution avec une distribution *exponentielle* de paramètre μ . Finalement, nous définissons la *charge* comme la proportion des slots occupés entre deux nœuds, qui s'écrit :

$$\rho = \lambda + \nu = \lambda \frac{N}{2}. \quad (2)$$

Le réseau est considéré stable tant que $\rho < 1$. Notons que, d'après (1), $\lambda < \mu$ dans ce cas.

B. Ordonnancement aveugle

Nous considérons tout d'abord un mécanisme de référence sans aucune différenciation de QoS. Le nombre de paquets à chaque nœud correspond à une file $M/M/1$, i.e. une file d'attente ayant des arrivées poissonniennes de taux λ , un temps de service exponentiel de taux μ et un seul serveur. La distribution du *temps d'attente* (D) des paquets électroniques, qu'ils soient temps-réel ou best-effort, est donnée par :

$$P(D > t) = e^{-(\mu-\lambda)t}.$$

Et puisque

$$\mu = 1 - \nu = 1 + \lambda - \rho, \quad (3)$$

nous obtenons simplement :

$$P(D > t) = e^{-(1-\rho)t}.$$

C. Ordonnancement avec gestion de la QoS

Dans le mécanisme d'assemblage proposé, les paquets temps-réel ont une priorité *préemptive* sur les paquets best-effort. Le nombre de paquets temps-réel correspond alors à une file $M/M/1$ avec un taux d'arrivée de $p\lambda$ et un taux de service de μ et leur distribution du temps d'attente s'écrit :

$$P(D' > t) = e^{-(\mu-p\lambda)t}.$$

En utilisant (3), nous obtenons :

$$P(D' > t) = e^{-(1-\rho')t},$$

avec

$$\rho' = \rho \left(1 - \frac{2(1-p)}{N} \right). \quad (4)$$

Notons que cette distribution correspond à la distribution du temps d'attente dans une file virtuelle de charge $\rho' < \rho$.

Dans le cas du *mécanisme alternatif*, dans lequel le contenu du prochain burst optique à transmettre ne peut être modifié (cf. §II-C), les paquets temps-réel ont une priorité *non-préemptive* sur les paquets best-effort. En considérant le pire cas, c'est-à-dire celui pour lequel la file des paquets best-effort est saturée, le nombre de paquets temps-réel se comporte comme une $M/M/1$ avec vacations (dus au service des paquets best-effort), avec un taux d'arrivée de $p\lambda$ et un taux de service de μ , comme l'illustre la Figure 3.

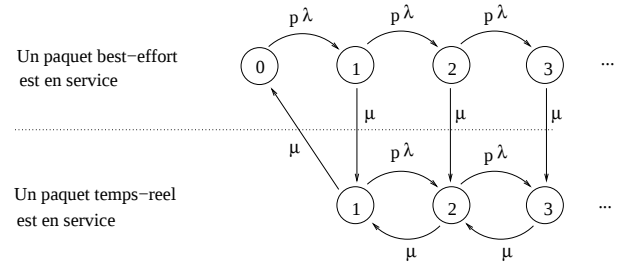


FIG. 3. Processus de Markov décrivant l'évolution de la file des paquets temps-réel sous priorité non préemptive.

En notant p_k la probabilité qu'un paquet temps-réel trouve k paquets dans la file à son arrivée (incluant le paquet best-effort en service, le cas échéant), nous déduisons la distribution du temps d'attente des paquets temps-réel :

$$P(D'' > t) = \sum_{k=0}^{\infty} p_k \frac{(\mu t)^k}{k!} e^{-\mu t}. \quad (5)$$

La Figure 4 présente, pour chaque mécanisme, la probabilité que le temps d'attente des paquets temps-réel dépasse $t = 200$ slots en fonction de la charge ρ pour $N = 8$ et $p = 0.1$. Notons que nous avons $\rho' = 0.775\rho$ dans ce cas, de sorte que la file des paquets temps-réel est stable tant que $\rho < 1/0.775 \approx 1.29$. Le mécanisme d'assemblage proposé est alors capable de

garantir des délais faibles aux paquets temps-réel, et ce même à des charges supérieures à 1. Les délais supplémentaires induits par le mécanisme alternatif sont négligeables.

