

Service à débit différencié sur réseau à médium partagé

Gwendal LE GRAND⁽¹⁾ et Pascal ANELLI⁽²⁾

(1) *École Nationale Supérieure des Télécommunications (ENST), 46 rue Barrault, 75634 Paris Cedex, France.*

(2) *Laboratoire d'Informatique de Paris 6 (LIP6), Université de Paris, 8 rue du Capitaine Scott, 75015 Paris, France.*

L'architecture à différenciation de services a été proposée comme une solution simple pour fournir des services de transfert de qualité différente au sein de l'Internet. Un service est la combinaison d'une politique de conditionnement du trafic et d'un comportement de relayage des paquets. L'architecture suppose que chaque nœud a le contrôle des ressources (mémoire et bande passante). Dans le cas des liens point à point, cette hypothèse est vraie. Par contre, dans le cas des liens multipoints comme les LAN (*Local Area Network*) tels que IEEE 802.x, le contrôle de la bande passante est partagé et distribué. Dans ces conditions, le trafic d'un nœud est perturbé par les conditions de trafic du lien. C'est dans le contexte de ce type de réseaux que ce document propose une méthode de contrôle dynamique de la bande passante. Celle-ci s'appuie sur un contrôleur d'accès qui répartit équitablement et efficacement la bande passante entre les différents flots. Cet élément stabilise la capacité du LAN et offre le support d'une gestion de QoS (*Quality of Service*) par différenciation de services. Le contrôleur d'accès utilise un algorithme distribué pour répartir dynamiquement la capacité de transmission entre les nœuds et une technique d'ordonnancement pour contrôler le partage entre les flots concurrents localement à chaque nœud.

Mots clés : Diff-Serv, QoS, réseau local.

1 Architecture de Qualité de Service (QoS) à Différenciation de Services

L'architecture de QoS à Différenciation de Services (*Diff-Serv*) [1] résulte d'un effort mené par l'IETF pour résoudre les problèmes de complexité et de passage à l'échelle posés par Int-Serv [2]. Le passage à l'échelle devient possible si les services sont offerts au niveau d'une classe de service plutôt qu'au niveau d'un flot applicatif. Les traitements à l'échelle du flot sont repoussés aux extrémités du réseau, car l'objectif est de laisser le cœur du réseau aussi simple que possible. Une classe de QoS définit un macro-flot, constitué d'une agrégation de micro-flots : les flots applicatifs. Le critère d'agrégation est la contrainte de QoS exprimée par chaque flot. Les routeurs effectuent alors les traitements non plus sur des micro-flots (trop nombreux dans l'Internet) mais sur des macro-flots dont le nombre est limité et fixé par l'administrateur du domaine. Un domaine représente une portion contiguë de l'Internet contrôlée par une même autorité administrative. Le contrôle de trafic introduit dans l'architecture Diff-Serv s'effectue par marquage du paquet et par un jeu de comportement de relayage fixe. Cette dualité est marquée dans l'architecture Diff-Serv par deux éléments fonctionnels : la bordure et le cœur.

Les éléments de bordure effectuent la classification des paquets et le conditionnement du trafic en fonction des accords de service (*SLA : Service Level Agreement*) et des spécifications du niveau de service (*SLS : Service Level Specification*) entre le domaine et ses voisins. Un SLA est un accord bilatéral négocié du type client-fournisseur. Le SLS contient les paramètres tels que la capacité de transmission requise, la taille des rafales et le débit crête. L'action du conditionnement porte sur la surveillance, le marquage et la régulation du flot utilisateur.

Les éléments du cœur du réseau se chargent du transit des paquets il s'agit du comportement de relayage (*PHB : Per-Hop Behavior*). Le PHB reçu par un paquet dépend d'une marque qu'il contient dans son en-tête. En plus du comportement standard actuel dit DE (*Default*) utilisé par le service BE (*Best Effort*), l'IETF a défini deux PHB: EF (*Expedited Forwarding*) [3] et AF (*Assured Forwarding*) [4]. L'Expedited Forwarding permet de réaliser un service de transfert à forte contrainte temporelle tandis que l'Assured Forwarding qui assure à certains paquets une protection contre la perte en cas de congestion.