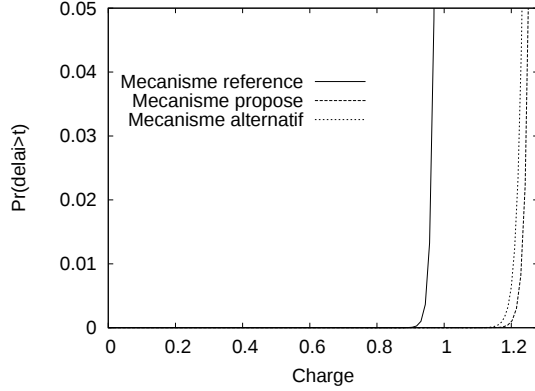


FIG. 4. Distribution du délai pour les trois mécanismes considérés ($N = 8$)

IV. RÉSULTATS DE SIMULATIONS

Bien que l'analyse du temps d'attente que nous venons de présenter nous ait permis d'obtenir des intuitions sur l'efficacité de la solution proposée, elle ne permet pas d'évaluer l'impact du *temporisateur* sur l'assemblage des bursts. Son rôle est pourtant crucial dans certains scénarios de trafic induisant des périodes de famine de slots pour certains nœuds. Dans la suite, nous considérons un anneau avec W longueurs d'onde, une vitesse de transmission de 10 Gbit/s par longueur d'onde et des slots de durée fixe, égale à $10 \mu s$. La taille d'un burst optique est donc égale à 12.5 Ko. L'anneau est divisé en $S = 100$ slots, ce qui correspond à un temps de cycle de $S \times 10 \mu s = 1$ ms. Chaque simulation dure 10^6 cycles.

A. Scénarios de trafic

Afin d'évaluer la performance de la QoS dans des conditions de trafic réalistes, nous introduisons un nœud supplémentaire, le nœud 0, jouant le rôle d'un « hub » reliant l'anneau à l'Internet. Nous supposons que les paquets arrivent selon un processus de Poisson de taux Λ . Nous désignons la matrice de trafic correspondante par p_{ij} , avec $p_{ii} = 0$ pour tout i . Ainsi, un paquet a pour origine i et destination j avec la probabilité p_{ij} ; $\lambda_{ij} = \Lambda p_{ij}$ représente le taux d'arrivée des paquets pour la paire origine-destination (i, j) et $\lambda_i = \sum_j \lambda_{ij}$ représente le taux d'arrivée des paquets au nœud i . Nous évaluons les performances de l'anneau pour les scénarios de trafic suivants, représentés sur la Figure 5 :

Scénario local : tout le trafic est local tel qu'il n'y a pas de trafic provenant ou allant vers le hub :

$$\forall i, j \neq 0, i \neq j, \quad \lambda_{ij} = \frac{\Lambda}{N(N-1)}$$

Ceci est le scénario considéré dans la Section III, avec un taux d'arrivée de $\lambda = \Lambda/N$ au niveau de chaque station.

Scénario hub : tout le trafic provient du hub ou lui est destiné. Le trafic montant correspond au trafic des stations vers le hub et le trafic descendant correspond au trafic du hub vers les

stations. La matrice de trafic est caractérisée par un unique paramètre α représentant la proportion du trafic montant :

$$\forall i \neq 0, \quad \lambda_{0i} = \frac{\Lambda(1-\alpha)}{N}, \quad \lambda_{i0} = \frac{\Lambda\alpha}{N}.$$

Scénario P2P : il y a du trafic entre chaque paire de nœuds (i, j) et le trafic est symétrique, tel que $\lambda_{ij} = \lambda_{ji}$ pour tout $i, j, i \neq j$. La matrice de trafic est caractérisée par un unique paramètre β représentant, pour tout nœud $i \neq 0$, la fraction de trafic local, i.e., le trafic provenant de tous les nœuds $j \neq 0$:

$$\forall i \neq 0, \quad \lambda_{0i} = \lambda_{i0} = \frac{\Lambda(1-\beta)}{2N},$$

et

$$\forall i, j \neq 0, i \neq j, \quad \lambda_{ij} = \frac{\Lambda\beta}{2N(N-1)}.$$