Cette méthode est attractive en ce sens qu'elle fournit au réseau Internet actuel les moyens de définir des classes de QoS sans modification profonde de l'architecture TCP/IP et d'avoir ainsi une solution de continuité par rapport au service simple de type "au mieux" couramment employé aujourd'hui. En effet, l'architecture de QoS à différenciation de services déporte les traitements complexes en bordure et ne demande pas la gestion d'états d'applicatifs par les routeurs ni la modification des interfaces de service. Ainsi, elle présente une insensibilité au facteur d'échelle en terme de traitement au niveau des routeurs et en terme de bande passante (absence de signalisation de QoS applicative hors bande). En plus, le report des classes de QoS au niveau de l'Internet permet de constituer ces classes indépendamment des technologies de réseau sous-jacentes.

2 Qualité de Service sur LAN

Le modèle d'architecture Diff-Serv repose sur un contrôle centralisé de traitement du relaiage des paquets, c'est-à-dire que la totalité de la bande passante du lien est dédiée à une interface de sortie. Celle-ci contient les mécanismes du relaiage des paquets conformément au PHB sollicité et peut donc gérer la bande passante du lien. Les topologies de réseau commuté tirent pleinement profit du modèle Diff-Serv. Ces topologies se caractérisent par des liens point à point interconnectés par des routeurs. Elles sont principalement appliquées dans les WAN ayant par exemple un rôle de réseau de transit ou d'accès dans l'Internet.

Les topologies de réseau à diffusion (réseau de type 802.x) se caractérisent par un support unique multipoint, partagé par l'ensemble des nœuds connectés au réseau. Les réseaux à diffusion connaissent un regain d'intérêt ces dernières années avec le déploiement des réseaux locaux sans fil. Vis-à-vis de la gestion de la QoS, leur déploiement pose quelques problèmes, notamment :

- la bande passante du support est instable, elle peut dépendre de l'environnement d'exploitation mais également de la charge offerte. Cette remarque est surtout vraie dans le cas des réseaux utilisant des méthodes d'accès de résolution de contention a posteriori comme Ethernet/IEEE 802.3 ou IEEE 802.11 (quand le nombre de nœuds augmente). Après avoir atteint un maximum, les performances se dégradent d'une façon presque inversement proportionnelle à la charge dans les conditions de pointe [5].
- tous les émetteurs partagent la même ressource. Comme la méthode d'accès est répartie et qu'il n'y a aucun contrôle de trafic, aucune isolation des flots n'existe pour protéger les flots à QoS des flots BE. Dans ces conditions, il n'est pas possible de garantir le moindre QoS à des flots spécifiques.
- la multiplicité des accès au support empêche l'ordonnancement de l'ensemble des paquets émis comme dans le cas d'un accès unique. La bande passante étant elle-même variable, l'ordonnancement des paquets au sein d'un nœud est rendu plus complexe.
- le "cœur du réseau" n'est plus constitué par un système intermédiaire mais par un lien. La réalisation du PHB est reportée dans les nœuds émetteurs eux-mêmes, en même temps que le conditionnement. La dualité de l'architecture Diff-Serv est de fait supprimée physiquement.

La conclusion de ces remarques est qu'aucun émetteur sur un réseau à diffusion ne peut avoir une garantie de QoS pour ses propres besoins. Cependant, la QoS est un concept de bout en bout. Cela signifie que, de l'émetteur au récepteur, tous les réseaux sollicités pour l'acheminement des données doivent être en mesure de fournir une QoS conforme à la demande. La QoS vue par le récepteur correspondra à la QoS rendue par le réseau le moins performant. Le maillon faible dans cette chaîne est le réseau local lorsqu'il fonctionne selon une topologie de réseau à diffusion.

L'avenir prometteur des technologies sans fil a suscité une activité intense pour proposer de la QoS sur les média partagés. Ce problème est appréhendé sous plusieurs angles. Une première approche consiste à agir sur la méthode d'accès elle-même [6, 7], où les flots à QoS ont un délai de reprise après contention plus faible que les autres flots. Une autre approche consiste à introduire un contrôle de niveau liaison : celui-ci permet d'effectuer une correction des défauts de transfert (en fonction du service) et de limiter le trafic offert par chaque nœud [8]. Enfin, le contrôle peut se faire au niveau d'IP en introduisant un point central qui effectue un contrôle d'admission et alloue dynamiquement la capacité aux flots [9]. Si les solutions au niveau MAC sont efficaces, elles ont l'inconvénient d'être spécifiques à une technologie. La limitation du trafic statiquement à chaque nœud ne prend pas en compte la dynamique d'activité des nœuds. Enfin, la gestion dynamique de la capacité par un point central rend les changements d'affectation très coûteux.

2.1 Approche proposée

Le contrôle de la bande passante présenté dans cet article est dérivé des travaux sur le mécanisme CLEP [10, 11]; ce dernier introduit un régulateur au niveau de chaque nœud afin de contrôler les demandes d'accès au médium partagé. La régulation est effectuée en fonction de l'état du nœud et de l'état du réseau. Ce dernier est déduit par chaque nœud à l'aide d'un protocole d'échanges de messages. Le régulateur distribue des jetons aux nœuds. Ces jetons représentent la capacité ou la quantité de trafic pouvant être émise. Un tel mécanisme est indépendant de la méthode d'accès au support, qui vise à sérialiser les demandes concurrentes d'accès au support. L'originalité de notre proposition par rapport à celle de CLEP porte sur les critères du partage de la bande passante, sur la gestion des flots concurrents au sein d'un même nœud et sur la gestion d'un service à QoS dont le critère est le débit.

L'activité des sources et le trafic généré sont dynamiques ; la solution du contrôle de la capacité doit donc être dynamique. La localisation du contrôle peut être centralisée ou distribuée. Les méthodes d'accès sur les média partagés ont un contrôle distribué : il n'existe pas de point central ni de relation hiérarchique entre les nœuds. Ainsi, la complexité est partagée par l'ensemble des nœuds et le système est plus robuste. Pour les mêmes

raisons, il est souhaitable que l'algorithme de contrôle de la capacité du médium partagé soit distribué. De plus, comme la diffusion est une propriété naturelle de ce type de réseau (une trame émise sur le support est reçue par tous les nœuds), elle n'est pas plus coûteuse (en terme de ressources de transmission) qu'une communication unicast. La coordination entre les éléments distribués peut se faire efficacement au moyen de la diffusion. Enfin la solution proposée est logicielle et se situe au-dessus de la technologie de transmission. Elle est donc indépendante de la méthode d'accès ou du fournisseur de matériel. Le principe de superposition à l'existant a démontré sa validité avec le protocole IP. Du point de vue de la mise en oeuvre, la coordination peut se faire via un protocole de signalisation propre interfacé à IP ou éventuellement par un message ICMP ou RSVP.

La coordination dynamique des demandes réparties est une tâche délicate qui doit tenir compte de deux objectifs antinomiques : actualité (et donc pertinence) des informations d'état du trafic servant à l'allocation des ressources et faible surdébit induit par la diffusion de ces informations. Les propriétés attendues d'un mécanisme de contrôle sont la réactivité au changement des conditions de trafics, la précision dans les allocations la capacité, ainsi que la robustesse face aux pannes, aux arrêts et démarrages des nœuds et aux pertes de messages de coordination.

Le contrôle de la capacité est réalisé selon les principes de l'architecture Diff-Serv, c'est-à-dire que le contrôle est effectué sans aucune intervention des applications : il n'y a pas de signalisation applicative. Cette solution a l'avantage d'assurer la continuité avec les applications existantes. La séparation des fonctions de contrôle de trafic et de relaiage se retrouve dans l'architecture proposée. En effet, l'architecture Diff-Serv se compose de deux parties : l'une pour conditionner les flots à l'entrée du réseau et l'autre pour fournir un comportement de relaiage. Le conditionnement a un rôle d'identification des flots et de contrôle sur les trafics à QoS admis sur le réseau. Il sert à calibrer les flots à QoS par rapport à un profil. Le contrôle d'accès à la bande passante permet de gérer les demandes concurrentes en fonction du PHB des paquets. Il ordonnance les paquets et répartit la bande passante entre les flots BE, stabilise la bande passante et veille à obtenir des gains statistiques. Un gain statistique est la récupération de la capacité non utilisée par le trafic à QoS pour le trafic BE. La recherche de gain statistique peut s'effectuer à deux niveaux [12] :

- localement, sur chaque nœud. La bande passante allouée pour les flots à QoS et non consommée est utilisée pour envoyer du trafic best effort. Cependant, le gain dépend de la charge best effort du nœud. Si celle-ci est faible, le gain est nul. Dans cet article, nous proposons une solution pour effectuer un gain statistique local.
- globalement, pour un LAN. La bande passante non utilisée par les flots à QoS est redistribuée à l'ensemble des trafics best effort du LAN. Cependant, ceci peut avoir des conséquences sur la QoS du trafic. En effet, un nœud qui redistribue sa bande passante peut avoir besoin de la récupérer ultérieurement, ce qui peut être long suivant le protocole adopté. Cette approche sera le sujet de nos travaux futurs.