Nous fixons α et β tels que : $\alpha = \beta = 20\%$. Nous supposons que le hub peut transmettre et recevoir sur toutes les longueurs d'onde à la fois ($t_0 = W, r_0 = \{1, \dots, W\}$), tandis que les stations d'accès peuvent transmettre et recevoir sur une seule longueur d'onde ($t_i = |r_i| = 1 \forall i \neq 0$). Nous prenons $W = 4$ dans les exemples numériques. Les longueurs d'onde en réception sont allouées de manière cyclique du nœud 1 au nœud N ; ainsi pour $N = 8$ nœuds, nous avons $r_1 = r_5 = \{1\}$, $r_2 = r_6 = \{2\}$, $r_3 = r_7 = \{3\}$ et $r_4 = r_8 = \{4\}$.

La *charge* du réseau représente un paramètre clé de notre modèle. Elle est désignée par ρ et caractérisée par le « lien logique » le plus chargé, un tel lien étant défini par deux nœuds consécutifs et un sous-ensemble des W longueurs d'onde.

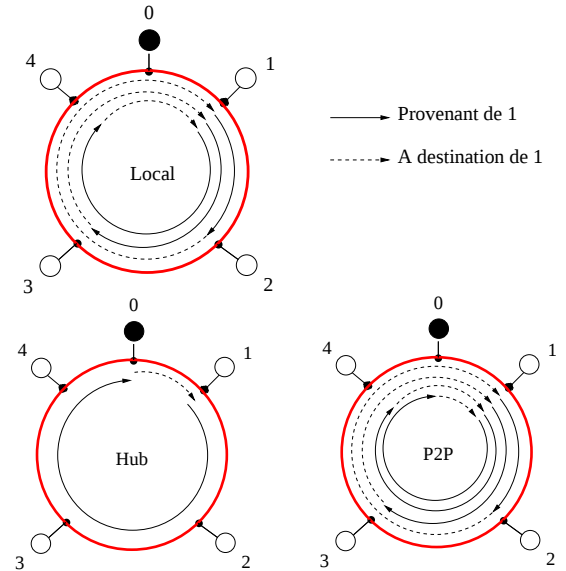


FIG. 5. Trafic émis par le nœud 1 et à sa destination dans les scénarios local, hub et P2P pour un anneau de $N = 4$ nœuds et le hub.

B. Caractéristiques de trafic

Nous supposons que les paquets temps-réel arrivent selon un processus de Poisson et que les paquets best-effort arrivent selon un processus de Poisson groupé avec des rafales de taille

uniformément répartie entre 1 et 16 paquets. La proportion des paquets temps-réel est fixée à $p = 0.1$. La distribution de la taille d'un paquet électronique est la suivante (quelque soit sa CoS) : 60% des paquets ont une taille de 40 octets (unité de transmission minimale) et 40% des paquets ont une taille de 1500 octets (unité de transmission maximale). Ainsi, un burst optique complètement rempli (12.5 Ko) contient 8 à 312 paquets électroniques, en fonction de sa composition.

C. Valeur du temporisateur

La valeur du temporisateur constitue un compromis entre la garantie de taux de remplissage élevés pour les bursts optiques et le maintien de délais faibles pour les paquets électroniques. Cette valeur doit être fixée indépendamment de la politique de QoS, c'est pourquoi nous considérons ici le mécanisme de référence avec l'ordonnancement aveugle présenté dans §III-B. Afin de déterminer la valeur appropriée, plusieurs solutions ont été envisagées : 2 ms (deux cycles), 1 ms (un cycle) et 0.15 ms, une valeur de seuil proposée dans [6].