Sur les média partagés et encore plus lorsqu'ils sont sans fil, la capacité d'écoulement du support (la bande passante) est étroite. Lorsque celle-ci est partagée entre plusieurs nœuds, la contention peut être forte. L'absence de recherche de gains statistiques peut conduire à un taux d'utilisation des ressources de transmission faible et réduire le nombre de flots à QoS à une part congrue. Ceci constitue un terrible gâchis lorsque la ressource est faible et que la demande est forte. Nous retrouvons ici la même problématique que pour la définition des politiques de service : fournir une isolation entre les flots tout en conservant le partage du support.

Actuellement, notre système ne supporte que deux PHB : DE et EF. Le premier est utilisé par les trafics BE et le second pour les trafics ayant une garantie de débit. Le PHB du trafic à QoS ne comporte pas de priorité spatiale : il n'y a pas de discrimination à la perte.

Le contrôle d'accès à la bande passante repose sur un gestionnaire qui détermine le partage équitable (*fair share*) pour les flots BE du nœud et sur un ordonnanceur à débit contrôlé (*RCSP : Rate Controlled Static Priority*) [13]. Un ordonnanceur à débit contrôlé se compose d'un régulateur et d'un ordonnanceur. Le régulateur contraint les flots à un profil de trafic. Il génère ainsi un trafic composé de paquets dits éligibles. L'ordonnanceur détermine l'ordre de transmission des paquets éligibles. Le RCSP possède la caractéristique d'être non conservateur (il peut être dans un état inactif bien qu'il ait des paquets à transmettre). En effet, la capacité du médium doit être partagée entre les nœuds et les classes de QoS. Une discipline de service non conservatrice présente l'avantage de limiter le débit de chaque nœud à une valeur affectée.

Pour coordonner les actions du gestionnaire, un protocole de synchronisation est mis en oeuvre. L'algorithme du gestionnaire est dans le principe équivalent à OSPF pour le routage. Les échanges servent à constituer et à synchroniser une carte de l'utilisation des ressources du lien partagé dans chaque nœud. Au lieu de calculer une route, c'est un partage équitable pour les flots BE qui est calculé. Le critère d'optimalité est celui du partage max-min (*max-min fairness*) [14]. Chaque nœud effectue le calcul de son partage selon la connaissance qu'il a de l'utilisation des ressources. La détermination de la demande d'un nœud est effectuée selon la mesure d'une valeur moyenne. La période de mesure et la méthode de calcul de la moyenne sont les paramètres importants du contrôle de l'intensité du trafic de coordination et de la pertinence des informations d'états du trafic. Le trafic de coordination dépend également du nombre de nœuds et de la variabilité du trafic. Actuellement, l'algorithme du

gestionnaire est orienté communication, puisqu'il effectue uniquement le calcul de son partage. Il apprend le partage des autres nœuds par un message de coordination. La complexité est réduite, mais au prix d'un coût en communication. A l'inverse, un algorithme de gestionnaire orienté traitement consisterait à calculer le partage de chaque nœud à la réception d'un message d'état. Le coût de la communication serait significativement diminué au prix d'une complexité de calcul plus importante. Ceci sera l'objet de nos futurs développements.