La Figure 6 présente le taux de remplissage moyen des bursts (en haut) ainsi que la probabilité que le temps d'attente des paquets électroniques soit supérieur à deux cycles (en bas), en fonction de la charge du réseau, dans le scénario local avec $N = 8$ nœuds. Nous observons qu'une faible valeur du temporisateur telle que 0.15 ms conduit à des bursts mal remplis, engendrant une utilisation inefficace de la bande passante. Inversement, un seuil de 2 ms est trop élevé ; bien qu'il améliore l'efficacité globale, il accroît les temps d'attente des paquets électroniques aux faibles charges. Dans la suite du papier, la valeur du temporisateur est fixée à 1 ms, car elle constitue le meilleur compromis entre efficacité et délai.

Nous avons calculé les intervalles de confiance à 95% sur un millier de simulations et avons observé qu'ils sont très étroits, indiquant le bon niveau de précision des résultats présentés.

D. Taux de remplissage

Nous étudions à présent le taux de remplissage des bursts optiques assemblés avec notre mécanisme, dans les trois scénarios de trafic décrits dans §IV-A. Nous observons sur la Figure 7 que le taux de remplissage moyen est supérieur à 0.8 pour les charges $\rho > 0.1$, quelque soit le scénario de trafic. A des charges plus faibles, les paquets arrivent moins fréquemment et les bursts ont plus de chance d'être créés par expiration du temporisateur. Notons que les taux de remplissage les plus élevés sont observés pour le scénario hub, dans lequel le trafic descendant est prédominant et les bursts envoyés par le hub bien remplis. Dans le scénario local, le même volume de trafic est équitablement distribué entre les nœuds d'accès, entraînant des taux de remplissage plus faibles. Nous avons vérifié que le mécanisme d'assemblage alternatif, dans lequel le contenu du prochain burst optique à transmettre ne peut être modifié, n'a pas d'impact sur le taux de remplissage moyen.

E. Temps d'attente

La Figure 8 présente le temps d'attente des paquets temps-réel pour les trois mécanismes considérés (celui de référence

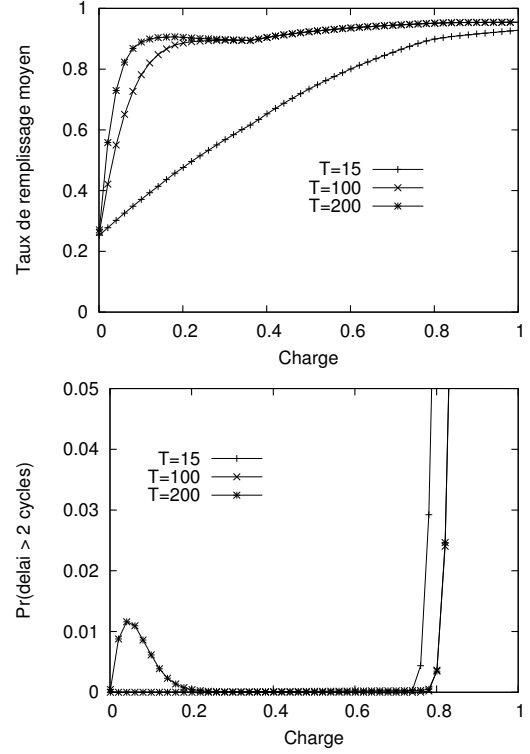


FIG. 6. Impact de la valeur du temporisateur sur le taux de remplissage moyen (en haut) et sur la distribution du temps d'attente (en bas) dans le scénario local avec $N = 8$ nœuds.

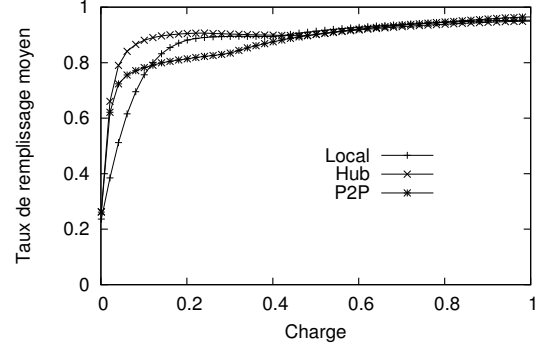


FIG. 7. Taux de remplissage moyen dans les scénarios Local, Hub et P2P dans un anneau composé de $N = 8$ nœuds, pour le mécanisme proposé.

et celui proposé avec et sans modification du prochain burst à transmettre). Nous observons que le mécanisme proposé est capable de garantir des délais faibles aux paquets temps-réel pour les scénarios local et hub, et ce même à de fortes charges. A titre d'exemple, moins de 4 paquets sur 100 000 attendent plus de 2 ms à une charge de $\rho = 1$ dans ces scénarios.

Dans le cas du scénario P2P, le temps d'attente des paquets temps-réel est significatif dès lors que $\rho > 0.8$. Ceci est dû au mécanisme de transmission purement opportuniste utilisé au niveau de la couche optique. Ce dernier n'implémente aucun contrôle d'accès, de sorte que n'importe quel slot libre peut être utilisé par n'importe quel nœud à tout moment. Selon sa position sur l'anneau, un nœud peut souffrir de famine sur une

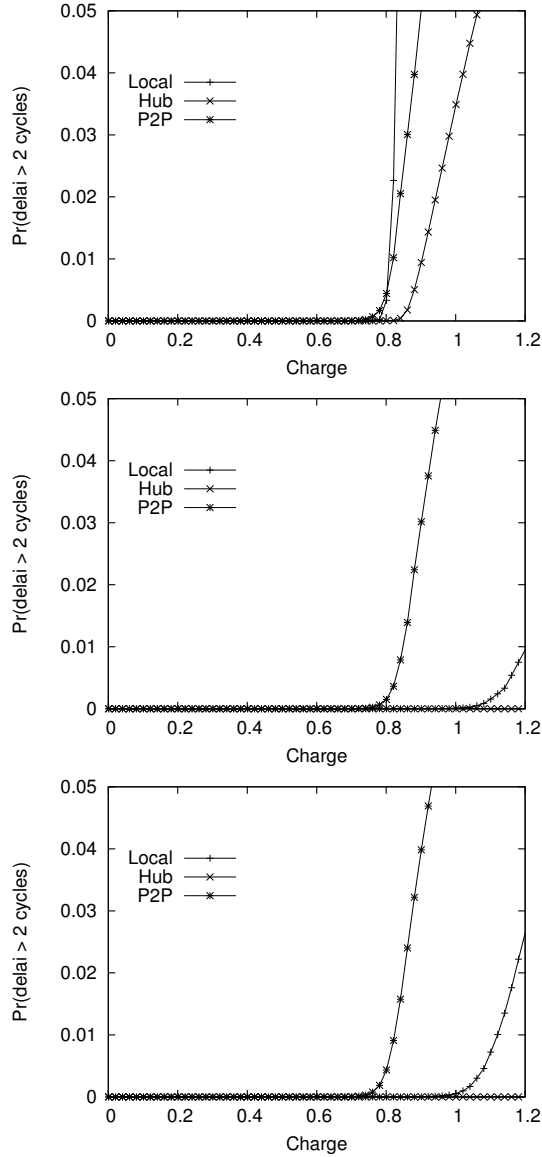


FIG. 8. Délais des paquets temps-réel pour un anneau de $N = 8$ nœuds, pour le mécanisme de référence (en haut) et le mécanisme proposé avec (milieu) et sans (en bas) modification du prochain burst optique à transmettre.

longueur d'onde desservant une destination donnée et devient alors incapable de servir la file correspondante, entraînant des délais élevés malgré l'ordonnancement à priorités implémenté pour remplir les bursts optiques. De telles situations sont plus fréquemment observées dans le scénario P2P, qui allie les effets d'une forte proportion de trafic venant du hub et allant au hub avec ceux du trafic local échangé entre les nœuds d'accès.

F. Impact du mécanisme de transmission utilisé

Lorsqu'un mécanisme de contrôle d'accès tel que celui présenté dans [2] est utilisé, chaque nœud peut accéder de façon équitable aux ressources du réseau. Dans [2] chaque nœud réserve des slots lorsqu'il en a besoin et préempte les réservations tenues par d'autres nœuds dans le but de maintenir un certain niveau d'équité. De cette façon, les slots

libres arrivent régulièrement à chaque nœud. Lorsque notre mécanisme d'assemblage est utilisé, ces slots sont remplis en priorité avec des paquets temps-réel, garantissant ainsi de faibles délais au trafic temps-réel. Nous observons alors que seulement 3 paquets sur 100 000 attendent plus de 2 ms à une charge de $\rho = 1$ dans le scénario P2P (constituant le pire cas).