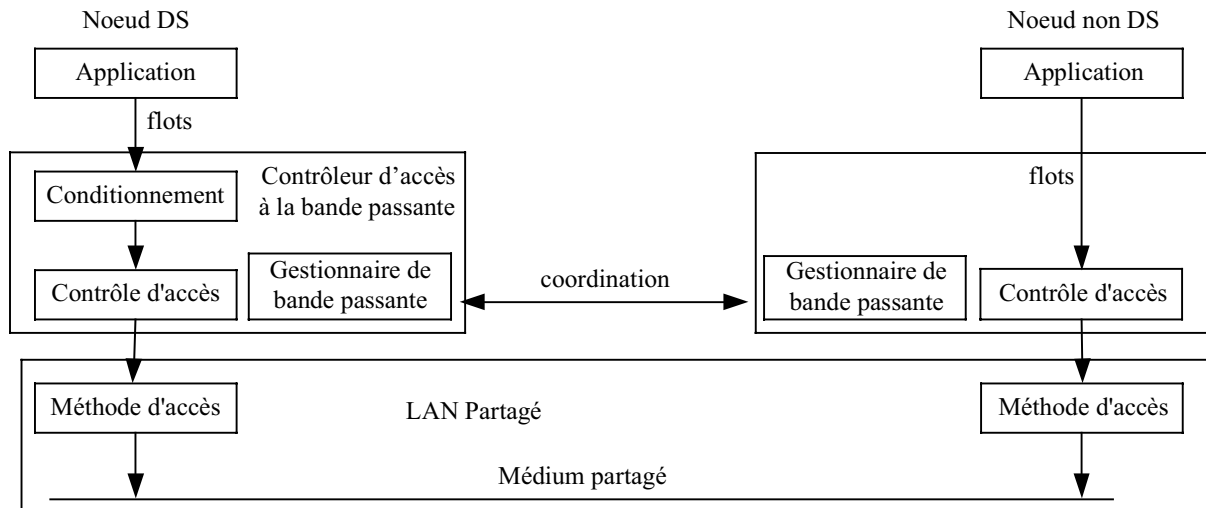


Figure 1. Éléments fonctionnels d'un réseau Diffserv sur LAN partagé

Comme le montre la figure 1, nous ajoutons un module de contrôle d'accès, un gestionnaire de bande passante ainsi qu'un module de conditionnement (pour les nœuds Diffserv seulement) à l'architecture traditionnelle d'un nœud (c'est-à-dire l'architecture qui ne supporte pas la QoS). Le module de conditionnement a pour but de marquer et limiter le trafic EF aux spécifications du SLS. Un SLS est installé sur les nœuds par l'administrateur du réseau. Sans conditionnement, le nœud ne peut pas envoyer de trafic EF. Les actions entre les contrôleurs d'accès sont synchronisées par un protocole de coordination qui permet d'échanger les états de trafic des nœuds et qui n'est pas vu par les couches supérieures (par exemple IP). Celui-ci échange les états locaux de chaque nœud et permet à tous les nœuds d'avoir une image globale de l'état des ressources du lien partagé. C'est à partir de cette image que la bande passante pour les flux BE est répartie entre les différents nœuds qui en ont besoin. Le point faible de notre solution est que tous les nœuds connectés au LAN partagé doivent posséder ce module de contrôle d'accès. En effet, si un nœud se connecte au réseau de manière sauvage, sans ce module, il accapare de la bande passante et fausse les calculs de bande passante disponibles effectués par les contrôleurs d'accès. Pour atteindre l'objectif de support de QoS, tous les nœuds doivent donc collaborer.

Notons que le conditionnement, de même que le contrôle d'accès, reste au niveau du paquet. Les mécanismes de niveau trame ne sont pas modifiés, ce qui veut dire par exemple que la méthode d'accès n'a pas à tenir compte des contraintes de QoS. Ainsi, la mise en œuvre de cette architecture se fait au niveau du code générique de l'interface de sortie et n'est pas spécifique à un certain type de carte.

2.2 Fonctionnement du contrôleur

L'algorithme utilisé repose sur le principe de l'équité max-min. Ce principe est illustré figure 2. La bande passante totale (colonne de gauche) est répartie de la manière suivante :

- les flux souhaitant écouler moins de trafic que le partage égalitaire sont satisfaits (c'est le cas de la source A),
- on effectue ensuite un partage égalitaire de l'excédant des ressources disponibles entre toutes les sources qui souhaitent bénéficier d'une bande passante supérieure à la valeur correspondant au partage équitable. Ainsi, la source A permet à B et C de bénéficier d'un débit supplémentaire et réparti de manière équitable entre eux.
- les sources non satisfaites ont la même allocation de capacité.

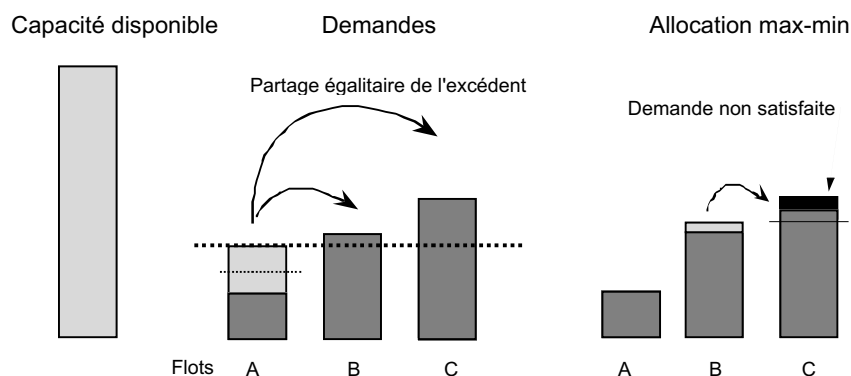


Figure 2. Principe de l'équité max-min

Nous proposons d'implémenter l'équité max-min de manière distribuée. Chaque nœud maintient ainsi une *table des usages* qui contient les paramètres suivants : le trafic entrant, l'allocation de trafic DE et l'allocation de trafic EF.

Les débits des sources sont mesurés en effectuant une moyenne exponentielle avec pour paramètres la période de mesure et la pondération des éléments mesurés.

D'une manière globale, le réseau dispose donc d'une table synchronisée par des messages émis par le contrôleur. Cette table est mise à jour par les événements suivants :

- réception d'un message. Ceci implique de déterminer l'allocation du nœud. Si celle-ci est modifiée, le nœud diffuse son nouvel état dans le réseau.
- processus synchrone qui effectue un ajustement de l'allocation en fonction de l'état local du trafic observé sur le nœud. Lorsque les demandes sont inférieures à la capacité disponible, tous les nœuds voient leurs demandes satisfaites sinon le partage est effectué selon le principe de l'équité max-min.

En cas d'encombrement (lorsque la demande est supérieure à la capacité), le gestionnaire de chaque nœud calcule le partage égalitaire et l'allocation maximum qui sera retenue par les sources ayant les débits les plus forts. Ensuite, le gestionnaire communique cette allocation équitable déduite à l'ordonnanceur à débit contrôlé.

Pour éviter que des messages de signalisation n'inondent le réseau lors de faibles changements d'états, une marge proportionnelle à la capacité totale est utilisée pour l'allocation. Cette marge sert de tolérance aux variations du débit émis par la source.

2.3 Évaluation

L'évaluation de cette proposition a été effectuée par simulation sous NS-2 [15]. La topologie de test comporte 8 nœuds dont 7 sont des sources et un est destinataire de tous les flots. L'une des sources émet deux flots (un flot BE, noté DE et un flot EF, alors que tous les autres nœuds n'émettent qu'un flot DE. Le réseau de test est Ethernet. Une technologie sans fil n'aurait rien changé à la démonstration car la solution proposée est indépendante du médium.

Pour l'évaluation représentée sur la figure 3, chaque source DE émet un flot à un débit constant de 400kbit/s et avec une taille de paquet de 512 octets. Les sources commencent à émettre avec 50s d'écart. Le nœud 1 bénéficie également d'une qualité de service améliorée pour un flot dans la limite de 200kbit/s. A $t=420s$, un flot de priorité haute et de durée 100s commence. Le débit de ce flot reste dans la limite du débit indiqué par le profil (200kbit/s). La taille des paquets est fixée 512 octets, comme pour les sources DE. Afin d'étudier le réseau fortement chargé, nous fixons la capacité du lien à 1Mb/s. En effet, il n'est pas utile de simuler un réseau filaire de plus grande capacité car cela ne change rien à l'algorithme. La seule différence réside dans le temps de simulation qui augmente du fait du nombre d'événements plus important. La capacité maximale du lien est environ 75% de sa capacité. La différence est consommée par la couche MAC comme la synchronisation trame, les collisions, le délai inter-trame, etc. Cette valeur est conservée pour indiquer la bande passante disponible avec ce mécanisme. Dans tous les cas, nous mesurons le débit moyen reçu par le destinataire. Le débit est normalisé et exprimé par le pourcentage de la bande passante totale du lien.