V. CONCLUSION

Nous avons présenté une nouvelle approche pour la gestion de la QoS dans les réseaux OBS. Dans cette approche, des bursts optiques virtuels sont formés à travers un algorithme basé sur un temporisateur et modifiés jusqu'à leur transmission, offrant ainsi la possibilité d'optimiser le remplissage des bursts et de donner priorité au trafic temps-réel. Cette solution, implémentée exclusivement au niveau électronique, rend la couche optique à la fois plus simple à mettre en œuvre et indépendante de la politique de QoS appliquée.

Nos résultats analytiques et nos simulations montrent que le mécanisme proposé est efficace dans certains scénarios de trafic mais qu'il est susceptible de requérir l'usage d'un mécanisme de contrôle d'accès aux ressources dans d'autres scénarios (P2P), à cause du phénomène de famine de slots.

Par la suite, nous examinerons les problèmes liés à la gestion de la QoS dans d'autres topologies ainsi que dans le contexte plus général de l'interconnexion de réseaux OBS.

RÉFÉRENCES

- [1] K. Bengi, H.R. van As, *QoS Support and Fairness Control in a Slotted Packet-Switched WDM Metro Ring Network*, Proc. GLOBECOM, 2001.
- [2] T. Bonaldi, S. Oueslati, J. Roberts, C. Roger, *SWING : Traffic capacity of a simple WDM ring network*, Proc. ITC 21, 2009.
- [3] A. Carena, V. De Feo, J. Finochietto, R. Gaudino, F. Neri, C. Piglion, P. Poggiolini, *RingO : An experimental WDM optical burst network for metro applications*, IEEE JSAC, Vol 22, No 8, Oct 2004.
- [4] D. Chiaroni, *The French RNRT ECOFRAME project : packet technology perspectives in metro networks*, Invited presentation, APOC 2008.
- [5] I. Cidon, Y. Ofek, *Metaring-a full-duplex ring with fairness and spatial reuse*, Proc. IEEE INFOCOM, 1990.
- [6] T. Eido, D.T. Nguyen, T. Atmaca, *Packet Filling Optimization in Multiservice Slotted Optical Burst Switching MAN Networks*, Proc. IEEE AICT, 2008.
- [7] F. Hacimeroglu, T. Atmaca, *Impacts of Packet Filling in an Optical Burst Switching Architecture*, Proc. IEEE AICT, 2005.
- [8] J. P. Jue and V. M. Vokkarane, *Optical Burst Switched Networks*, Springer, Optical Networks Series, 2005.
- [9] H.-C. Leligou, K. Kanonakis, J. Angelopoulos, I. Pountourakis, T. Orphanoudakis, *Efficient burst aggregation for QoS-aware slotted OBS systems*, European Transactions on Telecommunications, Vol. 17, 2006.
- [10] M. Maier, *Optical Switching Networks*, Cambridge University Press, 2008.
- [11] M.A. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, A. Morabito, F. Neri, *All-optical WDM multi-rings with differentiated QoS*, IEEE Communications Magazine, Vol. 37, No. 2, 1999.
- [12] A. Pantaleo, M. Tornatore, A. Pattavina, C. Raffaelli, F. Callegati, *Dynamic service differentiation in OBS networks*, Proc. BROADNETS, 2007.
- [13] T. Venkatesh, T. L. Sujatha and C. S. Murthy, *A Novel Burst Assembly Algorithm for Optical Burst Switched Networks Based on Learning Automata*, Lecture Notes in Computer Science, Springer, 2007.
- [14] V. M. Vokkarane, K. Haridoss, J. P. Jue, *Threshold-Based Burst Assembly Policies for QoS Support in Optical Burst-Switched Networks*, Proc. OptiComm 2002.
- [15] X. Yu, Y. Chen, C. Qiao, *Performance evaluation of optical burst switching with assembled burst traffic input*, IEEE Network, May-June 2004.