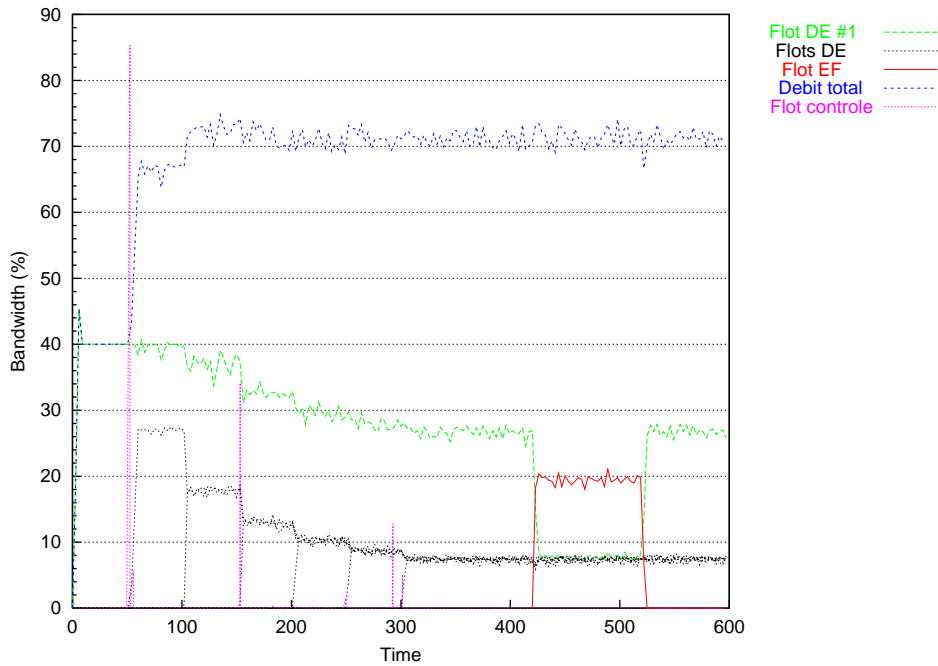


Figure 3. Partage avec un flot à débit garanti

Sur la figure 3, le trafic écoulé reste pratiquement constant. A chaque fois qu'une nouvelle source de trafic apparaît, les autres sources best effort diminuent leur débit pour permettre une équité parfaite entre les sources de trafic. Les paliers représentés sur les courbes ne sont donc pas des états transitoires, mais bien des états stationnaires qui correspondent chacun à des conditions de trafic particulières (un nombre de sources actives émettant à un débit constant). A $t=420s$, le flot EF commence et le flot 1, qui se trouve sur le même nœud, restitue une partie de la bande passante qu'il utilise pour le flot EF. Lorsque le flot EF s'arrête à $t=520s$, la bande passante est à nouveau récupérée par le flot DE du même nœud. L'activité du flot de contrôle est également représentée, bien que cela ne soit pas le débit de transmission mais le débit d'émission instantané ; à chaque changement de condition de trafic important, un pic de messages de contrôle est émis.

Dans ce système, une garantie de débit est donc proposée à des flots particuliers sans ajouter de signalisation au niveau de l'application. La bande passante inutilisée par un flot privilégié est récupérée par les flots DE qui se trouvent sur le même nœud. Un partage équitable entre les flots DE est effectué. Cette solution permet à l'administrateur du réseau de distribuer des profils pour des trafics EF entre des nœuds d'un réseau partagé sans diminuer le trafic DE. Une source peut transmettre un flot à QoS à n'importe quel moment sans générer de signalisation à la manière d'Int-Serv. Ce comportement est nécessaire dans un environnement Diff-Serv.

Dans la figure 4, nous montrons le partage obtenu lorsque les sources n'ont pas toutes le même débit. Les sources démarrent les unes après les autres, avec à chaque fois une incrémentation de débit de 60 kbit/s. Le débit de chaque source est constant. Les paquets de toutes les sources ont la même taille. Au-delà de $t= 200s$, la capacité devient insuffisante et des demandes sont insatisfaites. On retrouve un partage selon l'équité max-min. En effet, les sources qui cherchent à émettre un débit inférieur au partage équitable sont satisfaites alors que les autres se contentent d'un partage équitable des ressources.

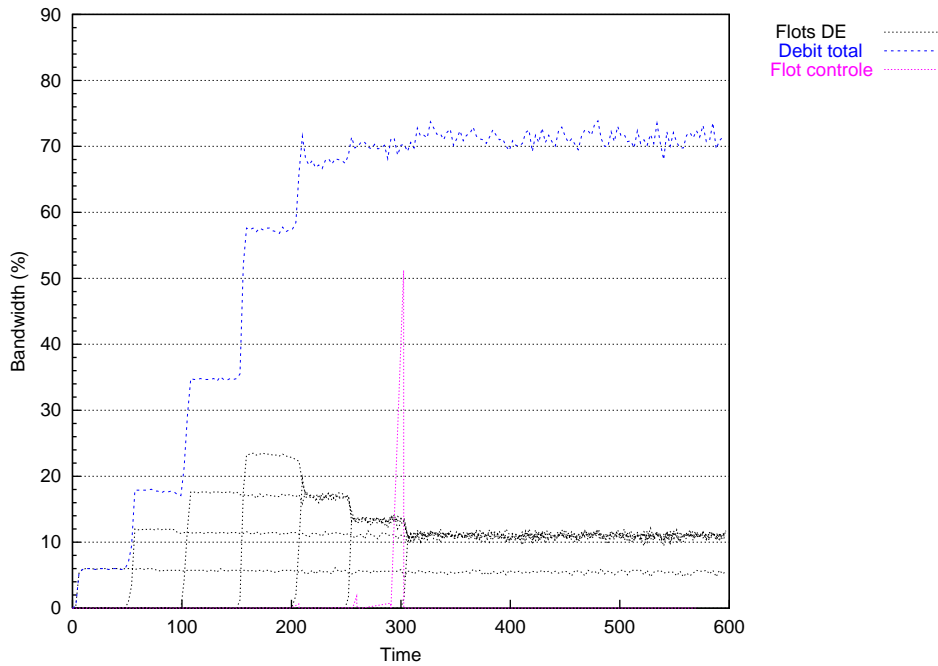


Figure 4. Partage entre flots à débits différents

3 Conclusion

Nous avons montré qu'un contrôle de la bande passante sur un médium partagé pouvait être effectué de manière distribuée en utilisant le principe du partage équitable max-min. Afin de permettre le déploiement d'une architecture Diff-Serv dans ce type d'environnement, il est également possible d'attribuer des garanties de débit sans entraîner nécessairement une baisse du taux d'utilisation de la capacité de transmission. Cependant, cette étude a été réalisée uniquement en observant le débit et en traitant la capacité à QoS inutilisée localement. Ce travail va être poursuivi suivant deux axes. D'une part, nous proposons d'effectuer un gain statistique global, à l'échelle du LAN. Une évaluation du délai des flots EF lorsque les ressources inutilisées sont partagées entre tous les nœuds du réseau et que l'allocation est effectuée sur un système à seuil va être réalisée. D'autre part, l'intensité du flot de contrôle peut encore être diminuée en développant un algorithme distribué chargé de l'allocation de l'ensemble des nœuds.

Références

- [1] **Blake S., Black D. and Carlson M.**, RFC: 2475. December 1998. *An Architecture for Differentiated Services*.
- [2] **Weiss W.**, Bell Labs Technical Journal, Vol. 3, N. 4, <http://www.lucent.com>. October 1998. *QoS with Differentiated Services*
- [3] **Bruce D. and al.**, draft-ietf-diffserv-rfc2598bis-02.txt. September 2001. *An Expedited Forwarding PHB*.
- [4] **Heinanen, Baker, Weiss, Wroclawski**, IETF RFC 2597, June 1999. *Assured Forwarding PHB Group*.
- [5] **Stallings W.**, Ed.: Mac Millan, Fourth Edition, 548 p. *Local And Metropolitan Area Networks*.
- [6] **Barry M., Campbell A.T. and Veres, A.**, INFOCOM'01. *Distributed Control Algorithms for Service Differentiation in Wireless Packet Networks*.
- [7] **Aad I. and Castellucia C.**, INFOCOM'01. *Differentiation mechanisms for IEEE 802.11*.
- [8] **Xylomenos G. and Polyzos G.**, Elsevier Computer Networks, Vol. 37, pp. 601-615. *Quality of Service support over multi-service wireless Internet link*.
- [9] **Garcia-macias J.A., Rousseau F., Berger-Sabbatel G., Toumi L. and Duda A.**, First ACM Wireless Mobile Internet Workshop, Ed. ACM, Rome, Italy. *Quality of Service and Mobility for the Wireless Internet*.
- [10] **Bouyer M., Horlait E.**, SFBSID'97, *Bandwidth Management and Reservation over Shared Media*, Fortaleza, Brésil, Novembre 1997

- [11] **Horlait E.**, Brevet n° 9707667, Procédé de gestion de bandes allouées dans les réseaux locaux à accès partagés, protocole et filtre de mise en œuvre, déposé pour la France, l'Europe et l'Amérique du Nord et le Japon, 19 Juin 1997.
- [12] **Anelli P., Le Grand G.**, Proceedings of IwQoS'01, 6-8 Juin 2001. Diffserv over Shared Media
- [13] **Zhang H. and Ferrari D.**, Proceedings of INFOCOM'93. *Rate-Controlled Static-Priority Queueing.*
- [14] **Keshav S.**, Ed.: Addison-Wesley Publishing Company. *An Engineering Approach to computer Networking: Atm Networks, The Internet and the Telephone Network.*
- [15] **NS-2 Simulator**, <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>